ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫЕ СЕТИ

Энциклопедия

Том 3

Методы анализа и оптимизации структуры, архитектуры и жизненного цикла инфокоммуникационных сетей

С. П. Воробьев, А. Е. Давыдов,
В. В. Ефимов, В. И. Курносов, Н. Н. Мошак

ЭНЦИКЛОПЕДИЯ

для руководителей и специалистов предприятий,
преподавателей, аспирантов и студентов ВУЗов
отрасли инфокоммуникаций

Инфокоммуникационные сети

Том 3

Методы анализа и оптимизации структуры, архитектуры
и жизненного цикла инфокоммуникационных сетей

Под редакцией
Лауреата Государственной премии СССР
и премии Правительства Российской Федерации
профессора С. П. Воробьева

Наукоемкие технологии
Санкт-Петербург
2019

УДК 004.7
ББК 32.88
И74

Редакционная коллегия энциклопедического издания:
С. П. Воробьев, А. Н. Буренин, П. А. Будко, А. Е. Давыдов, Е. Б. Давыдов, В. В. Ефимов, И. А. Кулешов, В. И. Курносов, С. И. Макаренко, В. В. Масановец, С. П. Присяжнюк

Авторы и составители
третьего тома энциклопедии:
С. П. Воробьев (ответственный редактор), *А. Е. Давыдов, В. В. Ефимов, В. И. Курносов, Н. Н. Мошак*

Рецензенты третьего тома энциклопедии:
доктор технических наук, профессор *Е. Б. Давыдов,*
доктор технических наук, профессор *С. П. Присяжнюк*

И74 Инфокоммуникационные сети: энциклопедия. Том 3: Методы анализа и оптимизации структуры, архитектуры и жизненного цикла инфокоммуникационных сетей / С. П. Воробьев, А. Е. Давыдов, В. В. Ефимов, В. И. Курносов, Н. Н. Мошак; Под ред. С. П. Воробьева. – Изд. 2-е, перераб и доп. – СПб.: Наукоемкие технологии, 2019. – 376 с.

ISBN 978-5-6043663-4-9

УДК 004.7
ББК 32.88
И74

В третьем томе энциклопедии представлены результаты теоретических исследований, полученных разными авторами в процессе разработок конкретных ведомственных инфокоммуникационных сетей (ИКС) с целью их анализа и оптимизации. В первой части тома в доступной форме излагаются математические основы анализа и оптимизации сетей передачи дискретных сообщений. Методы анализа и оптимизации архитектуры ИКС рассматриваются во второй и третьей частях книги. Методы оценки функциональных характеристик сетей, построенных в соответствии с моделью ЭМВОС, и транспортных сетей ведомственных ИКС представлены в четвертой и пятой частях данного тома. Завершают этот том результаты исследований новой проблемы – методов анализа и оптимизации жизненного цикла ИКС, в интересах повышения эффективности ИКС.

Данное издание предназначено для широкого круга специалистов, занимающихся научными исследованиями, разработками, проектированием и эксплуатацией современных ИКС.

© Коллектив авторов, 2019.

ISBN 978-5-6043663-4-9

ПРЕДИСЛОВИЕ

В третьем томе энциклопедии «Инфокоммуникационные сети» излагаются теоретические основы анализа и оптимизации структуры, архитектуры и жизненного цикла инфокоммуникационных сетей с использованием разных подходов к этой проблеме различных поколений ученых без каких–либо существенных изменений авторской редакции. По нашему мнению, это лучший способ донести до читателя разнообразие мнений уже зрелых ученых к тонкой и щепетильной проблеме выбора критерия и оценки эффективности уже созданных или только разрабатываемых инфокоммуникационных сетей (ИКС). Кому-то описанные в томе методы помогут решить практические задачи анализа и оптимизации разрабатываемой ИКС, критический взгляд других наведёт их на новые идеи, новые подходы.

Соискателям ученых степеней будет легче ориентироваться в полноте проработки проблем, которые они исследуют и выносят на защиту. Не секрет, что на защите диссертаций иногда обсуждаются проблемы, уже давно исследованные другими авторами, до работ которых у соискателя по каким-то причинам «не дошли руки». С такими соискателями приходится много работать, прежде чем диссертация будет доведена до необходимой кондиции. А иногда уже после защиты случаются обвинения в плагиате. Здесь уместно вспомнить слова нашего учителя, профессора Г.П. Захарова, который говорил своим ученикам: «Прежде чем выходить на защиту диссертации, Вы должны понять, почувствовать, что в той узкой области науки, которой Вы занимаетесь и пишите диссертацию, Вы знаете больше, чем любой другой специалист». И он не допускал к защите своих учеников, пока и сам не чувствовал этого. Это напутствие – хорошая заповедь и для сегодняшних молодых ученых.

Авторский коллектив, материалы которого использованы в данном томе, принадлежит, в основном, к научной школе профессора Г.П. Захарова. Главное, что их объединяет – хорошая теоретическая подготовка и огромный практический опыт исследований и разработок общегосударственных, ведомственных, корпоративных инфокоммуникационных сетей.

Издание будет полезно исследователям, разработчикам, проектировщикам новых инфокоммуникационных технологий и систем, а также при подготовке кадров соответствующих специальностей.

Данный том энциклопедии написан высокопрофессиональным коллективом специалистов Санкт-Петербургских НИИ «Рубин» и «Масштаб», имеющих огромный опыт ис-

следований и разработок ведомственных инфокоммуникационных сетей: докт. техн. наук, проф. С.П. Воробьевым (предисловие, части 3 и 6), докт. техн. наук, проф. В.И. Курносовым (часть 4), докт. техн. наук А.Е. Давыдовым (часть 5), докт. техн. наук, проф. Н.Н. Мошаком (часть 2), канд. техн. наук, доцентом В.В. Ефимовым (часть 1).

Общее редактирование издания выполнено профессором С.П. Воробьевым.

Авторы глубоко признательны рецензентам: докт. техн. наук, проф. А.А. Сахнину и докт. техн. наук, проф. А.М. Лихачеву за ценные рекомендации и замечания, а также Т.А. Якобсон, Л.А. Косоваровой и Е.В. Хрусталевой за помощь в подготовке и оформлении рукописи.

Отзывы и замечания по содержанию данной работы авторы просят направлять по электронной почте на адрес: kurnosov@rubin-spb.ru.

Доктор технических наук, профессор,

С.П. Воробьев

СОДЕРЖАНИЕ

ЧАСТЬ 1. ВВЕДЕНИЕ В АНАЛИЗ И ОПТИМИЗАЦИЮ СЕТЕЙ ПЕРЕДАЧИ ДИСКРЕТНЫХ СООБЩЕНИЙ

Глава 1. Нагрузка, качество обслуживания и внутренние параметры сетей передачи дискретных сообщений……..... 14
1.1. Назначение сетей передачи дискретных сообщений……... 14
1.2. Понятие о математической модели сети передачи дискретных сообщений……. 14
1.3. Теория входящего потока сообщений……... 16
1.3.1. Входящий поток сообщений…….. 16
1.3.2. Просеивание потока сообщений……..... 17
1.3.3. Наложение потоков сообщений……..... 18
1.3.4. Объем сообщения и время обслуживания……... 18
1.3.5. Старение сообщений. Заданное среднее время доставки сообщений……... 20
1.4. Нагрузка……..…... 21
1.4.1. Основные понятия……..…… 21
1.4.2. Неравномерность нагрузки……..…..... 22
1.4.3. Основные параметры и расчет интенсивности нагрузки……..…..... 22
1.5. Внутренние параметры сети передачи дискретных сообщений…….. 25
1.5.1. Верность приема сообщений……. 25
1.5.2. Пропускная способность…… 26
1.5.3. Надежность……..... 27
Литература……... 28

Глава 2. Модели сетей передачи дискретных сообщений для расчета вероятностно-временных характеристик……... 29
2.1. Общие сведения…… 29
2.1.1. Соотношение аналитических и имитационных моделей для определения вероятностно-временных характеристик……... 29
2.1.2. Классификация двухполюсных сетей передачи дискретных сообщений как систем массового обслуживания…… 29
2.2. Двухполюсная одноканальная сеть передачи дискретных сообщений при обслуживании с неограниченным временем ожидания…… 31
2.2.1. Постановка задачи…….. 31
2.2.2. Вероятность своевременной доставки сообщений в сети передачи дискретных сообщений……..... 32
2.2.3. Среднее время доставки сообщений……..... 34
2.2.4. Средний объем числа сообщений в очереди и его дисперсия…… 34
2.2.5. Анализ сети передачи дискретных сообщений…… 35

2.2.6. Синтез двухполюсной одноканальной сети передачи дискретных сообщений по критерию интенсивности обслуживания……... 38
2.3. Двухполюсные одноканальные сети передачи дискретных сообщений других типов……... 39
2.3.1. Инверсионное и случайное обслуживание в сети передачи дискретных сообщений……... 39
2.3.2. Двухполюсная одноканальная сеть передачи дискретных сообщений с ограниченной очередью ожидания…….. 41
2.4. Многоканальные двухполюсные сети передачи дискретных сообщений 43
2.4.1. Описание многоканальной двухполюсной сети передачи дискретных сообщений…….. 43
2.4.2. Многоканальная сеть передачи дискретных сообщений . ПДС-КС. Простейшая модель…… 45
2.5. Многофазовые двухполюсные сети передачи дискретных сообщений …. 47
2.5.1. Общие сведения……..... 47
2.5.2. Многофазовая многоканальная двухполюсная сеть передачи дискретных сообщений ПДС-КС…… 48
2.5.3. Многофазовая двухполюсная сеть передачи дискретных сообщений ПДС-КП-Д…… 49
2.5.4. Многофазовая двухполюсная сеть передачи дискретных сообщений ПДС-КП-В…… 55
Литература……... 57

Глава 3. Теоретические основы проектирования сетей передачи дискретных сообщений……... 58
3.1. Структура и распределение информации в сетях передачи дискретных сообщений…….. 58
3.1.1. Математическое описание структуры многополюсных сетей передачи дискретных сообщений…….. 58
3.1.2. Распределение информации в многополюсной радиальной сети передачи дискретных сообщений…….. 66
3.1.3. Распределение информации в многополюсных узловых сетях передачи дискретных сообщений……..…… 70
3.1.4. Распределение информации в иерархической сети передачи дискретных сообщений…….. 72
3.2. Модель оптимизации структуры иерархической сети передачи дискретных сообщений…… 77
3.2.1. Постановка задачи оптимизации структуры сети передачи дискретных сообщений…….. 77
3.2.2. Частные модели оптимизации иерархической сети передачи дискретных сообщений……. 79
3.3. Оптимизация структуры иерархических сетей передачи дискретных сообщений……. 82

3.4. Оптимизация структуры иерархической развивающейся сети передачи дискретных сообщений…… 83
Литература…….. 85

ЧАСТЬ 2. МЕТОДЫ АНАЛИЗА АРХИТЕКТУРЫ ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ ТРАНСПОРТНЫХ СЕТЕЙ НА ТЕХНОЛОГИИ IP-Q_oS

Глава 4. Характеристика трафика, служб и функционально-структурной организации инфокоммуникационных сетей…… 86
4.1. Широкополосные службы инфокоммуникационных сетей……. 86
4.2. Характеристика трафика в инфокоммуникационных сетях……. 91
4.2.1. Цифровая речь…….…… 92
4.2.2. Видеоинформация……..... 100
4.2.3. Асинхронный трафик…….. 102
4.2.4. Мультимедиа……..... 102
4.3. Обзор существующих моделей и методов анализа процессов функционирования инфокоммуникационных сетей……. 103
4.4. Специфика функционально-структурной организации инфокоммуникационных транспортных систем…… 105
Литература……... 110

Глава 5. Архитектура и критерии эффективности инфокоммуникационных транспортных систем…….. 113
5.1. Концептуальная модель инфокоммуникационной транспортной системы…….. 113
5.2. Архитектура инфокоммуникационной сети, реализованной на технологии IP-QoS…… 115
5.3. Принцип уровневой иерархии инфокоммуникационных транспортных систем……. 125
5.4. Критерии эффективности инфокоммуникационной транспортной системы, реализованной на технологии IP-QoS…….. …. 128
5.4.1. Обоснование критерия эффективности…… 128
5.4.2. Критерий эффективности транспортного уровня…… 129
5.4.3. Критерий эффективности межсетевого уровня……... 130
5.4.4. Критерий эффективности уровня сетевого доступа…… 131
5.4.5. Комплексный критерий эффективности инфокоммуникационных транспортных систем на технологии IP-QoS……... 132
Приложение А. Структура и формат полей протокола RSVP……. 133
Приложение В. Структура и форматы полей протоколов сетевых технологий IP-QoS…….. 139
Литература…….. 141

Глава 6. Аналитические модели процессов функционирования защищенных транспортных систем IP-QoS…… 143
6.1. Политика информационной безопасности и механизмы защиты…….. 143
6.2. Модели процессов предоставления механизмов защиты…… 148
6.2.1. Аналитическое описание процессов предоставления протокольных механизмов защиты…….. 149
6.2.2. Аналитическое описание процессов предоставления потоковых механизмов защиты…… 152
6.2.3. Аналитическое описание процессов предоставления гибридных механизмов защиты…… 156
6.3. Модели защищенных уровневых логических соединений…….. 166
6.3.1. Модели защищенных логических соединений транспортного уровня……. 166
6.3.2. Аналитическое описание защищенных логических соединений межсетевого уровня…… 168
6.3.3. Аналитическое описание защищенных логических соединений уровня сетевого доступа…… 171
6.4. Аналитические модели мультимедийных соединений в защищенной инфокоммуникационной транспортной системы IP-QoS……. 171
Литература……... 172

ЧАСТЬ 3. МЕТОДЫ АНАЛИЗА И ОПТИМИЗАЦИИ СИСТЕМНОГО АЛГОРИТМИЧЕСКОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ

Глава 7. Системное алгоритмическое обеспечение инфокоммуникационных сетей и методы его анализа……..... 174
7.1. Системное алгоритмическое обеспечение инфокоммуникационных сетей…… 174
7.1.1. Структура математического обеспечения инфокоммуникационных сетей…… 174
7.1.2. Структура системного алгоритмического обеспечения инфокоммуникационных сетей……. 175
7.1.3. Последовательность разработки алгоритмического и программного обеспечения инфокоммуникационных сетей……. 178
7.1.4. Методологические вопросы разработки системного алгоритмического обеспечения инфокоммуникационных сетей…... 179
7.2. Методы описания логической структуры сквозных трактов передачи информации в инфокоммуникационных сетях……. 180
7.2.1. Сквозные тракты передачи информации в инфокоммуникационных сетях……. 180
7.2.2. Метод функциональных контуров…… 181
7.2.3. Метод функциональных уровней……..... 182
7.2.4. Применение методов описания логической структуры сквозных трактов передачи информации……..... 186

7.3. Комплексный анализ алгоритмов передачи информации…… 186
7.3.1. Характеристики алгоритмов передачи информации…….. 186
7.3.2. Методика комплексного анализа алгоритмов передачи информации в сквозных трактах…….. 187
7.4. Методика оценки сложности реализации алгоритмов передачи информации в программных средствах……..... 189
7.4.1. Постановка задачи……. 189
7.4.2. Методика анализа характеристик сложности реализации алгоритмов передачи информации…….. 190
Литература……..... 191

Глава 8. Методы анализа и оптимизации алгоритмов передачи информации в инфокоммуникационных сетях……. 192
8.1. Математическая модель алгоритма передачи информации на основе простой цепи Маркова с потерями……. 192
8.1.1. Исходные предпосылки…… 192
8.1.2. Описание математической модели…….. 193
8.1.3. Точность математической модели при оценке характеристик алгоритмов передачи информации……. 195
8.2. Марковские модели алгоритмов передачи информации……. 197
8.2.1. Алгоритмы передачи информации с обратной связью…….. 198
8.2.2. Алгоритмы передачи информации без обратной связи……. 201
8.3. Метод анализа характеристик помехоустойчивости…… 203
8.3.1. Характеристика помехоустойчивости алгоритмов передачи информации с обратной связью……. 203
8.3.2. Характеристика помехоустойчивости алгоритмов передачи информации без обратной связи…… 206
8.4. Методика оптимизации алгоритмического обеспечения инфокоммуникационных сетей…….. 207
8.4.1. Постановка задачи…….. 207
8.4.2. Методика оптимизации системного алгоритмического обеспечения сквозного тракта передачи информации…… 209
8.4.3. Оптимизация системного алгоритмического обеспечения инфокоммуникационной сети…….. 211
Литература…….. 213

ЧАСТЬ 4. МЕТОДЫ ОЦЕНКИ ФУНКЦИОНАЛЬНЫХ ХАРАКТЕРИСТИК СЕТЕЙ, ПОСТРОЕННЫХ В СООТВЕТСТВИИ С МНОГОУРОВНЕВОЙ АРХИТЕКТУРОЙ ЭМВОС

Глава 9. Анализируемые параметры протоколов и оцениваемые внешние функциональные характеристики..... 214
9.1. Оценка затрат ресурсов……..... 214
9.2. Оценка показателей своевременности…… 218

9.3. Оценка показателей достоверности…… 219
Литература…….. 220

Глава 10. Оценка характеристик уровней архитектуры ЭМВОС……. 221
10.1. Оценка внутренних и внешних функциональных характеристик физического уровня…… 221
10.1.1. Основные внутренние функциональные характеристики физического уровня…… 221
10.1.2. Оценка внешних функциональных характеристик физического уровня……... 221
10.2. Оценка внутренних и внешних функциональных характеристик уровня звена данных…….. 222
10.2.1. Основные внутренние функциональные характеристики уровня звена данных……... 222
10.2.2. Оценка внешних функциональных характеристик уровня звена данных……... 224
10.3. Оценка внутренних и внешних функциональных характеристик сетевого уровня……... 225
10.3.1. Основные внутренние функциональные характеристики сетевого уровня……... 225
10.3.2. Оценка внешних функциональных характеристик сетевого уровня……... 228
10.4. Оценка внутренних и внешних функциональных характеристик транспортного уровня……. 231
10.4.1. Основные внутренние функциональные характеристики транспортного уровня……. 231
10.4.2. Оценка внешних функциональных характеристик транспортного уровня……. 232
10.5. Оценка внутренних и внешних функциональных характеристик верхних уровней ЭМВОС……..... 233
10.5.1. Основные внутренние функциональные характеристики верхних уровней ЭМВОС…….. 233
10.5.2. Оценка внешних функциональных характеристик верхних уровней ЭМВОС……. 234
Литература…….... 236

ЧАСТЬ 5. МЕТОДИКА ТЕХНИКО-ЭКОНОМИЧЕСКОЙ ОЦЕНКИ ХАРАКТЕРИСТИК ТРАНСПОРТНОЙ СЕТИ ВЕДОМСТВЕННОЙ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СИСТЕМЫ

Глава 11. Постановка задачи технико-экономической оценки транспортной сети…….. 237
11.1. Определение исходных данных для технико-экономической оценки транспортной сети…… 237
11.2. Краткое описание методики……... 238

11.3. Выбор показателей существенных свойств транспортной сети и критериев их технико-экономической оценки……. 239
11.4. Краткая характеристика показателей существенных свойств ведомственной транспортной сети…… 240
11.4.1. Показатели качества связи (первая группа)…….. 240
11.4.2. Показатели безопасности связи (вторая группа)…….. 242
11.4.3. Показатели надежности и живучести (третья группа)……. 242
11.4.4. Показатели управляемости сети (четвертая группа)…… 244
11.4.5. Показатели технологичности (пятая группа)…… 244
11.4.6. Экономические показатели (шестая группа)……. 244
11.5. Выбор методов технико-экономической оценки транспортной сети…… 245
Литература…….. 248

Глава 12. Модели и методы расчета показателей эффективности транспортной сети ведомственной инфокоммуникационной системы……... 249
12.1. Расчет первой группы показателей качества связи транспортной сети… 249
12.1.1. Порядок расчета среднего времени доставки сообщений в транспортной сети на основе виртуальных соединений……. 249
12.1.2. Порядок расчета вариации сквозной задержки в сети, состоящей из нескольких секций…….. 255
12.1.3. Расчет вероятностно-временных сетевых показателей качества функционирования…….. 257
12.1.4. Порядок расчета вероятностных показателей точности (достоверности) и надежности передачи информации в сети…… 259
12.2. Расчет второй группы показателей безопасности связи транспортной сети……... 265
12.2.1. Порядок расчета показателей разведывательной защищенности транспортной сети…… 265
12.2.2. Порядок расчета показателей безопасности сети связи……..... 270
12.3. Расчет третьей группы показателей надежности транспортной сети 272
12.3.1. Порядок расчета показателей устойчивости сети…… 272
12.3.2. Порядок расчета показателей доступности сети……..... 275
12.3.3. Порядок расчета показателя мобильности транспортной сети 277
12.3.4. Порядок расчета показателей ресурсопотребления транспортной сети……... 279
12.4. Расчет четвертой группы показателей управляемости транспортной сети……... 280
12.5. Расчет пятой группы показателей технологичности комплексов технических средств транспортной сети…….. 285
12.6. Расчет шестой группы экономических показателей транспортной сети……... 286
12.7. Оценка альтернативных вариантов построения транспортной сети……. 290
Литература…….. 292

ЧАСТЬ 6. МЕТОДЫ АНАЛИЗА И ОПТИМИЗАЦИИ ЖИЗНЕННОГО ЦИКЛА ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ

Глава 13. Структура и модели жизненного цикла инфокоммуникационных сетей…… 293
13.1. Структура жизненного цикла инфокоммуникационных сетей……. 293
13.2. Модели структуры жизненного цикла инфокоммуникационных сетей…… 299
13.3. Модели структуры жизненного цикла инфокоммуникационных сетей с расширением и развитием служб и услуг…….. 301
13.4. Модели процессов разработки системного алгоритмического обеспечения сложных систем…….. 303
13.5. Оценка временных и экономических характеристик жизненного цикла инфокоммуникационных сетей…… 308
Литература…… 310

Глава 14. Модели тематических циклов жизненного цикла инфокоммуникационных сетей…… 311
14.1. Модели проблемного цикла…….. 311
14.2. Модели системного цикла……..... 317
14.3. Модели тематических циклов этапа технического проектирования…… 319
14.3.1. Модель алгоритмического цикла…….. 320
14.3.2. Модель аппаратурного цикла…… 321
14.3.3. Модель конструкторского цикла…….……. 321
14.3.4. Оценка затрат времени и финансовых средств этапа технического проектирования……... 322
14.4. Модели тематических циклов этапа рабочего проектирования……. 324
14.4.1. Модель программного цикла……. 324
14.4.2. Модель закупочного цикла…… 325
14.4.3. Модель производственного цикла…… 325
14.4.4. Модель проектного цикла……. 326
14.4.5. Модель строительного цикла…… 327
14.4.6. Модель монтажного цикла…… 327
14.4.7. Модель отладочного цикла…… 328
14.4.8. Оценка затрат времени и финансовых средств этапа рабочего проектирования……... 329
14.5. Модели тематических циклов этапа испытаний системы
14.5.1. Модель пускового цикла…… 332
14.5.2. Модель испытательного цикла…….. 333
14.5.3. Оценка затрат времени и финансовых средств этапа испытаний системы……. 333
14.6. Модели тематических циклов эксплуатационного этапа…… 334
14.6.1. Модель вводного цикла…….. 334
14.6.2. Модель эксплуатационного цикла…… 335
Литература……... 336

Глава 15. Критерии эффективности жизненного цикла инфокоммуникационных сетей…… 337
15.1. Требования к критерию эффективности жизненного цикла инфокоммуникационных сетей…… 337
15.2. Темп удвоения капитала……. 339
15.3. Среднегодовая накопленная прибыль…….. 342
15.4. Эффективность жизненного цикла системы на стадии разработки…… 344
Литература…….... 345

Глава 16. Оптимизация жизненного цикла инфокоммуникационных сетей…… 347
16.1. Задачи оптимизации жизненного цикла инфокоммуникационных сетей……. 347
16.2. Постановка задач оптимизации структуры и архитектуры инфокоммуникационных сетей……. 349
16.3. Графы для оптимизации стадии разработки инфокоммуникационных сетей……. 351
16.4. Графы для оптимизации жизненного цикла инфокоммуникационных сетей……. 356
16.5. Графы для оптимизации стадии эксплуатации и развития инфокоммуникационных сетей……. 360
16.6. Метод оптимизации жизненного цикла инфокоммуникационных сетей……. 362
Литература……... 364

Список условных обозначений и аббревиатур…… 365

Сведения об авторах……..... 376

ЧАСТЬ 1.
ВВЕДЕНИЕ В АНАЛИЗ И ОПТИМИЗАЦИЮ СЕТЕЙ ПЕРЕДАЧИ ДИСКРЕТНЫХ СООБЩЕНИЙ

ГЛАВА 1. НАГРУЗКА, КАЧЕСТВО ОБСЛУЖИВАНИЯ И ВНУТРЕННИЕ ПАРАМЕТРЫ СЕТЕЙ ПЕРЕДАЧИ ДИСКРЕТНЫХ СООБЩЕНИЙ

1.1. Назначение сетей передачи дискретных сообщений

Сетью передачи дискретных сообщений называется вторичная сеть электросвязи, обеспечивающая обмен телеграфными сообщениями, данными, факсимильной информацией и другими видами дискретных сообщений между пользователями.

Главной задачей сети ПДС является доставка сообщений в соответствии с адресом и качественными показателями на время и вероятность доставки при заданной верности передачи сообщений. В состав технических средств сети ПДС входят центры коммутации (ЦК) различного типа, концентраторы и мультиплексоры (КЦ, М), разнообразные абонентские пункты (АП), включающие различное оборудование, начиная от телеграфных аппаратов и кончая оборудованием передачи данных с программным обеспечением. К сети ПДС в общем случае подключаются различные вычислительные центры (ВЦ) предприятий, учреждений, вычислительные центры коллективного пользования (ВЦКП) для групп предприятий и главные вычислительные центры (ГВЦ). Обмен дискретными сообщениями между компонентами сети производится через каналы связи. На рис. 1.1 показан фрагмент сети ПДС, включающей все указанные элементы.

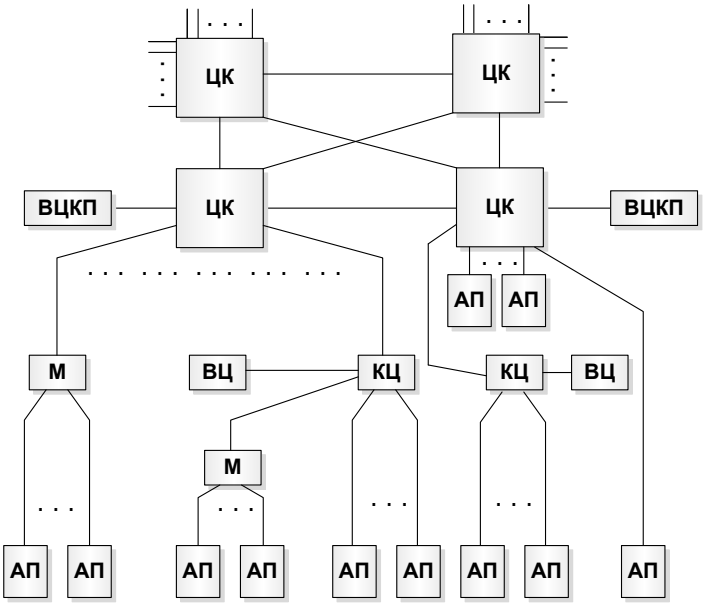


Рис. 1.1. Фрагмент сети ПДС

1.2. Понятие о математической модели сети передачи дискретных сообщений

Сеть ПДС любого вида предназначается для обслуживания поступающих (входящих) сообщений с заданным качеством. При этом сообщения могут передаваться с низкой скоростью (телеграммы, телеграфные переговоры, передача массивов данных), средней и высокой скоростью (интерактивные данные, специальные сообщения). В сеть ПДС поступает (входит) некоторое число сообщений, количественно представленных интенсивно-

стью входящей нагрузки ρ, которые обслуживаются сетью ПДС с внутренними параметрами: интенсивностью обслуживания μ, параметрами надежности, например коэффициентом готовности $k_г$ и средним временем простоя $T_п$ или интенсивностью восстановления d. На выходе сети ПДС может быть зарегистрирована (измерена) интенсивность обслуженной или своевременно обслуженной нагрузки.

Качество обслуживания дискретных сообщений в сетях ПДС обычно оценивается вероятностью своевременной доставки сообщений Q и (или) средним временем их доставки T_v.

Вероятность своевременной доставки сообщений – вероятность того, что сообщения, поступившие на вход сети ПДС, будут обслужены за время не более заданного.

Среднее время доставки сообщений – есть математическое ожидание времени доставки сообщений, исчисляемое для каждого отдельно взятого сообщения от момента поступления заявки в сеть ПДС на передачу сообщения до момента завершения его обслуживания. Если сообщения чувствительны к задержкам, то учитывается также дисперсия времени доставки. Для сетей ПДС-КК оценка качества обслуживания производится, кроме того, по величине потерь P – вероятности того, что сообщения, поступившие на вход сети, не будут обслужены своевременно. Величина потерь $P = 1 - Q$.

Приведенные здесь общие понятия более подробно будут рассмотрены ниже. Вместе с тем существуют некоторые общие свойства нагрузки, внутренних параметров сети ПДС и качества обслуживания дискретных сообщений, о которых следует иметь предварительное представление. Поскольку поступающая (входящая) нагрузка может быть обслужена сетью ПДС с некоторой вероятностью Q, объективно существует соотношение $y = \rho Q$, где ρ – интенсивность входящей нагрузки; y – интенсивность обслуженной нагрузки.

Следовательно, часть входящей нагрузки своевременно не обслуживается. Будем называть ее не обслуженной, или потерянной. Это означает, что нагрузка не была принята сетью ПДС к обслуживанию (возвращена на вход сети) или обслужена с задержкой во времени, превышающей заданную ($T_v > T_{vз}$). Интенсивности потерянной нагрузки x и обслуженной нагрузки y в сумме равны интенсивности входящей нагрузки ρ:

$$\rho = x + y.$$

Вероятность своевременной доставки Q и среднее время доставки сообщений T_v зависят как от интенсивности входящей нагрузки и требований пользователей на допустимую задержку сообщений, так и от внутренних параметров сети ПДС. В общем виде можно записать следующие зависимости:

$$Q = F(\rho, T_{vз}, \mu, k_г, T_п) \quad (1.1)$$

$$T_v = \varphi(\rho, \mu, k_г, T_п) \quad (1.2)$$

Определение величин Q и T_v представляет значительные трудности ввиду того, что структура сетей ПДС практически оказывается всегда иерархической, а все величины, входящие в (1.1) и (1.2), случайно изменяются во времени.

При разработке математических моделей иерархических сетей ПДС применяются методы декомпозиции сложной структуры на простейшие элементы и последующего агрегирования (свертки) этих элементов для получения требуемой модели. Подробно принципы декомпозиции и агрегирования будут рассмотрены позже. Здесь необходимо уяснить лишь понятие простейшего элемента. Он включает в себя одну ветвь, оканчивающуюся двумя узлами, и называется двухполюсной сетью ПДС.

Итак, первоначальные математические модели будут относиться к двухполюсным сетям ПДС.

Не менее важным обстоятельством является тот факт, что величины, входящие в соотношения (1.1) и (1.2), случайно изменяются во времени. Следовательно, одной из пер-

воочередных задач будет исследование законов распределения этих случайных величин, оценки их параметров и методов расчета. Именно поэтому непосредственному построению математических моделей предшествует описание входящего потока и внутренних параметров сети ПДС.

1.3. Теория входящего потока сообщений

1.3.1. Входящий поток сообщений

Сообщение есть упорядоченная последовательность слов, имеющая признаки начала и конца, а поток – случайная последовательность сообщений, поступающих в сеть ПДС в различные моменты времени.

Пусть t_1, t_2, ..., t_i – моменты поступления сообщений в сеть ПДС (рис. 1.2.). Положим $\tau = t_i - t_{i-1}$, $i > 1$, $t_0 = 0$. Тогда поток сообщений считается заданным, если для каждого $n \geq 1$ задано распределение случайного вектора (τ_1, τ_2, …, τ_n). Если случайные величины τ_1, τ_2... независимы в совокупности, то соответствующий поток сообщений называют потоком с ограниченным последействием. Для задания такого потока достаточно иметь набор функций распределения времени поступления сообщений на каждом i-м интервале между смежными сообщениями:

$$A_i(t) = P(\tau_i \leq t), i \geq 1. \tag{1.3}$$

Соотношение (1.3) показывает, что функция распределения на интервале определяется как вероятность того, что любой случайный интервал между двумя смежными сообщениями t будет больше или равен времени между двумя смежными сообщениями τ_i.

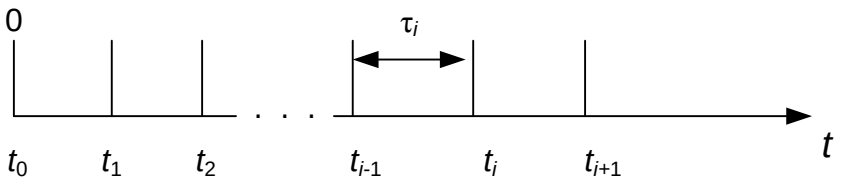


Рис. 1.2. Моменты поступления сообщений в сети ПДС

Поток сообщений с ограниченным последействием, для которого $A_2(t) = A_3(t) = \ldots = A(t)$, называют *рекуррентным потоком с запаздыванием*; рекуррентный поток с запаздыванием, для которого $A_1(t)=A(t)$, называют *рекуррентным*. Если $A(t) = 1-e^{-\lambda t}$, то рекуррентный поток называют *пуассоновским*. Для такого потока вероятность $P_n(t)$ поступления n сообщений на интервале времени t определяется из известного соотношения

$$P_n(t) = \frac{(\lambda t)^n}{n!} e^{-\lambda t},$$

где λ – интенсивность входящего потока.

Из сказанного следует, что пуассоновский поток обладает свойством отсутствия последействия. Если пуассоновский поток, кроме того, обладает свойством стационарности и ординарности, то его называют *простейшим*. При этом стационарность потока оценивается $\lambda = \text{const}$ на заданном интервале времени, например в течение ЧНН. В этом случае представляется возможным определить среднее значение интервала между двумя смежными сообщениями $\tau_{ср}$, и тогда $\lambda=1 / \tau_{ср}$, что для простейшего потока означает совпадение параметра потока с его интенсивностью.

В частном случае, когда $\tau_i = \tau_{ср} = \text{const}$, имеет место регулярный поток сообщений. Если же сообщения поступают через различные интервалы времени, но моменты их поступления заранее определены, то будем иметь *детерминированный поток сообщений*.

Основной характеристикой простейшего потока сообщений является *функция распределения* $A(t)$ *вероятностей интервалов между сообщениями*, т. е. вероятность того, что интервал времени между сообщениями τ будет равен или меньше заданного t. Для простейшего потока она определяется из соотношения

$$A(t)=P(\tau\le t) = 1-e^{\lambda t},\ \lambda>0,\ t>0.$$

Плотность распределения вероятностей интервалов времени между сообщениями

$$f(t)=\frac{dA(t)}{dt} = \lambda e^{-\lambda t}.$$

Математическое ожидание интервала между сообщениями

$$M(t) = \int_0^\infty tf\,(t)dt = \frac{1}{\lambda} = \tau_{ср}.$$

Дисперсия и среднеквадратическое отклонение интервала между сообщениями соответственно равны:

$$D(t) = \int_0^\infty f(t)\,dt - M^2(t) = \frac{1}{\lambda^2}:$$

$$\sigma(t) = \sqrt{D(t)} = 1/\lambda.$$

При сравнении различных потоков между собой пользуются относительной характеристикой

$$J = D(t)/[M(t)]^2.$$

Для простейшего потока

$$J = \frac{1/\lambda^2}{(1/\lambda)^2} = 1. \qquad (1.4)$$

1.3.2. Просеивание потока сообщений

Пусть задан поток с моментами поступления сообщений $t_1, t_2, \ldots t_{i-1}, t_i$. Каждому моменту t_k, $k \ge 1$, поставим в соответствие число $\sigma_k = \sigma(t_k)$, принимающее значения 0 или 1. Поток сообщений, поступающих только в моменты t_k, для которых $\sigma_k = 1$, называют *просеянным*. Для его задания кроме основного потока необходимо задать для каждого $n \ge 1$ вероятность

$$P(\sigma_1, \sigma_2, \ldots \sigma_n) = P\left[\sigma(t_1) = \sigma_{1,\ldots,}\ \sigma(t_n) = \sigma_n\right]$$

Если основная операция просеивания пуассоновского потока задается функцией

$$F\,(Z) = (1-P)(1-PZ) = (1-P) + (1-P)PZ + (1-P)P^2Z^2 + \ldots,$$

которая означает, что любое поступившее сообщение с вероятностью P «теряется» и с дополнительной вероятностью $q = 1-P$ остается, то

$$A\,(t) = \int_0^{\lambda t}\sum(1-P)\frac{(Px)^k}{k!}e^{-x}dx = 1-e^{-q\lambda t}.$$

Следовательно, просеянный поток будет также пуассоновским, но с параметром $q\lambda$.

Таким образом, если входящий поток простейший с параметром λ разделяется на выходе двухполюсной сети ПДС на n направлений и вероятность того, что сообщение поступает на i-е направление, равна q, то поток i-го направления является также простейшим с параметром $q\lambda$.

Если основная операция просеивания задается функцией $F(Z) = Z^k$, которая означает, что первые k сообщений основного потока теряются, а $(k+1)$-е остается и т. д., то получим распределение Эрланга, для которого

$$A(t) = \int_0^{\lambda t} \frac{x^k}{k!} e^{-x} dx = 1 - e^{-\frac{\lambda}{k+1}t}. \quad (1.5)$$

Плотность распределения, математическое ожидание и дисперсия k-распределения Эрланга равны соответственно:

$$f(t,k) = \frac{[(k+1)\lambda]^{k+1}}{k!} t^k e^{-(k+1)\lambda t};$$

$$\mathrm{M}\,(t,k) = (k+1)/\lambda; \; D\,(t,k) = (k+1)/\lambda^2.$$

При $k = 0$ поток Эрланга обращается в пуассоновский, а при $k \to \infty$ функция (1.5) оказывается вырожденной, т. е. с возрастанием k поток Эрланга приближается к регулярному.

Для эрланговского потока справедливо неравенство

$$J = \frac{D(t,k)}{[M(t,k)]^2} = \frac{(k+1)/\lambda^2}{((k+1)/\lambda)^2} = \frac{1}{k+1} < 1,$$

тогда как для пуассоновского потока это отношение всегда равно единице (см. (1.4)).

1.3.3. Наложение потоков сообщений

Суммарный поток получается наложением (суперпозицией) потоков. Если слагаемые потоки независимы и каждый является пуассоновским, то суммарный поток будет также пуассоновским с параметром, равным сумме параметров слагаемых потоков. Таким образом, можно сказать, что пуассоновский поток является самопроизводящим при наложении потоков.

В [1] приводятся две теоремы, на основании которых с принятой погрешностью можно утверждать, что сумма любых потоков сходится к пуассоновскому. Практическое значение этих теорем состоит в том, что для сетей ПДС со значительной связностью на выходе узлов коммутации можно принимать пуассоновский поток. При этом ошибка не будет превышать обычных инженерных норм на погрешность в расчетах (10... 20%).

1.3.4. Объем сообщения и время обслуживания

Каждое сообщение имеет свой объем, который в потоке является величиной случайной. При известной и постоянной средней эксплуатационной пропускной способности $C_э$ и случайном объеме сообщения ν можно определить случайное время обслуживания $t_c = \nu/C_э$. Допустим, что время обслуживания k-го сообщения t_{ck} не зависит от интенсивности входящего потока (что хорошо согласуется с практикой), можно считать обслуживание заданным, если для каждого натурального числа $n \geq 1$, обозначающего порядок поступления сообщений на обслуживание, задано распределение случайного вектора $(t_{c1}, t_{c2}, \dots, t_{ck}, \dots, t_{cn})$.

На основании изложенного представляется возможным дать определение интенсивности обслуживания.

Интенсивность обслуживания μ есть величина, численно равная отношению эксплуатационной пропускной способности двухполюсной сети ПДС к среднему объему сообщения, т. е.

$$\mu = C_э/V = 1/T_c,$$

где V – средний объем сообщения, определяемый для иерархической сети ПДС в целом, исходя из того, что функция распределения объема сообщений на сети также принимается экспоненциальной; T_c – среднее время обслуживания сообщения. Введем обозначения:

$B(t) = P(t_{ci} < t)$ – функция распределения времени обслуживания сообщений;

$\mu\,(t) = \dfrac{[B(t)]'t}{1 - B(t)}$ – интенсивность обслуживания;

$T_c = \int_0^\infty t dB(t)$ – среднее время обслуживания сообщений;

$u(t) = \mu \int_0^t [1 - B(x)]\, dx$ – функция распределения времени, оставшегося до конца обслуживания.

При экспоненциальном законе распределения времени обслуживания, когда $B(t) = 1 - e^{-\mu t}$, получим

$$\mu(t) = \mu = 1/T_c = C_э/V;$$
$$T_c = 1/\mu = V/C_э;\ u(t) = 1 - e^{-\mu t} = B(t).$$

При последовательной передаче сообщения через N участков сети ПДС функция распределения времени обслуживания может быть определена как сумма вида

$$B(t) = \varphi_1 B_1(t) + \varphi_2 B_2(t) + \ldots + \varphi_N B_N(t), \qquad \sum_{i=1}^{N} \varphi_i = 1.$$

При этом для случая $B_i(t) = 1 - e^{-\mu_i t}$, получаем так называемое гиперэкспоненциальное распределение

$$B(t) = 1 - \varphi_1 e^{-\mu_1 t} - \varphi_2 e^{-\mu_2 t} - \ldots - \varphi_N e^{-\mu_n t}.$$

На практике наибольший интерес представляет частный случай гиперэкспоненцнального распределения, имеющего только два параметра φ и μ. В этом случае

$$B(t) = 1 - \varphi e^{2\varphi\mu t} - (1 - \varphi) e^{-2(1-\varphi)\mu t}, \quad \varphi = \overline{0, 1/2}.$$

Математическое ожидание и дисперсия для гиперэкспоценциального распределения соответственно равны

$$M(t) = \frac{1}{\mu};\ D(t) = \frac{1}{\mu^2}\left[1 + \frac{(1-2\varphi)^2}{2\varphi(1-\varphi)}\right].$$

По аналогии с эрланговским распределением найдем отношение дисперсии к квадрату математического ожидания:

$$J = \frac{D(t)}{[M(t)]^2} = 1 + \frac{(1-2\varphi)^2}{2\varphi(1-\varphi)} \geq 1, \qquad \varphi = \overline{0, 1/2}.$$

Если $\varphi = 1/2$, то J =1, т. е. в этом случае гиперэкспоненциальный закон сводится к пуассоновскому.

При сравнении пуассоновского, эрланговского и гиперэкспоненциального распределений нетрудно установить, что функция распределения Эрланга для $k = 0$ обращается в экспоненту (пуассоновское распределение), а при $k \to \infty$ она становится функцией распределения для постоянного времени обслуживания (регулярное распределение). Функция распределения Эрланга при больших t имеет большее значение, чем функция распределения для пуассоновского закона. Для гиперэкспоненциального распределения наблюдается обратная картина, т. е. с увеличением t значение функции распределения Эрланга будет меньше, чем при пуассоновском распределении.

Таким образом, пуассоновский (экспоненциальный) закон является средним между эрланговским и гиперэкспоненциальным.

Однако эрланговский и гиперэкспоненциальный законы сходятся к экспоненте соответственно при $k = 0$ и $\varphi = 1/2$.

Подведем некоторые итоги:

1. Для потоков сообщений, входящих в сеть ПДС, можно принимать пуассоновский закон распределения, для которого отсутствует последействие. Кроме того, в расчетах допустимо считать его стационарным на протяжении ЧНН или другого периода наибольшей нагрузки (ПНН), а также – ординарным, т. е. практически можно считать входящий поток простейшим.

2. Закон распределения объемов сообщений в сетях ПДС с достаточной для практики точностью может быть принят экспоненциальным, так как подавляющее большинство сообщений имеет небольшой объем.

3. При прохождении сообщений по сети ПДС на ее узлах коммутации происходит одновременно два процесса – просеивание и наложение потоков. При просеивании типично *k*-распределение Эрланга, а при наложении – появление гиперэкспоненциальных потоков. Для сетей ПДС с коммутацией пакетов и сообщений явлениями просеивания и наложения в совокупности допустимо пренебречь и принимать поток простейшим во всех фазах сети ПДС. Для сетей ПДС с коммутацией каналов необходимо производить оценку ошибки ε, которая наблюдается в том случае, когда действительный поток сообщений аппроксимируется простейшим.

4. Полученные результаты прямо указывают на необходимость организации измерений на сетях ПДС с целью определения абсолютных значений потоков и объемов сообщений и изучения фактических законов распределения всех случайных величин.

1.3.5. Старение сообщений. Заданное среднее время доставки сообщений

Сеть связи по своей основной функции – доставке сообщений из одного множества точек пространства в другое – сопоставима с любой транспортной сетью, например сетью дорог, линий электропередачи и т. д. Однако между ними имеется и существенное различие, заключающееся в том, что сообщения в процессе доставки быстро стареют.

Процесс старения сообщений состоит в том, что их ценность, если ее выразить в экономических показателях продукта или в показателях эффективности, с течением времени убывает. Наступает момент, когда конкретно взятое сообщение уже не может быть использовано для управления, т. е. его ценность оказывается равной нулю. Нельзя исключать и такие ситуации, когда в результате поступления сообщения в центр управления после установленного времени будет наноситься вред, т. е. ценность такого сообщения может оказаться отрицательной.

Если функцию ценности сообщения обозначить через Ц(t), то общий характер ее изменения возможно представить так, как это показано на рис. 1.3, на котором обозначены случайные значения: $t_д$ – допустимого, $t_{кр}$ – критического, $t_{пр}$ – предельного времени старения и t_v – времени доставки сообщения. Из этого рисунка видно, что ценность сообщения на интервале времени [0, $t_д$] убывает относительно медленно, на интервале [$t_д$, $t_{кр}$] быстро спадает до нуля, а на интервале [$t_{кр}$, $t_{пр}$] имеет отрицательное значение.

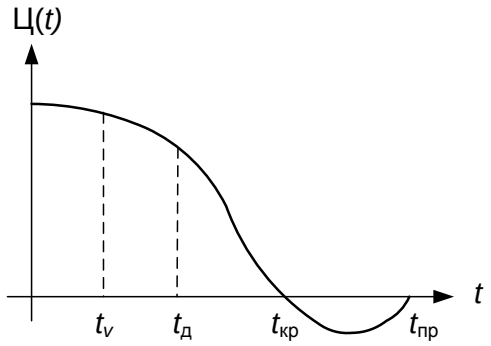


Рис. 1.3. Общий возможный характер изменения функции ценности

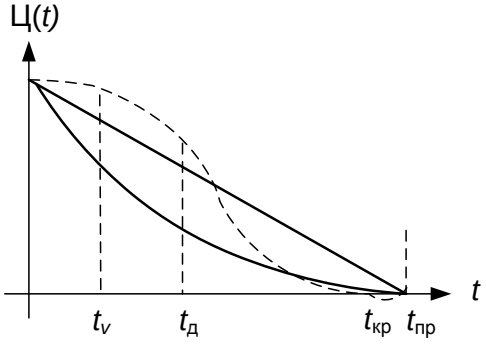


Рис. 1.4. Закон изменения функции ценности во времени

Характер функции ценности Ц(t) для различных процессов может быть также различным (рис. 1.4). Однако эта функция во всех случаях, с допустимой для практики неточностью может быть аппроксимирована прямоугольником (рис. 1.5). Физический смысл такой аппроксимации состоит в том, что, если время доставки сообщения t_v и время

управления $(t_д - t_ν)$ в сумме не превышают $t_д$, то сообщение поступило своевременно и будет использовано для управления. В противном случае оно использовано быть не может и ценность сообщения будет равна нулю.

Из рис. 1.3–1.5 видно, что задаваемое для сети время доставки сообщения всегда должно быть существенно меньше допустимого времени старения $(t_ν \ll t_д)$.

При переходе от случайных значений к средним можно пользоваться такими понятиями, как допустимое среднее время старения $T_д$ и интенсивность старения ν.

Допустимое среднее время старения сообщений $T_д$ представляет собой суммарное значение среднего времени доставки сообщений $T_ν$ и времени управления $(T_д - T_ν)$. *Интенсивность старения сообщений* $ν = 1/T_д$.

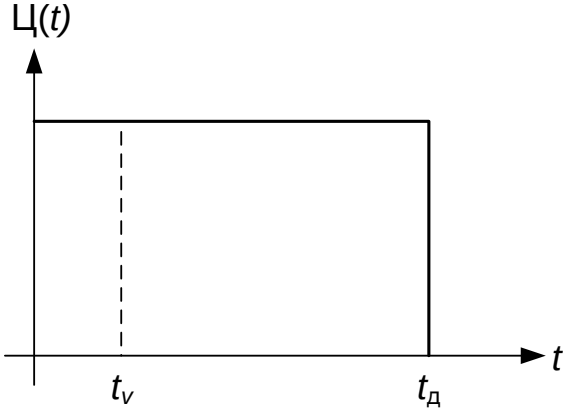


Рис. 1.5. Аппроксимация функции ценности прямоугольником

Введем обозначения:

$Z(t) = P\left(t_д < t\right)$ – функция распределения времени старения сообщений;

$N(t) = \dfrac{[Z(t)]'t}{1 - Z(t)}$ – интенсивность старения сообщений;

$T_д = \int\limits_0^\infty t dZ(t)$ – среднее допустимое время старения сообщений на сети связи.

При экспоненциальном законе распределения времени старения $Z(t) = 1 - e^{-νt}$; $N(t) = ν$; $T_д = 1/ν$.

1.4. Нагрузка

1.4.1. Основные понятия

Сообщения проходят по сети ПДС сложный путь, поэтому понятие «нагрузка» не является однозначным.

Поступающие в сеть ПДС сообщения могут коммутироваться на узле коммутации I уровня и возвращаться к АП этого же уровня иерархии. В этих случаях нагрузка определяется как суммарное время обслуживания сообщений.

Часть сообщений, передаваемых транзитом через ближайший узел коммутации во II и последующие ступени иерархии сети ПДС, проходят двойное, тройное и т. д. обслуживание. Нагрузка, обслуженная на I уровне иерархии, при прохождении последующих уровней как бы возрастает. Поэтому для любых сообщений иерархической сети ПДС нагрузка есть суммарное время их обслуживания на всех уровнях иерархии. Эту нагрузку принято называть *коммутируемой*. Коммутируемая нагрузка определяется не как линейное ее увеличение пропорционально числу узлов коммутации, через которые проходят

сообщения, а специальными методами расчета, изложенными в гл. 3. За единицу измерения нагрузки принято одно часо-занятие (1 ч.-зан), т. е. такая нагрузка, которая может быть обслужена одной двухполюсной сетью ПДС в течение 1 ч при непрерывном ее занятии. Для сетей ПДС приемлемо также измерение нагрузки в единицах измерения информации (бит, байт).

1.4.2. Неравномерность нагрузки

Интенсивность нагрузки в общем случае характеризуется неравномерностью. Наблюдениями установлено, что наряду со случайными колебаниями интенсивности нагрузки по часам суток, дням недели и месяцам года существуют ее периодические, относительно регулярные колебания, поддающиеся расчету.

Для количественной оценки неравномерности нагрузки используются коэффициенты неравномерности и концентрации.

Коэффициент месячной неравномерности $k_{\text{мес}}$ определяется отношением среднесуточной нагрузки за какой-либо месяц года $H_{\text{мес}}^{\text{сут}}$ к среднесуточной нагрузке за год $H_{\text{год}}^{\text{сут}}$:

$$k_{\text{мес}} = H_{\text{мес}}^{\text{сут}} / H_{\text{год}}^{\text{мес}}.$$

Коэффициент дневной (суточной) неравномерности в течение недели $k_{\text{нед}}$ определяется отношением средней нагрузки каких- либо суток недели $H_{\text{сут}}^{\text{сут}}$ к среднесуточной нагрузке за неделю $H_{\text{нед}}^{\text{сут}}$:

$$k_{\text{нед}} = H_{\text{сут}}^{\text{сут}} / H_{\text{нед}}^{\text{сут}}.$$

Коэффициент неравномерности по часам суток $k_{\text{сут}}$ определяется отношением средней нагрузки какого-либо часа суток к среднечасовой нагрузке за сутки $H_{\text{ч}}^{\text{сут}}$:

$$k_{\text{сут}} = H_{\text{ч}}^{\text{ч}} / H_{\text{сут}}^{\text{ч}}.$$

Необходимость обеспечения заданного качества обслуживания на сетях ПДС требует производить расчеты потребного оборудования исходя из максимальной нагрузки. Общепринято за максимальную брать нагрузку в ЧНН. При этом обычно пользуются термином «интенсивность нагрузки».

Под *интенсивностью нагрузки* понимается нагрузка за единицу времени, обычно за 1 ч. За единицу измерения интенсивности нагрузки принят эрланг (Эрл); 1 Эрл – это нагрузки в 1 ч.-зан за 1 ч.

Для двухполюсных направленных сетей ПДС применяют термины: «интенсивность исходящей нагрузки», что относится к нагрузке, исходящей из узла I к узлу II, и «интенсивность поступающей нагрузки», что относится к нагрузке, входящей в узел I от узла II. Интенсивность исходящей и поступающей нагрузок в сумме дает интенсивность нагрузки. Для двухполюсных ненаправленных сетей ПДС существует только общая интенсивность нагрузки, представляющая собой сумму интенсивностей исходящей и поступающей нагрузок.

Час наибольшей нагрузки – это непрерывный интервал времени длительностью 60 мин, в течение которого средняя интенсивность нагрузки является наибольшей. В соответствии с этим определением коэффициент концентрации в ЧНН:

$$k_{\text{чнн}} = y_{\text{чнн}} / y_{\text{сут}},$$

где $y_{\text{чнн}}$ – интенсивность обслуженной нагрузки в ЧНН.

1.4.3. Основные параметры и расчет интенсивности нагрузки

Основными параметрами нагрузки являются: N – число источников нагрузки; n_i – число источников i-го типа; c – среднее число вызовов (сообщений) от одного ОП; θ – среднее время занятия двухполюсной сети ПДС для передачи одного сообщения.

Число источников нагрузки для сети ПС – это число телеграфных аппаратов в отделениях связи, выделенных аппаратов передачи на коммутационных телеграфных станциях, входящих и двухсторонних междугородных каналов. На сетях АТ – это число абонентских телеграфных аппаратов, выделенных передающих аппаратов на станциях АТ, а также входящих двусторонних междугородных каналов. На сетях ПД, являющихся составной частью вычислительных сетей, – это число всех видов АП (ПЭВМ) и ЭВМ, подключенных к сети ПД. Учитываются также выделенные АП и каналы ПД. Для сетей передачи данных АП к ЭВМ обычно разделяются по классам, различающимся пропускной способностью абонентских каналов ПД. Междугородные каналы также разделяются по их пропускной способности. При расчетах учитывается общее число АП, при необходимости – число каналов. И те, и другие могут подразделяться по группам, в основном определяемым пропускной способностью и коэффициентом загрузки.

При оценке среднего числа вызовов (сообщений) необходимо учитывать вид обмена (доставка сообщений или диалоговая связь) и способы коммутации (КК, КС и КП). Для режима доставки число сообщений определяется однозначно. При этом оно не зависит от способа коммутации, кроме коммутации пакетов, для которого помимо общего числа сообщений необходимо определять число пакетов. При диалоговой связи условия расчета сохраняются, если за сообщение принимается полностью завершенный переговор. При этом, если применяется КП, необходимо знать число пакетов.

Различные виды ОП могут классифицироваться как по пропускной способности, так и по интенсивности. Пусть c_i – среднее число сообщений i -го типа, а n_i – число ОП этого типа. Тогда

$$c = \left(\sum_{i=1}^{K} c_i n_i\right) / \left(\sum_{i=1}^{K} n_i\right),$$

где K – число всех классов сообщений.

Средняя длительность занятия двухполюсной сети ПДС обычно оценивается через случайное время θ. Для сетей с КК в режиме доставки сообщений

$$\theta_{KK} = t_{\text{п.с}} + t_{\text{с}} + t_{\text{п.в}} + t_{\text{пер}} + t_{\text{подтв}} + t_{\text{раз}},$$

где $t_{\text{п.с}}$ – время приема абонентом сигнала станции; $t_{\text{с}}$ – время установления соединения абонента со станцией; $t_{\text{п.в}}$ – время проключения, идентификации и посылки вызова вызываемому абоненту; $t_{\text{раз}}$ – время разъединения; $t_{\text{пер}}$ – время передачи сообщения; $t_{\text{подтв}}$ – время подтверждения о приеме сообщения. Величину $t_{\text{п.с}} + t_{\text{с}} + t_{\text{п.в}} + t_{\text{раз}}$ называют случайным временем коммутации, а $t_{\text{пер}} + t_{\text{подтв}}$ – случайным временем передачи сообщений.

Для сетей с КС или КП

$$\theta_{\text{КС,КП}} = t_{\text{з}} + t_{\text{о}} + t_{\text{ож}} + t_{\text{пер}} + t_{\text{подтв}},$$

где $t_{\text{з}}$ – время запроса на передачу сообщения; $t_{\text{о}}$ – время ответа на разрешение передачи; $t_{\text{ож}}$ – время ожидания в очереди на передачу; $t_{\text{пер}}$ – время передачи сообщения; $t_{\text{подтв}}$ – время подтверждения приема сообщения. Величину $t_{\text{з}} + t_{\text{о}}$ можно рассматривать как время коммутации, а $t_{\text{ож}} + t_{\text{пер}} + t_{\text{подтв}}$ – время доставки сообщения, включающее в себя время ожидания, передачи и подтверждения.

Для сетей с КП необходимо учитывать дополнительно случайное время разбиения сообщений на пакеты и его сборки из пакетов.

Пусть каким-то образом при суммировании случайных величин будут получены некоторые средние значения перечисленных показателей. Тогда можно определить среднее время коммутации $T_{\text{к}}$, среднее время доставки T_{v}, включая среднее время ожидания T_{w}.

При коммутации каналов время коммутации оказывается весьма существенным. В старых сетях оно исчисляется десятками секунд, а при внедрении электронных ЦКК сократилось до единиц секунд. При коммутации сообщений или пакетов время запроса –

ответа на передачу, соответствующее времени коммутации, исчисляется единицами секунд в низкоскоростных сетях ПДС, а также на телеграфных сетях с ЦКС-Т и десятымисотыми долями секунды в высокоскоростных сетях ПДС. Время передачи сильно зависит от пропускной способности сети ПДС. Для телеграфных сетей и низкоскоростных сетей ПДС оно исчисляется десятками секунд, а для высокоскоростных сетей ПД – долями секунды.

Требования к времени коммутации и передачи также различны. Время коммутации при отсутствии других причин необходимо максимально сокращать с тем, чтобы оно не оказывало существенного влияния на общее время доставки сообщений, т. е. оно должно быть примерно в 100 раз меньше времени передачи. Время передачи для телеграфной связи и низкоскоростных сетей ПДС лимитируется пропускной способностью каналов. Поскольку эти сети используются для доставки сообщений или в диалоговом режиме для ведения телеграфных переговоров, то жестких ограничений на величину этих требований не выдвигается. Для интерактивного диалогового обмена с ЭВМ время «запрос – ответ» должно исчисляться долями секунды (в ARPANET – 0,17 с, в новых сетях – не более 0,1 с). Это связано с необходимостью обеспечения непрерывной работы оператора АП с ЭВМ.

Средняя интенсивность входящей нагрузки двухполюсной сети ПДС может быть определена по числу источников, среднему числу вызовов (сообщений) в ЧНН c_i, также для каждого источника и длительности занятия θ, также для каждого источника $\rho = \sum_{i=1}^{N/2} c_i \theta_i$. Здесь величина $N / 2$ принимается из тех соображений, что каждый вызывающий непременно должен соединиться или доставить сообщение одному вызываемому, который в это время вызывать не может.

Необходимо отметить, что интенсивность входящей нагрузки может быть также определена через интенсивности входящего потока λ и обслуживания μ: $\rho = \lambda/\mu$.

Определим обслуженную y и потерянную x нагрузки:

$$y = \lambda_{c.o}/\mu,\ x = \lambda_п/\mu,$$

где $\lambda_{c.o}$ – интенсивность своевременно обслуженного потока сообщений; $\lambda_п$ – интенсивность потерянного потока сообщений. При этом $\rho = y + x,\ \lambda = \lambda_{c.o} + \lambda_п$.

Введем понятие удельной абонентской интенсивности нагрузки, которая для однородной группы источников может приниматься одинаковой или (в особых случаях) различной для всех без исключения АП, ПЭВМ или других входов в сеть ПДС. Она может быть определена по значениям c и θ, т. е. $\rho_{ai} = c_i \theta_i$. Учитывая, что между каждой парой источников нагрузки существуют некоторые величины ρ_{ai}, y_{ai} и x_{ai} при расчете приближенно нужно брать половину удельной абонентской нагрузки. Тогда

$$\rho = \sum_{i=1}^{N} \frac{\rho_{ai}}{2}, \qquad \rho = \frac{N\rho_a}{2},\ \rho_{ai} = \rho_a = \text{const};$$

$$y = \sum_{i=1}^{N} \frac{y_{ai}}{2}, y = \frac{Ny_a}{2}, y_{ai} = y_a = \text{const};$$

$$x = \sum_{i=1}^{N} \frac{x_{ai}}{2}, x = \frac{Nx_a}{2}, x_{ai} = x_a = \text{const}.$$

По действующим международным нормам расчетное значение интенсивности входящей удельной нагрузки для телефонных сетей равно 0,07 Эрл/аб. при норме потерь $P = 0{,}07$. Для сетей ПДС при использовании АП с односторонней или двусторонней поочередной передачей интенсивность удельной нагрузки может приниматься значительно выше и доводиться, например, до 0,3 Эрл/аб. в среднем для всей сети.

При проектировании сети ПДС на некоторый заданный период времени необходимо пользоваться величиной интенсивности входящей нагрузки ρ, определенной именно на этот период, т. е. проводить прогнозирование. Существует ряд методов прогнозирования интенсивности входящей нагрузки:

1. Если имеются данные статистики, то для прогнозирования наиболее целесообразно воспользоваться гипотезой академика А. А. Харкевича, согласно которой

$$\rho_t = \rho_o(1+\alpha)^{2t}, \tag{1.6}$$

где ρ_t – интенсивность входящей нагрузки в период -го года, заданного для проектирования; ρ_o – интенсивность входящей нагрузки в базисном году $(t = 0)$ согласно статистическим данным; α – относительная величина ежегодного прироста совокупного общественного продукта, определяемая по долгосрочным планам развития народного хозяйства.

2. В зависимости от стадии развития сети формула (1.6) может корректироваться. В случае отсутствия статистических данных для определения интенсивности входящей нагрузки в базисном году можно пользоваться формулой Зипфа:

$$\rho_{0i,j} = k\frac{G_i G_j}{D_{ij}}, \tag{1.7}$$

где $\rho_{0i,j}$ – интенсивность входящей нагрузки в базисном году между *i*-м и *j*-м регионами; G_i – численность населения *i*-го региона; G_j – численность населения *j*-го региона; D_{ij} – расстояние между центрами *i*-го и j-го регионов, *k* – коэффициент пропорциональности.

3. Для определения интенсивности входящей нагрузки *i*-го региона в базисном году может быть использована формула

$$\rho_{0i} = \Delta A_i, \tag{1.8}$$

где A_i – совокупный общественный продукт *i*-го региона в базисном году; Δ – коэффициент пропорциональности.

Формулы (1.6) – (1.8) справедливы как для отдельно взятых абонентов, регионов, так и для сети ПДС в целом. Иногда используется более сложный аппарат для прогнозирования нагрузки, например метод регрессий. Он позволяет несколько повысить точность прогноза, однако отличается большой сложностью и поэтому для практических целей при проектировании сетей ПДС не рекомендуется.

1.5. Внутренние параметры сети передачи дискретных сообщений

1.5.1. Верность приема сообщений

Верность, как указывалось выше, также является входным параметром сети ПДС. Однако требования по верности, количественно исчисляемые через вероятность ошибки на знак, на бит определяются алгоритмами и методами обработки данных для целей управления. Вполне понятно поэтому, что для разных систем управления эти требования будут различными.

Если управление осуществляется без применения вычислительной техники, то вероятность ошибки должна быть сравнима с ошибкой человека при чтении текста и обычно принимается примерно на один порядок меньше. Известно, что при быстром и однократном чтении текста человеком, как правило, вероятность ошибки по знакам $P_{ош.з} \geq 10^{-3}$. Следовательно, для сети ПДС требуется, чтобы $P_{ош.з} \leq 10^{-4}$.

При автоматизированном управлении, когда основная часть информации обрабатывается автоматически (на ЭВМ), а укрупненные ее массивы поступают к человеку, требования по верности возрастают. В этих случаях на сети ПДС обычно принимают $P_{ош.з} \leq 10^{-6}$. Для особо важных автоматизированных и автоматических систем управления требуется, чтобы $P_{ош.з} \leq 10^{-9}$. Однако повышение требований к верности неизбежно ведет к уменьшению эффективной пропускной способности сети ПДС, а следовательно, к

снижению эффективности всей системы управления, поэтому требования по верности всегда должны быть минимально необходимыми.

При последовательном соединении элементов сети ПДС вероятность ошибки суммируется:

$$P_{ij} = \sum_{k=1}^{m} P_k, \qquad i \neq j \in N,$$

где P_{ij} – вероятность ошибки между i-м и j-м ОП; P_k – вероятность ошибки k-го элемента сети ПДС или системы управления; m – общее число последовательно соединенных элементов сети ПДС или системы управления; N–множество пар абонентов сети ПДС или системы управления.

1.5.2. Пропускная способность

Теоретическая, или *шенноновская, пропускная способность* есть максимальная скорость передачи сообщений. На сети ПДС она определяется для каждой двухполюсной сети, так как при использовании способов КС, КП прямого соединения между абонентами не производится. Кроме того, практический интерес представляет так называемая эксплуатационная пропускная способность, определяемая для каждой двухполюсной сети ПДС из соотношения

$$C_э = k_э k_{п.в.} C,$$

где $k_э$ – коэффициент эксплуатационной эффективности, определяемый как отношение полезного времени использования двухполюсной сети ПДС к общему времени, $k_{п.в.}$ – коэффициент эффективности использования двухполюсной сети ПДС при принятии определенных мер повышения верности; C – теоретическая (шенноновская) пропускная способность двухполюсной сети ПДС.

Эксплуатационная пропускная способность обычно измеряется числом бит в секунду (бит/с), но может пересчитываться на стандартные знаки, слова и сообщения, передаваемые в различные единицы времени, например слов/с, слов/мин, сообщ./ч и т. д.

При последовательном соединении элементов эксплуатационная пропускная способность двухполюсной сети ПДС $C_{эij}$ равна минимальному значению эксплуатационной пропускной способности элемента сети:

$$C_{э\,ij} = \min_S C_{эS}\ , \qquad S = \overline{1, n}.$$

При параллельном соединении двухполюсных сетей ПДС эксплуатационная пропускная способность суммируется:

$$C_{э\Sigma} = \sum_{i=1}^{S} C_{эi},\ i = \overline{1, S}.$$

Термин «пропускная способность» для многополюсной сети ПДС теряет смысл. Здесь целесообразно применять термин «производительность сети». Этим же термином рекомендуется пользоваться применительно к центрам коммутации или узлам коммутации в целом. При этом производительность центра коммутации измеряется в сообщениях (пакетах) секунду (сообщ./с, пак./с). Эксплуатационная производительность центра коммутации может быть определена по следующей эмпирической формуле:

$$C_{э.ц} = C_ц / [(3 \ldots 4)M],$$

где $C_ц$ – производительность процессора, опер./с; M – число операций при передаче одного сообщения или пакета.

1.5.3. Надежность

Надежность двухполюсной сети ПДС определяется на основе общей теории надежности. При показательном законе распределения интервалов времени исправной работы сети и интервалов времени восстановления функции распределения интенсивности исправной работы и восстановления имеют вид:

$$\left.\begin{aligned} C(t) &= 1 - e^{-ct} \\ D(t) &= 1 - e^{-dt} \end{aligned}\right\} \qquad (1.9)$$

Математические ожидания времени исправной работы и времени восстановления будут соответственно

$$\left.\begin{aligned} T_0 &= \int_0^\infty e^{-ct}\,dt = 1/c, \\ T_п &= \int_0^\infty e^{-dt}\,dt = 1/d. \end{aligned}\right\} \qquad (1.10)$$

Коэффициент готовности выражается через T_0, $T_п$ или через c и d.

$$k_г = T_0/(T_0 + T_п);\ k_г = d/(c + d). \qquad (1.11)$$

Коэффициент простоя

$$k_п = 1 - k_г. \qquad (1.12)$$

Для учета различных факторов внешнего воздействия на сеть ПДС обычно определяют перечисленные параметры для каждого вида воздействия и затем находят общее значение параметров надежности. Надежность, рассчитанная с учетом преднамеренного внешнего воздействия, называют живучестью. Она также относится к двухполюсной сети ПДС.

При последовательном соединении элементов двухполюсной сети ПДС надежность (живучесть) определяется через ее коэффициент готовности

$$k_{гij} = \prod_{s=1}^{m} k_{гs}, \quad s = \overline{1,m}.$$

При этом предполагается, что случайные события появления отказов различных элементов между собой не коррелированы. Тогда

$$T_{оij} = \frac{1}{\sum_{s=1}^{m} \frac{1}{T_{пs}}}; \quad T_{пij} = \frac{1 - \prod_{s=1}^{m} k_{гs}}{\sum_{s=1}^{m} c_s \prod_{s=1}^{m} k_{гs}};$$

При параллельном соединении элементов двухполюсной сети ПДС надежность удобнее определять через ее коэффициент простоя:

$$k_{пij} = \prod_{i=1}^{s} k_{пi}, \quad i = \overline{1,s}.$$

При этом с учетом условия отсутствия корреляции между отказами

$$T_{пij} = \frac{1}{\sum_{i=1}^{s} \frac{1}{T_{пi}}}; \qquad T_{оij} = \frac{\frac{1}{\sum_{i=1}^{s} \frac{1}{T_{пi}}} - \prod_{i=1}^{s} k_{пi} \frac{1}{\sum_{i=1}^{s} \frac{1}{T_{пi}}}}{\prod_{i=1}^{s} k_{гi}}$$

Рассмотренная выше модель соответствует идеальной системе фиксации отказов или близкой к ней. В более общем случае реальная система контроля фиксирует отказы лишь с некоторой вероятностью $\alpha < 1$. Отказы, не фиксируемые контролем, обнаруживаются с задержкой времени η, которая является в общем случае величиной случайной. В силу аддитивности эта задержка прибавляется к времени простоя: $t_п = t_в + \eta$, где $t_в$ – собственно случайное время восстановления, исчисляемое от момента обнаружения отказа до момента полного восстановления; η – указанное выше случайное время задержки обнаружения отказа, исчисляемое от момента, когда фактически произошел отказ, до момента его обнаружения. При известных законах распределения случайных величин $t_в$ и η могут быть вычислены их математические ожидания и определено $T_п = T_в + M(\eta)$.

ЛИТЕРАТУРА

1. Захаров Г.П. Методы исследования сетей передачи данных. –М.: Радио и связь, 1982.- 208с.

2. Воробьев С.П., Давыдов А.Е., Курносов В.И., Миньдюков Н.Н. Инфокоммуникационные сети: классификация, структура, архитектура, жизненный цикл, технологии / Энциклопедия «Инфокоммуникацион-ные сети». Книга 1. – М.: Наука, 2015. – 742 с.

3. Буренин А.Н., Воробьев С.П., Давыдов А.Е., Курносов В.И. Основы управления и обеспечения безопасности связи и информации в инфокоммуникационных сетях / Энциклопедия «Инфокоммуникацион-ные сети». Книга 2. – М.: Наука, 2015. – 611 с

ГЛАВА 2. МОДЕЛИ СЕТЕЙ ПЕРЕДАЧИ ДИСКРЕТНЫХ СООБЩЕННИЙ ДЛЯ РАСЧЕТА ВЕРОЯТНОСТНО-ВРЕМЕННЫХ ХАРАКТЕРИСТИК

2.1. Общие сведения

2.1.1. Соотношение аналитических и имитационных моделей для определения вероятностно-временных характеристик

В проектировании сетей ПДС важное место занимают математические модели для расчета вероятностно-временных характеристик (ВВХ). Основная часть таких моделей относится к двухполюсным сетям ПДС. Однако в последующем при построении оптимизационных моделей иерархических сетей ПДС оказывается необходимым использовать математические модели для определения ВВХ сетей ПДС любой сложности. Поэтому рассмотрим такие модели, которые бы в дальнейшем без переработки вписывались в оптимизационные модели сложных иерархических сетей ПДС.

Для расчета ВВХ могут применяться аналитические и имитационные модели.

Основное достоинство аналитических моделей состоит в том, что с их помощью удается получить явные выражения для расчета вероятности, среднего времени и дисперсии среднего времени доставки сообщений, которые в последующем могут быть включены в более сложные оптимизационные модели, обычно не являющиеся аналитическими. Основной недостаток аналитических моделей ВВХ – их методическая неточность, связанная с аппроксимацией сети ПДС той или иной аналитической моделью. Однако если ошибка аппроксимации находится в пределах, допустимых для инженерных расчетов, то этот недостаток оказывается управляемым и задача проектировщика состоит в том, чтобы выбрать модель, обеспечивающую необходимую точность

Имитационные модели не могут дать такого аналитического аппарата. По этой причине на их основе нельзя строить оптимизационные модели сложных иерархических сетей ПДС. Вместе с тем имитационные модели занимают определенное место в исследовании сетей ПДС. С их помощью осуществляется:

исследование двухполюсных сетей ПДС при различных законах распределения случайных величин;

исследование многополюсных и иерархических сетей ПДС для выяснения заранее определенных целей анализа;

сравнительная оценка различных аналитических моделей и их прототипов;

исследование элементов сети ПДС или опытного ее участка при отсутствии завершенного комплекса технических средств, а также отсутствии возможности проверить работу сети путем снятия статистических данных.

2.1.2. Классификация двухполюсных сетей передачи дискретных сообщений как систем массового обслуживания

Двухполюсные сети ПДС всегда могут интерпретироваться как системы массового обслуживания, отличающиеся друг от друга различными свойствами. Классификация двухполюсных сетей ПДС приведена в табл. 2.1.

Таблица 2.1

Классификация двухполюсных сетей ПДС

Признак классификации	Классификация	Условные обозначения
Закон распределения случайных величин	Экспоненциальный	M
	Регулярный	D
	Эрланговский	E
	Произвольный	G
	То же, многомерный	$\vec{M}\ \vec{D}\ \ \vec{E}\ \vec{G}$
Число каналов	Одноканальные	1
	Многоканальные	S
Надежность	С идеальной надежностью	$1, S$
	С реальной надежностью	$\vec{1}, \vec{S}$
Способ обслуживания	С отказами без учета повторных вызовов	$r_{\text{о}}$
	С отказами с учетом повторных вызовов	$r_{\text{о}}^{\text{п}}$
	С неограниченным временем ожидания	r_{∞}
	С ограниченным временем ожидания	$r_{\text{к}}$
	Комбинированный	$r_{\text{о},\infty}$
Порядок обслуживания	Прямой	d_1
	Инверсионный	d_2
	Случайный	d_3
Приоритетность обслуживания (статические приоритеты)	Неприоритетные	–
	Приоритетные: с относительным приоритетом	f^{k_2}
	с абсолютным приоритетом	f_{k_1}
	с относительным и абсолютным приоритетами	$f_{k_1}^{k_2}$
По порядку дообслуживания при абсолютном приоритете	Дообслуживание	k_1^{o}
	Обслуживание вновь	k_1
Приоритетность обслуживания (динамические приоритеты)	То же	F

Кендаллом предложено записывать свойства конкретно взятой двухполюсной сети в виде перечисленных в таблице условных обозначений, разделенных вертикальными линиями. Например, при пуассоновском одномерном входящем потоке и экспоненциальных законах распределения всех других случайных величин одноканальная неприоритетная двухполюсная сеть ПДС с идеальной надежностью при обслуживании с неограниченным временем ожидания и прямом порядке обслуживания согласно Кендаллу может быть записана так: $|M|1|r_\infty|d_1|$. Иногда записи делают более подробными. Так, при многомерном пуассоновском входящем потоке, экспоненциальных законах распределения параметров старения и обслуживания одноканальная приоритетная (с одним абсолютным и двумя относительными приоритетами) двухполюсная сеть ПДС с реальной надежностью, ограниченным временем ожидания и инверсионным порядком обслуживания будет записана следующим образом: $|\vec{M}|M|M|\vec{1}|r_k|d_2|f_1^2|$. В некоторых случаях предпочитают наиболее короткие записи, например $|G|1|r_\infty|$.

2.2. Двухполюсная одноканальная сеть передачи дискретных сообщений при обслуживании с неограниченным временем ожидания

2.2.1. Постановка задачи

Типичный пример одноканальной двухполюсной сети ПДС представлен на рис. 2.1. Здесь два ЦКС, представляющие собой два полюса сети ПДС, соединены между собой одним каналом связи. К каждому ЦКС подключено некоторое количество АП разных типов. При этом имеется в виду, что замыкания внутренней нагрузки не существует. Тогда для сети в целом

$$N_1 + N_2 = N,$$

где N_1 и N_2 – количество АП, подключенных соответственно к ЦКС-1 и ЦКС-II.

На основании изложенного в гл. 1 всю группу АП можно заменить некоторой удельной интенсивностью входящей нагрузки

$$\rho = \frac{\sum_{i=1}^{N} \rho_{ai}}{2} \text{ или } \rho = N_{\rho_a}/2,$$

где $\rho_a = \rho_{ai} = \text{const}$ – удельная абонентская интенсивность нагрузки, или некоторой интенсивностью входящего потока $\lambda = \rho\mu$.

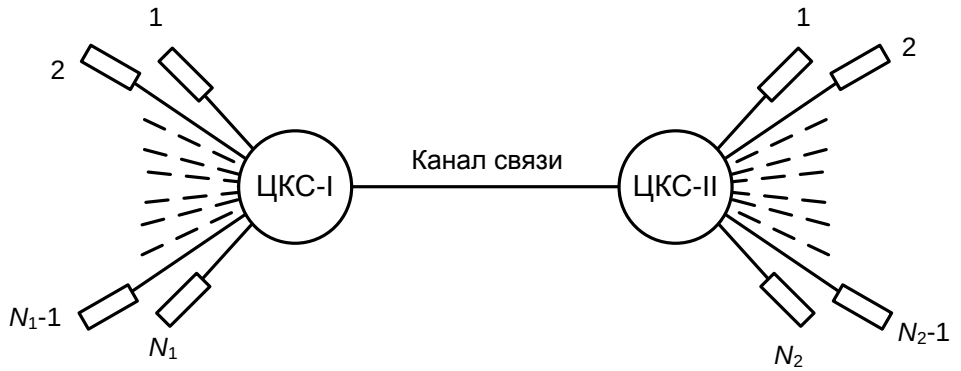


Рис. 2.1. Схема двухполюсной одноканальной сети ПДС типа $|M|\vec{1}|r_\infty|d_1, d_2, d_3|$

Предполагается, что значения λ, а следовательно и ρ, на протяжении ЧНН постоянны.

Важно подчеркнуть, что при проектировании сетей ПДС необходимо учитывать параметры надежности – обычно интенсивность исправной работы и интенсивность восстановления, через которые определяются коэффициенты готовности и простоя. Однако с

целью упрощения задачи при начальном ее рассмотрении предположим, что все это относится только к каналу, а ЦКС являются идеальными.

Модель одноканальной двухполюсной сети ПДС-КС может быть представлена в виде, показанном на рис. 2.2. Из рисунка видно, что в сеть поступает входящий поток с интенсивностью λ. Под стрелкой с надписью λ показана очередь сообщений. На выходе сети стрелкой показан своевременно обслуженный поток сообщений с интенсивностью λ_{co}

Оставим в силе принятые ранее ограничения на законы распределения всех случайных величин, т. е. будем считать законы распределения всех случайных величин экспоненциальными:

$$\left.\begin{aligned} A(t) &= 1 - e^{-\lambda t}, \\ B(t) &= 1 - e^{-\mu t}, \\ C(t) &= 1 - e^{-ct}, \\ D(t) &= 1 - e^{-dt}, \\ Z(t) &= 1 - e^{-\nu t}. \end{aligned}\right\} \qquad (2.1)$$

Здесь все параметры распределения на протяжении ЧНН постоянны. В этом случае представляется возможным сформулировать следующую задачу: определить вероятность своевременной доставки сообщений в одноканальной сети ПДС-КС при интенсивности входящего потока λ, интенсивности обслуживания μ, интенсивности исправной работы c, интенсивности восстановления d и интенсивности старения ν при условии, что законы распределения всех случайных величин экспоненциальные (2.1).

Сеть ПДС-КС интерпретируется системой массового обслуживания с неограниченной очередью (временем) ожидания при прямом порядке обслуживания и дообслуживания прерванных сообщений, т. е. рассматриваемая сеть ПДС относится к классу сетей типа $|M|\vec{1}|r_\infty|d_1|$.

Прямым называется такой порядок обслуживания (d_1), при котором сообщение, поступившее в сеть ПДС первым, первым же и обслуживается, т. е. «первым пришел – первым обслуживается».

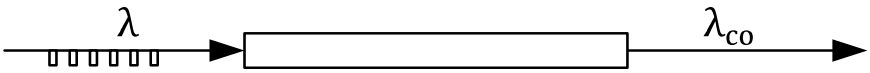


Рис. 2.2. Модель двухполюсной одноканальной сети ПДС типа $|M|\vec{1}|r_\infty|d_1|$

2.2.2. Вероятность своевременной доставки сообщений в сети передачи дискретных сообщений

В соответствии с рис. 2.2 в сети ПДС типа $|M|\vec{1}|r_\infty|d_1|$ протекает два основных случайных процесса: процесс ожидания сообщения в очереди, характеризуемый случайным временем t_w, и процесс обслуживания сообщения, характеризуемый случайным временем t_c. В силу аддитивности случайное время доставки сообщения:

$$t_\nu = t_w + t_c. \qquad (2.2)$$

На основании (2.2) можно построить стохастическую модель, изображенную на рис. 2.3. Для этой модели применим метод преобразования Лапласа–Стилтьеса (Л. С.). В силу мультипликативности преобразований Л. С. вероятность своевременной доставки сообщений для такой модели

$$Q = w(\nu)h(\nu), \quad Re\nu > 0, \qquad (2.3)$$

где $w(\nu)$ – преобразование Л. С. функции распределения (Ф. Р.) времени ожидания; $h(\nu)$ – преобразование Л. С. функции распределения времени обслуживания.

В результате решения задачи (2.3), которое подробно приводится в [1], получаем значение преобразования Л. С. функции распределения времени обслуживания:

$$h(\nu) = \frac{\mu(\nu+d)}{(\nu+d)(\nu+\mu)+c\nu}, \tag{2.4}$$

а также значение преобразования Л. С. функции распределения времени ожидания в очереди

$$w(\nu) = \frac{(1-\lambda h_1)\nu[1+c/(d+c)]k_г}{\nu-\lambda+\lambda h(\nu)} \quad . \tag{2.5}$$

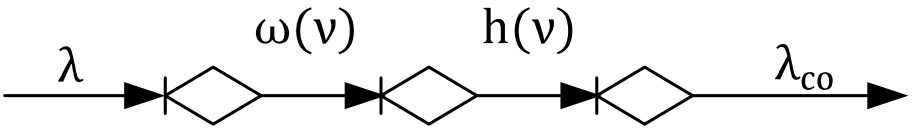


Рис. 2.3. Стохастическая модель одноканальной сети ПДС типа $|M|\vec{1}|r_\infty|d_1|$

Здесь h_1 – первый момент от $h(\nu)$ при v =0:

$$h_1 = -\frac{dh(\nu)}{d\nu}\Big|_{v=0} = \frac{1}{\mu k_г}. \tag{2.6}$$

Следовательно,

$$w(\nu) = \frac{\left(1-\frac{\lambda}{\mu k_г}\right)\nu\left[1+\frac{c}{d+c}\right]k_г}{\nu-\lambda+\lambda h(\nu)} \tag{2.7}$$

или

$$w(\nu) = \frac{\frac{\mu k_г-\lambda}{\mu k_г}\nu\left[1+\frac{c}{d+c}\right]k_г}{\nu-\lambda+\lambda h(\nu)} \quad . \tag{2.8}$$

Подставив в (2.3) значения $h(\nu)$ из (2.4) и $w(\nu)$ из (2.8) и произведя алгебраические преобразования, получаем

$$Q = \frac{\mu k_г-\lambda}{\mu k_г-\lambda+\nu\left[1+\frac{\mu k_г k_п}{\nu k_г+d}\right]}, \nu > 0, \mu k_г \geq \lambda. \tag{2.9}$$

Формулу (2.9) можно упростить, если обозначить

$$\mu_э = \mu k_г \tag{2.10}$$

(эквивалентная интенсивность обслуживания),

$$\nu_э = \nu\left[1+\frac{\mu k_г k_п}{\nu k_г+d}\right] \tag{2.11}$$

(эквивалентная интенсивность старения).

Тогда окончательно получаем

$$Q = \frac{\mu_э-\lambda}{\mu_э-\lambda+\nu_э}, \nu > 0,\ \mu_э \geq \lambda. \tag{2.12}$$

2.2.3. Среднее время доставки сообщений

Функция распределения времени доставки сообщений в рассматриваемой сети ПДС определяется из соотношения (2.12) с помощью известных преобразований операционного исчисления, позволяющих вычислить первый, второй, а при необходимости и последующие моменты.

Начальный момент k-го порядка

$$M[t_\nu^k] = (-1)^k \frac{d^k[Q(\nu)]}{d\nu^k[Q(0)]}\bigg|_{\nu=0}.$$

На основании этого, учитывая, что $Q(0) = 1$, находим выражение для расчета среднего времени доставки сообщений T_ν как первый начальный момент от $Q(0)$ по $d\nu$:

$$T_\nu = -\frac{d}{d\nu}\left[\frac{Q(\nu)}{Q(0)}\right]_{\nu=0} = -\frac{dQ(\nu)}{d\nu} = -\frac{d}{d\nu}\left[\frac{\mu_э - \lambda}{\mu_э - \lambda + \nu_э}\right]\bigg|_{\nu=0} = \frac{1}{\mu_э - \lambda} + \frac{\mu_э k_п}{(\mu_э - \lambda)d} =$$
$$= \frac{1}{\mu_э - \lambda}\left(1 + \frac{\mu_э k_п}{d}\right)$$

Таким образом,

$$T_\nu = \frac{1}{\mu_э - \lambda}\left(1 + \frac{\mu_э k_п}{d}\right) \tag{2.13}$$

При этом среднее время ожидания сообщения в очереди

$$T_w = T_\nu - \frac{1}{\mu_0} = \frac{1 - \mu_э k_п T_п}{\mu_э - \lambda} - \frac{1}{\mu_э} = \frac{\rho_э T_{с.э} + k_п/d}{1 - \rho_э}, \tag{2.14}$$

где $T_{с.э} = 1/\mu_э$.

Дисперсия среднего времени доставки сообщения находится как второй центральный момент от $Q(\nu)$:

$$D(t_\nu) = \frac{d^2}{d\nu^2}\left[\frac{Q(\nu)}{Q(0)}\right]_{\nu=0} - T_\nu^2 = T_\nu^2 + \frac{2k_г k_п T_п^2 \mu_э}{\mu_э - \lambda}. \tag{2.15}$$

Среднеквадратическое отклонение находится как обычно, т. е. $\sigma_\nu = \sqrt{D(t_\nu)}$

2.2.4. Средний объем числа сообщений в очереди и его дисперсия

При получении соотношений для расчета среднего объема и дисперсии среднего объема ЗУ воспользуемся производящей функцией вида

$$P(Z) = \sum_{k>0}^{\infty} Z^k P_k; \;\; \nu = \lambda - \lambda Z.$$

После подстановки значений ν из (2.12) будем иметь

$$P(Z) = \frac{\mu_э - \lambda}{-\lambda Z + \frac{\mu_э(\lambda - \lambda Z + d)}{(\lambda - \lambda Z)k_г + d}}.$$

Начальные моменты первого и второго порядков рассматриваемой случайной величины, т. е. число сообщений в сети ПДС и число сообщений, находящихся в очереди, определяются путем дифференцирования производящей функции следующим образом:

$$L_1 = P'(1) = \lambda M[t_\nu], \tag{2.16}$$
$$L_2 = P'(1) + P''(1) = \lambda M[t_\nu] + \lambda^2 M[t_\nu^2]. \tag{2.17}$$

Количество сообщений, находящихся при этом в сети ПДС, равно L_1, а его дисперсия $L_2 - L_1^2$. Найдем эти величины. Среднее число находящихся в сети ПДС сообщений

$$L_\nu = L_1 = \lambda M[t_\nu] = \frac{\rho}{k_г - \rho}\left[1 + \frac{\mu_э k_г k_п}{d}\right], \tag{2.18}$$

Дисперсия числа сообщений, находящихся в сети ПДС,

$$D(l_\nu) = L_2 - L_\nu^2 = \left\{\frac{\rho}{k_г - \rho}\left[1 + \frac{\mu_э k_г k_п}{d}\right]\right\}^2 + \frac{\rho}{k_г - \rho}\left[1 + \frac{\mu_э k_г k_п}{d}\right] + \frac{2\lambda^2 k_г^2 T_п^2 k_п}{k_г - \rho}. \tag{2.19}$$

Среднее число сообщений, находящихся в очереди, или объем ЗУ

$$L_q = \sum_{n=1}^{\infty}(n-1)P_n = \sum_{n=1}^{\infty} nP_n - \sum_{n=1}^{\infty} P_n = \sum_{n=0}^{\infty} nP_n - \sum_{n=0}^{\infty} P_n + P_0 = L_\nu - 1 + P_0,$$

где согласно [1] $P_0 = \frac{(1-\lambda h_1)[1-e(\lambda)\varphi(\lambda)]}{1-e(\lambda)(1-\lambda\varphi_1)}$.

Тогда, используя известное нам значение L_ν из (2.18), определяем

$$L_q = \frac{\rho}{k_г - \rho}\left(1 + \frac{\mu_э k_г k_п}{d}\right) - 1 + (1-\lambda h_1)\frac{[1 - e(\lambda)\varphi(\lambda)]}{1 - e(\lambda)(1-\lambda\varphi_1)}$$

$$= \frac{\rho}{k_г - \rho}\left(1 + \frac{\mu_э k_г k_п}{d}\right) - \rho - k_п.$$

Таким образом,

$$L_q = \frac{\rho}{k_г - \rho}\left(1 + \frac{\mu_э k_г k_п}{d}\right) - \rho - k_п. \tag{2.20}$$

Дисперсия числа сообщений, находящихся в очереди, или дисперсия объема ЗУ

$$D(l_q) = \sum_{n=1}^{\infty}(n - 1 - L_q)^2 P_n,$$

где l_q – случайное число сообщений, находящихся в очереди.

После подстановки соответствующих значений и некоторых преобразований получаем

$$D(l_q) = 2L_\nu^2 - L_q^2(2-\rho) - L_q + k_п\left[L_q^2 + \frac{2\lambda^2 k_г^2 T_п^2}{k_г - \rho}\right].$$

2.2.5. Анализ сети передачи дискретных сообщений

Исследование полученных выше аналитических соотношений позволяет выявить важнейшие свойства сети ПДС-КС при прямом порядке обслуживания.

1. Вероятность своевременной доставки сообщений в сети ПДС типа $|M|\vec{1}|r_\infty|d_1|$ не может превышать некоторого максимального значения $Q_m < 1$, $\nu > 0$. Это значение вероятности своевременной доставки сообщений находится как предел Q при $\lambda \longrightarrow 0$, т. е.

$$Q_m = \mathrm{Lim}_{\lambda\to 0}\, Q = \mu_э/(\mu_э + \nu_э),\ \nu > 0. \tag{2.21}$$

Из (2.21) следует, что при любом конечном значении среднего допустимого времени старения $(\nu > 0)$ даже при $\lambda \longrightarrow 0$ вероятность своевременной доставки сообщений всегда будет меньше единицы. И только при $\nu = 0$ или $T_д = \infty$ можно получить $Q_m = 1$. Обозначим $Q_{\max\max}$ через Q_{mm}:

$$Q_{mm} = \lim_{\nu\to 0} Q = \lim_{\nu\to 0}\frac{\mu_э - \lambda}{\mu_э - \lambda + \nu_э} = 1. \tag{2.22}$$

Это означает, что в сетях ПДС-КС вероятность своевременной доставки сообщений будет равна единице лишь в единственном случае, а именно, когда допустимое время старения равно бесконечности. Однако этот вывод носит сугубо теоретический характер и объясняется выбранной нами математической моделью с условием, что задача решается в области, где $\nu > 0$ или $T_д < \infty$. Из этого следует, что формула (2.22) в таком виде (для $\nu = 0$) лишь характеризует модель, но не объясняет физико-технических процессов, протекающих в сети ПДС-КС. Пользоваться данной моделью при $\nu = 0$ не рекомендуется, так как в этом случае получается ложный результат.

Значение Q_m согласно формуле (2.21) зависит от соотношения $\nu_э/\mu_э = \sigma_э$, которое принято называть *эквивалентной относительной интенсивностью старения*. Чем больше это отношение, тем меньше Q_m. Величина, обратная этому соотношению, $\nu_э/\mu_э = \beta_э$, называется *эквивалентной относительной интенсивностью обслуживания*. Чем больше $\beta_э$, тем больше Q_m. Отсюда следует, что для достижения наибольшего значения Q_m необходимо увеличивать $\beta_э$.

2. Производительность или число своевременно доставленных сообщений в сети ПДС имеет максимум при интенсивности входящей нагрузки (или входящего потока сообщений), равной ее критическому значению. Интенсивность критической входящей нагрузки $\rho_{кр}$ или критического входящего потока сообщений $\lambda_{кр}$ может быть определена известным методом нахождения экстремума по первой производной. При этом за исходное уравнение должно быть взято уравнение для y с подстановкой в него значения Q из (2.12):

$$y = \rho Q = \rho \frac{\mu_э - \lambda}{\mu_э - \lambda + \nu_э}, \ \nu > 0, \ \mu_э \geq \lambda,$$

или

$$\lambda_{с.о} = \lambda Q = \lambda \frac{\mu_э - \lambda}{\mu_э - \lambda + \nu_э}, \ \nu > 0, \ \mu_э \geq \lambda.`$$

Следовательно, $\rho_{кр}$ и $\lambda_{кр}$ могут быть определены из следующих соотношений:

$$\begin{cases} \frac{dy}{d\rho} = \frac{d}{d\rho}\left[\rho \frac{\mu_э - \lambda}{\mu_э - \lambda + \nu_э}\right] = 0, \\ \frac{d\lambda_{с.о}}{d\lambda} = \frac{d}{d\lambda}\left[\lambda \frac{\mu_э - \lambda}{\mu_э - \lambda + \nu_э}\right] = 0. \end{cases} \quad (2.23)$$

Решая соотношения (2.23) относительно ρ и λ, находим

$$\rho_{э.кр} = 1 + \sigma_э - \sqrt{\sigma_э(1 + \sigma_э)}, \quad (2.24)$$

$$\lambda_{э.кр} = \mu_э + \nu_э - \sqrt{v_э(\mu_э + \nu_э)}. \quad (2.25)$$

Будем считать, что при критической интенсивности входящей нагрузки, или критической интенсивности входящего потока, вероятность своевременной доставки сообщений также оказывается критической ($Q_{КР}$). Если подставить значение $\lambda_{кр}$ в формулу (2.12), то получим

$$Q_{кр} = 1 - \sqrt{\nu_э/(\mu_э + \nu_э)}. \quad (2.26)$$

Максимальная производительность сети, или максимальное число своевременно обслуженных сообщений, будет иметь место при критических значениях интенсивности входящей нагрузки (входящего потока) и вероятности своевременной доставки, т. е.

$$y_{max} = \rho_{э.кр} Q_{кр}. \quad (2.27)$$

$$\lambda_{с.о.max} = \lambda_{кр}. \quad (2.28)$$

Рисунок 2.4 иллюстрирует изменения вероятности своевременной доставки и производительности сети в зависимости от интенсивности входящей нагрузки при $\beta_э = \text{const}$. Важно заметить, что при $\rho_э \longrightarrow 0$ вероятность своевременной доставки в соответствии с (2.21) имеет максимальное значение. Однако величина Q_m в значительной степени зависит от значения $\beta_э$. Например, при $\beta_э = 100$ $Q_m = 0{,}99$, при $\beta_э = 10$ $Q_m = 0{,}9$, но при $\beta_э = 1$ $Q_m = 0{,}5$. Из этого следует очень важный вывод о том, что для обеспечения приемлемых значений вероятности своевременной доставки сообщений (0,9 и более) необходимо, чтобы эквивалентная интенсивность обслуживания не менее чем в 10 раз превышала эквивалентную интенсивность старения. Если требования по вероятности своевременной доставки сообщений выше, то эквивалентная интенсивность обслуживания соответственно в большее число раз должна превышать эквивалентную интенсивность старения.

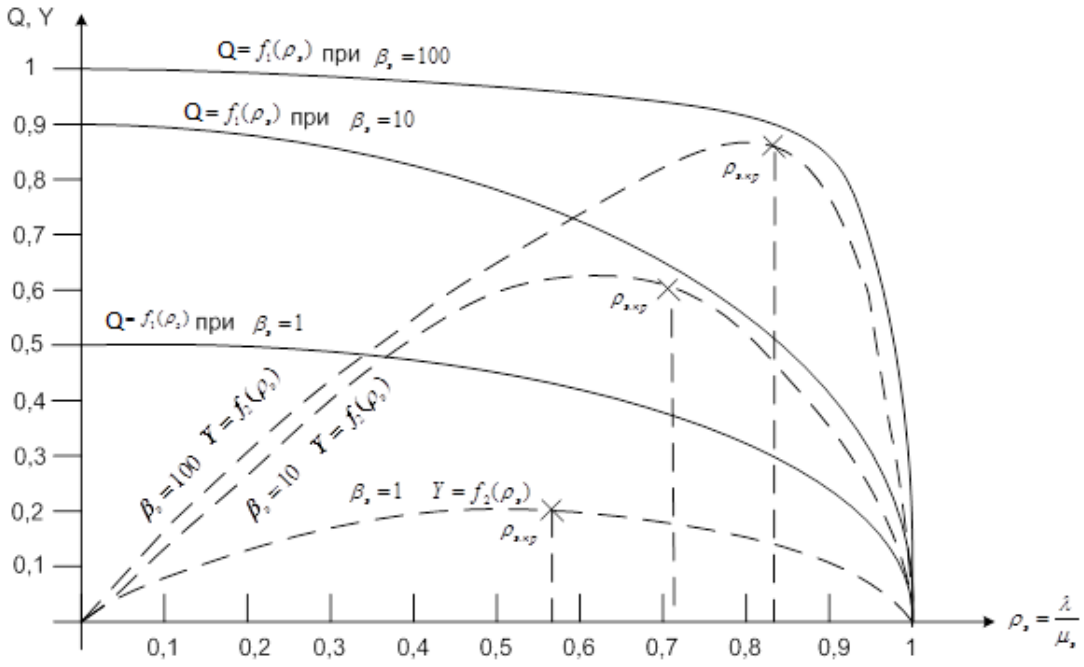


Рис. 2.4. Зависимость $Q = f_1(\rho_э)$; $y = f_2(\rho_э)$ при $\beta_э = \text{const}$ в сети ПДС $|M|\vec{1}|r_\infty|d_1|$

Предположим, что эквивалентная интенсивность старения на каком-то интервале времени для конкретно взятой сети ПДС зафиксирована на постоянном уровне. В этом случае повышение вероятности доставки сообщений возможно только путем увеличения эквивалентной интенсивности обслуживания, т. е. путем повышения пропускной способности и надежности двухполюсной сети ПДС.

Учитывая тенденции к росту интенсивности старения и непрерывному повышению требований к сетям ПДС по вероятности доставки сообщений, необходимо признать неизбежным дальнейшее увеличение скоростей передачи дискретных сообщений.

Из рисунка 2.4 видно также, что зависимость производительности сети ПДС от ρ носит экстремальный характер. При $\rho_э = 0$ производительность сети ПДС оказывается равной нулю. Затем она постепенно нарастает и при критической интенсивности входящей нагрузки достигает максимума, определяемого из (2.27) и (2.28). После этого производительность сети ПДС начинает убывать и в точке насыщения, когда $Q = 0$, снова оказывается равной нулю. Из этого следует, что перегружать сеть ПДС-КС нецелесообразно, так как это неизбежно приведет к снижению ее производительности. Наибольший эффект будет достигнут при критической интенсивности входящей нагрузки, так как в этом случае производительность сети ПДС достигает максимума.

Характерно отметить также, что с увеличением $\beta_э$ возрастает критическая интенсивность входящей нагрузки и вместе с ней возрастает максимальное значение производительности сети ПДС. Это указывает на целесообразность повышения скорости передачи дискретных сообщений.

3. Вводя понятие коротких сообщений, время обслуживания которых ничтожно мало, практически можно полагать интенсивность обслуживания бесконечно большой. Рассмотрение такой ситуации позволяет более четко выяснить влияние параметров надежности. Вероятность своевременной доставки редко следующих коротких сообщений изменяется в пределах $k_г < Q_{mk} < 1$, т. е. она не может быть меньше $k_г$, и не превышает единицы. Значение этой вероятности можно получить как предел Q_m при $\mu \longrightarrow \infty$:

$$Q_{mk} = \lim_{\mu\to\infty} Q_m = 1 - k_П/(1 + \alpha), \qquad (2.29)$$

где $\alpha = d/\nu = T_Д/T_П$.

Исследование соотношения (2.29) позволяет сделать два важных вывода:

в системах управления со значительным или практически неограниченным средним допустимым временем старения сообщений могут применяться менее дорогостоящие сети ПДС с относительно низкой надежностью;

в системах управления с резко ограниченным средним допустимым временем старения сообщений, исчисляемым единицами минут или десятками секунд, должны применяться высоконадежные сети ПДС с временем восстановления, исчисляемым единицами минут и коэффициентом готовности, близким к единице.

4. Средняя эквивалентная интенсивность старения сообщений при $k_г < 1$ всегда больше средней интенсивности старения и с понижением надежности монотонно возрастает. С увеличением средней интенсивности обслуживания она также монотонно возрастает. Воспользовавшись соотношением

$$\nu_э = \nu\,[1 + \mu k_г k_п/(\nu\, k_г + d)],\ \nu > 0, \tag{2.30}$$

и произведя преобразование с целью исключения неопределенностей, будем иметь

$$\nu_э = \left[1 + \frac{\frac{\mu}{1+d/c}}{1+(\nu+d)/c}\right]. \tag{2.31}$$

Определим характерные точки:

$$\lim_{c\to 0} \nu_э = \nu; \tag{2.32}$$

$$\lim_{c=d} \nu_э = \nu\mu d/(4d + 2\nu); \tag{2.33}$$

$$\lim_{\substack{d\to 0\\ c\to\infty}} \nu_э = \nu(1 + \mu). \tag{2.34}$$

2.2.6. Синтез двухполюсной одноканальной сети передачи дискретных сообщений по критерию интенсивности обслуживания

Из соотношений (2.27) и (2.28) следует, что при критическом значении интенсивности входящего потока (нагрузки) и критическом значении вероятности своевременной доставки сообщений производительность сети ПДС, или число своевременно обслуженных сообщений, оказывается максимальной, а интенсивность обслуживания минимально необходимой, что равносильно наиболее эффективному использованию заданной сети ПДС.

Отсюда возникает возможность постановки задачи синтеза двухполюсной одноканальной сети ПДС рассматриваемого нами типа путем минимизации интенсивности обслуживания.

Пусть для заданной сети требуется определить минимально необходимую интенсивность обслуживания, т. е. найти $\mu \to \min$.

Совместное удовлетворение двух условий, а именно $\lambda=\lambda_{кр}$ и $Q= Q_{кр}$, не представляется возможным. Поэтому вероятность своевременной доставки сообщений оставим в качестве ограничения $Q_э \le Q_{кр}$ и будем минимизировать μ. Воспользуемся для этого соотношением (2.25) и решим его относительно μ. После ряда преобразований получим

$$\mu_{min} = \frac{2\lambda(\lambda+d)-\nu(\nu k_г+d)+\sqrt{[2\lambda(\nu+d)+\nu(\nu k_г+d)]^2-4\lambda^2(\nu+d)(\nu k_г+d)}}{2(\nu-d)k_г} \tag{2.35}$$

Следовательно, если интенсивность обслуживания выбрана в соответствии с соотношением (2.35), то при $Q_э \le Q_{кр}$ производительность сети ПДС будет максимальной. При прочих равных условиях синтезированная таким образом сеть ПДС будет также наиболее экономичной.

При идеальной надежности

$$\mu_{\substack{min\\ k_г\to 1}} = \frac{2\lambda-\nu}{2} + \frac{1}{2}\sqrt{\nu(4\lambda + \nu)}. \tag{2.36}$$

При $\nu \ll \lambda$

$$\mu_{\substack{min \\ k_г \to 1 \\ \nu \ll \lambda}} \cong \lambda + \sqrt{\nu\lambda} \tag{2.37}$$

Если задан средний объем сообщений *V*, то по формуле $C_э = \mu_{min}/V$ находится эксплуатационная пропускная способность, а по формуле $C = C_э/k_э k_{п.в}$ – пропускная способность.

Алгоритм синтеза представляется следующим:

Шаг 1. По заданным λ и *ν* при известных $k_г$ и *d* находим μ_{min}.

Шаг 2. В соответствии с заданным средним объемом сообщений определяем эксплуатационную пропускную способность.

Шаг 3. При известных значениях $k_э$ и $k_{п.в}$ находим пропускную способность.

Шаг 4. Выбираем ближайшую стандартную пропускную способность.

Шаг 5. Производим проверку на выполнение требований по вероятности своевременной доставки сообщений ($Q_з \le Q_{кр}$). Если это условие выполняется, то задача синтеза решена. Если же окажется, что полученное $Q_{кр}, \le Q_з$, то задача синтеза неразрешима. В этом случае целесообразнее решать обратную задачу, т. е. находить μ, обеспечивающее выполнение условия $Q_з = Q_{кр}$. Пусть это будет $\mu_{рац}$ – рациональная интенсивность обслуживания. Воспользовавшись соотношением (2.26), найдем

$$\mu_{рац} = \frac{\nu(\nu k_г + d)\left(1 - P_{кр}^2\right)}{k_г P_{кр}^2(\nu k_г + d) - \left(1 - P_{кр}^2\right)\nu k_г k_п},$$

где $P_{кр} = 1 - Q_{кр}$. Очевидно, $\mu_{рац} > \mu_{min}$.

В соответствии с предложенным выше алгоритмом также может быть найдена пропускная способность, необходимая для обеспечения рациональной интенсивности обслуживания.

2.3. Двухполюсные одноканальные сети передачи дискретных сообщений других типов

2.3.1. Инверсионное и случайное обслуживание в сети передачи дискретных сообщений

Введем определения инверсионного и случайного обслуживания. *Инверсионное обслуживание* (d_2) – это такое обслуживание, при котором сообщение, поступившее в сеть ПДС последним, обслуживается первым, т. е. «последним пришел – первым обслуживается».

Случайное обслуживание (d_3) предполагает любую случайную выборку из очереди. Очевидно, что в сети ПДС с инверсионным обслуживанием типа $(|M|1|r_\infty|d_2|)$ насыщения не наступает, поэтому вероятность своевременной доставки целесообразно определять при двух нагрузках:

$\rho < 1$, что соответствует режиму нормальной нагрузки сети ПДС типа $(|M|1|r_\infty|d_1|)$;

$\rho \ge 1$, что неприемлемо для сети ПДС с прямым порядком обслуживания и относится только к сети с инверсионным обслуживанием.

При $\rho < 1$ поток сообщений на выходе сети ПДС равен потоку сообщений на ее входе, а вероятность своевременной доставки при идеальной надежности определяется из (2.3):

$$Q = w(\nu)\beta(\nu),$$

где $\beta(\nu) = \mu/(\mu + \nu)$;

$$w(\nu) = 1 - \rho + \rho\pi(\nu), \Pi(t) \fallingdotseq \pi(\nu). \tag{2.39}$$

Здесь $\Pi(t)$ – функция распределения времени занятости сети, т. е. промежутков времени, начинающихся с момента поступления первого сообщения до следующего момента полного ее освобождения:

$$\pi(\nu) = \frac{\mu+\lambda+\nu-\sqrt{(\mu+\lambda+\nu)^2-4\mu\lambda}}{2\lambda}. \quad (2.40)$$

Введем обозначения $k = \nu/\lambda$ (относительная интенсивность старения сообщения по отношению к интенсивности входящего потока) и $r = 1/\rho = \mu/\lambda$. Поставим значения $w(\nu)$ и $\beta(\nu)$, определим вероятность своевременной доставки сообщения в сети ПДС с инверсионным обслуживанием, когда $\rho < 1$:

$$Q_{\rho<1} = \left[1-\rho+\rho^r\frac{\mu+\lambda+\nu-\sqrt{(\mu+\lambda+\nu)^2-4\mu\lambda}}{2\lambda}\right]\frac{\mu}{\mu+\lambda} = \frac{3+\rho(k+1)-\sqrt{(1+\rho k+\rho)^2-4\rho}}{2(\rho k+1)} \quad (2.41)$$

При $\rho \geq 1$ интенсивность потока сообщений на выходе сети ПДС равна интенсивности его обслуживания μ, а вероятность своевременной доставки определяется попрежнему из (2.3) где

$$\beta = \mu/(\mu+\nu), \text{ а } w(\nu) = \pi(\nu), \quad (2.42)$$

так как вероятность застать сеть свободной равна нулю, а вероятность того, что она занята, равна единице. Тогда

$$Q_{\rho\geq1} = \frac{r(1+r+k)-\sqrt{(1+r+k)^2-4r}}{2(r+k)} \quad (2.43)$$

Сеть ПДС со случайным обслуживанием $(|M|1|r_\infty|d_3|)$ отличается тем, что выборка сообщений из ЗУ производится по какому-то случайному закону. Однако каким бы ни был случайный закон выборки сообщений из ЗУ, значение вероятности своевременной доставки для этой сети всегда будет занимать промежуточное положение между ее значениями с прямым и инверсионным обслуживанием.

Общая закономерность изменения значений для прямого, инверсионного и случайного обслуживаний приведена на рис. 2.5.

Из рисунка 2.5. видно, что при изменении нагрузки от 0 до $\rho_{кр}$ прямое, инверсионное и случайное обслуживания по вероятности своевременной доставки Q дают одинаковый результат. Затем при прямом обслуживании величина Q быстро убывает и при $\rho = 1$ оказывается равной нулю. Между тем при инверсионном обслуживании величина Q убывает медленно и оказывается равной 0 только при $\rho \longrightarrow \infty$ $(r = 0)$. Значение вероятности Q при случайном обслуживании занимает промежуточное положение между ее значениями при прямом и инверсионном обслуживаниях.

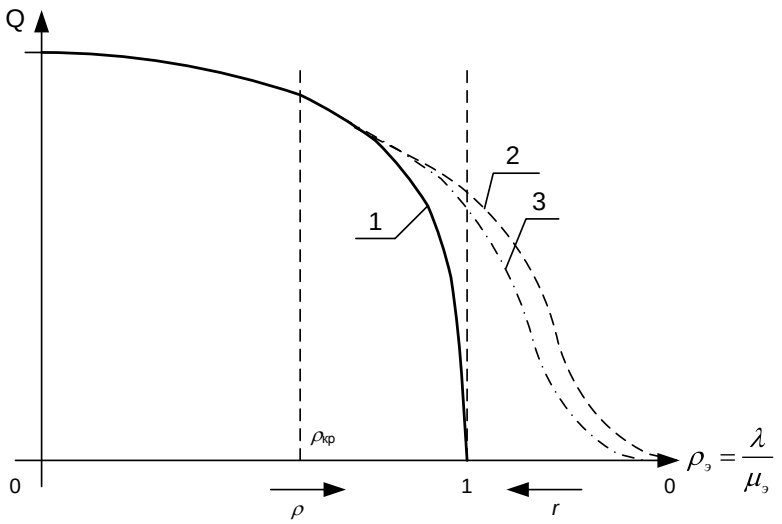


Рис. 2.5. Изменения Q в зависимости от ρ(r) при прямом (кривая 1), интенсивном (кривая 2) и случайном (кривая 3) обслуживаниях)

Из изложенного следует, что инверсионное и случайное обслуживания всегда предпочтительнее прямого. Однако такое заключение будет поверхностным, основанным только на оценке по величине вероятности своевременной доставки сообщений. Для полной оценки дисциплин обслуживания нужно учитывать весь процесс функционирования сети ПДС. При прямом обслуживании в число несвоевременно доставленных сообщений попадают только те, которые поступили позже некоторого времени, о чем можно предупредить подателя сообщений. При инверсионном и случайном обслуживаниях могут оказаться несвоевременно доставленными те сообщения, которые поступили заблаговременно, и в этом случае нет никакой возможности заранее предупредить подателя сообщения о том, что оно может быть задержано. Вот почему инверсионное и случайное обслуживания применимы лишь в особых случаях, когда несвоевременная доставка любого отдельно взятого сообщения допустима. Ярким примером такого особого случая является передача радиолокационной информации, когда передается обычно в 3 раза больше координат, чем их необходимо для определения месторасположения цели, и потеря (несвоевременная доставка) даже двух из них не приводит к срыву управления. Могут быть и другие, подобные этому случаи. Во всех других случаях предпочтительнее применять прямое обслуживание.

2.3.2. Двухполюсная одноканальная сеть передачи дискретных сообщений с ограниченной очередью ожидания

Сеть ПДС с ограниченной длиной очереди (ограниченным числом мест для ожидания, равным k) или с ограниченным временем ожидания (T_{wk}) представляет собой смешанный вариант сети с отказами и сети с неограниченной длиной очереди (неограниченным временем) для ожидания. В этом случае наряду с потерей некоторой части сообщений вследствие превышения времени доставки над временем старения будет происходить потеря сообщений из-за отсутствия мест для ожидания.

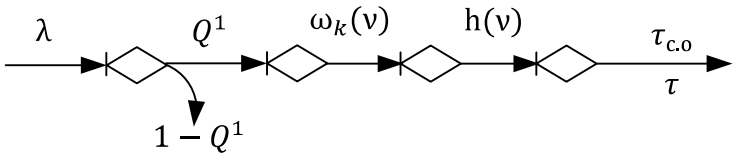


Рис. 2.6. Стохастическая модель сети ПДС типа $(|M|\vec{1}|r_k|d_1|)$

Стохастическая модель сети ПДС типа $(|M|1|r_k|d_1|)$ показана на рис. 2.6. Для этой модели

$$Q = Q'\omega_k(\nu)\,h(\nu), \tag{2.44}$$

где Q' – вероятность того, что сообщения, находящиеся в очереди, не получат отказа вследствие ограниченного числа мест ожидания, равного k; $\omega_k(\nu)$ – преобразование Л. С. функции распределения времени ожидания при ограниченном числе мест ожидания, равном k; $h(\nu)$ –преобразование Л. С. функции распределения времени обслуживания сообщений.

Опуская промежуточные действия, запишем готовые формулы для расчета вероятности своевременной доставки сообщений в рассматриваемой сети при идеальной надежности:

$$Q = \begin{cases} \frac{(1-\rho)(1-\rho^{k+1})}{(1-\rho^{k+1})^2}\left(1+\rho^{k+1}\sum_{i=1}^{k}\rho^i Q_m^i\right)Q_m, \ \rho < 1, \\ \frac{(1-\rho)(1-\rho^{k+1})}{(1-\rho^{k+1})^2}\left(r+\sum_{i=1}^{k}Q_m^i\right)Q_m, \ \rho = 1, \\ \frac{(1-\rho)(\rho^{k+1}-1)}{(\rho^{k+1}-1)^2}\left(1+\rho^{k+1}\sum_{i=1}^{k}\rho^i Q_m^i\right), \rho > 1. \end{cases} \quad (2.45)$$

На основании формул (2.45) построены графики рис. 2.7, из которых видно следующее:

вероятность своевременной доставки сообщений в сети ПДС типа $(|M|1|r_k|d_1|)|$ с увеличением нагрузки убывает медленнее, чем в сети ПДС типа $(|M|1|r_\infty|d_1|)$, но быстрее, чем в сети ПДС типа $(|M|1|r_0|d_1|)$. Характерно также, что при $\rho = 0$ и $\delta = 0$ $Q \neq 1$, но затем монотонно убывает. С увеличением δ от 0,1 и до 1 Q резко уменьшается, продолжая убывать по тому же закону;

производительность сети ПДС типа $(|M|1|r_k|d_1|)$ с увеличением ρ монотонно возрастает. При этом наиболее высокая производительность достигается при $\delta = 0$. Затем с увеличением δ производительность сети падает;

в точке $\rho = 1$ наблюдается изменение законов для Q – происходит даже переход кривой из вогнутой в выпуклую.

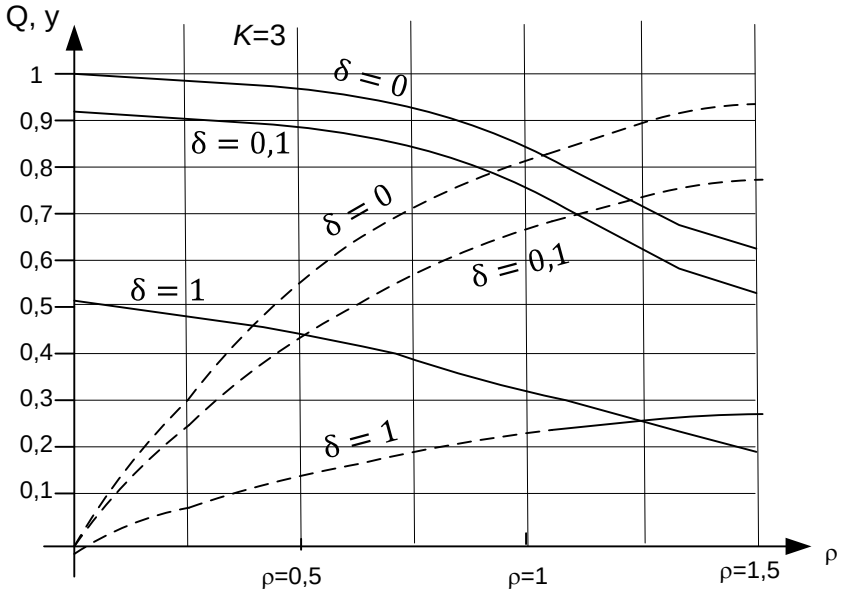


Рис. 2.7. Зависимость y (штриховые линии) и Q (сплошные линии) от ρ в сети ПДС типа $(|M|\vec{1}|r_k|d_1|)$

На рис. 2.8 приведены графики $Q = \varphi(x)$ для сетей трех основных типов: ПДС-КС, ПДС-КК и ПДС с ограниченной очередью.

Из рис. 2.8 видно, что при невысокой интенсивности входящего потока (точка *а*, *б*) наиболее высокое значение вероятности своевременной доставки сообщений обеспечивает сеть ПДС-КС. Известно, что с увеличением пропускной способности точки *а*, *б* сдвигаются вправо по оси абсцисс. Но правее точек *а*, *б* предпочтение по этому критерию переходит к сети ПДС с ограниченной очередью ожидания. Сеть ПДС-КК по этому критерию во всем диапазоне $0 < \lambda \leq \mu$ оказывается наихудшей, кроме случая $\delta = 1$. Однако этот случай $(\nu = \mu)$ для современных сетей ПДС, кроме телеграфной, не характерен.

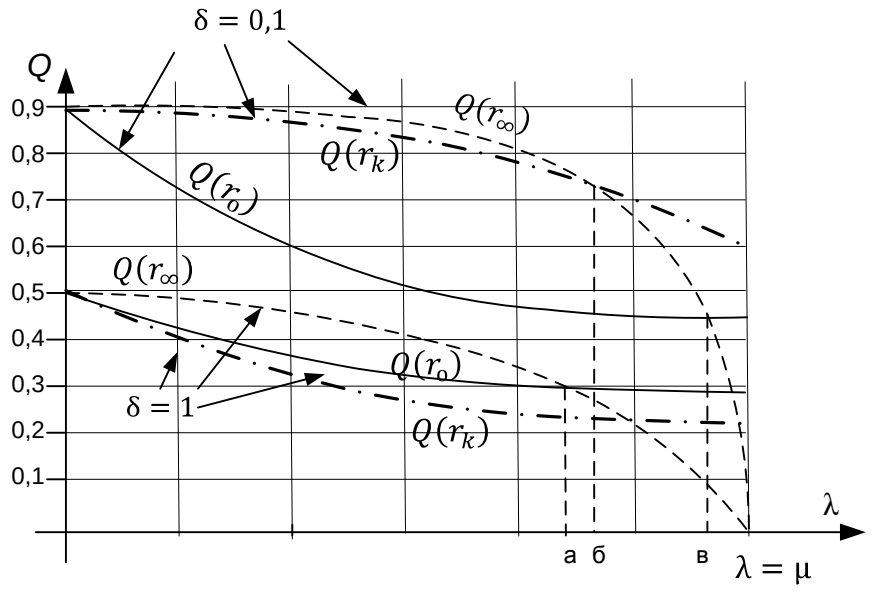


Рис. 2.8. Зависимость $Q = \varphi(x)$ сети ПДС при различных способах обслуживания (r_0, r_∞, r_k)

2.4. Многоканальные двухполюсные сети передачи дискретных сообщений

2.4.1. Описание многоканальной двухполюсной сети передачи дискретных сообщений

Многоканальная двухполюсная сеть ПДС представляет собой пучок каналов *S*, используемых совместно по различным алгоритмам. Пучок каналов может быть *полнодоступным* и *неполнодоступным*, когда в отдельные группы каналов могут поступать лишь определенные сообщения.

Рассмотрим подробнее полнодоступный пучок каналов. Он может быть *упорядоченным*. В этом случае выбор свободного и исправного канала из пучка для любого вновь поступившего сообщения производится путем опробования каждого из каналов в установленном порядке. Нетрудно понять, что для упорядоченного пучка характерна неравномерная загрузка каналов.

В принципе пучок может использоваться не по регулярному, а по детерминированному закону. В этом случае характер загрузки каналов изменится, по эффективность их использования существенно не возрастает, так как поток входящих сообщений является случайным.

Из пучка возможна также случайная выборка. Однако она создает еще большую неравномерность загрузки каналов и в большинстве случаев снижает эффективность их использования. Наибольший интерес представляет оптимальная выборка по какому-то критерию, например по максимуму производительности многоканальной двухполюсной сети ПДС в целом.

Физико-техническое представление о многоканальной сети ПДС можно получить из рис. 2.9.

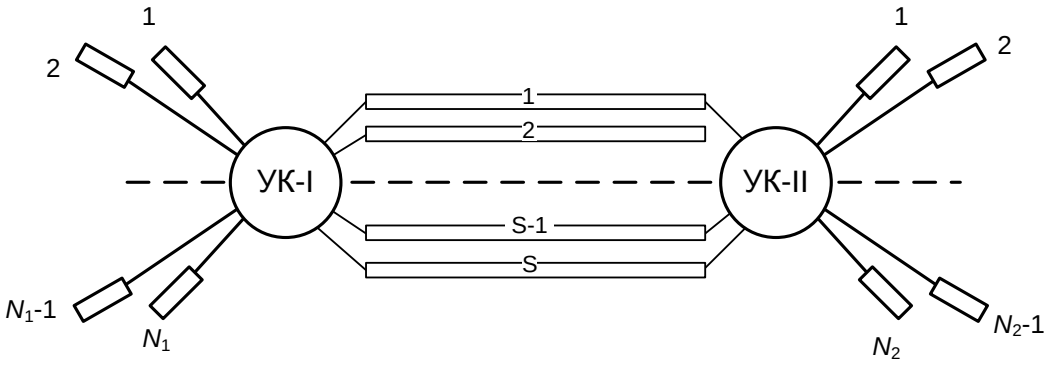


Рис. 2.9. Двухполюсная многоканальная сеть ПДС

На предлагаемой модели, как и для одноканальной сети, замыкание внутренней нагрузки отсутствует.

Многоканальная сеть ПДС допускает различные способы использования каналов с целью повышения надежности. Основными из них являются следующие:

режим нагруженного резерва – используются все каналы в полнодоступном пучке;

режим резервирования каналов – используются рабочие и резервные (дублирующие) каналы.

В первом случае (рис. 2.10) при исправной работе всех каналов достигается максимальная суммарная пропускная способность. Однако при выходе из строя отдельных каналов она снижается и в определенных условиях может все же оказаться недостаточной для удовлетворения заданных требований. Кроме того, в режиме нагруженного резерва невозможно получить надежность сети выше надежности одного канала.

Во втором случае (рис. 2.11) наиболее успешно решается задача повышения надежности сети при недостаточной надежности отдельно взятого капала. При этом резервирование каналов может быть многократным и теоретически существуют неограниченные возможности для повышения надежности. Однако если общее число каналов ограничено или ограничены экономические возможности, то одновременно с повышением надежности уменьшается суммарная пропускная способность многоканальной двухполюсной сети, что в ряде случаев может привести к нереализуемости проекта.

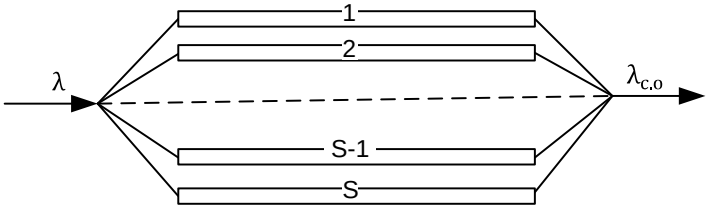


Рис. 2.10. Модель многоканальной сети ПДС в режиме нагруженного резерва

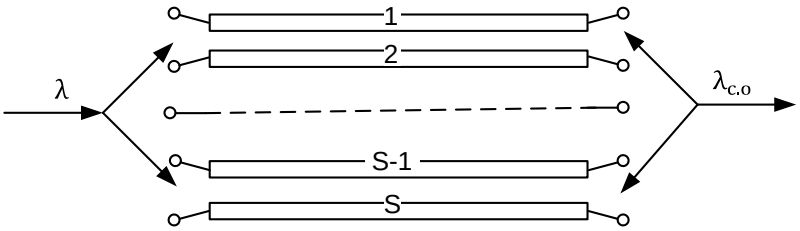


Рис. 2.11. Модель двухполюсной многоканальной сети в режиме резервирования каналов

Необходимо отметить, что в силу большого числа каналов в сети ПДС возможны различные другие варианты использования каналов, выходящие за рамки моделей, представленных на рис. 2.10 и 2.11.

2.4.2. Многоканальная сеть передачи дискретных сообщений. Простейшая модель

Представим многоканальную сеть ПДС-КС типа $\left(|M|\vec{S}|r_\infty|d_1|\right)$ в виде одноканальной типа $\left(|M|\vec{1}|r_\infty|d_1|\right)$ с некоторыми эквивалентными параметрами. При этом допустимо обратное преобразование, т. е. представление эквивалентной одноканальной сети ПДС-КС в виде многоканальной с S однородными эквивалентными каналами.

Воспользовавшись свойствами аддитивности интенсивности входящего потока и интенсивности обслуживания, можем ввести понятие о так называемом условном канале. *Условным каналом* в многоканальной сети ПДС-КС называется канал, характеризуемый усредненными внутренними параметрами, определяемыми из соотношений:

$$\left.\begin{aligned} c_{\text{э.у}} &= \frac{\sum_{i=1}^{S} c_{\text{э}\,i}}{S};\ \mu_{\text{у}} = \frac{\sum_{i=1}^{S} \mu_{\text{э}i}}{S}; \\ k_{\text{г.у}} &= \frac{\sum_{i=1}^{S} k_{\text{г}\,i}}{S};\ T_{\text{п.у}} = \frac{\sum_{i=1}^{S} T_{\text{п}\,i}}{S}; \end{aligned}\right\} \tag{2.46}$$

Здесь $c_{\text{э}\,\text{у}}$ – условная интенсивность исправной работы, $c_{\text{э}\,i}$ то же, i-го канала; $\mu_{\text{у}}$ – условная интенсивность обслуживания; $\mu_{\text{э}\,i}$ – то же, i-го канала; $k_{\text{г.у}}$ – условный коэффициент готовности; $k_{\text{г}\,i}$ – то же, *i*-го канала; $T_{\text{п.у}}$ – условное время простоя; $T_{\text{п}\,i}$ – то же, *i*-го канала; *S* – число каналов.

Такое представление условного канала позволит нам получить приближенное решение задачи об оптимальности использования каналов в многоканальной сети ПДС-КС.

Имея набор условных каналов, можно найти вероятность своевременной доставки сообщений, а при необходимости и другие показатели сети ПДС-КС для любых режимов использования каналов. В режиме нагруженного резерва (см. рис. 2.10).

$$Q = \frac{\mu_{\text{у}} k_{\text{г.у}} - \lambda/S}{\mu_{\text{у}} k_{\text{г.у}} - \frac{\lambda}{S} + \nu_{\text{э.у}}}, \tag{2.47}$$

где

$$\nu_{\text{э.у}} = \nu\left[1 + \frac{\mu_{\text{у}} k_{\text{г.у}} (1 - k_{\text{г.у}})^2}{\mu_{\text{у}} k_{\text{г.у}} + d_{\text{у}}}\right], \tag{2.48}$$

$d_{\text{у}}$ – условная интенсивность восстановления: $d_{\text{у}} = 1/T_{\text{пу}}$; $c_{\text{э.у}}$, $\mu_{\text{у}}$, $k_{\text{г.у}}$, $T_{\text{п.у}}$ определяются из соотношения (2.46).

В режиме резервирования каналов при условии пренебрежения временем переключения (см. рис.2.11).

$$Q_{\text{р}} = \frac{\mu_{\text{у}} k_{\text{г.у.р}} - \lambda}{\mu_{\text{у}} k_{\text{г.у.р}} - \lambda + \nu_{\text{э.у.р}}}, \tag{2.49}$$

где $\mu_{\text{у}} = \left(\frac{\sum_{i=1}^{S} \mu_{\text{э},i}}{S}\right)/S$ определяются по формуле (2.46);

$$\left.\begin{aligned} k_{\text{г.у.р}} &= (1 - k_{\text{г.у}})^S \\ \nu_{\text{э.у.р}} &= \nu\left[1 + \frac{\mu_{\text{у}} k_{\text{г.у.р}} (1 - k_{\text{г.у.р}})}{\nu k_{\text{г.у.р}} + d_{\text{у.р}}}\right] \end{aligned}\right\} \tag{2.50}$$

Функции $Q_у$ и $Q_р$ так же, как и функция Q, монотонны и с возрастанием λ стремятся к нулю. При $\lambda = 0$ $Q_р > Q_у$, но с ростом λ убывает быстрее $Q_р$, чем $Q_у$. Следовательно, должна существовать хотя бы одна точка, в которой $Q_у = Q_р$.

Определим значение λ, при котором выполняется условие $Q_р = Q_у$. Назовем это значение λ интенсивностью перехода и обозначим его через $\lambda_п$.

Решая (2.47) и (2.49) совместно, находим

$$\lambda_п = \mu_у \left(\frac{k_{г.у.р}}{1 - \frac{\nu k_{г.у.р}}{\nu_{э.у}}} - \frac{k_{г.у}}{\frac{\nu_{э.у}}{\nu_{э.у.р}} - \frac{1}{S}} \right). \qquad (2.51)$$

Используя формулу 2.51 для различных комбинаций применения каналов, можно определить все $(S-1)$ значения интенсивностей перехода.

Решим задачу для многоканальной сети ПДС-КС в режиме резервирования пучков каналов (рис. 2.12). При этом предположим, что каналы в пучке полностью коррелированы так, что каждый пучок достаточно характеризовать числом каналов S_j, и параметрами одного канала $k_{гj}, T_{пj}, C_{эj}$. Для обслуживания сообщений используется один пучок, а остальные находятся в резерве и поочередно подключаются на обслуживание при выходе из строя действующего пучка. Временем переключения пучков пренебрегаем. В этом случае общее число возможных по надежности состояний сети ПДС равно

$$N = m + 1 \qquad (2.52)$$

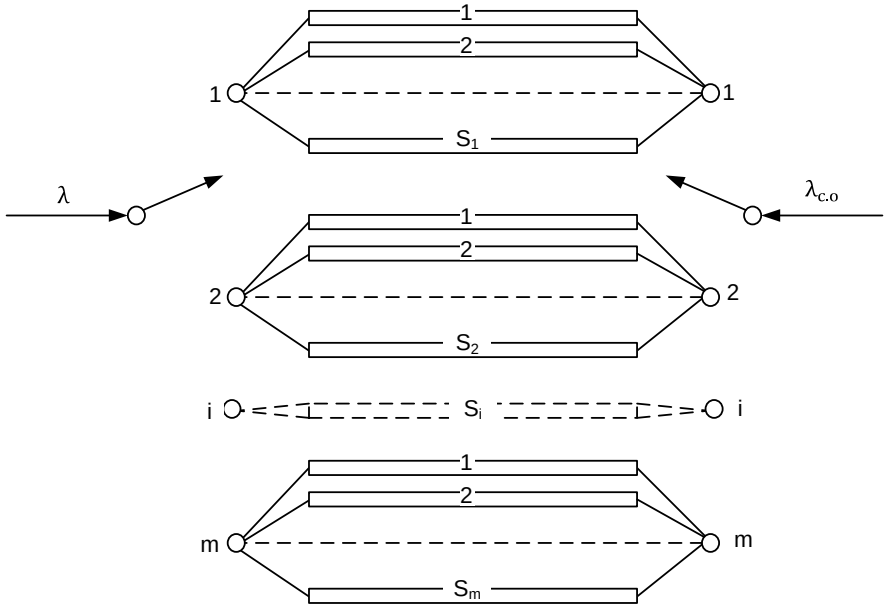


Рис. 2.12. Модель многоканальной сети ПДС–КС в режиме резервирования пучков каналов

Вероятность того, что сеть ПДС-КС находится в *k*-м состоянии может быть определена из рекуррентной формулы

$$P_k = k_{г_k} \sum_{i=1}^{k-1} k_{гij}, \; k = \overline{1, m}. \qquad (2.53)$$

Эквивалентная интенсивность обслуживания будет определяться степенью участия каждого пучка каналов в обслуживании:

$$\mu_{э\Sigma} = \sum_{k=1}^{m} \mu_k P_k. \qquad (2.54)$$

На основании этого имеется возможность определить эквивалентное число каналов сети

$$S_э = \left(\sum_{k=1}^{m} S_k P_k\right) / \left(\sum_{k=1}^{m} P_k\right), \tag{2.55}$$

где S_k – количество каналов в пучке, используемом для обслуживания сообщений в k-м состоянии сети. Тогда по аналогии с (2.47)

$$Q_{р.п} = \frac{\mu_{э\Sigma} - \lambda/S_э}{\mu_{э\Sigma} - \frac{\lambda}{S_э} + \nu_{э\Sigma}}. \tag{2.56}$$

Здесь

$$\nu_{э\Sigma} = \nu\left[1 + \frac{\mu_{э\Sigma} k_{п\Sigma}}{\nu k_{г\Sigma} + d_\Sigma}\right];$$

$$k_{г\Sigma} = 1 - \prod_{i=1}^{m}(1 - k_{гi}) = 1 - P_N, \quad P_N = \prod_{i=1}^{m} k_{пi};$$

$$k_{п\Sigma} = 1 - k_{г\Sigma} = P_N;$$

$$T_{п\Sigma} = \frac{1}{\sum_{i=1}^{m} d_i}; \quad d_\Sigma = \sum_{i=1}^{m} \frac{1}{T_{пi}}.$$

Среднее время доставки сообщений в рассматриваемой сети

$$T_{\nu\Sigma} = \frac{d}{d\nu}\left[\frac{Q(\nu)}{Q(0)}\right]_{\nu=0} = \frac{1 + \mu_{э\Sigma} k_{п\Sigma} T_{п\Sigma}}{\mu_{э\Sigma} - \frac{\lambda}{S_э}}, \tag{2.57}$$

Дисперсия времени доставки

$$D(t_\nu) = T_{\nu\Sigma}^2 + \frac{2\mu_{э\Sigma} k_{г\Sigma} k_{п\Sigma} T_{п\Sigma}^2}{\mu_{э\Sigma} - \frac{\lambda}{S_э}}. \tag{2.58}$$

Нетрудно видеть, что общие закономерности для сети ПДС-КС с резервированием каналов сохраняются и для случая резервирования пучков каналов.

2.5. Многофазовые двухполюсные сети передачи дискретных сообщений

2.5.1. Общие сведения

Многофазовая сеть ПДС состоит из конечного количества n двухполюсных сетей, соединенных последовательно. Как видно из рис. 2.13, многофазовые сети естественно образуются при прохождении сообщения по многополюсной сети.

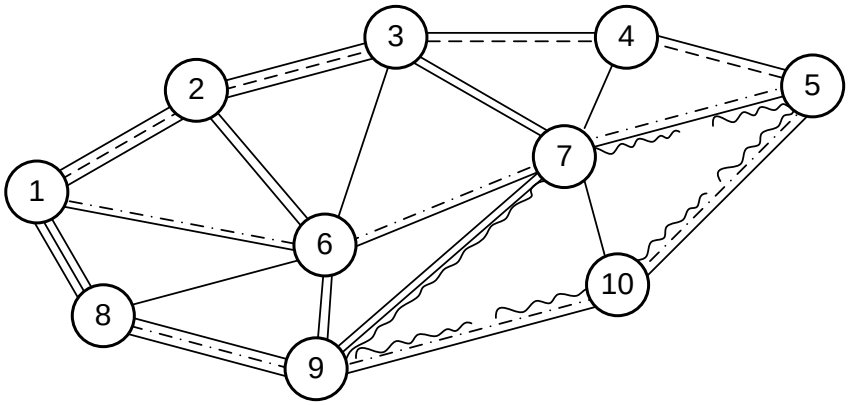


Рис. 2.13. Примеры образования многофазовой сети ПДС

В многофазовой сети ПДС типа $(|M|\vec{1}|r_\infty|d_1|)$, т. е. в одноканальной сети ПДС при прямом порядке обслуживания (d_1) с неограниченной очередью (временем) ожидания и коммутацией сообщений ($b_{к.с}$) входящий поток второй и последующих фаз принимается пуассоновским. На этом основании к многофазовой сети так же, как и к однофазовой, применим метод преобразований Л. С. Однако в сетях всех других типов, и что наиболее существенно – в сети ПДС-КК, входящий поток второй и последующих фаз называют *сглаженным пуассоновским потоком*. Г. П. Башарин показал, что если при расчете многофазовой сети предположить, что сглаживание потока не происходит, то значения веро-

ятностей своевременной доставки сообщений оказываются ниже фактических, т. е. с учетом процесса сглаживания. В результате в расчетах возникает ошибка, которая приводит к завышению требований к сети ПДС. Иначе говоря, требования заказчика всегда будут удовлетворены, но при этом происходит некоторый перерасход материальных средств. Однако задача упрощается, поскольку в многополюсных сетях обычно наблюдается такое явление, когда в каждой фазе входящий поток формируется из нескольких потоков, суперпозиция которых еще более приближается к пуассоновскому потоку, что снижает эффект сглаживания и естественно уменьшает ошибку в расчетах. На основании изложенного в инженерных расчетах будем основываться на предположении, что входящий поток в каждой фазе является пуассоновским, или (по Клейнроку) что потоки в разных фазах независимые.

Время коммутации есть часть общего времени занятия сети ПДС за исключением времени доставки сообщения, расходуемого на выполнение функций коммутации. Среднее время коммутации исчисляется по всему множеству УК на многофазовой сети ПДС. При исследовании многофазовых сетей ПДС надежность УК пересчитывается на канал и учитывается реальное время коммутации, распределенное по экспоненциальному закону:

$$R\ (t) = 1 - e^{-rt},\ r = 1/T_к, \tag{2.59}$$

где $R(t)$ – функция распределения времени коммутации; r – интенсивность коммутации; $T_к$ – среднее время коммутации.

Предположение (2.59) основывается на том, что отдельно взятые сообщения проходят по различным маршрутам через различное число УК; наибольшее число сообщений проходит не более, чем через два УК, когда время коммутации минимальное – с увеличением числа УК время коммутации возрастает, но число сообщений, проходящих по длинным маршрутам, убывает. Все это полностью совпадает со свойствами экспоненциального закона распределения случайных величин.

2.5.2. Многофазовая многоканальная двухполюсная сеть передачи дискретных сообщений ПДС-КС

Стохастическая модель сети типа $|M|\vec{S}|r_\infty|b_{КС}|d_1|$ приведена на рис. 2.14.

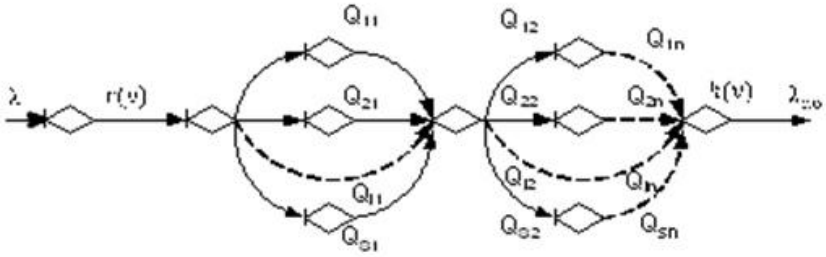


Рис. 2.14. Упрощенная стохастическая модель сети ПДС типа $|M|\vec{S}|r_\infty|b_{КС}|d_1|$

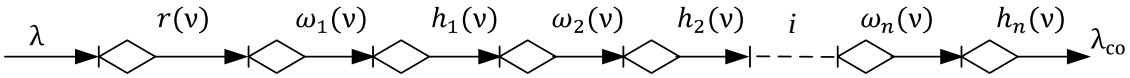


Рис. 2.15. Стохастическая модель сети ПДС типа $|M|\vec{S}|r_\infty|b_{КС}|d_1|$

Воспользовавшись формулой (2.56) и свойством мультипликативности преобразования Л. С., при однородных или эквивалентных каналах многоканальной и многофазовой сети ПДС можно определить вероятность своевременной доставки сообщений по формуле

$$Q_{КС} = \frac{1}{1+\gamma}\prod_{i=1}^{n}\frac{\mu_{эi}-\lambda_i/S_{эi}}{\mu_{эi}-\lambda_i/S_{эi}+\nu_{эi}},\quad \lambda_i/S_{эi} \le \mu_{эi};\ \nu > 0. \tag{2.60}$$

Для одноканальной многофазовой сети ПДС типа $|M|\vec{1}|r_\infty|b_{\text{КС}}|d_1|$ (рис. 2.15) вероятность своевременной доставки сообщений

$$Q_{\text{КС}} = \frac{1}{1+\gamma}\prod_{i=1}^{n}\frac{\mu_{\text{эi}}-\lambda_i}{\mu_{\text{эi}}-\lambda_i+\nu_{\text{эi}}} \qquad , \lambda_i \le \mu_{\text{эi}};\ \nu > 0. \tag{2.61}$$

По первому начальному моменту может быть определено среднее время доставки сообщений в этой сети ПДС:

$$T_{\nu\text{КС}} = \frac{1}{r} + \sum_{i=1}^{n}\frac{1+\mu_{\text{эi}}k_{\text{пi}}T_{\text{пi}}}{\mu_{\text{эi}}-\lambda_i};\ \lambda_i \le \mu_{\text{эi}}. \tag{2.62}$$

2.5.3. Многофазовая двухполюсная сеть передачи дискретных сообщений ПДС-КП-Д

При датаграммном режиме исходящее сообщение разбивается на пакеты, которые передаются по некоторому числу *m* фиксированных маршрутов сети ПДС через *n* ее фаз. На входе производится сборка сообщения из пакетов, которые поступают не в той последовательности, в какой они следовали после разбивки сообщения на пакеты. Собранные из пакетов сообщения поступают к получателю. В принципе по такому алгоритму могут обслуживаться все виды дискретных сообщений (данные, телеграф, а также факсимиле и речь в дискретной форме). Сокращенно такая сеть обозначается ПДС-КП-Д.

Ниже предлагается аналитическая модель сети ПДС-КП-Д и исследование этой сети на данной модели.

Структура сети ПДС-КП-Д. Место сети ПДС-КП-Д в составе вычислительной сети показано на рис. 2.16. Из рисунка видно, что АП подключаются к сети ПДС-КП-Д через концентраторы (КЦ), а ЭВМ (ВЦ) – через устройства сопряжения (УС) или процессоры телеобработки данных (ПТД). Обобщенно ПТД и КЦ называются транспортными станциями (ТС). Все ТС подключаются к ЦКП.

Из рис. 2.16 видно, что сеть ПДС-КП-Д в структурном отношении является иерархической, как правило, многоуровневой. Первый уровень составляют АП, КЦ, ЭВМ (ВЦ) и ПТД, а второй – КЦ, ПТД и ЦКП. При большой входящей нагрузке число уровней иерархии может увеличиться.

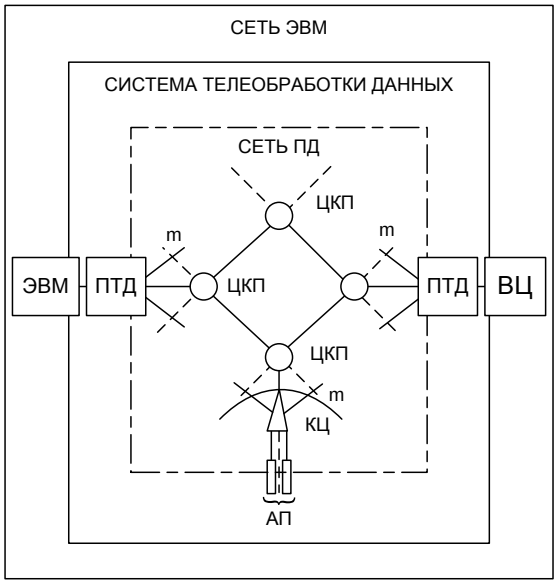


Рис. 2.16. Модель сети ПДС-КП-Д в общей структуре вычислительной сети

Ниже при построении аналитической модели будет рассматриваться двухуровневая иерархическая сеть ПДС-КП-Д. Следует также оговориться, что в предлагаемой аналити-

ческой модели исследуется только информационный обмен и пока будут оставлены без внимания, т. е. считаться идеальными, вопросы управления и технического обслуживания.

Принципы функционирования сети ПДС-КП-Д. В сети ПДС-КП-Д, как видно из рис. 2.16, информационный обмен может производиться между любыми АП и ЭВМ, любой парой ЭВМ и любой парой АП. За адресацию сообщений несет ответственность пользователь при условии, что ему известна система нумерации АП и ЭВМ (ВЦ). Один из вариантов алгоритма информационного обмена в сети ПДС-КП-Д состоит в следующем:

на участке АП – ЭВМ (ВЦ) исходящие сообщения, поступающие от АП, передаются в КЦ и там преобразуются в пакеты. Далее эти сообщения уже в виде пакетов передаются в ЦКП по нескольким маршрутам (m). В таком виде они следуют до входящего ПТД, в котором производится сборка сообщений из пакетов. Сформированное в ПТД сообщение поступает в соответствующую ЭВМ (ВЦ);

на участке ЭВМ (ВЦ) – АП исходящие сообщения, поступающие от ЭВМ (ВЦ), передаются в ПТД и там преобразуются в пакеты. Далее эти сообщения в виде пакетов передаются по нескольким маршрутам m в ЦКП и поступают во входящий КЦ, в котором производится сборка сообщения из пакетов и это сообщение затем передается в соответствующий АП.

Будем исходить из того, что аналогично изложенному передаются сообщения от одной ЭВМ (ВЦ) – к другой или от одного АП – к другому.

Принятый алгоритм должен обеспечить наивысшую потенциальную эффективность сети ПДС-КП-Д.

Постановка задачи. Сеть ПДС-КП-Д предлагается интерпретировать многофазовой СМО. При этом на каждом участке исходящий и входящий потоки суммируются и СМО в своем классическом варианте имеет один вход и один выход. Первую фазу СМО составляет процесс прохождения сообщения через первый уровень иерархии сети (АП-КЦ или ЭВМ-ПТД); вторую фазу – процесс преобразования сообщений в пакеты и процесс сборки сообщений из пакетов в КЦ или ПТД; третью фазу – процесс передачи пакетов по второму уровню иерархии сети ПДС-КП-Д. На входе СМО имеется система ограничения входящего потока, параметры которой в модели не учитываются. При таком условии основная очередь образуется в АП или ВЦ, поэтому допустимо считать, что СМО имеет неограниченную очередь (время) ожидания в каждой фазе и во всех фазах в целом.

В предлагаемой модели многофазовой СМО приняты следующие допущения и ограничения:

законы распределения всех случайных величин полагаются экспоненциальными (М), кроме третьей фазы СМО, которая отличается тем, что время обслуживания пакетов одинакового объема при передаче их с одинаковой скоростью в каналах будет постоянным, т. е. закон распределения времени обслуживания в этой фазе принимается регулярным (D);

порядок обслуживания сообщений – прямой (d_1);

время установления логического соединения входит во время коммутации, а величиной потерь на установление логического соединения пренебрегают ввиду малости $(P < 0{,}001)$;

СМО – неприоритетная;

сообщения при передаче по сети ПДС-КП-Д стареют с некоторой интенсивностью ν.

Вначале допускается также, что узлы коммутации идеальны. В последующем это ограничение частично будет снято.

Основными критериями оценки сети ПДС-КП-Д являются, как правило, вероятность современной доставки сообщений Q и среднее время доставки сообщений T_ν. Таким образом, задача сводится к определению этих параметров сети при принятых нами ограничениях.

Определение вероятности Q. Для первой и второй фаз сети ПДС типа $|M|\vec{1}|r_\infty|d_1|$ справедливо соотношение (2.12).

Для третьей фазы СМО типа $|M|D|\vec{m}|r_\infty|d_1|$ (рис. 2.17) при условии, что пакеты распределяются в среднем по *m* маршрутам при *n* транзитах на каждом маршруте и интенсивность обслуживания $\mu_э$ для всех каналов одинакова,

$$Q_c = \left[\frac{e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}\left(1-\frac{\lambda}{m\mu_э}\right)}}{1-\frac{\lambda}{\nu_э}\left(1-e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}}\right)}\right], \nu > 0, m\mu_э \geq \lambda, \tag{2.63}$$

где Q_c – вероятность своевременной доставки сообщений в третьей фазе (по сети); $\mu_э$ – эквивалентная интенсивность обслуживания для одного маршрута; *m*–среднее число маршрутов; λ – интенсивность входящего потока сети ПДС-КП-Д в целом; *n* – среднее число транзитов на каждом маршруте.

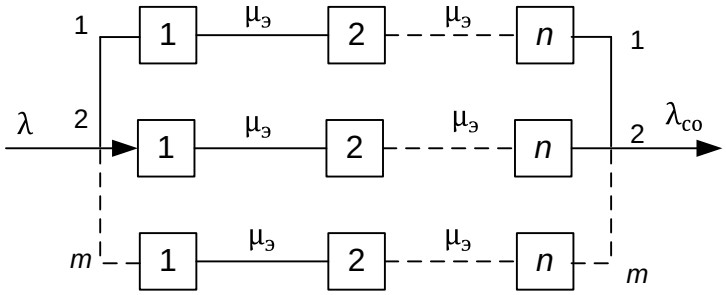


Рис. 2.17. Схема третьей фазы СМО сети ПДС-КП-Д

Применительно к участку АП – ЭВМ (ВЦ) вероятность своевременной доставки сообщений $Q'_{кп} = Q_а Q_{ЭВМ} Q_{КЦ} Q_{ПТ} Q_{ксп}$ в силу мультипликативности преобразований Л. С. равна:

$$Q'_{кп} = Q_а\ Q_{ЭВМ}\ Q_{КЦ}\ Q_{ПТ}\ Q_c,$$

где $Q_а$ – вероятность своевременной доставки сообщений на абонентском участке (I фаза); $Q_{ЭВМ}$ – вероятность своевременной доставки сообщений на участке ЭВМ (ВЦ)–ПТД (I фаза); $Q_{КЦ}$ – вероятность своевременного преобразования сообщений в пакеты и обратно в КЦ (II фаза); $Q_{ПТ}$ –вероятность своевременного преобразования сообщений в пакеты и обратно в ПТД (II фаза); Q_c – вероятность своевременной доставки сообщений в III фазе.

После подстановки значений перечисленных вероятностей из формул (2.12) и (2.63) получим общее выражение для расчета вероятности своевременной доставки сообщений в сети ПДС-КП-Д на участке АП – ЭВМ (ВЦ):

$$Q'_{кп} = \frac{\mu_{э.а} - \lambda_а}{\mu_{э.а} - \lambda_а + \nu_э}\ \frac{\mu_{ЭВМ} - \lambda_{ЭВМ}}{\mu_{ЭВМ} - \lambda_{ЭВМ} + \nu_э}\ \frac{\eta_э - \lambda_{КЦ}}{\eta_э - \lambda_{КЦ} + \nu_э} \times$$
$$\times \frac{\xi_э - \lambda_{ЭВМ}}{\xi_э - \lambda_{ЭВМ} + \nu_э}\left[\frac{e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}\left(1-\frac{\lambda}{m\mu_э}\right)}}{1-\frac{\lambda}{\nu_э}\left(1-e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}}\right)}\right], \tag{2.64}$$

где $\nu > 0$, $\mu_{э.а} \geq \lambda_а$, $\mu_{э\,ЭВМ} \geq \lambda_{ЭВМ}$, $\eta_э \geq \lambda_{КЦ}$, $\xi_э \geq \lambda_{ЭВМ}$, $m\mu_э \geq \lambda$.

В формуле (2.64), кроме того, обозначено; $\lambda_в$ – интенсивность входящего потока от АП; ($\mu_{э.а}$ – эквивалентная интенсивность обслуживания на участке АП – КЦ; $\lambda_{ЭВМ}$ – интенсивность входящего потока от ЭВМ (ВЦ); $\mu_{э\,ЭВМ}$ – эквивалентная интенсивность об-

служивания на участке ЭВМ (ВЦ)–ПТД; $\lambda_{КЦ}$ – интенсивность входящего потока в КЦ; $\eta_э$– эквивалентная интенсивность преобразования сообщений в пакеты и обратно в КЦ; $\xi_э$ – эквивалентная интенсивность преобразования сообщений в пакеты и обратно в ПТД.

Применительно к участку ЭВМ (ВЦ) – ЭВМ (ВЦ) вероятность своевременной доставки сообщений

$$Q''_{кп} = \left(\frac{\mu_{ЭВМ}-\lambda_{ЭВМ}}{\mu_{ЭВМ}-\lambda_{ЭВМ}+\nu_э}\right)^2 \left(\frac{\xi_э-\lambda_{ЭВМ}}{\xi_э-\lambda_{ЭВМ}+\nu_э}\right)^2 \times \left[\frac{e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}(1-\frac{\lambda}{m\mu_э})}}{1-\frac{\lambda}{\nu_э}\left(1-e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}}\right)}\right], \tag{2.65}$$

где $\nu > 0,\ \mu_{э\,ЭВМ} > \lambda_{ЭВМ}, \xi_э \geq \lambda_{ЭВМ}, m\mu_э \geq \lambda.$

Применительно к участку АП – АП вероятность своевременной доставки сообщений

$$Q'''_{кп} = \left(\frac{\mu_{э.а}-\lambda_а}{\mu_{э.а}-\lambda_а+\nu_э}\right)^2 \left(\frac{\eta_э-\lambda_{КЦ}}{\eta_э-\lambda_{КЦ}+\nu_э}\right)^2 \times \left[\frac{e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}(1-\frac{\lambda}{m\mu_э})}}{1-\frac{\lambda}{\nu_э}\left(1-e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}}\right)}\right], \tag{2.66}$$

где $\nu > 0,\ \mu_{э.а} \geq \lambda_а \quad \eta_э \geq \lambda_{кц},\ \ m\mu_э \geq \lambda.$

Определение вероятности своевременной доставки сообщений при реальном времени коммутации. В общем случае при переменном числе транзитов и случайном времени коммутации на каждом КЦ, ЦКП или ПТД случайное время коммутации на сети ПДС-КП-Д в целом будет суммироваться со случайными временами ожидания и обслуживания по фазам, т. е.

$$t_\nu = t_к + \sum_{i=1}^{n}(t_{\omega i} + t_{ci}),$$

где n – общее число фаз многофазовой СМО; $t_к$ – случайное время коммутации сети ПДС-КП-Д в целом.

Пусть время коммутации сети ПДС-КП-Д распределено по показательному закону, т. е. $R(t) = 1-e^{-rt}$, где $r = \frac{1}{T_к}$ – интенсивность коммутации, а $T_к$– среднее время коммутации сети ПДС-КП-Д в целом, включая время установления логического соединения. Тогда применительно к участку АП – ЭВМ ВЦ будем иметь

$$Q'_{кп} = \frac{1}{1+\gamma}\left(\frac{\mu_{э.а}-\lambda_а}{\mu_{э.а}-\lambda_а-\nu_э}\right)^2 \frac{\mu_{ЭВМ}-\lambda_{ЭВМ}}{\mu_{ЭВМ}-\lambda_{ЭВМ}+\nu_э}^{\,2} \times$$
$$\times \frac{\xi_э-\lambda_{ЭВМ}}{\xi_э-\lambda_{ЭВМ}+\nu_э}\left[\frac{e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}(1-\frac{\lambda}{m\mu_э})}}{1-\frac{\lambda}{\nu_э}\left(1-e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}}\right)}\right]^n, \tag{2.67}$$

где $\gamma = \nu/r$ – относительная интенсивность старения по отношению к интенсивности коммутации.

Исследование сети ПДС-КП-Д по критерию вероятности Q.

Вероятность своевременной доставки сообщений в каждой фазе сети ПДС-КП-Д не может превышать некоторого максимального значения $Q_m < 1,\ \nu > 0.$

Для I и II фаз

$$Q_m = \lim_{\lambda\to 0} Q = \frac{\mu_x}{\mu_э+\nu_э} = \frac{1}{1+\frac{\nu_э}{\mu_э}} = \frac{1}{1+\delta_э}, \qquad \nu > 0,$$

где $\delta_э$– относительная эквивалентная интенсивность старения по отношению к интенсивности обслуживания. Учитывая, что при $\lambda = \mu$ наступает режим насыщения и $Q_{min} = \lim_{\lambda=\mu_э} Q = 0$, функция $Q = f(\lambda)$ для I и II фаз является монотонной вогнутой.

Для III фазы

$$Q_m = \lim_{\lambda\to 0} Q_c = e^{-\frac{n\nu_э}{m\mu_э}} = e^{-\frac{n}{m}\delta_э}, \qquad \nu > 0, \qquad Q_{min} = \lim_{\lambda=m\mu_э} Q_c = 0.$$

Таким образом, функция $Q_c = f(\lambda)$ для III фазы является также монотонной вогнутой.

Для сети ПДС-КП-Д в целом на участке АП – ЭВМ (ВЦ) функция $Q'_{кп} = f(\lambda)$ имеет вид, показанный на рис. 2.18. Из рисунка видно, что эта функция является многоэкстремальной в том смысле, что в каждой фазе при определенных условиях наступает режим насыщения, приводящий к срыву функционирования сети ПДС-КП-Д. Однако при правильном выборе рабочей точки в каждой фазе значение $Q'_{кп}$ для сети в целом может быть получено в заданных пределах. Обычно не следует задавать $Q'_{кп} < 0{,}8$. Тогда в отдельных фазах вероятность своевременной доставки сообщений должна выбираться не менее 0,95, а это, в свою очередь, означает, что $\nu_э/\mu_э \leq 0{,}05$, т. е. $\mu_э$ выбирается не менее, чем в 20 раз больше $\nu_э$.

Вероятность своевременной доставки редко следующих коротких сообщений Q_{mk} в каждой фазе сети ПДС-КП-Д изменяется в пределах $k_г < Q_{mk} < 1$.

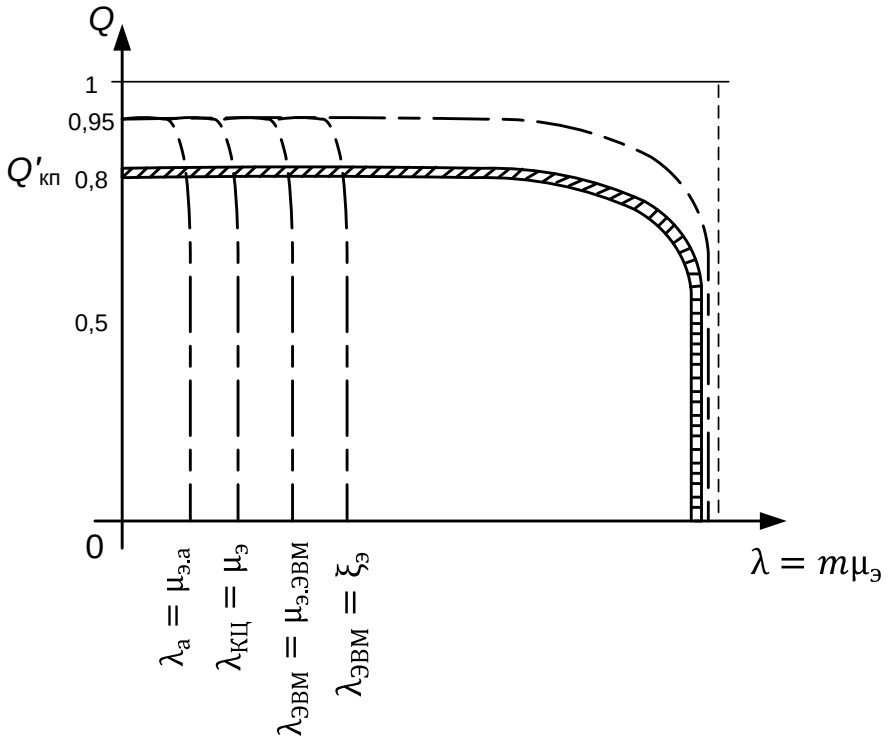


Рис. 2.18. Изменение вероятности своевременной доставки сообщения Q в сети ПДС-КП-Д в зависимости от λ

Для обеспечения $Q_m = 0{,}95$ в отдельной фазе необходимо создавать сети ПДС-КП-Д с высокой надежностью. Практически такие сети можно рассматривать как сети ПДС-КП-Д с идеальной надежностью. В этом случае соотношение (2.67) примет вид:

$$Q'_{кп} = \frac{1}{1+\gamma}\,\frac{\mu_а - \lambda_а}{\mu_а - \lambda_а + \nu}\,\frac{\mu_{ЭВМ} - \lambda_{ЭВМ}}{\mu_{ЭВМ} - \lambda_{ЭВМ} + \nu}\,\frac{\eta - \lambda_{КЦ}}{\eta - \lambda_{КЦ} + \nu} \times$$
$$\times \frac{\xi - \lambda_{ЭВМ}}{\xi - \lambda_{ЭВМ} + \nu}\left[\frac{e^{-\frac{\nu}{m\mu}\left(1-\frac{\lambda}{m\mu}\right)}}{1-\frac{\lambda}{\nu}\left(1-e^{-\frac{\nu}{m\mu}}\right)}\right]^n, \qquad (2.68)$$

где $\nu > 0$, $\mu_а \geq \lambda_а$, $\mu_{ЭВМ} \geq \lambda_{ЭВМ}$, $\eta \geq \lambda_{кц}$, $\xi \geq \lambda_{ЭВМ}$, $m\mu \geq \lambda$.

Соответствующим образом можно записать соотношения для определения $Q''_{кп}$ и $Q'''_{кп}$.

В связи с полученным результатом [см. (2.68)] все дальнейшие исследования будут проведены для сети ПДС-КП-Д с идеальной надежностью.

Определение среднего времени доставки сообщений при идеальной надежности. Среднее время доставки сообщений находится как первый начальный момент от Q по ν при $\nu = 0$. Для участка АП – ЭВМ на основании формулы (2.68)

$$T'_\nu = \frac{1}{r} + \frac{1}{\mu_а - \lambda_а} + \frac{1}{\mu_{ЭВМ} - \lambda_{ЭВМ}} + \frac{1}{\eta - \lambda_{КЦ}} + \frac{1}{\xi - \lambda_{ЭВМ}} + \frac{n\left(2 - \frac{\lambda}{m\mu}\right)}{2(m\mu - \lambda)} \tag{2.69}$$

при $\mu_а \geq \lambda_а$, $\mu_{ЭВМ} \geq \lambda_{ЭВМ}$, $\eta \geq \lambda_{кц}$, $\xi \geq \lambda_{ЭВМ}$, $m\mu \geq \lambda$.

По аналогии получены формулы для определения среднего времени доставки сообщений на участке ЭВМ (ВЦ) – ЭВМ (ВЦ) и АП –АП:

$$T''_\nu = \frac{1}{r} + \frac{2}{\mu_{ЭВМ} - \lambda_{ЭВМ}} + \frac{2}{\xi - \lambda_{ЭВМ}} + \frac{n\left(2 - \frac{\lambda}{m\mu}\right)}{2(m\mu - \lambda)} \tag{2.70}$$

при $\mu_{ЭВМ} \geq \lambda_{ЭВМ}$, $\xi \geq \lambda_{ЭВМ}$, $m\mu \geq \lambda$.

$$T'''_\nu = \frac{1}{r} + \frac{2}{\mu_а - \lambda_а} + \frac{2}{\eta - \lambda_{КЦ}} + \frac{n\left(2 - \frac{\lambda}{m\mu}\right)}{2(m\mu - \lambda)} \tag{2.71}$$

при $\mu_а \geq \lambda_а$, $\eta \geq \lambda_{кц}$, $m\mu \geq \lambda$.

Дисперсия среднего времени доставки сообщений находится как второй центральный момент от Q по ν при $\nu = 0$:

$$D(t_\nu) = \frac{d^2 Q}{d\nu^2}\Big|_{\nu=0} - T_\nu^2.$$

Исследование сети ПДС-КП-Д по критерию среднего времени доставки сообщений. Среднее время доставки сообщений в каждой фазе сети ПДС-КП-Д не может быть меньше некоторого значения $T_{\nu\,min} > 0$. Для I и II фаз

$$T_{\nu\,min} = \lim_{\lambda \to 0} T_\nu = \lim_{\lambda \to 0}\left(\frac{1}{r} + \frac{1}{\mu - \lambda}\right) = \frac{1}{r} + \frac{1}{\mu}.$$

Учитывая, что при $\lambda = \mu$ наступает режим насыщения, при котором

$$T_{\nu\,max} = \lim_{\lambda = \mu} T_\nu = \lim_{\lambda = \mu}\left(\frac{1}{r} + \frac{1}{\mu - \lambda}\right) = \infty,$$

можно утверждать, что функция $T_\nu = f(\lambda)$ для I и II фаз является монотонной выпуклой. Для III фазы

$$T_{\nu\,min} = \lim\left[\frac{1}{r} + \frac{n\left(2 - \frac{\lambda}{m\mu}\right)}{2(m\mu - \lambda)}\right] = \frac{1}{r} + \frac{n}{m\mu},$$

$$T_{\nu\,max} = \lim\left[\frac{1}{r} + \frac{n\left(1 - \frac{\lambda}{m\mu}\right)}{2(m\mu - \lambda)}\right] = \infty$$

Таким образом, функция $T_\nu = f(\lambda)$ для III фазы является также монотонной выпуклой.

Из приведенных формул хорошо видно, что значение $T_{\nu\,min}$ в любой фазе сети ПДС-КП-Д определяется интенсивностью коммутации и интенсивностью обслуживания. Чем выше интенсивность коммутации и интенсивность обслуживания, тем меньше $T_{\nu\,min}$.

При увеличении интенсивности входящего потока до $\lambda = \mu/2$ значение T_ν увеличивается до $T_\nu = \frac{1}{r} + 1/\mu$ и может 'быть принято в качестве рабочего времени доставки в одной фазе.

Для сети ПДС-КП-Д в целом на участке АП – ЭВМ (ВЦ)

$$T_{\nu\,min} = \lim_{\lambda \to 0} T'_\nu = \frac{1}{r} + \frac{1}{\mu_а} + \frac{1}{\mu_{ЭВМ}} + \frac{1}{\eta} + \frac{1}{\xi} + \frac{n}{m\mu}.$$

Оптимальное распределение среднего времени по фазам сети ПДС-КП-Д может быть произведено по экономическому критерию:

$$T'_{v\,max} = \lim_{\lambda_i \to \mu_i} T'_v = \frac{1}{r} + + \frac{1}{\mu_а + \lambda_а} + \frac{1}{\mu_{ЭВМ} - \lambda_{ЭВМ}} + \frac{1}{\eta - \lambda_{КЦ}} +$$
$$+ \frac{1}{\xi - \lambda_{ЭВМ}} + \frac{n\left(2 - \frac{\lambda}{m\mu}\right)}{2(m\mu - \lambda)} = \infty.$$

Последнее соотношение указывает на то, что с увеличением нагрузки помимо общего увеличения среднего времени доставки сообщений в сети ПДС-КП-Д в целом возможно образование некоторого множества точек насыщения, в каждой из которых время доставки может устремляться в бесконечность. Поэтому распределение времени по фазам сети должно производиться таким образом, чтобы насыщение в отдельных фазах исключалось и общее среднее время доставки определялось суммой этих времен по фазам, устремляясь в бесконечность лишь при насыщении сети в целом.

Для работы в режиме диалога АП с ЭВМ ВЦ, исходя из психологических соображений, целесообразно выбирать среднее время доставки по сети в целом не более 2 с. На основании этого и при наличии соответствующих экономических характеристик могут быть выбраны значения интенсивности обслуживания в каждой фазе и интенсивность коммутации.

2.5.4. Многофазовая двухполюсная сеть передачи дискретных сообщений ПДС-КП-В

Общие сведения. Обычно под виртуальной коммутацией понимается коммутация каналов, осуществляемая программно (логически) и допускающая временное прерывание процесса передачи основного сообщения для передачи другого. Одноканальная сеть ПДС-КП-В может быть представлена так, как это показано на рис. 2.19. Из рисунка видно, что логическое соединение (жирная линия)' проходит последовательно от АП через КЦ, некоторое число ЦКП и через ПТД доходит до ЭВМ.

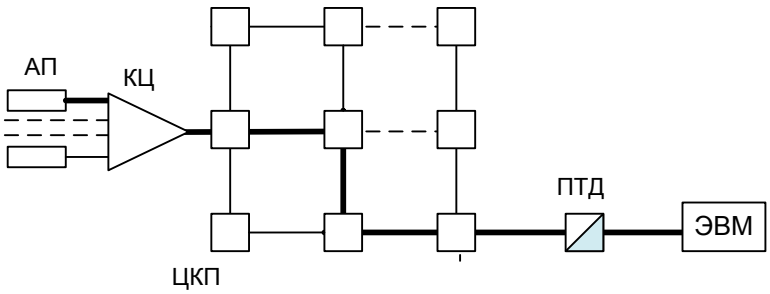


Рис. 2.19. Схема сети ПДС-КП-В

Согласно Рекомендации X.25 МККТТ различают виртуальное соединение и виртуальный постоянный канал. Как уже отмечалось, для виртуальных соединений характерны фазы установления логического соединения, а именно: «пакет запроса вызова», «пакет входящий вызов», «пакет вызов принят», «пакет соединение установлено», а также фазы разъединения. Вполне понятно, что все фазы установления соединения входят в процесс коммутации, т. е. предшествуют фазе передачи сообщений (пакетов). Для виртуального постоянного канала фазы соединения и разъединения отсутствуют и логический канал постоянно находится в состоянии передачи данных.

При построении математической модели будем исходить из того, что вероятность установления логического соединения близка к единице, что соответствует практике. Потеря времени на установление логического соединения должна учитываться соответствующим увеличением времени коммутации.

Структура сети ПДС-КП-В. По структуре данная сеть аналогична сети ПДС-КП-Д. Однако функционирование указанных сетей различно. В общем виде эти различия состоят в том, что в сети ПДС-КП-Д используется датаграммный, а в сети ПДС-КП-В виртуальный режимы работы.

В сети ПДС-КП-В пакеты передаются только по одному маршруту, но интенсивность потока этих пакетов разная на различных участках сети и, как правило, выше интенсивности потока от одного АП и даже одной ЭВМ. Таким образом, различие сетей заключается в том, что в сети ПДС-КП-Д сообщения передаются одновременно по m маршрутам, а в сети ПДС-КП-В по одному. Вследствие этого в сети ПДС-КП-В по сравнению с сетью ПДС-КП-Д снижается пропускная способность и надежность при передаче пакетов, но одновременно упрощается процедура сборки сообщения из пакетов, так как последовательность поступления пакетов не нарушается. Упрощается также процедура маршрутизации.

Расчет вероятностно-временных характеристик. Расчет ВВХ сети ПДС-КП-В производится по аналогии с сетью ПДС-КП-Д. Применительно к участку АП-ЭВМ (рис. 2.18) с учетом времени коммутации

$$Q_{\text{в}} = r(\nu)Q_{\text{а}}Q_{\text{ЭВМ}}Q_{\text{КЦ}}Q_{\text{ПТ}}\prod_{i=1}^{n}Q_i = \frac{1}{1+\gamma}\,\frac{\mu_{\text{э,а}}-\lambda_{\text{а}}}{\mu_{\text{э,а}}-\lambda_{\text{а}}+\nu_{\text{э}}}\,\frac{\mu_{\text{э ЭВМ}}-\lambda_{\text{ЭВМ}}}{\mu_{\text{э ЭВМ}}-\lambda_{\text{ЭВМ}}+\nu_{\text{э}}}\,\frac{\eta_{\text{э}}-\lambda_{\text{КЦ}}}{\eta_{\text{э}}-\lambda_{\text{КЦ}}+\nu_{\text{э}}}\times$$

$$\times\,\frac{\xi_{\text{э}}-\lambda_{\text{ЭВМ}}}{\xi_{\text{э}}-\lambda_{\text{ЭВМ}}+\nu_{\text{э}}}\prod_{i=1}^{n}\frac{e^{-\frac{\nu_{\text{э}i}}{m\mu_{\text{э}i}}\left(1-\frac{\lambda_i}{\mu_{\text{э}i}}\right)}}{1-\frac{\lambda_i}{\nu_{\text{э},i}}\left(1-e^{-\frac{\nu_{\text{э},i}}{\mu_{\text{э}i}}}\right)}, \qquad (2.72)$$

$\nu > 0, \mu_{\text{э}k} \geq \lambda_k$.

Функция $Q_{\text{в}} = f(\lambda)$ имеет монотонно-убывающий вид. Она многоэкстремальна в том смысле, что в каждой фазе при определенных условиях наступает режим насыщения, приводящий к срыву функционирования сети ПДС-КП-В в целом.

Среднее время доставки сообщений находится как первый начальный момент от Q по ν при $\nu = 0$. При идеальной надежности

$$T_{\nu\text{в}} = \frac{1}{r} + \frac{1}{\mu_{\text{а}}-\lambda_{\text{а}}} + \frac{1}{\mu_{\text{ЭВМ}}-\lambda_{\text{ЭВМ}}} + \frac{1}{\eta-\lambda_{\text{КЦ}}} + \frac{1}{\xi-\lambda_{\text{ЭВМ}}} + \sum_{i=1}^{n}\frac{2\mu_i-\lambda_i}{2\mu_i(\mu_i-\lambda_i)}.$$

Сравнение сети ПДС-КП-В с сетью ПДС-КП-Д может быть произведено по критериям вероятности своевременной доставки сообщений и времени их доставки. Для сравнения по критерию вероятности своевременной доставки сообщений возьмем отношение

$$\frac{Q_{\text{КП}}}{Q_{\text{в}}} = \frac{r(\nu)_{\text{КЦ}}\,Q_{\text{а}}\,Q_{\text{ЭВМ}}\,Q_{\text{КЦ}}\,Q_{\text{ПТД}}\;Q_{\text{с КП}}}{r(\nu)_{\text{В}}\,Q_{\text{а}}\,Q_{\text{ЭВМ}}\,Q_{\text{КЦ}}\,Q_{\text{ПТД}}\;Q_{\text{с в}}} \qquad (2.73)$$

С достаточной для практики точностью $r(\nu)_{\text{КП}} = r(\nu)_{\text{в}}$. Также можно принимать равными вероятности $Q_{\text{а}}$, $Q_{\text{ЭВМ}}$, $Q_{\text{КЦ}}$ и $Q_{\text{ПТД}}$ для обеих сетей. Тогда соотношение (2.73) после подстановки значений $Q_{\text{с КП}}$ и $Q_{\text{с в}}$ примет вид

$$\frac{Q_{\text{КП}}}{Q_{\text{в}}} = \frac{\left[\dfrac{e^{-\frac{\nu_{\text{э}}}{m\mu_{\text{э}}}\left(1-\frac{\lambda}{m\mu_{\text{э}}}\right)}}{1-\frac{\lambda}{\nu_{\text{э}}}\left(1-e^{-\frac{\nu_{\text{э}}}{m\mu_{\text{э}}}}\right)}\right]^{n}}{\prod_{i=1}^{n}\dfrac{e^{-\frac{\nu_{\text{э}i}}{\mu_{\text{э}i}}\left(1-\frac{\lambda_i}{\mu_{\text{э}i}}\right)}}{1-\frac{\lambda_i}{\nu_{\text{э}i}}\left(1-e^{-\frac{\nu_{\text{э}i}}{\mu_{\text{э}i}}}\right)}} \qquad (2.74)$$

Пусть $\lambda_i = \lambda = \text{const}$, , $\mu_{эi} = \mu_э = \text{const}$, $\nu_{эi} = \nu = \text{const}$. Тогда

$$\frac{Q_{КП}}{Q_в} = \frac{\left[\dfrac{e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}\left(1-\frac{\lambda}{m\mu_э}\right)}}{1-\frac{\lambda}{\nu_э}\left(1-e^{-\frac{\nu_э}{m\mu_э}}\right)}\right]^n}{\left[\dfrac{e^{-\frac{\nu_э}{\mu_э}\left(1-\frac{\lambda}{\mu_э}\right)}}{1-\frac{\lambda}{\nu_э}\left(1-e^{-\frac{\nu_э}{\mu_э}}\right)}\right]^n} > 1, \tag{2.75}$$

т. е. по критерию вероятности своевременной доставки сообщений сеть ПДС-КП-Д всегда предпочтительнее сети ПДС-КП-В.

Для сравнения по критерию среднего времени доставки возьмем отношение

$$\frac{T_{\nu\ КП}}{T_{\nu в}} = \frac{\frac{1}{r}+\frac{1}{\mu_а-\lambda_а}+\frac{1}{\mu_{ЭВМ}-\lambda_{ЭВМ}}+\frac{1}{\eta-\lambda_{КЦ}}+\frac{1}{\xi-\lambda_{ЭВМ}}+\frac{n\left(2-\frac{\lambda}{m\mu}\right)}{2(m\mu-\lambda)}}{\frac{1}{r}+\frac{1}{\mu_а-\lambda_а}+\frac{1}{\mu_{ЭВМ}-\lambda_{ЭВМ}}+\frac{1}{\eta-\lambda_{КЦ}}+\frac{n\left(2-\frac{\lambda}{\mu}\right)}{2(\mu-\lambda)}} < 1 \tag{2.76}$$

Здесь также предпочтительнее сеть ПДС-КП-Д.

Произведем также сравнение этих сетей ПД по эффективности использования каналов и по живучести. По эффективности использования каналов сети ПДС-КП-Д также предпочтительнее сетей ПДС-КП-В. Здесь для сравнения можно воспользоваться следующими приближенными соотношениями:

$$\eta_{КП} = K_{КП}\frac{\Lambda}{\mu_\Sigma}, \tag{2.77}$$

$$\eta_в = K_в\frac{\Lambda-П_{ЭВМ}}{\mu_\Sigma}, \tag{2.78}$$

где $K_{КП}$ – коэффициент использования каналов сети ПДС-КП-Д при $Q = \Lambda_{с.о}/\Lambda$; $K_в$ – то же, для сети ПДС-КП-В; $П_{ЭВМ}$ – условная нагрузка, возникающая вследствие образования интервалов времени, расходуемых на обработку информации в ЭВМ и АП, не заполняемых сообщениями (пакетами), проходящими по другим маршрутам.

Если положить $K_{КП} = K_в = K$ и принять $П_{ЭВМ} = \alpha\Lambda,\ 0 < \alpha < 1$, то

$$\frac{\eta_{КП}}{\eta_в} = \frac{K\Lambda/\mu_\Sigma}{K(1-\alpha)\Lambda/\mu_\Sigma} = \frac{1}{1-\alpha} > 1, \tag{2.79}$$

т. е. предпочтительнее будет сеть ПДС-КП-Д.

ЛИТЕРАТУРА

1. Захаров Г.П. Методы исследования сетей передачи данных. М.: Радио и связь, 1982. - 208с.

2. Инфокоммуникационные сети: архитектура, технологии, стандартизация / Под ред. А.А. Сахнина. – М.: Радио и связь, 2004. – 211 с.

3. Сети и системы телекоммуникаций. Ч.1 / Под общ. ред. В.В. Масановца. – М.: Управление делами Президента РФ, 2011. – 246 с.

4. Инфокоммуникационные технологии в глобальной информационной инфраструктуре / Под ред. Б.Я. Советова. – СПб.: Наука, 2008. – 552 с.

ГЛАВА 3. ТЕОРЕТИЧЕСКИЕ ОСНОВЫ ПРОЕКТИРОВАНИЯ СЕТЕЙ ПЕРЕДАЧИ ДИСКРЕТНЫХ СООБЩЕНИЙ

3.1. Структура и распределение информации в сетях передачи дискретных сообщений

3.1.1. Математическое описание структуры многополюсных сетей передачи дискретных сообщений

Основу проектирования сетей ПДС составляют математические модели оптимизации структуры многополюсных сетей [1]. Сеть ПДС может быть задана графом или численной моделью. Важное значение при математическом описании структуры ПДС имеет распределение потоков информации.

Графовые модели структуры многополюсных сетей ПДС. Основоположниками графовых моделей сетей связи следует считать Л. Форда и Д. Фалкерсона. В дальнейшем в этом направлении было опубликовано много фундаментальных работ.

Простейшей записью структуры сети в графовых моделях является матрица связности порядка *N*, в которой на главной диагонали представлены черточки, а элементы матрицы a_{ij} принимают значение 1, если есть ветвь, связывающая узлы a_i и a_j и 0 – в противоположном случае. Если в сети нет направленных ветвей, то матрица будет симметричной по отношению к главной диагонали. Если такие ветви есть, сеть, как правило, является несимметричной.

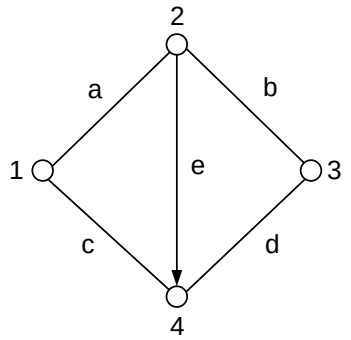


Рис. 3.1. Пример структуры сети ПДС

Для сети, изображенной на рис. 3.1, матрица связности имеет следующий вид:

$$G = \begin{Vmatrix} - & 1 & 0 & 1 \\ 1 & - & 1 & 1 \\ 0 & 1 & - & 1 \\ 1 & 0 & 1 & - \end{Vmatrix}$$

Ненаправленной ветви, соединяющей узлы a_i и a_j, припишем два символа b_{ij} и b_{ji}. Если ветвь направлена, например, от a_i к a_j то остается только один символ b_{ij}. Для упрощения записи отдельным ветвям могут быть приписаны разные символы, например буквы *a, b, c*,...; противоположное направление отмечается черточкой сверху.

Путь, или *маршрут*, μ_{ij} *самонепересекающийся* (не проходящий дважды через один и тот же узел) из узла a_i в узел a_j – это упорядоченный набор ветвей, начинающихся в узле a_i и заканчивающихся в узле a_j, в котором конец каждой предыдущей ветви совпадает в промежуточном для данного пути узле с началом последующей ветви. Если путь состоит из ненаправленных ветвей, то он будет ненаправленным – двусторонним, т. е. $\mu_{ij} = \mu_{ji}$;

если же в нем имеется хотя бы одна направленная ветвь, то путь будет направленным, т. е. $\mu_{ij} \neq \mu_{ji}$. Пути могут быть *зависимыми* и *независимыми*.

Рангом, или *длиной* пути $\pi(\mu_{ij})$ называется число ветвей, входящих в данный путь.

Связностью сети ПДС называется минимальное число *K* независимых путей, имеющихся между каждой парой узлов.

Сечение, или *разрез сети ПДС* есть неизбыточная совокупность ветвей, которые нужно изъять из сети, чтобы нарушилась ее связность.

Рангом сечения называется число входящих в него ветвей.

С помощью графов обычно описываются многополюсные сети ПДС на одном уровне иерархии.

Численные модели структур сетей ПДС. Численные модели структур сетей ПДС строятся на их конкретных конфигурациях. Вначале рассмотрим частный случай – описание структуры кратчайшесвязной сети ПДС (КСС ПДС). Структура такой сети оптимизируется по критерию длины линий *L*. Считается заданным число оконечных пунктов или число узлов коммутации и их местоположение. Требуется соединить эти пункты или узлы таким образом, чтобы суммарная длина линий была минимальной.

Такая постановка задачи считается вполне правомерной, если стоимость оконечного оборудования и узлов коммутации относительно стоимости линий является незначительной и ею можно пренебречь. Она возможна также в том случае, если стоимость оконечного оборудования и узлов коммутации пересчитана в длину линий и суммарная длина линий, хотя и является условной, тем не менее имеет тот же смысл, что и в первом случае.

Синтез КСС предлагается осуществлять по известному алгоритму Прима, сущность которого видна из примера 3. 1.

Пример 3.1. Пусть задано некоторое множество $\{n\}$ оконечных пунктов или узлов коммутации и расстояния между ними, т. е. задана матрица $\|L_{ij}\|$, представленная ниже.

	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
1	0	5,5	5,4	8,6	12,7	12,7	11,7	13,4	12,1	19,8
2	5,5	0	7,0	8,0	8,9	7,3	6,4	11,7	11,8	6,7
3	5,4	7,0	0	3,6	9,6	12,6	13,3	8,5	6,7	15,6
4	8,6	8,0	3,6	0	6,8	11,5	13,7	4,9	3,8	12,0
5	12,7	8,9	9,6	6,8	0	7,3	11,8	5,5	8,3	8,0
6	12,7	7,3	12,6	11,5	7,3	0	5,5	12,5	14,4	14,2
7	11,1	6,4	13,3	13,7	11,8	5,5	0	16,3	17,4	19,3
8	13,4	11,7	8,5	4,9	5,5	12,5	16,3	0	3,5	7,4
9	12,1	11,8	6,7	3,8	8,3	14,4	17,4	3,5	0	10,6
10	19,8	16,7	15,5	12,0	8,0	14,2	19,3	7,4	10,6	0

В соответствии с алгоритмом Прима сначала выписывается первая строка матрицы $\|L_{ij}\|$, без первого столбца, что соответствует организации связи от первой вершины к *i*-й:

2	3	4	5	6	7	8	9	10
5,5	5,4	8,6	12,7	12,7	11,1	13,4	12,1	19,8

Выбираем в этой строке минимальную длину L_{i3}=5,4. Далее вычеркиваем третий столбец матрицы $\|L_{ij}\|$, и, двигаясь по третьей строке, сравниваем значение приведенных в ней длин с их значениями в первой строке без первого и третьего столбцов. Если значение длин какой-либо ветви графа третьей строки в соответствующем столбце оказывается меньше значения, указанного в первой строке, то эти значения меняются местами. Если наименьшим будет значение в первой строке, то замена не производится. Таким образом, формируется следующая строка:

2	4	5	6	7	8	9	10
5,5	3,6	9,6	12,6	11,1	8,5	6,7	15,5
	(3)	(3)	(3)		(3)	(3)	(3)

При этом цифрой 3 в скобках обозначены те значения длин, которые взяты из третьей строки.

Вновь выбираем минимальный элемент строки $L_{43} = 3{,}6$. Действуя аналогично предыдущему, получаем новую строку:

2	5	6	7	8	9	10
5,5	6,8	11,5	11,1	4,9	3,8	12,0
	(4)	(4)		(4)	(4)	(4)

Выбираем минимальный элемент строки $L_{49} =$ 3,8. Ниже показан дальнейший процесс поиска:

	2	5	6	7	8	10		
	5,5	6,8 (4)	11,5 (4)	11,1	3,5 (9)	10,6 (9)		
$L_{89} = 3{,}5$					$L_{12} = 5{,}5$			
2	5	6	7	10	5	6	7	10
5,5	5,5 (8)	11,5 (4)	11,1	7,8 (8)	5,5 (8)	7,3 2	6,4 2	7,4 (8)
$L_{58} = 5{,}5$					$L_{27} = 6{,}4$			
6	7	10	6	10				
7,3 (2)	6,4 (2)	7,4 (8)	5,5 (7)	7,4 (8)				

$L_{67} = 5{,}5$

$L_{8\,10} = 7{,}4$

Итак, КСС должна содержать ребра L_{13},L_{34}, L_{49}, L_{89}, L_{12}, L_{58}, L_{27}, L_{67} и L_{810}. При этом общая длина сети будет составлять 46,6 единиц. Структура такой сети представлена на рис. 3.2.

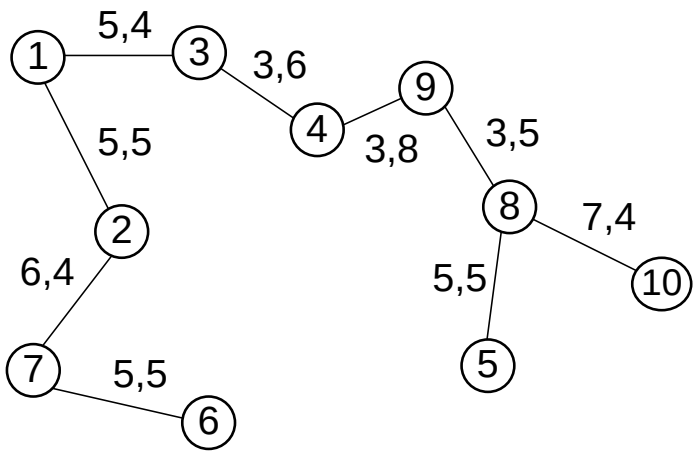


Рис. 3.2. Структура кратчайшесвязной сети (к примеру 3.1)

Достоинство алгоритма Прима заключается в простоте реализации процедуры построения КСС как при вычислениях ручным способом, так и с помощью ЭВМ. Вместе с тем алгоритм Прима достаточно универсален, так как длина при необходимости может быть заменена стоимостью, пропускной способностью или числом канало-километров и т. д.

Построение КСС по Приму решает задачу создания сети с минимальной длиной линий связи непосредственно между узлами. Вместе с тем в общем случае подобная сеть не является самой короткой, которая может быть вообще создана. В частности, давно известна задача Штейнера: найти КСС для данного множества узлов, допуская добавление в любом месте дополнительных транзитных узлов. Ниже предлагается приближенный метод решения задачи Штейнера, основанный на использовании ряда допущений, названный *методом вспомогательных треугольников*.

Для описания метода рассмотрим несколько предварительных задач.

Задача 1. Имеется три узла, равноудаленных друг от друга на расстоянии а. Построить для них КСС.

Решение. В соответствии с алгоритмом Прима кратчайшесвязной сетью являются две ветви, соединяющие попарно любые два узла. При этом длина КСС будет составлять $L_1 = 2a$.

Попытаемся найти другое решение, обеспечивающее общую длину меньше $2a$. Очевидно, если допустить добавление одного транзитного узла, тогда таким решением будет одно ребро а между двумя любыми узлами и перпендикуляр, опущенный на это ребро из третьего ребра. В точке пересечения ребра и перпендикуляра должен находиться транзитный узел. Теперь длина кратчайшей сети $L_2 = a(1 + (\sqrt{2}/2)) < L_1$,.

Имеется возможность найти еще более короткую сеть. С этой целью выполним вспомогательное построение согласно рис. 3.3. Из рисунка видно, что общая длина КСС $L_3 = 2d + c$. В свою очередь $c = h - x$. Проводя минимизацию L_3, легко определить, что при $x = a/(2\sqrt{3})$ длина КСС будет минимальна и равна $L_3 = a\sqrt{3} < L_2 < L_1$. Нетрудно показать, что в этом случае углы между ребрами, исходящими из транзитного узла *D* к узлам *A*, *B* и *C*, составляют 120°.

Задача 2. Имеются три узла, расположенных так, что образованная ими фигура есть равнобедренный треугольник. Построить для них КСС, добавляя, где угодно, дополнительные транзитные узлы.

Решение. Очевидно, что если против основания лежит острый угол, то сумма длин основания и высоты треугольника меньше суммы двух любых сторон. Решая задачу аналогично предыдущему примеру (рис. 3.4), находим, что при $x = b/(2\sqrt{3})$ длина сети оказывается минимальной.

Характерно, что и в этом примере углы между ребрами, исходящими из транзитного узла *D*, равны 120°. Рассматривая равнобедренный треугольник, можно определить, при какой величине угла, противолежащего основанию, КСС не будет иметь дополнительного транзитного узла, т. е. периметр треугольника даст КСС.

Для этого рассмотрим изменение x в зависимости от угла при вершине *B*. Именно при $x = \frac{b}{2\sqrt{3}} = h$ выполняется условие, когда две стороны треугольника представляют собой КСС. В этом случае $\mathrm{tg}\ b\ BC = \sqrt{3}$, т. е. $\angle bBC = 60°$, а $\angle ABC = 120°$. Отсюда следует, что если один из углов треугольника равен или больше 120°, то КСС будут две стороны, исходящие из тупого угла.

Теперь, обобщая рассмотренные выше результаты, утверждаем, что можно построить КСС в виде любого треугольника, у которого ни один из углов не превышает 120°, с помощью введения дополнительного узла. При этом необходимо и достаточно, чтобы угол между ветвями, исходящими из дополнительного транзитного узла, составлял 120°.

Вполне естественно, что для сети связи, содержащей множество узлов ($\{n\} > 3$), поиск дополнительных транзитных узлов представляет достаточно сложную задачу. Даже при $n = 3$ на треугольниках, отличных от равносторонних или равнобедренных, поиск местоположения дополнительного транзитного узла также вызывает трудности.

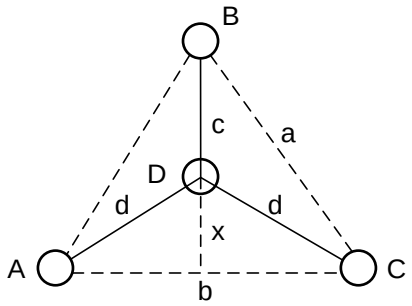


Рис. 3.3. Вспомогательный треугольник к задаче 1

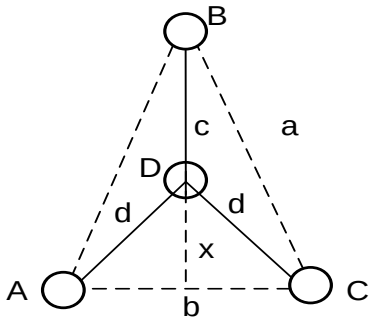


Рис. 3.4. Вспомогательный треугольник к задаче 2

Для получения практически реализуемого метода предлагается ввести следующие правила, основанные на некоторых допущениях:

Правило 1. В остроугольных треугольниках близкой к минимальной является КСС, построенная с помощью одного транзитного узла, расположенного на медиане наименьшего угла при удалении его от противолежащей стороны на расстояние, равное ее длине, деленной на $2\sqrt{3}$.

Правило 2. В треугольниках, один из углов которых равен или больше *d*, но меньше 120°, близкой к минимальной является КСС, построенная с помощью одного транзитного узла, расположенного на медиане наибольшего угла при удалении его от противолежащей стороны на расстояние, равное ее длине, деленной на $2\sqrt{3}$.

Правило 3. В треугольниках, один из углов которых равен или больше 120°, КСС составляет две стороны, образующие тупой угол.

Как показал опыт, погрешность в построении КСС по сравнению с идеальной при использовании вышеизложенных положений не превышает 10%.

Далее, используя алгоритм Прима и изложенные выше правила, рассмотрим метод синтеза КСС при добавлении транзитных узлов в любом месте. Суть метода состоит в следующем.

Согласно алгоритму Прима, строим КСС без дополнительных узлов. В построенной сети выбираем условные треугольники, две стороны которых являются необходимыми ребрами по алгоритму Прима. В условных треугольниках в соответствии с правилами 1 – 3 производим дополнительные построения, вводя транзитные узлы. Рассмотрим это на примере.

Пример 3.2. Воспользуемся исходными данными и результатами решения примера 3.l. На основании полученных данных построим КСС (рис. 3.5). Из рисунка видно, что выделяются четыре условных треугольника: Δ123, Δ276, Δ489, Δ 5810. Используя правила, построим КСС. Из элементарной математики известно, что длина медианы на сторону а: $m_a = \sqrt{2(b^2+c^2)-a^2/2}$. Величина углов против стороны а: $\angle A = arctg\ [r/(p-\text{a})]$, против стороны b_i: $\angle \text{B} = arctg\ [r/(p-b)]$, против стороны с: $\angle C = arctg\ [r/(p-c)]$. Радиус вписанной окружности $r = \sqrt{(p-\text{a})\ (p-b)\ (p-c)Jp}$, полупериметр условного треугольника $p = \frac{1}{2}\ (a+b+c)$.

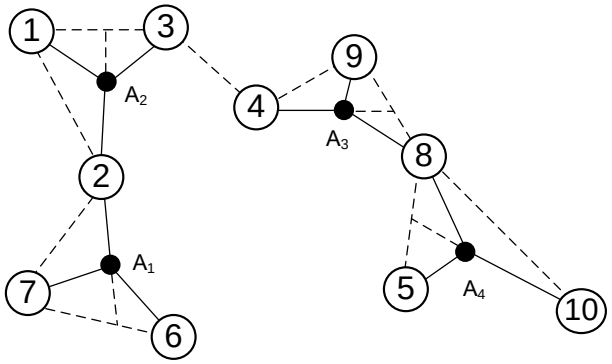


Рис. 3.5. Кратчайшесвязная сеть с дополнительными транзитными узлами A_1–A_4

Проведя все необходимые вычисления, находим, что для данной системы из десяти узлов можно построить сеть с введением четырех дополнительных транзитных узлов A_1, A_2, A_3, A_4,. При этом общая длина сети составит 42,8 единиц, т. е. сокращается на 8%. Если такое сокращение «длины» сети экономически выгодно, то найденное решение будет целесообразным.

Идеальная кратчайшесвязная сеть в рассмотренном примере составляет 41,1 единицы, т. е. ошибка вычислений по приближенной методике не превосходит 4%.

Говоря о КСС, нельзя не отметить возможные ограничения, которые могут накладываться при синтезе структуры сети условиями ее функционирования и требованиями проектного задания, а также необходимо раскрыть такие понятия, как длина или «вес» ветвей. Иначе постановка и решение задачи синтеза структуры сети будут неполными.

Геометрическая модель многополюсной сети ПДС. Графовые модели практически не пригодны для оптимизации структуры иерархических сетей ПДС. Они, как показано выше, могут быть использованы для решения ряда вспомогательных задач. Но для решения задачи оптимизации структуры сети ПДС в целом необходимо численное представление структуры. Одной из таких моделей является геометрическая, сущность которой рассмотрим вначале на примере многополюсной сети.

Для упрощения задачи примем следующие допущения:

1. Территория многополюсной сети ограничена прямоугольником длиной *a* и шириной *b* (рис. 3.6).

2. Число типовых структур сети сокращается до пяти (рис. 3.7): радиальная; кратчайшесвязная; кольцевая; решетчатая; полносвязная. Нетрудно видеть, что остальные типы структур легко сводятся к перечисленным.

3. На заданной территории все узлы коммутации размещены равномерно, образуя поле $n_в n_г = n$, где $n_в$ – число узлов в вертикальном, а $n_г$ – в горизонтальном ряду.

4. Взаимотяготение между узлами многополюсной сети принимается равномерным.

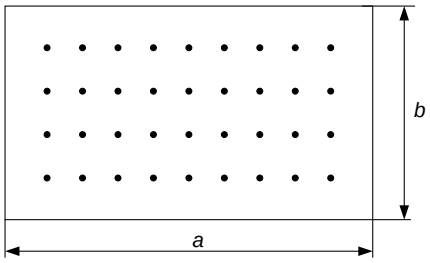


Рис. 3.6. Территория сети ПДС, аппроксимируемая прямоугольником со сторонами *a* и *b*

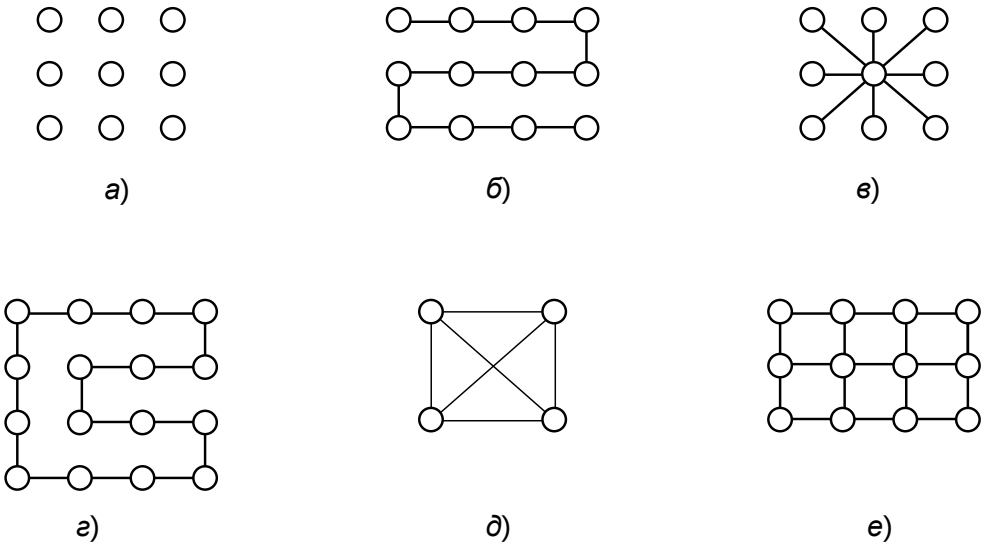


Рис. 3.7. Геометрическое представление основных типовых структур сетей ПДС: *а* – нуль-граф; *б* – кратчайшесвязная сеть; *в* –радиальная сеть; *г* – кольцевая сеть: *д* – полносвязная сеть; *е* – решетчатая сеть

Перейдем к определению структурных характеристик многополюсной сети.

Число ветвей m определяется через число узлов в соответствии с принятой геометрической моделью сети:

радиальной $m = n-1$;

кратчайшесвязной (без ветвления в соответствии с рис. 3.6) $m = n-1$;

кольцевой $m = n$;

решетчатой $m = 2\sqrt{n}\,(\sqrt{n}-1)$;

полносвязной $m = n(n-1)/2$.

Средняя связность многополюсной сети К определяется по известной из теории графов формуле $K = 2m/n$.

Воспользовавшись приведенными выше соотношениями для определения числа ветвей m при известном числе узлов n, найдем связность для каждого типа сети:

радиальной $K = 2m/n = 2(n-1)/n$

кратчайшесвязной $K = 2m/n = 2(n-1)/n$;

кольцевой $K = 2m/n = 2$;

решетчатой $K = 2m/n = 2 \cdot 2\sqrt{n}\frac{\sqrt{n}-1}{n} = 4(1-\frac{1}{\sqrt{n}})$;

полносвязной $K = \frac{2m}{n} = 2\frac{n(n-1)}{2n} = n-1$

Средняя длина маршрута π определяется как отношение суммарного числа транзитов к суммарному числу маршрутов в сети:

радиальной $\pi = 2$;

кратчайшесвязной $\pi = (n+1)/3$;

кольцевой $\pi = n^2/[4(n-1)]$;

решетчатой $\pi = \frac{2}{3}\sqrt{n}$;

полносвязной $\pi = 1$.

Средняя длина ветви l для принятого нами равномерного распределения узлов по территории сети производится по очевидной в этом случае формуле:

$$\bar{l} = \frac{L}{m} = \frac{\sum_{i=1}^{m} l_i}{m},$$

где L – суммарная протяженность сети; l_i – длина i-й ветви. В соответствии с принятыми условиями и известными геометрическими соотношениями определяем среднюю длину ветви для сети:

радиальной $\bar{l} = (0{,}24a + 0{,}1b)/\sqrt{n}$;

кратчайшесвязной $\bar{l} = (a + \frac{b}{\sqrt{n}})/(1+\sqrt{n})$;

кольцевой $\bar{l} = (a+b)/2\sqrt{n}$

решетчатой; $\bar{l} = (a+b)/2\sqrt{n}$

полносвязной $\bar{l} = 0{,}32a + 0{,}13b$

Геометрическая модель может быть относительно просто распространена на любую правильную геометрическую фигуру с помощью коэффициента пересчета. Значения этого коэффициента для различных форм территории сети ПДС приведены ниже:

Круг	0,985
Правильный шестиугольник	0,99
Квадрат	1,00
Эллипс с соотношением осей 2:1	1,07
Прямоугольник с соотношением сторон 2:1	1,12
Правильный треугольник	1,17
Прямоугольник с соотношением сторон 5:1	1,51

Здесь же предварительно необходимо остановиться на правомерности равномерного распределения:

геометрическая модель может быть построена только на таком предположении, иначе она не может быть построена вообще;

при решении конкретных задач необходимо так конструировать территорию сети, чтобы максимально приближаться к условию равномерного распределения узлов;

в случае невозможности подбора адекватного варианта применять дополнительные методы для уточнения решения, о чем более подробно будет сказано ниже.

3.1.2. Распределение информации в многополюсной радиальной сети передачи дискретных сообщений

Радиальная многополюсная сеть ПДС естественно распадается на $n-1$ двухполюсных, замыкающихся на общий узел коммутации (рис. 3.8). При коммутации каналов предполагается, что интенсивность входящего потока и интенсивность обслуживания в каждом канале одинаковы и поэтому задача на оптимальное распределение информации в многополюсной радиальной сети ПД-КК не существует.

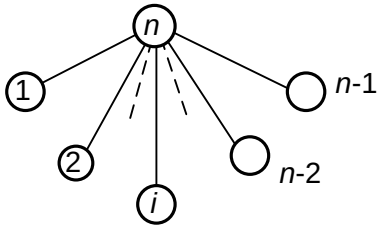


Рис. 3.8. Распределение информации в радиальной сети

При коммутации сообщений и пакетов в многополюсной радиальной сети, состоящей из $n-1$ двухполюсных с различной пропускной способностью или различным числом стандартных каналов к каждому из периферийных узлов, возникает проблема оптимального распределения информации. В дальнейшем будем говорить только о сети ПДС-КС, подразумевая при этом и сеть ПДС-КП.

Распределение интенсивности обслуживания по критериям времени и вероятности доставки. Пусть задана суммарная интенсивность обслуживания многополюсной радиальной сети ПДС-КС

$$\mu_{\Sigma} = \sum_{i=1}^{n-1} \mu_i = \text{const} \tag{3.1}$$

и параметры всех двухполюсных сетей ПДС-КС при принятых нами законах распределения случайных величин. Требуется распределить суммарную интенсивность обслуживания по $n-1$ двухполюсным сетям таким образом, чтобы среднее время доставки сообщений в радиальной сети в целом $T_{v\Sigma}$ было минимальным, а вероятность своевременной доставки сообщений Q_{Σ} – максимальной.

Теорема 3.I. Распределение суммарной интенсивности обслуживания μ_{Σ} многополюсной радиальной сети ПДС-КС по $n-1$ двухполюсным оптимально при условии минимизации $T_{v\Sigma}$, когда

$$\mu_{эi} = \lambda_i + (\mu_{э\Sigma} - \Lambda)\frac{\sqrt{\lambda_i(1+\lambda_i k_{пi} T_{пi})}}{\sum_{i=1}^{n-1}\sqrt{\lambda_i(1+\lambda_i k_{пi} T_{пi})}}. \tag{3.2}$$

Доказательство. Среднее время доставки сообщений в многополюсной радиальной сети ПДС можно представить как сумму произведений вероятностей доставки в каждой двухполюсной сети на математическое ожидание времени доставки:

$$T_{v\Sigma} = \sum_{i=1}^{n-1} Q_i T_{vi}, \tag{3.3}$$

где $Q_i = \lambda_i/\Lambda$; $T_{vi} = (1 + \mu_{эi} k_{пi} T_{пi})/(\mu_{эi} - \lambda_i)$, $\Lambda = \sum_{i=1}^{n-1} \lambda_i$.

Для определения условий существования экстремума выражения (3.3) при условии, что $\mu_{э\Sigma} = \sum_{i=1}^{n-1} \mu_{эi}$, воспользуемся методом Лагранжа. Пусть

$$G = T_{v\Sigma} + \alpha\left(\sum_{i=1}^{n-1} \mu_{эi} - \mu_{э\Sigma}\right), \tag{3.4}$$

где α – произвольный коэффициент.

Дифференцируя G по $\mu_{эi}$, приравнивая $dG/d\mu_{эi}$ к нулю и решая полученное уравнение относительно $\mu_{эi}$, получаем

$$\mu_{эi} = \lambda_i + \frac{1}{\sqrt{\alpha}}\sqrt{\frac{\lambda_i(1+\lambda_i k_{пi} T_{пi})}{\Lambda}}. \tag{3.5}$$

Суммируя (3.5) по всем i, находим

$$\mu_{э\Sigma} = \Lambda + \frac{1}{\sqrt{\alpha}} \sum_{i=1}^{n-1} \sqrt{\frac{\lambda_i(1+\lambda_i k_{пi} T_{пi})}{\Lambda}} \tag{3.6}$$

Из (3.6) находим

$$\frac{1}{\sqrt{\alpha}} = \frac{\mu_{э\Sigma} - \Lambda}{\sum_{i=1}^{n-1} \sqrt{\frac{\lambda_i(1+\lambda_i k_{пi} T_{пi})}{\Lambda}}} \tag{3.7}$$

Подставляя значения $1/\sqrt{\alpha}$ из (3.7) в (3.5), получаем

$$\mu_{эi} = \lambda_i + (\mu_{э\Sigma} - \Lambda)\frac{\sqrt{\lambda_i(1+\lambda_i k_{пi} T_{пi})}}{\sum_{i=1}^{n-1}\sqrt{\lambda_i(1+\lambda_i k_{пi} T_{пi})}}. \tag{3.8}$$

Теорема 3.1 доказана.

Анализ полученного решения. Для случая, когда надежность каналов двухполюсных сетей одинакова, имеем

$$\mu_I = \frac{\lambda_i}{k_г} + \left(\mu_\Sigma - \frac{\Lambda}{k_г}\right)\frac{\sqrt{\lambda_i(1+\lambda_i k_п T_п)}}{\sum_{i=1}^{n-1}\sqrt{\lambda_i(1+\lambda_i k_п T_п)}}, \tag{3.9}$$

а для каналов с идеальной надежностью

$$\mu_i = \lambda_i + (\mu_\Sigma - \Lambda)\frac{\sqrt{\lambda_i}}{\sum_{i=1}^{n-1}\sqrt{\lambda_i}}. \tag{3.10}$$

Выражение (3.10) полностью совпадает с аналогичным выражением, полученным Л. Клейнроком. Физический смысл полученного решения заключается в следующем: интенсивность обслуживания в многополюсной радиальной сети ПДС целесообразно распределять таким образом, чтобы она была всегда больше интенсивности входящего потока каждой i-й двухполюсной сети на величину, пропорциональную отношению квадратного корня из интенсивности входящего потока этой сети к сумме квадратных корней из интенсивностей входящих потоков всех $n-1$ двухполюсных сетей, входящих в состав рассматриваемой многополюсной радиальной сети.

Применимость теоремы 3.1 ограничивается случаями, когда не учитывается старение информации и время доставки может быть задано, исходя из других соображений. В противном случае следует пользоваться теоремой 3.2.

Теорема 3.2. Распределение суммарной интенсивности обслуживания многополюсной радиальной сети по $n-1$ двухполюсным сетям оптимально при условии максимизации Q_{Σ}, когда

$$\mu_э = \lambda_i - \nu_{эi} + (\mu_{э\Sigma} - \Lambda + \sum_{i=1}^{n-1} \nu_{эi}) \frac{\sqrt{\lambda_i \nu_{эi}(1+\lambda_i \nu_{эi} k_{пi} T_{пi})}}{\sum_{i=1}^{n-1} \sqrt{\lambda_i \nu_{эi}(1+\lambda_i \nu_{эi} k_{пi} T_{пi})}}. \quad (3.11)$$

Доказательство. Вероятность своевременной доставки сообщений исследуемой многополюсной радиальной сети ПДС может быть определена по следующему упрощенному выражению:

$$Q_{\Sigma} = \sum_{i=1}^{n-1} \frac{\lambda_i}{\Lambda} \frac{\mu_{эi} - \lambda_i}{\mu_{эi} - \lambda_i + \nu_{эi}}. \quad (3.12)$$

Применяя метод Лагранжа, составляем исходную функцию

$$G = Q_{\Sigma} + \alpha(\sum_{i=1}^{n-1} \mu_{эi} - \mu_{э\Sigma})$$

и, произведя необходимые преобразования, получаем

$$\mu_i = \lambda_i - \nu_{эi} + \left(\mu_{э\Sigma} - \Lambda + \sum_{i=1}^{n-1} \nu_{эi}\right) \frac{\sqrt{\lambda_i \nu_{эi}(1+\lambda_i \nu_{эi} k_{пi} T_{пi})}}{\sum_{i=1}^{n-1} \sqrt{\lambda_i \nu_{эi}(1+\lambda_i \nu_{эi} k_{пi} T_{пi})}},$$

что и требовалось доказать.

Анализ полученного решения. Для сетей ПДС с идеальной надежностью соотношение (3.12) принимает следующий вид:

$$\mu_i = \lambda_i - \nu_i + (\mu_{\Sigma} - \Lambda + \sum_{i=1}^{n-1} \nu_i) \frac{\sqrt{\lambda_i \nu_i}}{\sum_{i=1}^{n-1} \sqrt{\lambda_i \nu_i}}. \quad (3.13)$$

Фактический смысл полученного решения заключается в том, что интенсивность обслуживания в многополюсной радиальной сети целесообразно распределять таким образом, чтобы она всегда была больше разности между интенсивностью входящего потока и интенсивностью старения на величину, пропорциональную отношению квадратного корня из произведения интенсивности входящего потока и старения сообщений к сумме квадратных корней из таких произведений по всему множеству $n-1$ двухполюсных сетей.

Распределение числа каналов по критериям вероятности доставки сообщения. При стандартизации каналов по пропускной способности задача распределения интенсивности обслуживания переходит в задачу распределения числа каналов.

Пусть задано суммарное число каналов многополюсной радиальной сети ПДС-КС:

$$S = \sum_{i=1}^{n-1} S_i = \text{const} \quad (3.14)$$

и параметры всех двухполюсных сетей ПДС-КС. Требуется распределить все S каналов по $n-1$ двухполюсным сетям таким образом, чтобы среднее время доставки сообщений многополюсной радиальной сети ПДС-КС в целом было минимальным, а вероятность своевременной доставки сообщений была максимальной.

Теорема 3.3. Распределение суммарного числа каналов многополюсной радиальной сети ПДС-КС по $n-1$ двухполюсным сетям оптимально при условии минимизации суммарного среднего времени доставки сообщений $T_{\nu\Sigma}$, когда

$$S_i = \frac{\lambda_i}{\mu_{эi}} + \left(S - \sum_{i=1}^{n-1} \frac{\lambda_i}{\mu_{эi}}\right) \frac{\frac{\lambda_i}{\mu_{эi}} \sqrt{1+\mu_{эi} k_{пi} T_{пi}}}{\sum_{i=1}^{n-1} \frac{\lambda_i}{\mu_{эi}} \sqrt{1+\mu_{эi} k_{пi} T_{пi}}}. \quad (3.15)$$

Доказательство. Среднее время доставки сообщений в многополюсной радиальной сети определяется соотношением (3.3), для нахождения условий существования экстремума которого с учетом соотношения (3.14) воспользуемся снова методом Лагранжа.

Исходная функция при этом будет иметь вид

$$G = T_{\nu\Sigma} + \alpha(S - \sum_{i=1}^{n-1} S_i). \quad (3.16)$$

После необходимых преобразований получим искомое соотношение (3.15).

Анализ полученного решения. Для сетей ПДС-КС с идеальной надежностью соотношение (3.15) принимает вид

$$S_i = \frac{\lambda_i}{\mu_{эi}} + \left(S - \sum_{i=1}^{n-1}\frac{\lambda_i}{\mu_i}\right)\frac{\lambda_i/\mu_i}{\sum_{i=1}^{n-1}\lambda_i/\mu_i}. \quad (3.17)$$

Воспользовавшись соотношением $\rho_i = \lambda_i/\mu_i$, получаем

$$S_i = \rho_i + (S - \sum_{i=1}^{n-1}\rho_i)\frac{\rho_i}{\sum_{i=1}^{n-1}\rho_i}. \quad (3.18)$$

Из соотношения (3.18) следует, что каналы в многополюсной радиальной сети ПДС-КС целесообразно распределять таким образом, чтобы их число для каждой двухполюсной сети было больше интенсивности входящей нагрузки ρ_i на величину, пропорциональную отношению интенсивности входящей нагрузки данной двухполюсной сети к суммарной интенсивности входящей нагрузки многополюсной сети.

Теорема 3.3 так же, как и теорема 3.1, имеет ограниченное действие, так как не учитывает старение сообщений. С целью устранения этого недостатка предлагается теорема 3.4.

Теорема 3.4. Распределение суммарного числа каналов многополюсной радиальной сети ПДС-КС по $n-1$ двухполюсным сетям оптимально при условии максимизации суммарной вероятности своевременной доставки сообщений Q_Σ, когда

$$S_i = \frac{\lambda_i}{\mu_{эi}+\nu_{эi}} + \left(S - \sum_{i=1}^{n-1}\frac{\lambda_i}{\mu_{эi}+\nu_{эi}}\right)\frac{\frac{\lambda_i}{\mu_{эi}+\nu_{эi}}\sqrt{\nu_{эi}}}{\sum_{i=1}^{n-1}\frac{\lambda_i}{\mu_{эi}+\nu_{эi}}\sqrt{\nu_{эi}}}. \quad (3.19)$$

Доказательство. Суммарная вероятность своевременной доставки сообщений в многополюсной сети ПДС-КС определяется соотношением (2.12), для нахождения условий существования экстремума которого при $S = \sum_{i=1}^{n-1} S_i = \text{const}$ применим метод Лагранжа. Исходная функция при этом будет иметь вид

$$G = Q_\Sigma + \alpha(S - \sum_{i=1}^{n-1} S_i). \quad (3.20)$$

После дифференцирования и решения относительно S получим

$$S_i = \frac{\lambda_i}{\mu_{эi}+\nu_{эi}} + \frac{1}{\sqrt{\alpha}}\frac{\lambda_i\sqrt{\nu_{эi}}}{(\mu_{эi}+\nu_{эi})\sqrt{\Lambda}}. \quad (3.21)$$

Суммируя по всем i и решая уравнение (3.21) относительно α, находим

$$\frac{1}{\sqrt{\alpha}} = \frac{\sum_{i=1}^{n-1} S_i - \sum_{i=1}^{n-1}\frac{\lambda_i}{\mu_{эi}+\nu_{эi}}}{\sum_{i=1}^{n-1}\frac{\lambda_i}{\mu_{эi}+\nu_{эi}}\sqrt{\frac{\nu_{эi}}{\Lambda}}}. \quad (3.22)$$

Подставляя (3.22) в (3.21), получаем

$$S_i = \frac{\lambda_i}{\mu_{эi}+\nu_{эi}} + \left(S - \sum_{i=1}^{n-1}\frac{\lambda_i}{\mu_{эi}+\nu_{эi}}\right)\frac{\frac{\lambda_i}{(\mu_{эi}+\nu_{эi}}\sqrt{\nu_{эi}}}{\sum_{i=1}^{n-1}\frac{\lambda_i}{\mu_{эi}+\nu_{эi}}\sqrt{\nu_{эi}}},$$

что и требовалось доказать.

Анализ полученного решения. При одинаковых надежности, пропускной способности стандартных каналов и общей для многополюсной сети интенсивности старения формула (3. 19) принимает вид

$$S_i = S\frac{\lambda_i}{\sum_{i=1}^{n-1}\lambda_i}. \quad (3.23)$$

Таким образом, при указанных условиях распределение каналов в многополюсной радиальной сети ПДС-КС должно производиться пропорционально интенсивности входящего потока.

3.1.3. Распределение информации в многополюсных узловых сетях передачи дискретных сообщений

Многополюсная узловая сеть ПДС понимается как единое целое. Она должна обеспечивать передачу сообщений между любой парой абонентов. Обычно в силу многосвязности узлов сети ПДС существует множество путей передачи сообщений. Наличие большого числа путей есть средство повышения эффективности использования каналов, а, следовательно, и экономических показателей. Отсюда возникает проблема оптимального распределения потоков сообщений по некоторому множеству путей. Эта задача решается в самой начальной стадии проектирования сетей ПДС, но имеет самостоятельный аспект при разработке вопросов управления.

Нередко задача оптимального распределения потоков сообщений сводится к расщеплению многополюсной сети ПДС на двухполюсные, поэтому ниже приводятся наиболее распространенные методы декомпозиции многополюсной узловой сети ПДС на двухполюсные многофазовые.

Из сказанного выше нетрудно понять, что при использовании фиксированной путевой процедуры многополюсную узловую сеть ПДС предварительно необходимо декомпозировать на некоторое множество L многофазовых сетей, некоррелированных между собой. В литературе эта задача носит название «расщепление графа». Известно множество методов расщепления графа, основными из которых являются методы булевых функций, матричного исчисления, квазиминоров, последовательного обхода вершин по матрице связности и др. Первые два метода – аналитические, основаны на соответствующих математических методах и в особых пояснениях не нуждаются. Метод квазиминоров поясним на примере.

Пример 3.3. Пусть матрица связности задана по коэффициенту готовности $k_г$ и структура сети ПДС соответствует рис. 3.9.

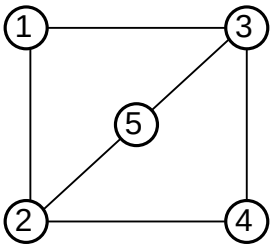


Рис. 3.9. Распределение информации в узловой сети

Тогда

$$\|k_{rij}\|^5 = \begin{array}{cccccc} 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & \\ 1 & k_{г12} & k_{г13} & 0 & 0 & 1 \\ k_{г21} & 1 & 0 & k_{г24} & k_{г25} & 2 \\ k_{г31} & 0 & 1 & k_{г34} & k_{г35} & 3 \\ 0 & k_{г42} & k_{г43} & 1 & 0 & 4 \\ 0 & k_{г52} & k_{г53} & 0 & 1 & 5 \end{array}$$

Матрица интенсивностей входящего потока сообщений этой сети ПДС задана следующим образом:

$$\|k_{ij}\|^5 = \begin{array}{cccccc} 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & \\ 0 & \lambda_{12} & \lambda_{13} & 0 & & 1 \\ & 0 & \lambda_{23} & \lambda_{24} & 0 & 2 \\ & & 0 & 0 & \lambda_{35} & 3 \\ & & & 0 & \lambda_{45} & 4 \\ & & & & 0 & 5 \end{array}$$

Совокупность фиксированных путей из i в j представим символически в виде суммы:

$$\sum_{i \to j} L_{ij} = k_{\text{г}\,ij} + k_{\text{г}\,ik} + \cdots$$

Требуется определить $\sum L_{ij}$. Порядок вычисления состоит в следующем.

1. В исходной матрице связности вычеркивается столбец, номер которого соответствует номеру исходящего узла коммутации, и строка, номер которой соответствует номеру входящего узла коммутации. Например, для потока λ_{12} получаем

$$\|k_{\text{г}\,ij} \to 21\|_{17}^5 = \begin{vmatrix} k_{\text{г}12} & k_{\text{г}13} & 0 & 0 \\ 0 & 1 & k_{\text{г}34} & k_{\text{г}35} \\ k_{\text{г}42} & k_{\text{г}43} & 1 & 0 \\ k_{\text{г}52} & k_{\text{г}53} & 0 & 1 \end{vmatrix}$$

Затем порядок исключения столбцов и строк изменяется на обратный. В результате получаем

$$\sum_{1 \to 2} L_{12} = \begin{vmatrix} k_{\text{г}12} & k_{\text{г}13} & 0 & 0 \\ 0 & 1 & k_{\text{г}34} & k_{\text{г}35} \\ k_{\text{г}42} & k_{\text{г}43} & 1 & 0 \\ k_{\text{г}52} & k_{\text{г}53} & 0 & 1 \end{vmatrix} = k_{\text{г}12} \cdot 1 + 1 \cdot k_{\text{г}13} \begin{vmatrix} 0 & k_{\text{г}34} & k_{\text{г}335} \\ k_{\text{г}42} & 1 & 0 \\ k_{\text{г}52} & 0 & 1 \end{vmatrix} =$$

$$= k_{\text{г}12} + k_{\text{г}13} k_{\text{г}34} \begin{vmatrix} k_{\text{г}42} & 0 \\ k_{\text{г}52} & 1 \end{vmatrix} + k_{\text{г}13} k_{\text{г}35} \begin{vmatrix} k_{\text{г}42} & 0 \\ k_{\text{г}52} & 1 \end{vmatrix}. =$$

$$= k_{\text{г}12} + k_{\text{г}13} k_{\text{г}35} k_{\text{г}42} + k_{\text{г}13} k_{\text{г}35} k_{\text{г}52}.$$

2. Аналогично определяются пути для всех остальных потоков согласно матрице $\|\lambda_{ij}\|^5$:

$$\sum_{1 \to 3} L_{13} = k_{\text{г}13} + k_{\text{г}12} k_{\text{г}24} k_{\text{г}43} + k_{\text{г}12} k_{\text{г}25} k_{\text{г}53};$$

$$\sum_{1 \to 5} L_{15} = k_{\text{г}12} k_{\text{г}25} + k_{\text{г}13} k_{\text{г}35} + k_{\text{г}12} k_{\text{г}43} k_{\text{г}35} + k_{\text{г}13} k_{\text{г}34} k_{\text{г}42} k_{\text{г}25};$$

$$\sum_{2 \to 3} L_{23} = k_{\text{г}21} k_{\text{г}13} + k_{\text{г}24} k_{\text{г}43} + k_{\text{г}25} k_{\text{г}53};$$

$$\sum_{2 \to 4} L_{24} = k_{\text{г}24} + k_{\text{г}21} k_{\text{г}13} k_{\text{г}34} + k_{\text{г}25} k_{\text{г}53} k_{\text{г}34};$$

$$\sum_{3 \to 5} L_{35} = k_{\text{г}35} + k_{\text{г}31} k_{\text{г}12} k_{\text{г}25} + k_{\text{г}34} k_{\text{г}42} k_{\text{г}25};$$

$$\sum_{4 \to 5} L_{45} = k_{\text{г}42} k_{\text{г}25} + k_{\text{г}43} k_{\text{г}35} + k_{\text{г}42} k_{\text{г}21} k_{\text{г}13} k_{\text{г}35} + k_{\text{г}43} k_{\text{г}31} k_{\text{г}12} k_{\text{г}25}.$$

Достоинство метода – простота, позволяющая выполнять работу вручную, недостаток – громоздкость.

Метод последовательного обхода вершин состоит в переходе от одного центра коммутации к другому по строкам матрицы связности от строки с номером исходящего центра вплоть до пересечения одной из строк с номером транзитного центра со столбцом, содержащим входящий центр при условии ненулевого элемента матрицы.

Для пояснения продолжим взятый нами пример. Для потока λ_{12} начнем движение по строке 1 матрицы связности. Первый ненулевой элемент находится на пересечении строки 1 и столбца 2. Следовательно, первым является прямой путь 1–2, имеющий $k_{г12}$. Следующий ненулевой элемент находится на пересечении строки 1 со столбцом 3. Переходим на третью строку и, перемещаясь по ней от столбца 2 вправо, находим ненулевой элемент в столбце 4, а выйдя на строку 4, обнаруживаем ненулевой элемент в столбце 2. Таким образом, определяется путь 1–3–4–2, для которого $k_{г13\ 42} = k_{г13}k_{г34}k_{г24}$. Продолжая движение по строке 3, находим еще один ненулевой элемент в столбце 5, а переходя на строку 5, определяем путь 1–3–5–2, для которого $k_{г13\ 52} = k_{г13}k_{г35}k_{г25}$. Переходя последовательно по строкам все ненулевые элементы, находим совокупность путей $2L_{12}$:

$$\sum_{1\to 2} L_{12} = k_{г12} + k_{г13}k_{г34}k_{г24} + k_{г13}k_{г35}k_{г25}.$$

Поступая аналогично, найдем полную совокупность всех путей.

Практически используются не все пути, а лишь те из возможных, которые удовлетворяют заданным ограничениям, например, по допустимому числу транзитов, допустимой задержке и т. д.

Обычно задачи декомпозиции многополюсной узловой сети ПДС на двухполюсные многофазовые решаются на ЭВМ. Для этого предусматриваются соответствующие программы.

3.1.4. Распределение информации в иерархической сети передачи дискретных сообщений

Различают входящую и коммутируемую нагрузки. Входящая нагрузка определяется в соответствии с методами, изложенными в разделе 1.4, а коммутируемая нагрузка находится как суммарная нагрузка всех узлов коммутации сети ПДС. Она является основным параметром, определяющим объем коммутационного оборудования, и, следовательно, стоимость узлов коммутации. Критерием исчисления остается интенсивность входящей нагрузки ρ. С целью анализа структуры коммутируемой нагрузки рассмотрим интенсивность нагрузок, коммутируемых узлами данного уровня иерархии в определенных направлениях, на узлы верхнего, нижнего и данного уровней иерархии. Структура иерархической сети ПДС с необходимыми обозначениями показана на рис. 3.10.

Коммутируемая нагрузка УК *r*-го уровня иерархии слагается из следующих компонентов:

ρ_1 – нагрузки, замыкаемой УК данного уровня, т.е. нагрузки, поступающей на УК *r*-го уровня от УК $(r-1)$-го уровня и возвращаемой после однократной коммутации на УК того же $(r-1)$-го уровня;

$\overrightarrow{\rho_2}$ – восходящей по уровням иерархии нагрузки, т. е. нагрузки, поступающей от УК $(r-1)$-го уровня и возвращаемой после однократной коммутации на УК того же $(r-1)$-го уровня и коммутируемой на УК $(r+1)$-го уровня;

$\overleftarrow{\rho_2}$ – нисходящей по уровням иерархии нагрузки, т. е. нагрузки, поступающей от УК $(r+1)$-го уровня и коммутируемой на УК $(r-1)$-го уровня;

$\overrightarrow{\rho_3}$ – восходящей по уровням иерархии нагрузки, т. е. нагрузки, поступающей от УК $(r-1)$-го уровня и коммутируемой на УК r-го уровня;

$\overleftarrow{\rho_3}$ – нисходящей транзитной нагрузки для многополюсной сети данного уровня иерархии, т. е. нагрузки, поступающей от УК *r*-го уровня и коммутируемой на УК $(r-1)$-го уровня; предполагается, что восходящая и нисходящая нагрузки не могут иметь транзитов в многополюсной сети *r*-го уровня;

ρ_4 – собственной транзитной нагрузки многополюсной сети *r*-го уровня, т. е. нагрузки, поступающей от УК *r*-го уровня и коммутируемой на УК того же уровня.

Вполне очевидно, что общая коммутируемая нагрузка УК *r*-го уровня иерархии точно равна сумме всех перечисленных нагрузок:

$$\rho_r^{(k)} = \rho_{1r} + \overrightarrow{\rho_{2r}} + \overleftarrow{\rho_{2r}} + \overrightarrow{\rho_{3r}} + \overleftarrow{\rho_{3r}} + \rho_{4r}. \quad (3.24)$$

При условии равенства входящей и исходящей нагрузок, что часто признается необходимым условием для большинства математических моделей, т. е. $\overrightarrow{\rho_{2r}} = \overleftarrow{\rho_{2r}}$; $\overrightarrow{\rho_{3r}} = \overleftarrow{\rho_{3r}}$, формула (3.24) примет следующий вид:

$$\rho_r^{(k)} = \rho_{1r} + 2\rho_{2r} + 2\rho_{3r} + \rho_{4r}. \quad (3.25)$$

Введем дополнительные определения.

Узловым коэффициентом замыкания нагрузки φ для УК *r*-го уровня иерархии называется усредненное по всем узлам отношение нагрузки, поступающей от УК $(r-1)$-го уровня и после однократной коммутации, возвращаемой на УК того же $(r-1)$-го уровня иерархии, к общей коммутируемой нагрузке УК -го уровня, поступающей от УК $(r-1)$-го уровня:

$$\varphi_r = \rho_{1r}/(\rho_{1r} + \rho_{2r} + \rho_{3r}). \quad (3.26)$$

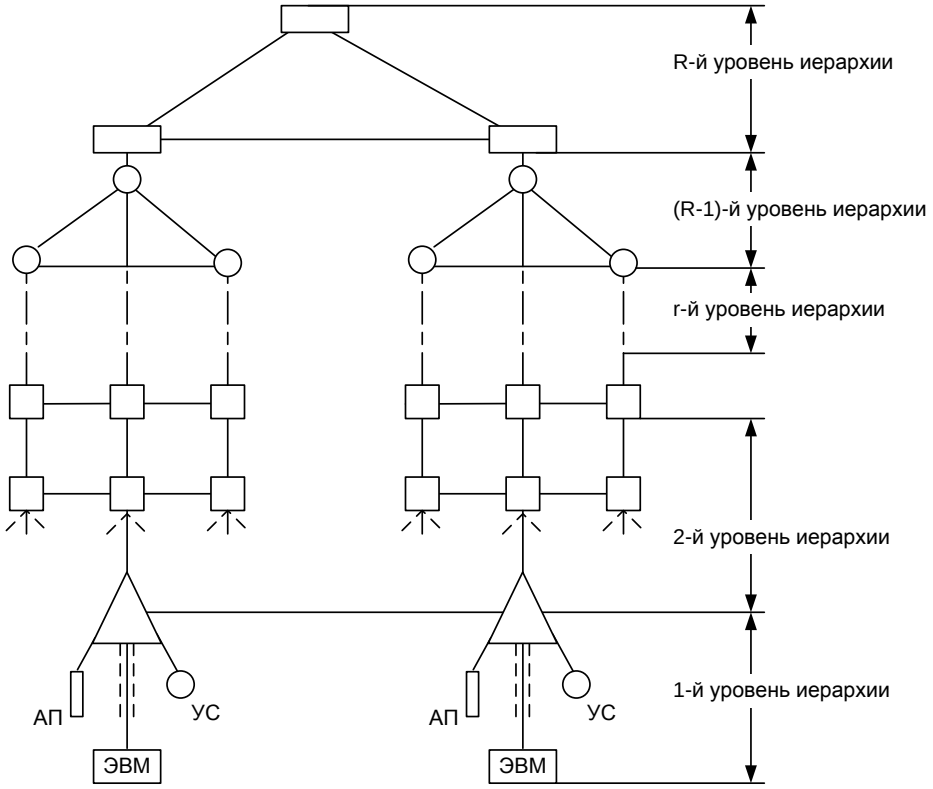


Рис. 3.10. Структура иерархической сети ПДС

Сетевым коэффициентом замыкания нагрузки ψ_r *r*-го уровня иерархии называется усредненное по всем уровням отношение исходящей (входящей) транзитной нагрузки

многополюсной сети r-го уровня к нагрузке, поступающей в эту сеть из многополюсной сети $(r-1)$-го уровня:

$$\psi_r = \rho_{3r}/(\rho_{2r} + \rho_{3r}). \tag{3.27}$$

*Коэффициентом межуровневого транзит*а называется величина, дополняющая узловой и сетевой коэффициенты замыкания до единицы, т. е.

$$\alpha_r = 1 - \varphi_r = (\rho_{2r} + \rho_{3r})/(\rho_{1r} + \rho_{2r} + \rho_{3r})\ ; \tag{3.28}$$

$$\beta_r = 1 - \psi_r = \rho_{2r}/(\rho_{2r} + \rho_{3r}). \tag{3.29}$$

Из соотношения (3.28) видно, что коэффициент α_r характеризует долю нагрузки, поступившую на УК r-го уровня от УК низших уровней иерархии и коммутируемую на узлы высшего уровня и того же уровня иерархии относительно всей нагрузки, поступившей от узлов $(r-1)$-го уровня. Коэффициент β_r характеризует долю нагрузки, коммутируемую УК r-го уровня на УК $(r+1)$-го уровня относительно нагрузки, коммутируемой УК r-го уровня на УК $(r+1)$-го и r-го уровней.

Необходимо еще раз отметить, что структура иерархической сети ПДС на всех уровнях иерархии может быть радиальной или узловой. Применительно к этому будут вестись дальнейшие расчеты.

Пусть суммарная абонентская нагрузка сети ПДС в ЧНН равна ρ_0. Тогда для узлов первого уровня иерархии

$$\left.\begin{aligned} \rho_{11} = \rho_0(1-\alpha_r),\ \rho_{21} = \rho_0\alpha_1\beta_1, \\ \rho_{31} = \rho_0\alpha_1(1-\beta_1),\ \ \rho_{41} = \rho_0\alpha_1(1-\beta_1)(\mathrm{m}-1). \end{aligned}\right\} \tag{3.30}$$

Здесь $\rho_0 = \rho_a \frac{N}{2}$; ρ_a – средняя (удельная) абонентская нагрузка; –число абонентов в сети ПДС.

Если сеть имеет радиальную структуру, то приведенные соотношения весьма упрощаются:

$$\rho_{11} = \rho_0(1-\alpha_1),\ \rho_{21} = \rho_0\alpha_1;\ \rho_{31} = \ \rho_{41} = 0. \tag{3.31}$$

Однако в дальнейшем будем рассматривать наиболее общий случай – узловую сеть ПДС.

В соответствии с (3.25) и (3.30)

$$\rho_1^{(к)} = \rho_0[1 + \alpha_1 + \alpha_1(1-\beta_1)(m_1 - 1)]; \tag{3.32}$$

для r-уровневой иерархии

$$\rho_r^{(к)} = \rho_0[1 + \alpha_r + \alpha_r(1-\beta_r)(m_r - 1)]\prod_{i=1}^{r-1}\alpha_i\,\beta_i. \tag{3.33}$$

Суммарная нагрузка для всей -ступенчатой иерархической узловой сети

$$\rho_\Sigma^{(к)} = \rho_0\sum_{r=1}^{R}[1 + \alpha_r + \alpha_r(1-\beta_r)(m_r - 1)]\prod_{i=1}^{r-1}\alpha_i\,\beta_i;\ \beta_R = 0. \tag{3.34}$$

Коэффициенты α_r и β_r зависят от плотности размещения УК на территории сети, среднего радиуса зоны УК, средней длины межузловых каналов и могут быть выражены через эти параметры. Поэтому знание зависимости коммутируемой нагрузки от коэффициентов транзита или замыкания необходимо при расчетах УК, размещении транзитных узлов и выборе структуры сети.

Для приближенной оценки $\rho_r^{(к)}$ и $\rho_\Sigma^{(к)}$ при различных значениях R, m и коэффициентов транзита в формулах (3.33) и (3.34) приняты следующие допущения:

$m_r = m$, т. е. для всех уровней иерархии среднее число ветвей принято одинаковым;

$\alpha_r = \beta_r = \alpha$, т. е. для всех уровней, кроме -го, коэффициенты α и β приняты одинаковыми;

$\varphi_r = \psi_r = \varphi$, т. е. узловой и сетевой коэффициенты для всех уровней иерархии также приняты одинаковыми.

С учетом принятых допущений

$$\rho_r^{(к)} = \rho_0[1 + \alpha + \alpha(1-\alpha)(m-1)]\alpha^{2(r-1)}; \tag{3.35}$$

$$\rho_\Sigma^{(к)} = \rho_0\left\{\sum_{r=1}^{R}[1 + \alpha + \alpha(1-\alpha)(m-1)]\alpha^{2(r-1)} + \right.$$
$$\left. +[1 + \alpha + \alpha(m-1)]\alpha^{2(R-1)}\right\}. \tag{3.36}$$

На рис. 3.11 приведена зависимость средней коммутируемой нагрузки УК $\rho_r^{(к)}$ от коэффициента замыкания нагрузки для $r = 1 \ldots 3, m = 3$ и $R = 3$ в пересчете на один узел.

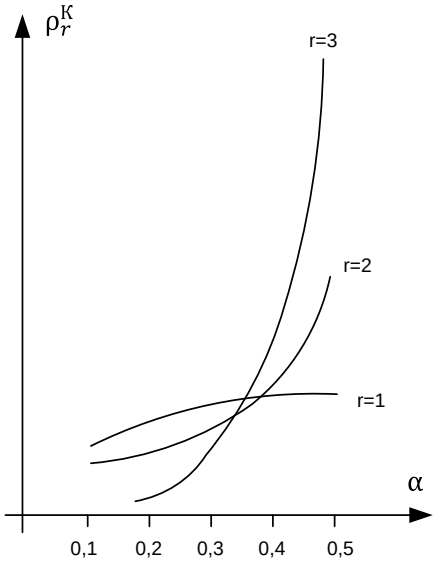


Рис. 3.11. Зависимость $\rho_r^{(k)} = f(\alpha)$ при значениях $r = 1, 2, 3$

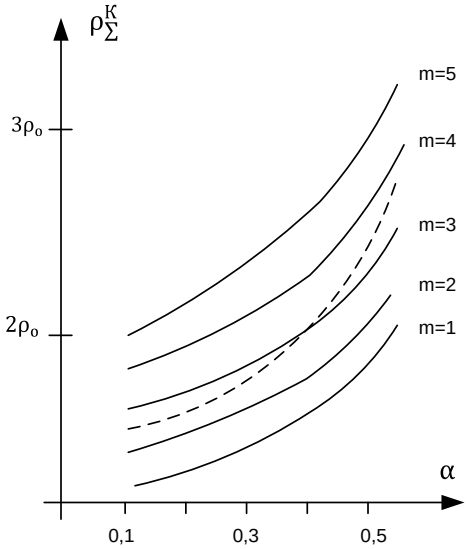


Рис. 3.12. Зависимость $\rho_\Sigma^{(k)} = f(\alpha)$ при различных значениях m и $R = 3$

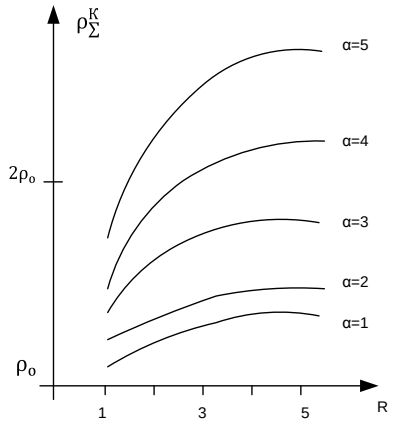


Рис. 3.13. Зависимость $\rho_{\Sigma}^{(k)} = f(R)$ при различных значениях α и $m = 3$

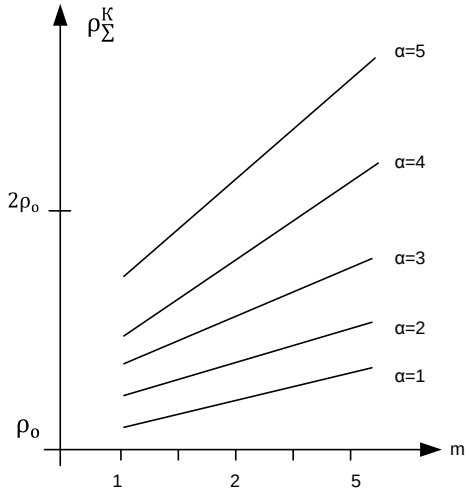


Рис. 3.14. Зависимость $\rho_{\Sigma}^{(k)} = f(m)$ при различных значениях m и $R = 3$

Отношение числа узлов по уровням иерархии принято $n_1 : n_1 : n_1 = 100 : 10 : 1$. Рис. 3.12 иллюстрирует зависимость $\rho_{\Sigma}^{(к)} = f(\alpha)$ при $R = 3$, а рис. 3.13 – зависимость $\rho_{\Sigma}^{(к)} = f(R)$ при $m = 3$, рис. 3.14 – зависимость $\rho_{\Sigma}^{(k)} = f(m)$ при $R = 3$. Из рассмотрения кривых рис. 3.11 – 3.14 можно сделать следующие выводы:

относительный темп роста коммутируемой нагрузки на верхних уровнях иерархии выше, следовательно, УК верхних уровней иерархии должны иметь более высокую производительность (см. рис. 3.11);

суммарная коммутируемая нагрузка с увеличением коэффициента α монотонно возрастает (см. рис. 3.12), что прямо указывает на целесообразность такого построения сетей ПДС, при котором наибольшая часть нагрузки замыкается внутри зоны;

характерно постоянство суммарной коммутируемой нагрузки при числе уровней иерархии более двух-трех (см. рис. 3.13), что указывает на возможность при соответствующих условиях замены УК с низкой производительностью меньшим числом УК с высокой производительностью;

с увеличением числа ветвей суммарная коммутируемая нагрузка возрастает (см. рис. 3.14), что прямо указывает на нецелесообразность по другим соображениям, например для повышения живучести, увеличивать связность многополюсных сетей на каждом уровне иерархии.

3.2. Модель оптимизации структуры иерархической сети передачи дискретных сообщений

3.2.1. Постановка задачи оптимизации структуры сети передачи дискретных сообщений

Все вопросы оптимизации будут рассматриваться на примере сети ПДС-КС. Однако они распространяются и на другие сети. В качестве основного критерия оптимизации принимаются приведенные затраты $П$. Это объясняется тем, что целевая функция $П = Е_н К + Э$ является выпуклой и вследствие этого поддается оптимизации. В этой функции $Е_н$ – нормативный коэффициент сравнительной экономической эффективности; К – капитальные затраты, монотонно возрастающие с повышением качества функционирования сети ПДС; Э – эксплуатационные расходы (убывающая функция). Сумма $Е_н К + Э$ дает выпуклую функцию.

Таким образом, возникает задача нелинейного программирования с ограничением. В качестве ограничений принимают один из показателей ВВХ – среднее время доставки $T_ν$, определяемое для двухполюсной сети ПДС соотношением (2.13), или вероятность своевременной доставки сообщений Q, определяемую для двухполюсной сети ПДС соотношением (2.12).

Целевая функция с учетом данных геометрической модели может быть представлена в следующем виде:

$$П = Е_н \left\{ \sum_{r=2}^{R} \sum_{i=1}^{q} \omega_{ir} C_i m_i + \sum_{r=1}^{R} \sum_{j=1}^{f} \omega_{jr} (a_j + b_j l_j) m_j \right\} + \\ + \sum_{ν=1}^{g} C_ν S_ν, \; i = 1,2,3, \dots; j = 1,2,3 \dots; \; ν = 1,2,3 \dots \quad , \tag{3.37}$$

где

$$\omega_{ir}, \omega_{jr} = \begin{cases} 1, \text{если } i\text{-й ЦКС или } j\text{-й канал находится в } r\text{-м уровне иерархии} \\ 0 \text{ в противоположном случае;} \end{cases}$$

n_i – число ЦКС i-го типа во всей сети; C_i– стоимость i-го ЦКС; q – число типов КЦ и ЦКС; R – число уровней иерархии; m – емкость пучков каналов; l – средняя длина канала; f – число типов каналов ПДС; a и b – константы в модели стоимости канала; $S_ν$ – общее потребное число центров технического обслуживания (ЦТО) ν-го типа; $C_ν$ – стоимость содержания одного ЦТЭ ν-го типа; g – число типов ЦТЭ.

Ограничения по времени доставки сообщений для одного уровня иерархии

$$T_ν = π\left(T_{νк} + T_{νу}\right) + T_{νу} \tag{3.38}$$

где $T_ν$ – среднее время доставки сообщения в многополюсной сети одного уровня иерархии; $T_{νк}$ – среднее время прохождения сообщений по каналам (двухполюсной сети ПДС); $T_{νу}$ – среднее время прохождения сообщения по узлу, математическая модель которого может быть представлена по аналогии с двухполюсной сетью; π – средняя длина пути в одном уровне иерархии на геометрической модели.

Для иерархической сети выражение (3.38) примет вид:

$$T_ν = π_1 T_{ν1} + α_2 π_2 T_{ν2}, \tag{3.39}$$

где $π_1$ и $π_2$ – средние длины маршрутов соответственно на абонентском участке первого уровня иерархии и остальных уровней иерархии в совокупности; $T_{ν1}$ и $T_{ν2}$ – средние времена доставки сообщения соответственно на абонентском участке первого уровня иерархии и остальных уровнях иерархии в совокупности; $α_2 = 1 - φ_2$ – узловой коэффициент межступенчатого транзита нагрузки.

Для двух- и трехуровневой сети ПДС-КС выражение (3.39) преобразуется в следующее:

$$T_\nu = \pi_1 T_{\nu 1} + \alpha_2 \psi_2 \pi_2 T_{\nu 2} + \alpha_2 \beta_2 \pi_{2-3} T_{\nu 2-3} + \alpha_2 \beta_2 \alpha_3 \pi_3 T_{\nu 3}, \quad (3.40)$$

где дополнительно обозначены: ψ– сетевой коэффициент замыкания нагрузки; α_2, β_2 – узловые коэффициенты межуровнего транзита нагрузки ЦКС второго уровня иерархии; α_3, β_3 – узловые коэффициенты межуровнего транзита нагрузки ЦКС третьего уровня иерархии; π_{2-3} – средняя длина маршрута подсети, связывающей сети второго и третьего уровней иерархии между собой; $T_{\nu 2-3}$ – среднее время доставки сообщений в подсети связывающей сети второго и третьего уровней иерархии.

При необходимости по аналогии могут быть получены соотношения для четырех-, пяти- и более уровневой сети ПДС-КС.

Ограничение по вероятности доставки сообщений для одного уровня иерархии при однородной структуре

$$Q = Q_к^\pi Q_у^{\pi+1}, \quad (3.41)$$

где $Q_к^\pi$ – вероятность своевременной доставки сообщений по каналу связи; $Q_у^{\pi+1}$ – вероятность своевременной доставки сообщений по узлу.

Для двухуровневой иерархической сети ПДС-КС выражение (3.41) преобразуется в такой вид:

$$Q = Q_1^{\pi_1} Q_2^{\alpha_2}; \quad (3.42)$$

для трехуровневой сети

$$Q = Q_1^{\pi_1} Q_2^{\alpha_2 \psi_2 \pi_2} Q_{2-3}^{\alpha_2 \beta_2 \pi_{2-3}} Q_3^{\alpha_2 \beta_2 \alpha_3 \pi_3}, \quad (3.43)$$

где Q_1, Q_2, Q_3 – вероятности своевременной доставки сообщений в двухполюсных сетях первого – третьего уровней иерархии; Q_{2-3} – то же, в двухполюсной подсети между вторым и третьим уровнями иерархии.

Выражения для расчета T_ν и Q *R*-уровневой иерархической сети легко получить из (3.40) и (3 .43):

$$T_R = \pi_1 T_{\nu 1} + \sum_{r=2}^{R-1} \alpha_2 \beta_2 \alpha_3 \beta_3 \dots \alpha_r \beta_r \pi_r T_{\nu r} + \\ + \sum_{r=2}^{R-1} \alpha_2 \beta_2 \dots \alpha_r \beta_r \pi_{r,r+1} T_{\nu r,r+1}; \quad (3.44)$$

$$Q_R = Q_1^\pi \prod_{r=2}^{R} Q_r^{\alpha_2 \beta_2 \alpha_3 \beta_3 \dots \alpha_r \psi_r \pi_r} \prod_{r=2}^{R-1} Q_{r,r+1}^{\alpha_2 \beta_2 \dots \alpha_r \beta_r \pi_{r,r+1}} \quad (3.45)$$

Требуется определить некоторое множество структур и научно- технических решений, для которых значения минимизируемой функции П меньше ее минимального значения на некоторую величину ε. Если в результате оптимизации значение параметра *u* (численность обслуживающего персонала) окажется больше допустимого значения, в данную постановку задачи вводится третье ограничение: $u \le u_з$, где $u_з$– заданная численность персонала для сети в целом.

Следует также сказать еще об одном критерии – физической реализуемости проекта, т. е. алгоритмом оптимизации должны отбрасываться как неприемлемые варианты следующих видов:

число ЦКС больше числа АП;

число ЦКС на $(r+1)$-м уровне иерархии превышает число ЦКС на -м уровне;

число ветвей некоторой многополюсной сети, с одной стороны, не должно превышать $n(n-1)/2$, а с другой стороны, не должно быть меньше $n-1$;

отрицательные значения физических величин.

С помощью несложных, качественных рассуждений можно показать, что задача типа (3.37) с принятыми ограничениями имеет невырожденное решение. Иначе: при любых исходных данных оптимальной на всех уровнях иерархии будет радиальная конфигурация,

т. е. полностью централизованная структура будет отображаться в другую, диаметрально противоположную структуру – полносвязную.

3.2.2. Частные модели оптимизации иерархической сети передачи дискретных сообщений

Выделение основных этапов оптимизации. Поскольку исследуемые функционалы относятся к классу плохо организованных функций, а задача оптимизации сети в целом – к слабоструктуризованным проблемам, решение задачи оптимизации сети ПДС-КС предлагается основывать на многоэтапной процедуре субоптимизации. Предлагаемый подход предполагает декомпозицию общей структурной задачи на ряд частных подзадач, важнейшими из которых являются:

выбор научно-технического решения (метода коммутации, комплекса технических средств и принципов их построения и т. п.);

выбор структуры сети, т. е. определение числа уровней иерархии, числа УК на каждом уровне и их связности;

решение географической задачи, т. е. привязки УК и линий к местности;

решение ряда вспомогательных задач, связанных с распределением информации, организацией технического обслуживания и управления.

Реализация предложенной схемы декомпозиции имеет ряд трудностей, важнейшей из которых является сильная связность перечисленных частных задач, не позволяющая в целом ряде случаев произвести такую декомпозицию. Именно этим объясняется обилие в научно-технической литературе частных постановок сетевых задач и совершенно незначительное количество полных, всеобъемлющих подходов, претендующих на права методик проектирования сетей.

Предлагаемый подход основан на идее предварительного усреднения некоторых исходных данных на базе геометрической модели, аппроксимации частных функций и последующего уточнения полученного предварительного решения. Преимущество данного подхода заключается в том, что он позволяет применить декомпозицию, поскольку после решения на первом этапе структурной задачи в целом выявляется характер отношений между частными задачами и степень их взаимосвязи.

Общую схему оптимизации структуры иерархической сети ПДС-КС можно представить следующими этапами. На первом этапе решение задачи отыскивается в классе однородных и регулярных структур с помощью быстродействующих алгоритмов на моделях невысокой размерности, позволяющих найти точное решение при принятых допущениях, а также оценить чувствительность целевых функций к исследуемым параметрам. В результате расчетов первого этапа удается сделать заключение относительно выбора метода коммутации на сети, оптимального комплекса технических средств и структуры сети, в частности степени ее иерархичности и разветвленности. Принятые допущения (равномерное размещение ОП, равномерное тяготение УК одной ступени иерархии и аппроксимация территории сети правильной геометрической фигурой) позволяют без потери основных качественных свойств модели значительно снизить ее размерность.

Структурные параметры оптимальных вариантов принимаются за начальные условия для второго этапа, который начинается с районирования сети. Затем на этом этапе осуществляется уточнение структуры и производится поиск местоположения УК последовательно для каждого фрагмента сети. Уточнению подлежит число УК, ветвей, зон, уровней иерархии, типов структур сети и комплекса технических средств.

Предлагаемый подход ориентирован на оптимизацию крупномасштабных сетей ПДС, поскольку этап поиска первоначальной структуры находится в слабой зависимости от размеров сети, а последующие этапы улучшения структуры осуществляются на серии координатных сеток, позволяющих значительно снизить размерность исходной задачи.

Общая задача оптимизации структуры сети ПДС-КС, как явствует из сказанного, делится на ряд подзадач, для каждой из которых создается соответствующая модель, отличающаяся от другой прежде всего по своему функциональному назначению. Условимся различать такие модели сети по функциональному признаку следующим образом: модель оценки вероятностно-временных характеристик сети; структурная модель, вероятностная модель оценки эффективности технического обслуживания, экономическая модель.

Укажем, что модели оценки ВВХ нами уже рассмотрены и получены формулы (3.44) и (3.45) для расчета T_R и Q_R в зависимости от параметров сети ПДС.

Структурная модель сети. На структурной модели сети необходимо определить число уровней иерархии, число ЦКС на каждом уровне при условии их равномерного размещения по территории, тип структуры и связность сети ПДС.

Будем описывать структуру иерархической R-ступенчатой сети контурно -разделенным графом с простым подчинением $(R \geq 2)$, т. е. графом, множество вершин которого N можно разделить на R подмножеств $n_1, n_2, \ldots, n_R$, причем ребра графа удовлетворяют следующему свойству: если некоторое ребро имеет одну вершину в n_r, то другая ее вершина находится в n_{r+1}. Сеть, интерпретируемая таким образом, представляется R-многополюсными сетями отдельных уровней иерархии и $(R-1)$ связывающих их межуровневыми многополюсными сетями (рис. 3.15).

Такая форма описания структуры W сети ПДС-КС обладает свойством топологической рекуррентности, позволяющим согласно известным индуктивным правилам определять характеристики $(r+1)$-го уровня по характеристикам r предыдущих уровней. Очевидно, что такое контурное разделение допустимо и для подграфов отдельных уровней иерархии, приводящее в конечном итоге к образованию внутри уровня иерархии отдельных зон.

С целью сокращения числа возможных решений введены базовые структуры, которые удобны в том отношении, что дают возможность выразить на геометрической модели основные структурные параметры сети через одну переменную – число узлов n, снижая тем самым размерность задачи и делая реальной оптимизацию сети большей размерности.

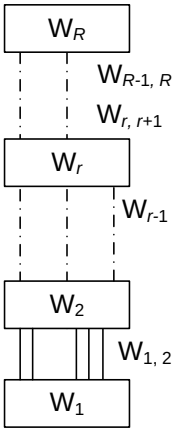


Рис. 3.15. Интерпретация иерархической сети ПДС W-многополюсными структурами

Модель оценки эффективности технической эксплуатации. В зависимости от способа задания исходных данных модель технической эксплуатации (ТЭ) может использоваться двояко. Если на технические средства сети разработана документация, в которой излагается порядок их эксплуатации, порядок и периодичность регламентных работ, текущего и капитального ремонтов, а также указаны средства, необходимые для ТЭ и ремонтов, назначение модели состоит в определении такого числа ЦТЭ, которое обеспечивает заданный уровень показателя ТЭ. В случае отсутствия технической документации,

данную модель целесообразно использовать для расчета численности обслуживающего персонала.

Остановимся подробнее на первом варианте.

Пусть на r-м уровне иерархии эксплуатируются n_r однотипных ЦКС и m однотипных каналов, которые в процессе эксплуатации выходят из строя и нуждаются в восстановлении. Отказавшие КТС образуют входящий поток требований в систему ТЭ, которая состоит из $S_{кг}$ равнодоступных ЦТЭ, специализированных на обслуживании АПД и линейных сооружений, и $S_{уг}$ равнодоступных ЦТЭ, нацеленных на обслуживание узловых средств. В совокупности они могут составить S_r объединенных ЦТЭ, способных производить блочную замену, замену деталей, а также реализовывать как стационарное, так и выездное обслуживание. Считается, что существует некоторая иерархия ЦТЭ, при этом центры каждого уровня обладают определенными функциями.

Случайный поток отказов порождает очередь КТС на обслуживание СТЭ. При этом вероятность обслуживания очередного технического средства без ожидания в очереди $k_{э\,0}$ определяется из соотношения

$$k_{э0} = 1 - \frac{1}{n}\sum_{r=S+1}^{n}(k-S)P_k, \quad S < k < n. \tag{3.46}$$

Здесь P_k – вероятность того, что в СТЭ находится k неисправных средств:

$$P_k = \frac{n!S^S\rho^k}{(n-k)!S!}\left[\sum_{i=0}^{S-1}\frac{n!S^i\rho^i}{i!(n-i)!} + \sum_{i=S}^{n}\frac{n!S^S\rho^i}{(n-i)!S!}\right]^{-1} \tag{3.47}$$

Здесь $\rho = c/d$ – нагрузка на СТЭ; c – интенсивность исправной работы технических средств; d – интенсивность восстановления технических средств.

В реальных условиях, а именно при $S < d$, будет наблюдаться некоторая потеря времени на ожидание в очереди на техническое обслуживание, что в какой-то мере эквивалентно увеличению среднего времени восстановления или уменьшению интенсивности восстановления. Поэтому при расчете ВВХ на предлагаемых моделях следует пользоваться этим уменьшенным значением интенсивности восстановления. Следовательно, результирующий $k_г(S)$ и паспортный $k'_г$ коэффициенты готовности будут связаны соотношением

$$k_г(S) = k'_г k_{э\,0}(S). \tag{3.48}$$

Иной вид примет и формула расчета эквивалентной интенсивности обслуживания потока сообщений:

$$\mu_э = \mu k_г(S) = \mu k'_г k_{э\,0}(S). \tag{3.49}$$

Таким образом, на основании формул (3.46) и (3.47) при известных c, d, n, S однозначно определяется коэффициент эффективности ТЭ. Чтобы избежать трудоемких расчетов $k_{э\,0}(S)$ (без применения средств вычислительной техники), рекомендуется использовать специальные таблицы, в которых табулированы значения данного коэффициента. Для автоматизированных расчетов с точки зрения их быстрого выполнения и снижения требований к вычислительным средствам, а также исключения аварийных остановок из-за переполнения разрядной сетки оказалось более выгодным проведение предварительного преобразования (3.47) к следующему виду:

$$P_k = \left[\sum_{i=0}^{S-1}\frac{(n-k)!S^iS!\rho^i}{(n-i)S^S!i!\rho^k} + \sum_{i=S}^{n}\frac{(n-k)!\rho^i}{(n-i)\rho^k}\right]^{-1} \tag{3.50}$$

Окончательное выражение для P_k, избавленное от факториальных форм, примет вид:

$$P_k = \left[\sum_{i=0}^{S-1} e^{B_i} + \sum_{i=S}^{n} e^{A_i}\right]^{-1}, \tag{3.51}$$

где

$$A_i = \sum_{j=2}^{n-k}\ln j + i\ln\rho - \sum_{j=2}^{n-i}\ln j - k\ln\rho, \tag{3.52}$$

$$B_i = A_i + i\ln S + \sum_{j=2}^{S}\ln j - S\ln S - \sum_{j=2}^{i}\ln j. \tag{3.53}$$

С помощью этой модели можно также вычислить коэффициент простоя одного ЦТЭ

$$k_{\varphi} = \sum_{k=0}^{S-1} P_k - \frac{1}{S}\sum_{k=0}^{S-1} kP_k. \quad (3.54)$$

В случае иерархического построения СТЭ решение задачи оптимального обслуживания проводится последовательно для различных уровней иерархии, а внутри каждого уровня – последовательно для различных групп оборудования.

Экономические модели. Существует множество экономических моделей. Однако все они основаны на простейших аппроксимациях фактических экономических показателей каналов (трактов) и узлов коммутации сети ПДС. Эти модели широко используются на ранних стадиях проектирования. Вполне понятно, что на этапах рабочего проектирования от этих аппроксимаций отказываются и используют фактические (лимитные) или условно-плановые цены. Поскольку пока рассматриваются этапы предварительного проектирования, необходимы различные аппроксимации. Рассмотрим важнейшие из них.

В общем виде стоимость канала сети ПДС может быть аппроксимирована следующим выражением:

$$K_к = a + f_1(l) + f_2(S) + f_3(S,l), \quad (3.55)$$

где $K_к$ – капитальные затраты на канал; a – константа; $f_1(l)$ – приращение капитальных затрат с увеличением длины канала; $f_2(S)$ – убывание капитальных затрат с увеличением емкости системы передачи; $f_3(S,l)$ – приращение (убывание) капитальных затрат в зависимости от структуры линии.

В простейшем случае пользуются двумя первыми членами формулы (3.55), принимая функцию f_1 линейной:

$$K_k = a + bl\,,\ \ b - \text{const}. \quad (3.56)$$

3.3. Оптимизация структуры иерархических сетей передачи дискретных сообщений

Рассматриваемая задача в общем виде относится к классу задач нелинейного математического программирования. При этом целевая функция – нелинейная и ограничение задано также нелинейной функцией. Принимая во внимание целочисленность целевой функции, бинарность функций принадлежности технических средств к тому или иному классу и той или иной ступени иерархии сети, а также непрерывность функций ограничения, задача должна быть отнесена к классу задач комбинаторного программирования, наделенного признаками одновременно нелинейного, целочисленного и комбинаторного программирования. Решение такой задачи является делом сложным. Весьма эффективным приемом ее решения является метод редукции задачи, т. е. сведение задачи к последовательности подзадач меньшей размерности.

В рассматриваемом варианте предлагается метод двойной редукции задачи, предполагающей замену исходной задачи минимизации (3.37) с ограничениями (3.44), (3.45) последовательным решением следующих задач:

выбора вариантов технического оснащения сети формально- эвристическим методом (ФЭМ);

объединения целевой функции и ограничения в единый функционал методом штрафных функций (МШФ), предполагающего преобразование исходной целевой функции и ограничения в последовательность задач безусловной минимизации;

окончательного решения, осуществляемого методом безусловной минимизации (МБМ).

Рассмотрим решение этих задач более подробно. Для первой задачи характерно применение следующих эвристик:

при выборе более дорогостоящих КТС стоимость сети при прочих равных условиях будет выше, а вероятностно-временные характеристики лучше;

с увеличением уровня иерархии загрузка комплекса технических средств должна быть выше;

при переназначении комплекса технических средств замене подлежат в первую очередь те из них, которые характеризуются наибольшей суммарной стоимостью и/или наибольшим вкладом в общесетевую задержку (вероятность доставки).

Решение второй задачи упрощается за счет усложнения целевой функции:

$$F(x,h) = \Pi(x) + P(h)\varphi(x). \qquad (3.57)$$

Здесь $\Pi(\mathrm{x})$ – целевая функция вида (3.37); $\varphi(x)$ – непрерывная функция вектора *x*, причем $\varphi(x) = 0$, если ограничение$g_i(x) \le 0,\ i = \overline{1, m_0}$, (т. е. точка находится внутри допустимой области или на ее границе), и $\psi(x) \ne 0$ – в противном случае; $P(h)$ – действительная функция одной переменной, обладающей следующими свойствами:

если $0 < h_1 < h_2$, то $0 < P(h_1) < P(h_2)$;

если h_k – неограниченная монотонно-возрастающая последовательность чисел, то $\lim_{n\to\infty} P(h_k) = \infty$.

Процесс минимизации функции (3.57) сводится к следующему. Рассматривается некоторая ограниченная последовательность $\{h_k\}$ положительных чисел. Для $h_1 > 0$ отыскивается безусловный локальный минимум. Далее отыскивается значение функции $F(x, h_2)$, где $h_2 > h_1$. Процесс продолжается до получения глобального минимума функции $F(x, h_k)$.

Существует много разновидностей штрафных функций. При решении рассматриваемой задачи выбрана функция вида

$$F(x,h) = \Pi(x) + \frac{h}{2}\sum_{i=1}^{m_0}\left\{\left[\varphi_i(x) + \frac{\lambda_i}{h}\right]^+\right\}^2,\ \lambda_i > 0,\ h>0,\ i = \overline{1, m_0}\ ; \qquad (3.58)$$

где h, λ_i, – параметры алгоритма; m_0 – число ограничений.

Для решения третьей задачи применяются различные методы безусловной минимизации (например, градиентный, наискорейшего спуска и т. д.), каждый из которых должен использоваться на том участке целевой функции, где он наиболее рационален. В частности, предлагается применять комбинацию алгоритмов Флетчера – Ривса и случайного поиска с возвратом при неудачном шаге.

Необходимо отметить, что решение задачи в предложенной постановке остается тем же и для приоритетных сетей. Здесь изменяется лишь вид функции ограничения – соотношения (3.46) и (3.45). Значения T_{vr} и Q_r определяются из соответствующих выражений для приоритетных сетей.

3.4. Оптимизация структуры иерархической развивающейся сети передачи дискретных сообщений

Общие положения. Состояние сети ПДС в каждый отдельно взятый момент времени характеризуется набором численных значений ее параметров. Будем считать этот набор оптимальным. Следовательно, при переходе из одного момента времени в другой сеть ПДС переходит из одного оптимального состояния в другое, отличающееся величиной входящей нагрузки и другими требованиями пользователей, а также другими внутренними параметрами сети ПДС, зависящими, как известно, от типов и количества применяемой техники и от их взаимосвязи. В этом смысле можно говорить о том, что сеть ПДС в разные моменты времени находится как бы в разном фазовом пространстве.

Фазовое пространство состояний сети ПДС является дискретным с конечным числом возможных значений фазовых координат. Переход из одного состояния сети ПДС в другое происходит под воздействием управления. Следовательно, задачу оптимизации структуры иерархической развивающейся сети ПДС можно рассматривать как задачу выбора на каждом этапе соответствующего управления, осуществляющего поэтапное изменение состояния сети ПДС. Поэтому задачей оптимизации развивающейся сети ПДС будем счи-

тать выбор такого управления, которое обеспечит наилучшую траекторию движения в многомерном фазовом пространстве и во времени.

Математическая модель поиска оптимальной траектории развития сети ПДС. Будем рассматривать процесс развития сети ПДС на заданном плановом периоде $(0,T)$, на каждом этапе которого продолжительностью $\tau_i(\sum_{i=1}^{m}\tau_i = T)$ происходит некоторое изменение структуры сети. Пусть в начальный (0-й) момент времени существует какая-то одна структура сети. Но уже при $i = 1, 2, \ldots$ число возможных состояний в зависимости от входных и внутренних параметров увеличивается.

Состояние сети ПДС в каждый момент времени может быть оптимизировано изложенным выше методом. Однако на всем интервале $(0,T)$ переход из одного состояния сети в другое зависит как от предыдущего ее состояния, так и от последующих.

Подобные задачи решаются методом динамического программирования. В общем виде задача динамического программирования применительно к развитию сети ПДС ставится следующим образом. Оптимизация управления *n*-шагового процесса состоит в том, чтобы найти такую последовательность управлений $u_0, u_1, \ldots, u_{n-1}$, при которой критерий качества (в данном случае приведенные затраты с учетом ограничения на время доставки) принимает минимальное значение, т. е.

$$\Phi_п\,(П_0) = \\ = \min_{u_0} \ldots \min_{u_1} \ldots \min_{u_{n-1}} [F_0(П_0, u_0) + F_1(П_1, u_1) + \ldots + F_{n-1}(П_{n-1}, u_{n-1})]. \tag{3.59}$$

Заметим, что первое слагаемое выражения (3.59) зависит только от управления u_0, тогда как остальные слагаемые зависят как от u_0, так и от управления на других шагах. Поэтому выражение (3.59) можно переписать в следующем виде:

$$\Phi_п\,(П_0) = \\ \min\{F_0(П_0, u_0) + \min_{u_1} \ldots \min_{u_{n-1}} [F_1(П_1, u_1) + \ldots + F_{n-1}(П_{n-1}, u_{n-1})]\}. \tag{3.60}$$

Заметим, что выражение

$$\min_{u_1} \ldots \min_{u_{n-1}} [F_1(П_1, u_1) + \ldots + F_{n-1}(П_{n-1}, u_{n-1})]$$

представляет собой минимальное значение критерия качества управления $(n-1)$-шагового процесса, имеющего начальное состояние $П_1$. В соответствии с (3.59) эту величину можно обозначить через $\Phi_{n-1}\,(П_1)$. Тогда

$$\Phi_n\,(П_0) = [F(П_0, u_0) + \Phi_{n-1}(П_1)]. \tag{3.61}$$

Эти рассуждения можно продолжить и получить выражение для $(n-l)$-шагового процесса:

$$\Phi_{n-1}\,(П_l) = \min_u \left[F(П_i, u_i) + \Phi_{n-(l+1)}(П_{l-1})\right] \tag{3.62}$$

Это уравнение называют уравнением Беллмана. В выражении (3.62) величина $n-l$ означает число шагов до конца процесса. Обозначим эту величину через k. При этом $П_l = П_{n-k}$ и $u_l = u_{n-k}$. Далее будем их обозначать через $П$ и u без индексов, они будут означать состояние сети ПДС и применение управления за k шагов до конца процесса. Последующее состояние обозначим через $П'$. Тогда выражение (3.62) примет вид

$$\Phi_k\,(П) = \min_u [F(П, u) + \Phi_{k-1}(П')]. \tag{3.63}$$

ЛИТЕРАТУРА

1. Проектирование и техническая эксплуатация сетей передачи дискретных сообщений: Учеб. пособие для вузов / Под ред. Г.П.Захарова.- М.: Радио и связь, 1988.- 360с.

2. Макаров С.Б., Цикин И.А. Передача дискретных сообщений по радиоканалам с ограниченной полосой пропускания. – М.: Радио и связь, 1988. – 304 с.

3.Григорьев В.А. Передача сообщений по зарубежным информационным сетям. – СПб.: ВАС, 1989. – 214 с.

4. Бесслер П., Дойч А. Проектирование сетей связи: Справочник. Пер с нем. – М.: Радио и связь, 1988. – 272 с.

ЧАСТЬ 2.
МЕТОДЫ АНАЛИЗА АРХИТЕКТУРЫ ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ ТРАНСПОРТНЫХ СИСТЕМ НА ТЕХНОЛОГИИ IP–Q_0S

ГЛАВА 4. ХАРАКТЕРИСТИКА ТРАФИКА, СЛУЖБ И ФУНКЦИОНАЛЬНО-СТРУКТУРНОЙ ОРГАНИЗАЦИИ ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ

4.1. Широкополосные службы инфокоммуникационных сетей

Информационное общество XXI века требует создания его технической основы – глобальной информационной инфраструктуры (ГИИ) [1], предоставляющей пользователям необходимые информационные ресурсы и услуги в любое время и из любого места посредством дистанционного доступа, организуемого на основе инфокоммуникационных сетей (ИКС) [2–7]. Область взаимодействия инфокоммуникационной сети в терминах модели взаимодействия открытых систем образует цифровая телекоммуникационная мультисервисная сеть связи (МСС), в которой основные сетевые характеристики интегрального обслуживания трафика различной природы обеспечивает ее коммуникационное мулmтипротокольное ядро – инфокоммуникационная транспортная система (ИТС). Инфокоммуникационная транспортная система реализует услуги переноса (bearer service) различных типов информации между сетевыми окончаниями без какого-либо анализа или обработки ее содержания с использованием различных протоколов передачи.

Услуги глобальной информационной инфраструктуры в рекомендациях сектора стандартизации Международного союза электросвязи определяются как инфоуслуги – информационные услуги с комплексным предоставлением информации или мультимедиа. Особенность рассматриваемого этапа развития электросвязи заключается в том, что для конечного пользователя создается база для инфоуслуг приложений, которые охватывают все виды жизнедеятельности человека (быт, работу, развлечения, медицину, образование, торговлю и т. д.). Таким образом, современная бизнес-модель, определяющая участников процесса предоставления инфоуслуг и их взаимоотношения, включает в себя, в отличие от модели традиционных услуг электросвязи, поставщика услуг мультимедиа, который в свою очередь является потребителем услуг переноса (bearer service), предоставляемых оператором сети связи на базе инфокоммуникационной транспортной системы. При этом основным направлением в развитии услуг электросвязи остается расширение перечня и повышение их качества, а также освоение функций прикладного блока с возможностью переноса мультимедиа в соответствии с рекомендациями Международного союза электросвязи Y-100, Y-101, Y-110, Y-120, Y-130, Y-140 и Y-140.1 [4].

Сегодня бесспорным фактом является то, что в ближайшие пятьдесят лет эволюция услуг в фиксированных и мобильных сетях связи будет определяться активным развитием приложений с мультимедиа. Это диктуется, с одной стороны, потребностью повседневной жизни людей, а с другой – массовым использованием средств вычислительной техники и новых информационных технологий в структуре хозяйственного, финансового и экономического управления, развитием всемирной электронной коммерции и бизнеса.

Рыночные исследования показывают [3–13], что в ближайшем будущем мультимедийные услуги составят 50% всего трафика. При этом будет преобладать мультимедийный трафик, формируемый, в первую очередь, WWW-приложениями (например, ускоренная передача WWW-страниц с мощной графикой, видео клипов и др.). Этот прогноз подтверждается анализом растущих потребностей информационного общества в приобретении бытовой электроники (телевизоров, видеомагнитофонов, видеоигр,

CD-проигрывателей, ПЭВМ), развитием информационных, коммерческих и развлекательных услуг, распространением Интернет и Интранет, интеграцией в сети широкополосных цифровых вещательных служб, служб видео по требованию высокой четкости ТВВЧ и интерактивного телевидения. С распространением открытых интерфейсов (основанных, например, на платформах IP, Java, WWW и др.) спектр инфоуслуг и новых приложений будет расширяться, а интеллектуальные функции в фиксированных и мобильных сетях будут смещаться в сторону периферийного оборудования (за исключением служб, связанных с обработкой вызовов в реальном времени).

Все широкополосные пользовательские службы или инфоуслуги в ИКС могут быть разделены на две основные категории (Рек. СС МСЭ I.211): интерактивные службы и службы распределения информации, каждая из которых, в свою очередь, включает несколько классов служб (таблица 4.1.) [11,14].

Таблица 4.1

Классификация широкополосных пользовательских служб

Тип информации	Примеры служб	Применение
1	2	3
Диалоговые службы		
Видеоизображения	Видеотелефония	Соединение типа «точка–точка», обеспечивающее абонентам обмен симметричными информационными потоками, комбинирующими real time аудио и видео параллельно с передачей неподвижных изображений и документов
	Видеоконференц-связь	Соединение типа «много точек–много точек», обеспечивающее для каждого из участников группы асимметричный обмен (1:п) информационными потоками, комбинирующими real time аудио и видео параллельно с передачей неподвижных изображений и документов
	Видеонаблюдение	Охрана зданий и помещений с записью и хранением изображения при детектировании нештатной ситуации (например, движения в охраняемой зоне)
	Интерактивное ТВ, VOD, VNOD	Формирование абонентом программ индивидуального вещания цифровых видеопотоков коммерческого качества
Звук и речь	VoIP, VoATM, VoFR, речевой вариант Web и т.п.	Цифровые речевые соединения в сетях пакетной коммутации
	Интерактивное аудиовещание	Формирование абонентом программ индивидуального вещания цифровых аудиопотоков коммерческого качества

1	2	3
Данные	Высоко-скоростной обмен цифровой информацией	Формирование распределенных корпоративных сетей абонентов на основе объединения их локальных сетей в VPN, on-line переписка ICQ и т.п.
	Передача файлов большого объема	Работа с FTP серверами, контентохранилищами и информационными депозитариями
	Высоко-скоростная теле-сигнализация и телеконтроль	Системы контроля и управления в реальном масштабе времени. Например, обеспечение работы робота в опасных для человека местах (луноход, робот-подрывник, робот МЧС или экологической службы) или дистанционное ведение боя и т.п.
Документы	Обмен высоко-качественными изображениями	Профессиональные живопись, или цифровые фотографии земной поверхности высокого разрешения в радио, инфракрасном и видимом диапазоне для экологических или метеорологических служб планеты; рентгеновские, тепловые или ультразвуковые изображения телемедицины и т.п.
	Обмен документами	Обмен различными гиперсвязанными мультимедийными документами, технической и конструкторской документацией, юридическими или иными материалами
Служба обмена сообщениями		
Мультимедиа контент	Почта	Электронный почтовый ящик аудио, видео, графических и текстовых документов
Служба информационного поиска		
Гиперсвязанный мультимедиа контент	Медиатеки общего пользования	Услуги интерактивного и контекстуального поиска в контентохранилищах мультисервисной сети (например, поиск фонограмм в аудиотеке или видеоматериалов в видеотеке для обеспечения услуг VOD, VNOD и т.п.)
	Информационно-справочные системы	On-line и off-line консалтинг, услуги автоматического и мануального поиска произвольной информации
Распределительные службы, не управляемые пользователем		
Аудио	Радиовещание	Радиоинтернет
Видео	Телевещание	Web TB, IP TV, TV Broadcasting и т. п.
Гиперсвязанные мультимедиа данные	Распределительные службы рассылки документов	Электронные периодические издания, новостные группы, информационное обеспечение тотализаторов и биржевых торгов и т. п.
Распределительные службы, управляемые пользователем		
Гиперсвязанные мультимедиа объекты	Дистанционное обучение, интерактивная дистрибуция информации	Заочное образование, переподготовка корпоративных кадров, Web-серфинг-новости, е-коммерция и т. п.

Экспертные оценки потребности в некоторых видах широкополосных услуг для пользователя делового и домашнего сектора приведены в таблице 4.2. [14, 15].

Таблица 4.2

Экспертная оценка потребности в некоторых видах широкополосных услуг

Виды услуг	Потребности пользователей	
	Деловой сектор	Домашний сектор
Диалоговые		
Видеотелефония	+++	+++
Видеоконференцсвязь	++	–
Видеонаблюдение	++	+
Высокоскоростная передача документов (изображений)	++	+
Высокоскоростная ПД		
Дистанционное обучение	+++	–
Виды услуг	Потребности пользователей	
	Деловой сектор	Домашний сектор
Работа на дому	–	++
Информационный поиск		
Видеофильмов	+	+++
Документов и изображений	++	–
Пакетов программ	++	–
Компьютерных игр	–	++
Распределительные		
ТВ	+	+++
Широковещательная информация (электронные доски объявлений и др.)	+	+++

Потребности информационного общества ставят на повестку дня необходимость решения следующих основных проблем в рамках построения инфокоммуникационной сети (ИКС) [2]:

обеспечение широкого спектра инфоуслуг с возможностью доступа к глобальным информационным ресурсам;

организация широкополосного абонентского доступа;

предоставление мультимедийного транспортного сервиса единым образом в общей широкополосной физической среде с требуемым качеством обслуживания QoS;

повышение эффективности использования сетевых ресурсов на коллективной основе;

обеспечение широкого диапазона гибкости и многофункциональности терминальных мультимедийных соединений;

объединение и автоматизация эксплуатационно-технического обслуживания и административного управления ИКС в целом;

обеспечение услуг безопасности в процессе хранения, обработки и передачи информации.

Необходимо отметить, что обеспечение международной информационной безопасности является одной из важнейших проблем в информационном обществе, так как только убытки от предпринимаемых вирусных атак на национальные информационные ресурсы в сети Интернет ежегодно составляют миллиарды долларов США, а ущерб от НСД к информации составляет сейчас около $0,5 млрд. и ежегодно увеличивается в 1,5 раза [16].

По оценке специалистов США, ущерб от преступлений в области информатизации увеличивается на 35% в год и составляет около $ 3,5 млрд. [11]. Используя терминалы сети Интернет, можно из одной страны в другую скрытно переправить техническую документацию, видеоизображения объектов, фильмы и т. д. При этом речь идет, в том числе и об огромном объеме персонального материала (медицинские базы данных, социальные, финансовые, производственные, сетевая информация (телефон и данные) и т.д.).

К основным особенностям инфоуслуг можно отнести следующие:

инфоуслуги оказываются на верхних уровнях модели ВОС (в то время как услуги связи предоставляются на третьем, сетевом уровне);

большинство инфоуслуг предполагает наличие клиентской части и серверной; клиентская часть реализуется в оборудовании пользователя, а серверная – на специальном выделенном узле сети, называемом узлом служб;

инфоуслуги, как правило, предполагают передачу информации мультимедиа, которая характеризуется высокими скоростями передачи и несимметричностью входящего и исходящего информационных потоков;

для предоставления инфоуслуг зачастую необходимы сложные многоточечные конфигурации соединений;

для инфоуслуг характерно разнообразие прикладных протоколов и возможностей по управлению услугами со стороны пользователя;

для идентификации абонентов инфоуслуги может использоваться дополнительная адресация в рамках данной услуги.

К инфоуслугам предъявляются такие требования как:

мобильность услуг;

возможность гибкого и быстрого создания новых услуг;

гарантированное качество услуг.

В настоящее время для удовлетворения возрастающих потребностей пользователей операторы местной телефонной связи (в т. ч. и в России) уже предлагают услугу «Triple Play Services» (TPS) (голос, видео, передача данных), которую с полным основанием можно назвать универсальной услугой связи XXI века. Технологии Triple Play создают широкий спектр новых услуг связи, востребованных в сегментах частных и корпоративных пользователей. Приведем примеры наиболее популярных предоставляемых и потенциальных услуг.

Услуги передачи данных:

высокоскоростной доступ в Интернет;

сетевое резервное копирование (backup);

сетевые диски (виртуальное дисковое пространство);

персональные файловые ресурсы в Интернете;

доступ к игровым серверам.

Голосовые услуги:

городская и междугородная телефония;

радиовещание по IP.

Видеоуслуги:

телевещание по IP (IPTV, HD-IPTV);

платные видеоканалы PPV (Pay Per View);

видео по требованию VoD (Video on Demand);

персональный видеомагнитофон PVR;

видеотелефония;

услуга видеоконференц-связи;

видеонаблюдение;

игровые видеоприставки.

Чаще всего услуги Triple Play ассоциируются с сегментом домашних потребителей. Связано это с такими сервисами, как телевещание (IPTV), платные видеоканалы и видеопрокат (VoD). Однако это далеко не все, что востребовано домашними пользователями. Кроме перечисленных видеоуслуг и широкополосного доступа в Интернет операторы предлагают IP-телефонию (включая МГ- и МН-связь), видеотелефонию, доступ к игровым серверам и цифровым музыкальным архивам, подключение игровых видеоприставок (xbox, PlayStation и т. п.) и цифровых музыкальных центров для прослушивания программ радиовещания через Интернет. Широкополосный доступ открывает также возможности инициирования услуг самими пользователями, например, видеонаблюдение в квартире или в загородном доме. Быстрому формированию этого рынка услуг способствуют производители инженерного оборудования и строительные фирмы, заинтересованные в воплощении в жизнь концепции «умных домов».

Еще одной «критичной нагрузкой» для ИКС, предоставляющих видео, является телевидение высокой четкости (HDTV). Этот стандарт существенно улучшает качество и разрешение видеоизображения, а также звуковое сопровождение (вплоть до DolbyDigital 5.1). HDTV поддерживает формат 16:9 и разрешения 1920x1080 (1080i) и 1280x720 (720p) при развертке до 60 кадров в секунду. При передаче через IPTV для полного потока HDTV требуется полоса 16–20 Мбит/с, что возможно только при Ethernet-подключении.

Вторым целевым сегментом рынка, где востребованы современные сетевые услуги, являются корпоративные заказчики. В отличие от домашних пользователей они в меньшей степени заинтересованы в услугах IPTV. Здесь наиболее востребованы высокоскоростной доступ в Интернет, объединение локальных сетей центрального офиса и филиалов, офисная IP-телефония, голосовые и видеоконференции, распределенные корпоративные центры обработки и хранения данных, MetroEthernet-подключение.

4.2. Характеристика трафика в инфокоммуникационных сетях

В соответствии с рекомендациями серии I.320 информация, циркулирующая в ИКС, делится на три группы: информация пользователя (группа U), информация сигнализации (группа S) и информация административного управления (группа M). Эти три информационные группы являются базой, с помощью которой и осуществляется доступ к широкополосным пользовательским службам или инфоуслугам ИКС. Предоставление разнообразных инфоуслуг в общем случае сводится к передаче, обработке и хранению элементов (сообщений, пакетов, пакетов) многокомпонентных информационных потоков с заданными количественными (максимальная скорость передачи (Peak rate, PR); средняя скорость передачи (Sustainable rate, SCR); минимальная скорость передачи (Minimum rate, MCR), максимальный размер пульсаций нагрузки (Maximum burst size, MBS) и др.) и качественными параметрами (постоянная составляющая сетевой задержки (transfer delay, TD) и ее дисперсия или переменная составляющая сетевой задержки (delay variation, DV), доля потерянных элементов потока (loss ratio, LR), достоверность передачи и др.) в рамках мультимедийного соединения [17]. Основные характеристики указанных классов трафика приведены в таблице 4.3.

Для унификации и классификации разнородных информационных потоков группы U в дальнейшем изложении будем придерживаться терминов ATM Forum, которым было определено четыре основных классов трафика A, B, C и D на основе следующих признаков: наличие требования организации постоянной или переменной скорости передачи в сеансе связи; наличие требования к изохронности передачи информации; типом протокола организации передачи информации с установлением соединения или без установления соединения.

Таблица 4.3

Основные характеристики классов трафика в терминах ATM Forum

Класс трафика	Характеристика
A	Постоянная битовая скорость. С установлением соединения. Требуется изохронность передачи трафика (аудио-, видеоинформация)
B	Переменная битовая скорость. С установлением соединения. Требуется изохронность передачи трафика (уплотненная аудио-, видеоинформация)
C	Переменная битовая скорость. С установлением соединения. Требования к изохронности передачи трафика не предъявляются (неравномерный компьютерный трафик сетей TCP/IP, X.25, frame relay). Требования к достоверности передачи высокие
D	Переменная битовая скорость. Без установления соединения. Требования к качеству передачи трафика не предъявляются (компьютерный трафик UDP, Ethernet, SNMP)

Отличительной особенностью изохронного трафика является требование к соблюдению относительно точных временных промежутков между порциями информации на передающем и приемном портах цифрового тракта при ее передаче в реальном времени, т. е. под изохронностью будем понимать свойство потока информации сохранять при передаче с заданной точностью временное расположение его отдельных элементов. Передача трафика в реальном времени требует поддержания в сеансе связи заданной величины постоянной составляющей сетевой задержки (называемой сетевой задержкой -network delay, задержкой передачи или транзитной задержкой – transit delay, а также запаздыванием − latency), а заданный уровень изохронности определяет величину переменной составляющей сетевой задержки или ее флуктуации (jitter) [17 – 20]. Трафик (классов *A* и *B*) характеризуется низким коэффициентом пульсаций, высокой чувствительностью к задержкам передачи, отражающихся на качестве воспроизводимого непрерывного сигнала, и низкой чувствительностью к потерям информационных элементов, требует изохронного режима переноса элементов потока. Требуемый уровень изохронности, который может быть допущен в ИТС с пакетной коммутацией, важен по двум причинам. Во-первых, в таких сетях величина переменной составляющей сетевой задержки должна быть, по крайней мере, меньше, чем величина требуемой изохронности передачи. Выбор указанного ограничения на передачу определяется тем, что, например, для передачи речи в силу психофизиологических особенностей человека она должна заканчиваться ко времени возобновления звучания в пункте назначения вновь прибывших речевых сегментов и полезно знать точность, с которой это возобновление звуковых сегментов должно происходить. Во-вторых, проектируемые пакетные ИТС должны обеспечивать поддержание переменной задержки в заданных границах для различных типов изохронного трафика и эти границы должны быть известны.

Приведем основные требования к переносу основных типов трафика в рамках предоставления Triple Play услуги.

4.2.1. Цифровая речь

а) Влияние переменной и постоянной задержек на качество речевого сигнала, представленного в цифровой форме.

Речевая информация допускает представление как в аналоговой, так и в цифровой форме. В [18] анализируется речевой сигнал, обосновывается возможность передачи речи

в цифровом виде и очерчивается круг проблем, связанный с этим. Методы кодирования речи разделяются на два основных класса, называемых кодированием волны (прямое цифровое кодирование речевых сигналов с использованием разнообразных приемов снижения скорости их передачи) и кодированием источника (моделирование голосового аппарата с применением подходящих методов оценки параметров модели).

Метод кодирования волны включает в себя непосредственное кодирование формы речевого сигнала. Для прямого цифрового кодирования речевых сигналов, помимо стандартного метода ИКМ, при котором для передачи речи требуется 64 Кбит/с полосы пропускания (речевой сигнал обрезают по высокой частоте, от него берутся отсчеты с частотой 8 кгц и квантуются с использованием 8 бит на отсчет), было разработано несколько алгоритмов, использующих корреляционные свойства речевых сигналов. Основная идея при этом заключается в том, что для кодирования производной от речевого сигнала требуется меньше бит, чем для кодирования его волны. Поэтому вместо кодирования отдельных отсчетов, как в ИКМ, для передачи кодируют разность между соседними отсчетами. Алгоритмы этого типа (например, адаптивная дифференциальная ИКМ, вложенная адаптивная дифференциальная ИКМ и т.д.) дают очень разборчивую речь при использовании полосы пропускания порядка 16–33 Кбит/с , а так как эти алгоритмы относительно просты, они могут быть реализованы в дешевой аппаратуре.

Дальнейшее снижение скорости передачи речи основано на устранении избыточности, содержащиеся в речевом сигнале. При этом по каналу связи передаются не сами закодированные речевые волны, а параметры, выделенные из речевого сигнала, которые позволяют восстановить речевой сигнал на приеме. Существует прямая корреляция между сложностью, стоимостью и скоростью передачи кодеров-декодеров речи, называемых вокодерами. Вокодеры являются системами анализа-синтеза речи, основанные на моделях речепреобразования (канальные и полосовые вокодеры, фонемные вокодеры, вокодеры с линейно-прогнозируемым кодированием, или липредеры и т.д.). Наиболее перспективным в этой области является цифровой вокодер с линейно-прогнозируемым кодированием (ЛПК). В нем речевой сигнал моделируется в виде линейной комбинации (обычно 12) речевых эталонов с переменными весами (прогнозируемыми весами). Этот алгоритм позволяет понизить скорость преобразования с 16 до 7 Кбит/с. Более сложные методы сжатия речи, основанные на применении метода ЛПК в сочетании с элементами кодирования формы сигнала, позволяют снизить скорость передачи до 5,3 Кбит/с.

Выбор алгоритма кодирования речи для конкретного применения зависит от ограничений на скорость передачи, требований к качеству звучания и разборчивости синтезированной речи, акустических шумов в окружающей среде и т.д. Как правило, при уменьшении скорости передачи сложность устройств для кодирования-декодирования растет, качество звучания падает, а влияние искажений и шумов на разборчивость увеличивается. Поэтому потребность в более помехоустойчивых, узкополосных алгоритмах преобразования с натуральным звучанием речи все время растет.

Речь традиционно трактуется как трафик от непрерывного источника, имеющий чередующиеся периоды активности и молчания. Речевая информация обладает смысловой избыточностью и допускает значительный уровень искажений. Основное влияние на качество субъективного восприятия речевых сигналов, прошедших через цифровую систему связи, оказывают следующие два фактора:

длина речевого сегмента (РС);

сохранение непрерывности РС.

Под речевым сегментом понимается отрезок речевого сигнала, состоящего из системы активных звуковых фрагментов, чередующихся с паузами, длина которых меньше или равна наперед заданной величины (рис. 4.1). Эту величину назовем формирователем РС (ФРС).

Речевой сегмент преобразуется и кодируется в цифровой системе как единое целое, образуя своеобразное речевое «сообщение». Временная дискретизация осуществляется на уровне законченных РС, т.е. на уровне непрерывных смыслоразличительных звуков или фонем. Длина РС не настолько коротка, чтобы содержать только одно слово или слог, но и не настолько длинна, чтобы содержать одну фразу или изречение. Обычно длина РС выбирается таким образом, чтобы при его обработке и транспортировке сохранялась непрерывность звучания звуковых фрагментов на приемном конце линейного цифрового тракта (ЛЦТ). Таким образом, при построении любой сети с интеграцией служб необходимо так спроектировать ее систему доставки информации, чтобы существенно уменьшить воздействие переменной (случайной) составляющей сетевой задержки на качество воспроизведения звуковых сигналов.

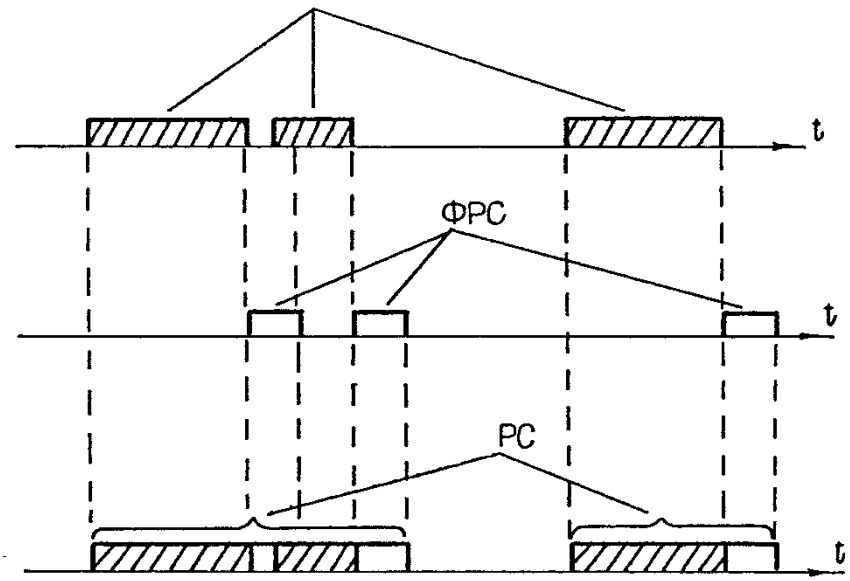


Рис. 4.1. Формирование из активных звуковых сегментов РС при помощи ФРС

Вкратце остановимся на методах выделения РС, используемых в настоящее время.

Наличие пауз в телефонном сигнале определяет детектор пауз, который должен входить в состав речевого терминала.

В [21] используется статистический подход к синтезу оптимального детектора пауз. Используется модель «голос/не голос» речевого сигнала, искаженного гауссовским шумом. Строится классификатор, который учитывает не только наличие голоса или гауссовского шума, но и акустического шума, поступающего от посторонних источников. Задача классификации формируется как задача распознавания образов. Классификатор представляет собой приемник, содержащий быстродействующий узел оценки и коррелятор. Реализация алгоритма классификатора выполняется в виде параллельно включенных фильтров нижних частот. Возможно также применение рекурсивных узкополосных фильтров. Эксперимент показал, что построенный детектор правильно определяет 90% пауз.

Исследования показали, что на разборчивость речи значительное влияние оказывает переменная составляющая случайной задержки речевого сигнала при передаче по сети связи. Доля речевых пакетов, задержка которых превышает на 50 мс допустимую, не должна превышать 1% от общего количества переданных пакетов. Кроме того, для повышения использования пропускной способности канала связи при передаче речевой информации необходимо учитывать статистику речевых сигналов.

Известны два основных подхода к обработке и транспортировке речевых сигналов через цифровую систему передачи:

1) способ передачи с промежуточным накоплением (пакетизированная речь) или способ передачи с асинхронным временным уплотнением (АВУ);

2) способ передачи с синхронным временным уплотнением (СВУ).

Как показывают эксперименты, влияние переменной составляющей сетевой задержки наиболее ощутимо при наличии коротких пауз между словами по сравнению с более длинными паузами между фразами и изречениями. Отсюда следует, что выбор длины РС в сетях с интеграцией служб, в которых реализован способ передачи информации с промежуточным накоплением, необходимо производить с учетом статистики речевых сигналов.

В большинстве работ, посвященных способу передачи с промежуточным накоплением, не придается особого значения статистике длины РС. Кроме того, формирование более одного пакета на один РС после их транспортировки по сети нарушает непрерывность звучания на приемном конце за счет появления случайных сетевых задержек. С указанными отрицательными эффектами приходится бороться при помощи операций восстановления правильной последовательности звуковых сегментов и их демпфирования. Кроме этих факторов у абонента-получателя проявляется другой сетевой эффект – фиксированная (постоянная) задержка, связанная с проводкой и обработкой пакетов по сети и восстановлением РС из пакетов.

В качестве недостатка рассматриваемого подхода следует указать на различные аномалии (случайное время прибытия «речевых» пакетов, обгоны, потеря отдельных пакетов, переполнение сборочного буфера и т.д.), возникающие в процессе передачи пакетов через сеть, которые сильно влияют на субъективное восприятие речевых сигналов. В [22] приводится краткое описание структурной схемы модуля пакетизирования речевого сигнала, в основные функции которого входит: преобразование речевого сигнала в цифровую форму, кодирование речевого сигнала, эхоподавление, обнаружение активности речи, компенсация джиттера, сборка/разборка пакетов (рис. 4.2).

Отметим основные недостатки передачи пакетизированной речи, которые сильно влияют на субъективное восприятие речевых сигналов: случайное время прибытия РС, обгоны, потеря отдельных РС, переполнение сборочного буфера и т. д. Как показывают измерения, разборчивость речи начинает снижаться, когда задержка РС становится сравнимой с его длительностью (например, длительностями порядка 60-200 мс). Отсюда следует, что более значительные задержки допустимы при более длинных РС. Однако при введении ФРС большой длины происходит неэффективное использование канальных ресурсов, так как длины периодов молчания, равные или меньшие длины ФРС, превращаются в «активные» части речевого сегмента. Вариация задержки речевых пакетов на 65-100 мс при средней задержке 165 мс приводит к низкому качеству звучания речи. Другой эффект, который необходимо учитывать при проектировании пакетной сети с интеграцией служб, связан с тем, что аномалия сетевых задержек речевых пакетов, превышающая 50 мс, должна приходиться на менее чем 1% от всех переданных пакетов.

Кроме воздействия переменной (случайной) составляющей сетевой задержки, на качество воспроизведения звуковых сигналов у абонента-получателя также влияет и фиксированная (постоянная) задержка, связанная с проводкой и обработкой речевых пакетов по сети и восстановлением из них РС. Задержка передачи речевого сигнала вызывает два нежелательных явления [22]: «эхо» и «наложение речи». Эффект «эхо» (прослушивание абонентом собственного голоса) возникает при величине задержки распространения звукового сигнала от источника к приемнику и обратно больше 50 мс. Согласно рекомендации Сектора по стандартизации телекоммуникаций Международного союза электросвязи (ITU-T) G.114 «наложение речи» (эффект, при котором речь одного говорящего прослушивается в телефоне другого в тот момент, когда он ведет активный разговор) возникает, когда величина односторонней задержки в канале связи составляет более 150 мс.

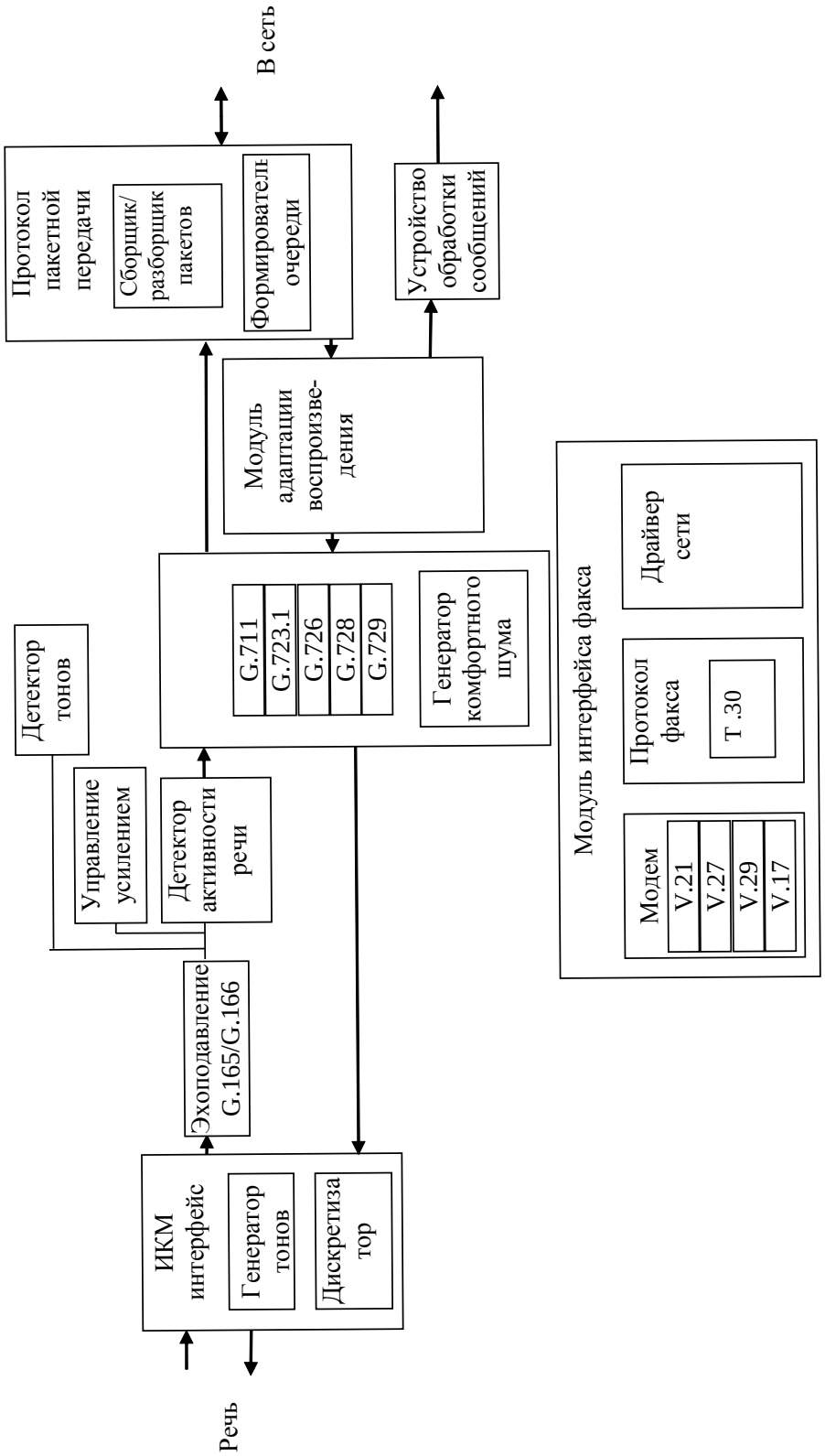


Рис. 4.2. Структурная схема модуля пакетирования речевого сигнала

При передаче РС по цифровому тракту, использующему метод временного синхронного уплотнения, для сохранения непрерывности звучания речевых сигналов необходимо постоянно контролировать и управлять величиной переменной составляющей сетевой задержки [23], что позволяет избавиться от процесса восстановления (сборки) речевых сигналов РС на приемном конце. При этом длина ФРС становится важным параметром детектора пауз в речевом сигнале.

б) Статистика речевых сигналов, необходимая для формирования РС.

Специфика речевых сигналов такова, что их прием и передача в речевом терминале происходит непрерывно. Однако это не согласуется с их информационным содержанием. В связи с этим для того, чтобы использовать 60-65% времени простоя канала, занятого под речевое соединение, в периоды появления пауз необходимо ввести в систему передачи детектор пауз в речевом сигнале (в виде устройства или соответствующих протоколов обработки). Дополнительная коррекция ошибок для речевого трафика представляется несущественной из-за некритичности к ошибкам речевой информации по сравнению с данными. В работе [18] анализируется речевой сигнал, обосновывается возможность передачи речи в цифровом виде и очерчивается круг проблем, связанный с этим.

В [24] приводится описание эксперимента по оценке влияния переменной задержки на качество восприятия речевых сигналов, а также зависимость средней длительности РС и средней длительности периода молчания, для монологовой английской речи и фиксированного порога срабатывания детектора пауз, от длины ФРС. Источником речевого сигнала был мужской голос в режиме монолога. Как уже отмечалось выше, основное назначение ФРС состоит в том, чтобы:

«шунтировать» очень короткие периоды молчания в речевых сигналах, что приводит к уменьшению темпа поступления РС в систему передачи;

связывать аномалии сетевой задержки в основном со сравнительно «длинными» периодами молчания;

устранять такой недостаток детектора речевых пауз, как обрезание краев РС.

Кроме того, при сравнительно длинных РС уменьшается относительная доля служебной части канала сигнализации в системах с буферированной интерполяцией речевых сигналов, о которых речь будет идти ниже. Однако, при введении ФРС большой длины происходит неэффективное использование канальных ресурсов, т.к. длины периодов молчания равные или меньше длины ФРС превращаются в «активные» части речевого сегмента. На рис. 4.3 показано влияние длины ФРС на частоту поступления РС (кривая А) при пороге срабатывания детектора пауз, установленного в оптимуме для длины ФРС, равной нулю [24]. Из графиков видно, что частота поступления РС снижается с 200 РС/мин при отсутствии ФРС до 20 РС/мин при длине ФРС, равной 180 мс; в соответствии с этим эффективная активность речи (кривая В), повышается на 20% (от 57% до 78%). Для диалога последняя величина должна быть уменьшена в два раза. Для сравнения на этом рисунке приведена зависимость относительной активности (кривая С) при таком выборе порога срабатывания детектора пауз, при котором изменение длины ФРС не приводит к изменению качества воспроизведения речи. Можно заметить, что кривые «активности» В и С расходятся лишь на 2,5% при изменении длины ФРС от 135 до 180 мс.

На рис. 4.4. показана зависимость средней длительности РС и средней длительности периода молчания для монологовой речи и фиксированного порога срабатывания детектора пауз от длины ФРС [24]. Средняя продолжительность периода молчания изменялась в отношении 5:1 (от 120 мс до 600 мс). Это указывает на то, что короткие паузы между словами и слогами поглощались, в то время как продолжительные паузы между фразами и предложениями сохранялись. При этом средняя длина РС изменялась в отношении 10:1 (от 200 мс до 2 с). Эти факторы объясняют тот поразительный «психологический» эффект,

который возникает от влияния ФРС на качество восприятия речевых сигналов. При передаче РС по цифровому тракту, использующему метод временного синхронного уплотнения, для сохранения непрерывности звучания речевых сигналов необходимо постоянно контролировать и управлять величиной переменной составляющей сетевой задержки [23], что позволяет избавиться от процесса восстановления (сборки) речевых сигналов РС на приемном конце. При этом длина ФРС становится важным параметром детектора пауз в речевом сигнале. Кривые, приведенные на рис. 4.4, могут быть использованы для расчета «коэффициентов уплотнения» трактов передачи при анализе различных транспортных систем инфокоммуникационных сетей.

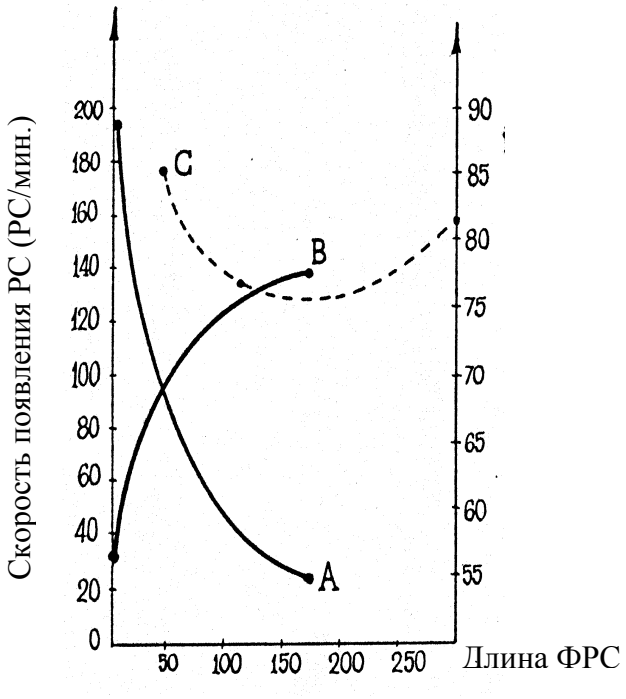


Рис. 4.3. Влияние длины ФРС на частоту поступления РС

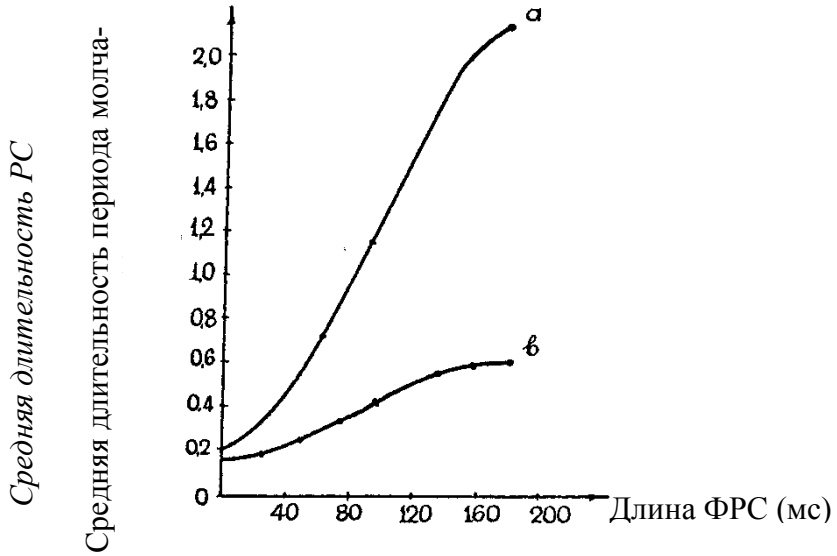


Рис. 4.4. Зависимость средней длительности РС и периода молчания от длины ФРС

Одним из важных факторов эффективного использования пропускной способности канала является выбор оптимального алгоритма кодирования/декодирования речевой информации − кодека. Выбор алгоритма кодирования речи для конкретного применения зависит от ограничений на скорость передачи, требований к качеству звучания и разборчивости синтезированной речи, акустических шумов в окружающей среде и т.д. Для передачи речевого сигнала (в зависимости от частоты квантования, кодека и заголовка второго уровня) может потребоваться 21-106 кбит/с гарантированной приоритетной полосы пропускания. Как правило, при уменьшении скорости передачи сложность устройств для кодирования-декодирования растет, качество звучания падает, а влияние искажений и шумов на разборчивость увеличивается [22]. Большинство кодеков, применяемых в IP-телефонии, описаны рекомендациями семейства «G» стандарта H.323. В нормативных документах Мининформсвязи России для обеспечения приемлемого качества сообщения и минимальных задержек при кодировании/декодировании в оборудовании службы голосовых сообщений (СГС) рекомендуется применять метод адаптивной дифференциальной импульсно-кодовой модуляции (АДИКМ) со скоростью 32 кбит/с. Этот метод кодирования должен считаться основным. Сегодня на российском рынке большинство операторов используют оборудование, соответствующее скорости передачи для одного голосового соединения для фиксированных сетей стандарта МСЭ-Т – 8 и 16 кбит/с и для мобильных - стандарт ETSI GSM Full Rate, т.е. 13 кбит/с. Исходя из этих соображений, 16 кбит/с достаточно для одного голосового соединения для фиксированных и мобильных сетей.

Таким образом, особенности передачи речевых сигналов вытекают из анализа их свойств, приведенных, например, в [18,21], а именно:

определяет заданную величину изохронности передачи речевого сигнала;

на разборчивость речи значительное влияние оказывает переменная составляющая случайной задержки речевого сигнала при передаче его по сети связи. Доля речевых пакетов, задержка которых превышает на 50 мс допустимую величину переменной составляющей сетевой задержки, не должна превышать 1% от общего количества переданных пакетов;

при поддержании изохронности передачи особое внимание должно быть уделено сохранению непрерывности передачи речевого сигнала в реальном времени, т.е. обеспечению постоянной составляющей сетевой задержки. Задержка в передаче сигналов от абонента до абонента не должна превышать величины порядка 300 мс в связи с психофизиологическими особенностями восприятия речевых сигналов человеком;

вероятность ошибки в канале связи допускается порядка 10^{-2}, так как передача речевых сигналов в цифровой форме, как правило, не нуждается в защите от ошибок. При использовании низкоскоростных РПУ возможна защита помехоустойчивым кодом отдельных фрагментов речевых блоков в режиме исправления ошибок;

сравнительно редкие вставки и/или выпадения фрагментов речевых сигналов слабо влияют на качество воспроизведения речи. В зависимости от избыточности цифрового сигнала на выходе речепреобразующих устройств (РПУ) и длительности речевых сегментов (от 250 до 16 мс), допустимый уровень потерь составляет от 1 до 50% времени активности абонента;

для повышения использования пропускной способности канала связи при передаче речевой информации необходимо учитывать статистику речевых сигналов, так как доля пауз в телефонном разговоре составляет в среднем 56% в сеансе связи, при этом суммарная продолжительность кратких перерывов в слитной речи длительностью от 5 до 200 мс как внутри слов, так и между словами, занимает около 15% [25];

для речевого канала требуется постоянная полоса пропускания шириной от 5,3 Кбит/с до 64 Кбит/с в зависимости от применяемых методов кодирования речевого сигнала для устранения его избыточности [22].

4.2.2. Видеоинформация

Видеоинформация состоит из последовательности неподвижных изображений (кадров), которые воспроизводятся с частотой 25-30 кадр/с. При передаче каждый кадр интерпретируется как объединение некоторого числа фиксированных точек (пикселей) с определенной яркостью и цветом.

При этом величина постоянной составляющей сетевой задержки пакетов для видеоинформации может варьироваться в широком диапазоне: в то время как низкоскоростная 64 Кбит/с видеоконференция может допускать величину транзитной задержки порядка 300 мс, - высокоскоростная видеоконференция 1,5 Мбит/с требует гарантии запаздывания не более 5мс, а для видео HDTV должна быть гарантирована величина равная 1мс. Для потока MPEG-2 указанная величина задержки не должна превышать 4 мс (ограниченную 150 мкс на коммутатор).

Для качественного восприятия плавности движущегося изображения, которое определяется количеством отличающихся изображений в секунду (не менее 25 кадров/с), величина переменной составляющей их сетевой задержки также должна быть, по крайней мере, меньше, чем величина требуемой изохронности передачи. В то время как мерцание зависит только от частоты перерисовки экрана на приеме и может обеспечиваться высокой скоростью сканирования изображений, находящихся в памяти приемника цифрового видео (монитора) самим приемником, например, с частотой 75 и более кадров/с (задержка появления/исчезновения видеоизображений должна заканчиваться до его угасания на сетчатке, где оно остается несколько миллисекунд).

Конкретная скорость передачи зависит от разрешения (числа пикселей в кадре), частоты кадров (числа кадров в секунду), количества информации для представления каждого пикселя (бит на пиксель) и в зависимости от требуемого качества изображения может изменяться в широких пределах: от единиц до сотен мегабит в секунду. Например, для производственных условий, где изображения должны передаваться в реальном времени с постоянной скоростью, для достижения высокого качества видеосигнала, может потребоваться скорость передачи до 1,8 Гбит/с. Указанная пропускная способность необходима также для цифрового кино. Как и речевая информация, видеоинформация также обладает довольно большой избыточностью и при ее передаче могут также применяться различные методы сжатия. В этом случае передача сигнала осуществляется с переменной скоростью, хотя отдельные видеокадры генерируются с постоянной скоростью, т. е. объем данных для представления каждого кадра различен. Выбор стандарта сжатия (например, MPEG, M-JPEG, H.261) определяет степень сжатия видеоинформации и соответственно качество передаваемого сигнала, а также необходимую полосу пропускания, например, 4-5 Мбит/с (MPEG-2) или 15-21 Мбит/с в случае применения стандарта M-JPEG. Технология MPEG-2 при практически незаметном ухудшении качества позволяет уменьшить скорость оцифрованного несжатого видео с 270 Мбит/с до 16 Мбит/с для видео студийного уровня и до 4-5 Мбит/с для видео общего пользования. Стандарт M-JPEG требует полосы 15-21 Мбит/с. Ширина полосы пропускания для передачи компьютерной анимации может варьироваться в широких пределах от 14,4 кбит/с для анимации на странице Web со сменой кадра в три секунды до потока в несколько Гбит/с.

Существуют два основных типа видеоприложений: интерактивное видео (например, видеоконференции) и потоковое видео (IPTV, которое может использовать как одно-, так и многоадресную рассылку). На основании проведенного анализа рекомендаций МСЭ-Т и IETF обобщим основные требования к характеристикам QoS при реализации передачи видеоданных.

а) Требования для трафика интерактивного видео

Для интерактивного видео (видеоконференций) к характеристикам QoS предъявляются следующие требования:

интерактивный видеотрафик (в соответствии с «Базовыми основами QoS») должен быть промаркирован AF41;

потери – не более 1%;

однонаправленная задержка – не более 150 мс;

флуктуация задержки – не более 30 мс;

минимально-гарантированная полоса пропускания (LLQ) должна быть равна размеру сессии видеоконференции плюс 20%. Например, сессия видеоконференции в 384 кбит/с требует настройки 460 кбит/с полосы трафика гарантированного приоритета.

Так как видеоконференция включает аудиокодек G.711 для речи, то она имеет и соответствующие голосовому трафику требования к потерям, задержке и колебаниям задержки. Однако трафик видеоконференции радикально отличается от трафика голоса.

б) Требования для трафика потокового видео

Потоковый трафик порождает услуги «видео и аудио по запросу» и Web-вещание. Режим предоставления аудио- или видеоданных по запросу предполагает непрерывный доступ к уже готовым файлам мультимедиа на потоковых серверах, которые перед воспроизведением на приеме буферируются на плеере пользователя. Режим непосредственной трансляции медиапотока на заданную аудиторию с Web-камеры и микрофона называется Web-вещанием или технологией Webcast. Наиболее часто применяемый режим потокового мультимедиа — это передача одноадресного потока. Групповое вещание — альтернативный режим вещания, при котором один медиапоток обеспечивает информацией одновременно многих пользователей данной услуги и требует значительно меньшей полосы пропускания, чем адресное.

Потоковый трафик предъявляет высокие требования к потерям, флуктуации задержки и менее чувствителен к постоянной составляющей задержки. Для потокового видео к характеристикам QoS предъявляются следующие требования:

потоковое видео (одноадресной или многоадресной рассылки) в соответствии с «Базовыми основами QoS» должно быть промаркировано CS4;

потери – менее 2 %;

постоянная составляющая сетевой задержки – менее 4-5 с (в зависимости от возможности буферизации видеоприложений);

отсутствие значительных требований к флуктуации задержки;

требования по гарантиям полосы (CBWFO) должны зависеть от формата кодирования скорости видеопотока;

потоковое видео обычно однонаправленное и поэтому в удаленных филиалах маршрутизаторы можно не настраивать на поддержку потокового видео в направлении от филиала к центру;

«неважные» приложения потокового видео, такие как видео для развлечения, могут быть промаркированы DSCP CS1 и для них необходим минимум гарантий полосы пропускания в очереди CBWFO (с использованием класса Интернет/scavenger).

Для мониторинга качества при передаче видеопотоков вводится новая метрика – QoE (Quality of Experience). Для IPTV QoE определяется в проекте рекомендации G.IPTV – QoE. Метрика QoE используется не только для IPTV, но и для, например, аудиоинформации. Метрика QoE регламентируется в рекомендации P10/G100 и в соответствии с этой рекомендацией определяется как глобальная приемлемость приложений или услуг, субъективно воспринимаемая оконечным пользователем. При этом отмечается, что экспериментальное качество включает в себя предоставляемое качество всеми элементами, участ-

вующими в предоставлении и получении услуг из конца в конец, - терминалами, сетями, инфраструктурой услуг и т.д., а также качество восприятия услуг клиентом. Кроме того, глобальная приемлемость может зависеть от конкретно предоставляемого контента и расположения пользователя к услуге.

4.2.3. Асинхронный трафик

Асинхронный трафик, в отличие от изохронного, допускает сравнительно большие вариации постоянной задержки (определяемые прикладными применениями) и некритичен к поддержанию изохронности при передаче по каналам связи. Однако предъявляет достаточно жесткие требования к достоверности передачи (порядка 10^{-5}-10^{-7} на бит) и к сохранности информации (вероятность засылки не по адресу порядка 10^{-6}на пакет), так как утраченные данные восстанавливаются за счет повторной передачи [15]. Пользователям чаще всего требуется независимый темп передачи и приема данных, многорежимный обмен (интерактивный обмен данными, передача файлов), обеспечение конфиденциальности. Не допускаются вставки и/или потери отдельных элементов потока данных. Очень важным требованием во многих применениях является сохранение порядка следования данных. Интенсивность посылки пакетов асинхронного трафика в сеть и их размер могут изменяться в широких пределах, например, коэффициент пульсаций трафика (отношения максимальной мгновенной интенсивности трафика к его средней интенсивности) протоколов без установления соединений может доходить до 200, а протоколов с установлением соединений – до 20. Требования к ширине полосы пропускания асинхронного трафика лежат в широких диапазонах: от десятков кбит/с для низкоскоростных интерактивных приложений до сотен Мбит/с для приложений, ориентированных на работу с графическими данными.

В таблице 4.4 показаны допустимые значения потери пакетов для различных информационных потоков.

Таблица 4.4

Допустимые значения вероятности потери пакетов

Трафик	Формат	Допустимые значения
Речь обычного качества	МККТТ G.711. ИКМ (64 кбит/с)	$\lhd 10^{-3}$
Речь высокого качества	МККТТ G.727. Полосная АДИКМ (64 кбит/с)	$\lhd 10^{-5}$
Телевидение обычного качества	Сжатие сигналов (средняя скорость 10 Мбит/с)	$\lhd 10^{-9}$
Телевидение высокой четкости	Сжатие сигналов (средняя скорость 100 Мбит/с)	$\lhd 10^{-10}$
Передача данных	HDLC (от 64 кбит/с до 100 Мбит/с)	$\lhd 10^{-6}$

4.2.4. Мультимедиа

Требования, накладываемые на ИТС сводятся к двум аспектам: требования к качеству передачи трафика и функциональные требования: организация мультикастинга; безопасность (аутентификация, целостность, конфиденциаль-ность); управление сессиями (описание типа мультимедиа, оповещение о сессии, идентификация сессии, синхронизация мультимедиа) и др. При этом требования к передаче мультимедиа-объектов определяются комбинацией различных видов трафика, передаваемых по сети. Кроме того, при

передаче мультимедийного потока для устранения смещения (skew) по времени может потребоваться межпотоковая синхронизация изохронных потоков, так как, например, для обеспечения синхронизации речи с движением губ на приеме skew между аудио- и видеоинформацией не должно превышать 120 мс. Проблема межпотоковой синхронизации является одной из составных частей проблемы обеспечения QoS-норм переноса приложений мультимедиа. При этом процедуры механизмов защиты информации, например, аутентификации и авторизации пользователей ИКС необходимо включить в интерактивные сценарии их взаимодействия с контентом Web-, видео- или аудио- приложений в процессе установления соединения, о чем речь пойдет ниже. Противоречивость требований к качеству передачи информации обуславливает необходимость создания ИКС с таким набором сетевых служб, чтобы обеспечить возможность доставки всего пакета инфоуслуг с заданным сквозным качеством QoS на базе единой сетевой инфраструктуры со специальными комбинированными процедурами обслуживания и дообслуживания очередей.

4.3. Обзор существующих моделей и методов анализа процессов функционирования инфокоммуникационных сетей

Разработка моделей и методов анализа процессов функционирования инфокоммуникационных сетей, обеспечивающих гарантированное качество обслуживания (Quality of Service, QoS) мультимедиа, является одной из актуальных научных задач. Исследование ряда авторов [26-28] показывает, что создание любой сети связи является сложным итерационным процессом. Разработчики, как правило, прибегают к поэтапному решению задач, рассматривая макроструктуру сети, оценивая ее параметры и характеристики элементов. После этого следует возврат на более высокие уровни с целью уточнения полученных решений. и в первую очередь включает в себя задачу анализа, а именно: определение по входным характеристикам сети (типу, величине и интенсивности входной нагрузки) и ее параметрам (топологии, пропускной способности, показателей надежности, системе маршрутизации) выходных характеристик (допустимых нагрузок по различным направлениям связи, а также вероятностно-временных характеристик (ВВХ): потерь по вызовам, задержек в сети и т.п.).

Анализ сети решается при поисках оптимальной топологии сети, синтеза пропускной способности каналов сети, поиска оптимального плана распределения потоков и их всевозможных комбинаций [26]. По своей сути эти задачи носят поисковый характер и решают ее направленным комбинированием входных характеристик и параметров системы, анализируя выходные характеристики, т.е. решая на каждом шагу задачу анализа. Анализ сети важен также и при решении задач планирования связи, которые являются основой автоматизированных систем управления связью. Задача анализа инфокоммуникационных транспортных систем является наиболее сложной в научном плане задачей при создании сетей указанного класса.

Для ИТС задача анализа приобретает некоторые особенности, связанные с противоречивыми требованиями к переносу разнородного трафика в общей физической среде в рамках мультимедийного соединения.

Исследованию узкополосных и широкополосных ЦСИС, которые проводятся с конца 60-х годов прошлого столетия, посвящено достаточно много работ ряда отечественных и зарубежных научных коллективов в этой области. В настоящее время известно достаточно много работ, посвященных моделям и методам расчета параметров сетевых интегральных технологий, которые составляют теоретическую базу исследования ИКС. В большинстве случаев рассматриваются высокоскоростные системы передачи (1 Мбит/с и выше) и основные результаты получены для них.

Одной из первых работ, посвященных экономическому анализу интегральной сети, является статья Джитмана Н. и Фрэнка Х. [29]. Анализировались системы с КК и быстрой

КК, системы с КП и системы с ГК с плавающим порогом, хотя сам аппарат анализа не описан. Результаты экономического анализа в этой работе показали, что наиболее экономичными по реализации являются системы с КП и незначительно уступающие им системы с ГК.

Авторами [30] на основе соответствующих моделей каналов передачи делаются следующие выводы относительно возможности передачи смешанного трафика высокоскоростными пакетными системами в датаграммном режиме работы. Коэффициент использования сетевого канала речевым трафиком не может быть выше 0,625. Эффективность работы канала существенно зависит от объема речевого трафика и трафика данных. Например, она падает от 80 до 45% с увеличением доли речевых пакетов от 0 до 100%.

Захаровым Г.П. и др.[28] анализировалась модель двухполюсной пакетной сети для передачи речевого трафика и данных. На вход поступают пуассоновские потоки с различающимися интенсивностями. Получены оценки вероятности своевременной доставки речевого пакета за заданное время и средних времен доставки пакета речи и данных для приоритетных и неприоритетных дисциплин обслуживания очередей.

Фундаментальные исследования проведены Советовым Б.Я. и Яковлевым С.А. [31], где решаются задачи анализа и синтеза топологической структуры сетей ЦСИО, с учетом алгоритмов коммутации, маршрутизации и распределения потоков для ГК и АК. В качестве целевой функции при решении задачи синтеза топологической структуры используется стоимостные показатели, связанные с оценкой затрат на ее выполнение с учетом ограничений на качественные характеристики процесса доставки информации. Последние задаются я в виде совокупности ВВХ: среднее время доставки сообщений по категориям срочности; вероятность того, что время доставки не превысит допустимое; вероятность достоверного приема и вероятность потери информационных сообщений пользователя. Предложена непрерывная аппроксимация процесса занятия интервалов в кадре в режиме КК, который сводит задачу распределения потоков в сети с ГК и АК к последовательному решению задачи распределения потоков для режимов КК и КП. В качестве критерия оценки эффективности распределения потоков по парам «источник-адресат» используется стратифицированный критерий, агрегирующий функциональный и физический уровень сети, при ограничениях на среднюю величину блокировки потоков коммутируемых информационных единиц (сообщений, пакетов, вызовов, датаграмм и т. п.) для любого типа потоков и среднее время задержки информационных сообщений данных в тракте передачи.

В.В. Лохмотко [26] и др. описан метод топологической оптимизации иерархической (однородной по уровням) пакетной ЦСИС на базе экономического критерия при ограничениях на среднее время задержки и вероятность своевременной доставки пакетов данных и речи. При этом предложена двухэтапная процедура проектирования телекоммуникационной сети. На первом этапе производится синтез структуры сети с использованием макромодели без декомпозиции на частные задачи (РП, ВПС и т.д.). Результатом синтеза является план РП, распределение требований по времени и вероятности доставки информации, допустимые пороги по внешнему трафику и др. На втором этапе осуществляется уточнение структуры сети на графо-матричных моделях и решаются вышеуказанные частные задачи. Методика пригодна для проектирования крупномасштабных однородных иерархических сетей, для оценки обобщенных характеристик однородных уровней иерархии, распределения требований по уровням иерархии. Однако для более строгого анализа как всей ИКС, так и отдельных уровней ее иерархии требуются более точные методы, оценивающие ВВХ сети с учетом взаимодействия ее элементов и адекватных ограничений на качественные характеристики смешанного трафика.

Определенным шагом в решении сетевых проблем ЦСИС явились авторские исследования, связанные с созданием методик расчета характеристик транспортных систем ИКС в полной сетевой постановке и оценки влияния механизмов защиты на характери-

стики и ресурсы сети [17, 32].

С. Процкий [33] приводит результаты имитационного моделирования работы алгоритма приближенного поиска кратчайшего маршрута в АТМ-сети по единому критерию обобщенной стоимости ЛЦТ в виде линейно-аддитивной сверток выходных параметров (критериев-метрик) и параметров-ограничений (QoS-параметров). В качестве показателей эффективности работы системы оценивались вероятность потери всех вызовов, потери вызова из-за невозможности удовлетворения QoS-параметров в ходе выбора маршрута, из-за работы алгоритма CAC и GCAC, а также от длины маршрута.

В.А. Ершов и др. [34, 35] приводят метод расчета вероятности потерь по вызовам на звене и пропускной способности звена АТМ на этапе установления соединения в предположении бесконечного и конечного числа пользователей, а также характеристик узла с обходами.

В [36] установлено, что мультисервисный трафик речи, видео и данных (Triple Play) с достаточной для практики степенью точности аппроксимируется дискретным пачечным Марковским процессом D-BMAP (Discrete Batch Marcovian Arrival Process) и предложена аналитическая модель для расчета параметров качества обслуживания трафика в домене DiffServ.

В [37] предложены аналитические модели для расчета пропускной способности сети Ethernet с учетом качества обслуживания VoD IPTV абонентов в режиме максимальной загрузки канала при различной организации последней мили: ADSL (8 Мбит), ADSL2+ (24 Мбит), Fast Ethernet (100 Мбит).

В [38,39] предложены математические модели IPTV трафика для оценки пропускной способности канала связи, в предположении, что мультикаст реального времени с SD или HD качеством генерируется независимо от типа сети доступа.

Вопросам разработки моделей механизмов защиты в информационно-вычислительных сетях, исследованию эффективности механизмов защиты и их алгоритмов функционирования уделяется пристальное внимание, как в нашей стране, так и за рубежом. Основные направления в сфере национальной ИБ связаны с организацией теоретических и практических работ по защите информации и управлении ими на государственном, ведомственном, региональном и объектовом уровнях, а также с разработкой, производством и внедрением механизмов и средств защиты [40 - 44].

Задачи проектирования архитектуры защиты для модели ВОС, анализа протоколов защиты, оценки эффективности механизмов защиты и другие решались, например, в рамках проекта COST-11 «Механизмы защиты вычислительных сетей» (1985–1988) Мафтиком С. [45].

4.4. Специфика функционально-структурной организации инфокоммуникационных транспортных систем

В России для построения региональных (зоновых) компонентов национальной ИТС рекомендованы [5,7] базовые пакетные технологии: IP-QoS (технология интегральных услуг с резервированием ресурсов (Integrated Services, IntServ), технология дифференциальных услуг (Differentiated Services, DiffServ) в сочетании с технологией многопротокольной коммутации по метке (Multi-Protocol Label Switching, MPLS)) и технология АТМ – для построения ее магистральной компоненты. Технология АТМ была рекомендована также для внедрения мультимедийных услуг в нашей стране и Постановлением Минсвязи России № 176 от 29 января 1997 г.

Анализ пакетных технологий, рекомендованных для построения национальных ИКС нового поколения, позволяет сформулировать базовые принципы построения сетей указанного класса.

Принцип QoS-маршрутизации, предполагающий наличие механизмов установле-

ния мультимедийного соединения с заданными количественными и качественными параметрами. QoS-маршрутизация обеспечивает:

а) формирование и трансляцию сигнального запроса на установление мультимедийных соединений;

б) управление процессом резервирования требуемых сетевых ресурсов для мультимедийных соединений на транзитных узлах устанавливаемого маршрута или граничных узлах домена;

в) формирование мультимедийных соединений требуемой потоковой структуры в рамках единой транспортной услуги с фиксацией маршрута передачи информации любой природы.

Принцип масштабируемости сетевых ресурсов, предписывающий наличие механизмов контроля допустимости резервирования требуемых сетевых ресурсов на фазе установления мультимедийной сессии, которые обеспечивают резервирование необходимых сетевых ресурсов или предоставление приложению заранее определенного уровня сервиса CoS, а также формирование маршрутных или коммутационных таблиц.

Принцип «совмещения» разнородного трафика, предписывающий наличие механизмов параметризации («окраски») многокомпонентных информационных потоков с целью их переноса в сессии единым образом в общей физической среде с требуемым качеством обслуживания в рамках единой транспортной услуги.

Основным сдерживающим фактором создания ИКС на технологии IP является проблема обеспечения QoS-норм для трафика различной природы (особенно для изохронных приложений реального времени). Необходимость арбитража и адаптивного перераспределения сетевых ресурсов потребовала привнесения в телекоммуникационную инфраструктуру интеллекта на базе критериев QoS. Для решения этой проблемы группой IETF на базе протокола IP были предложены две модернизированных технологии: технология интегральных услуг с резервированием ресурсов по протоколу RSVP (Integrated Services/RSVP, IntServ) и технология дифференциальных услуг с предварительной организацией соглашения об уровне сервиса SLA (Differentiated Services/SLA, DiffServ).

Технология IntServ [RFC1633] реализует абсолютный механизм QoS и резервирует для каждого соединения сетевые ресурсы от приемника в симплексном режиме. Для явного задания уровня QoS технология предполагает наличие в маршрутизаторах сети четырех основных компонентов: программы–демона RSVP [RFC2205], механизмов контроля допустимостью соединения (Connection Admission Control, CAC), а также классификатора пакетов (Packet Classifier) и планировщика пакетов (Packet Scheduler).

Функцию «управление резервированием сетевых ресурсов» в IntServ реализует сигнальный протокол RSVP. Сигнальный протокол RSVP работает поверх IPv4 или IPv6. Сообщения RSVP посылаются от узла к узлу между RSVP-маршрутизаторами, поддерживающими этот протокол, в виде IP-дейтаграмм с кодом протокола 46. Запрос резервирования инициирует формирование мультимедийной сессии с заданными параметрами и включает в себя набор опций, которые в совокупности называются стилем. RSVP обеспечивает несколько моделей резервирования (стилей), для того чтобы удовлетворить требованиям различных мультимедийных приложений. Они определяют способ резервирования различными отправителями в пределах одной сессии и контроль выбора отправителей. В настоящее время определены следующие стили: WF (Wildcard-Filter), FF (Fixed-Filter) и SE (Shared Explicit). Структура и формат полей заголовка RSVP, а также правила, которые специфицируют структуру дескриптора потока для каждого из стилей резервирования, приведены в приложении А. Обобщая, можно сказать, что RSVP имеет следующие атрибуты:

- RSVP выполняет резервирование для уникастных и мультикастных приложений, динамически адаптируясь к изменениям членства в группе вдоль маршрута. Для уникастных приложений требуемое QoS будет получено с помощью диспетчера пакетов в драйве-

ре уровня звена данных. При групповом резервировании учитывается тот факт, что в точках слияния дерева доставки несколько потоков, для которых производится резервирование, сливаются в один, так что подтверждающее сообщение передает маршрутизатор, находящийся в точке их слияния.

- RSVP является симплексным протоколом, т.е., он выполняет резервирование для однонаправленного потока данных. RSVP ориентирован на получателя, т.е., получатель данных инициирует и поддерживает резервирование ресурсов для потока. RSVP поддерживает динамическое членство в группе и автоматически адаптируется к изменениям маршрутов.
- RSVP не является маршрутным протоколом, но зависит от существующих и будущих маршрутных протоколов.
- RSVP транспортирует и поддерживает параметры управления трафиком и политикой, которые остаются непрозрачными для RSVP.
- RSVP обеспечивает несколько моделей резервирования или стилей, для того чтобы удовлетворить требованиям различных приложений.
- RSVP обеспечивает прозрачность операций для маршрутизаторов, которые его не поддерживают.
- RSVP может работать с IPv4 и IPv6.

Функциональная структура маршрутизатора и оконечной системы сети IntServ показана на рис. 4.5.

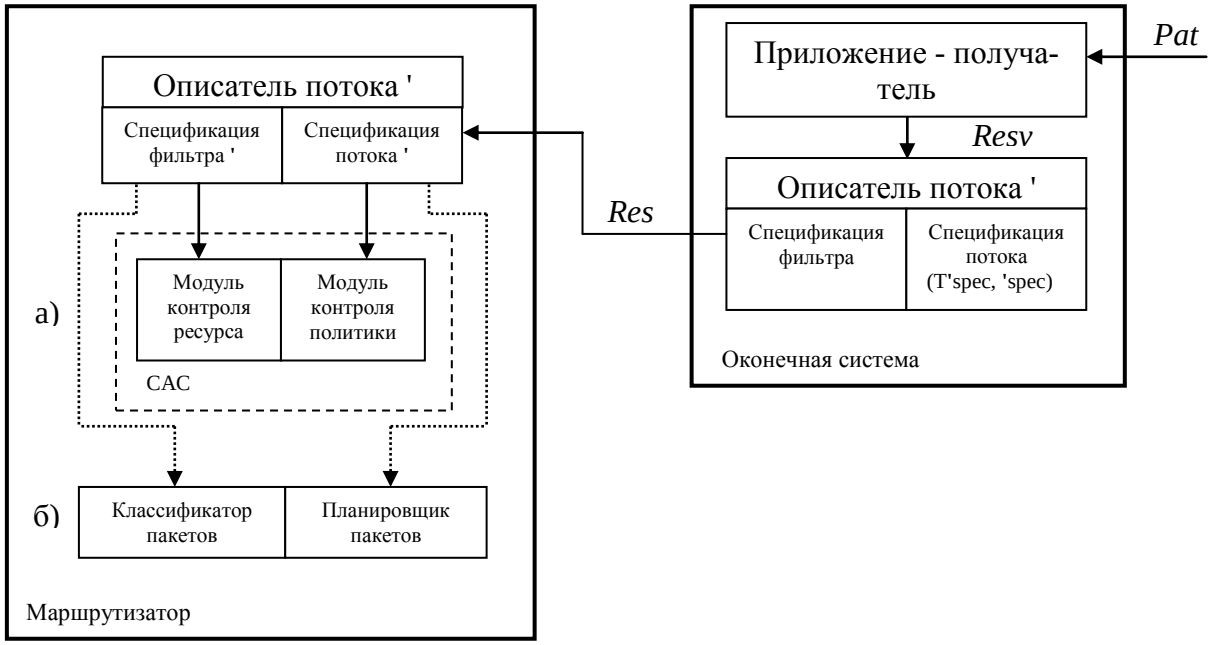


Рис. 4.5. Функциональная структура маршрутизатора и оконечной системы сети IntServ

При получении сигнального запроса Path получатель отправляет соответствующее подтверждение источнику в виде сообщения «резервирование» Resv по проложенному им маршруту, которое сообщает транзитным маршрутизаторам параметры для резервирования сетевых ресурсов, принимаемые приемником в сеансе связи с источником. Эти параметры содержатся в дескрипторе потока TD (Traffic Descriptor). В процессе резервирования сетевых ресурсов используется оперативная информация о каждом потоке, которая содержится в дескрипторе потока, включающего спецификации фильтра filter spec и потока flowspec. В технологии IntServ функция CAC реализуется в маршрутизаторах посред-

ством двух модулей: модуля «контроль доступа» и административного модуля «управление политикой». Если запрос поддержан, то в каждом маршрутизаторе резервируются буферное пространство и полоса пропускания, а в классификаторе и планировщике пакетов, в соответствии с запросом параметров QoS, осуществляется параметризация потока в целях его классификации и управления в сессии. Механизм обеспечения QoS включает в себя классификацию пакетов, административный контроль и диспетчеризацию.

В технологии IntServ дополнительно к услуге «наилучшей попытки» BE реализованы две услуги: контролируемой загрузки (Controlled Load Service, CLS) и гарантированной доставки (Guaranteed Service, GS). Услуга контролируемой загрузки CLS [RFC2211] в загруженной сети обеспечивает качество передачи выше, чем может предоставить услуга «наилучшая попытка» BE, однако какие-либо гарантии по переносу трафика при этом также не предоставляются. Пакеты получают максимум из возможного в загруженной сети, но без жестких гарантий QoS. Один из возможных подходов реализации услуги CLS – это реализация раздельной приоритетной буферизации пакетов различных услуг.

Услуга гарантированной доставки GS [RFC2212] предоставляет гарантии только по полосе пропускания и максимальной задержке пакетов «из конца – в конец» сети. Под гарантиями по полосе пропускания подразумевается, что при соблюдении потоком продекларированных параметров не произойдет потерь пакетов в очередях, а под гарантиями по задержке, – что максимальная задержка «из конца–в конец» не превысит заранее определенной верхней границы. Для реализации услуги гарантированной доставки GS используют алгоритм WFQ. Таким образом, несмотря на расширение набора функций гарантии по дисперсии задержки пакетов в сети технология IntServ не обеспечивает. Кроме того, архитектура IntServ плохо масштабируема: увеличение числа обслуживаемых соединений ведет к снижению производительности маршрутизаторов. Это предопределило разработку более простого протокола DiffServ, лишенного указанных выше недостатков.

В технологии DiffServ [RFC2475] реализован релевантный (относительный или сравнительный) механизм QoS, позволяющий выделять для агрегированных потоков с близкими требованиями к QoS-нормам ограниченный набор классов сервиса (CoS), которые делят сетевые ресурсы между собой в соответствии с назначенным им приоритетом. Технология DiffServ [RFC2475] ориентирована на источник, ответственный за QoS. Высокие масштабируемость и гибкость DiffServ достигаются за счет структурирования потоков с соответствующими приоритетами в несколько агрегированных по уровню сервиса классов CoS.

В сети DiffServ функции организации мультимедийного соединения и управления резервированием сетевых ресурсов реализуется либо сигнальным протоколом RSVP+ [RFC3209], либо непосредственно провайдером услуг в процессе заключения с пользователем «трафик-контракта» (Service Level Agreement, SLA) [RFC2475] на поставку определенного класса сервиса обслуживания CoS. Расширение RSVP предполагает некоторое видоизменение стандартной процедуры обработки сообщений RSVP на маршрутизаторах, в частности контроля допуска к агрегированным классам CoS и поддержку агрегированного и туннелируемого RSVP. В технологии DiffServ используется модифицированный протокол RSVP (RSVP+), в котором расширены функции, отвечающие за резервирование ресурсов для агрегированного потока. Определены конкретные типы резервирования ресурсов:

индивидуальное резервирование (distinct reservation);

долевое резервирование (shared reservation);

резервирование полосы для группы пользователей (wildcard filter type reservations);

долевое явное резервирование (shared explicit type reservation).

Технология DiffServ исключает необходимость учета состояния потока и индивидуальной обработки каждого из них. Предназначенный для использования с DiffServ прото-

кол RSVP+ позволяет приложению идентифицировать себя в сеансе связи и получить соответствующее его приоритету обслуживание. Это расширение RSVP предполагает, в частности, контроль допуска к агрегированным классам DiffServ и поддержку агрегированного и туннелируемого RSVP.

В отличие от RSVP, протокол RSVP+ ориентирован на источник, ответственный за QoS. При установлении соединения RSVP+ при «окраске» потока дополнительно определяет механизмы, которые могут быть задействованы для реализации конкретных услуг в сеансе связи, например, Premium Service, Assured Service и т.д.

Функция контроля допустимости установления соединений фактически реализуется путем соответствующих настроек в базе данных граничного маршрутизатора. Резервирование ресурсов и параметризация услуги осуществляется в соответствии с заявленным CoS. Структура граничного маршрутизатора домена DiffServ показана на рис. 4.6.

Концепция обслуживания CoS в сессии здесь обеспечивается тремя механизмами: классификатором пакетов, формирователем трафика TC и механизмом пошаговой маршрутизации PHB. В сессии для каждого соединения осуществляется проверка на соответствие поступающего трафика заявленным параметрам. Эти функции реализованы в формирователе трафика TC, в состав которого входят: маркер (Marker) – формирует код DSCP (приложение B); классификатор (Classifier) – сортирует пакеты от различных приложений и передает их механизмам управления очередями и планирования; измеритель (Meter), используемый для контроля политики доступа, и формирователь/отбрасыватель (Shaper/Dropper), служащий для формирования профиля входного трафика. Правила работы классификатора описаны в TCS. В соответствии с классом обслуживания CoS функцией маркировки TC пакетам каждого агрегированного потока ставится в соответствие класс пошаговой маршрутизации PHB [RFC2475]. Режим PHB можно рассматривать как совокупность параметров, в соответствии с которыми маршрутизатор устанавливает порядок направления пакетов на интерфейс вывода. Множество пакетов с одинаковым типом PHB называется «общее агрегированное поведение» (foo traffic aggregate, FTA). Внутренние маршрутизаторы домена DiffServ осуществляют лишь перенаправление пакетов по выбранному алгоритму PHB.

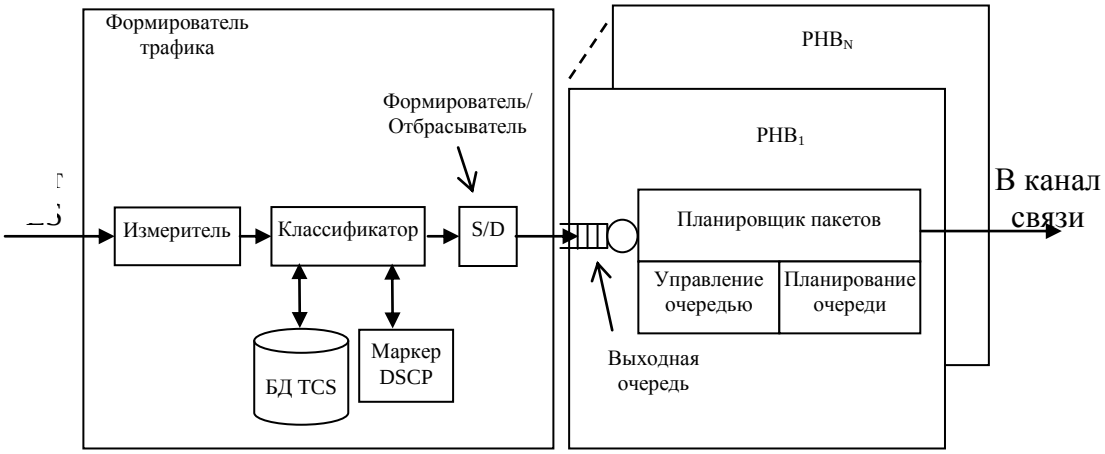


Рис. 4.6. Структура граничного маршрутизатора домена DiffServ

В технологии DiffServ реализованы два класса дополнительных услуг: «срочная доставка» EF и «уверенная доставка» AF.

Услуга срочной доставки EF [RFC 2598] (далее PHB EF) предоставляет пользователю гарантии по полосе пропускания и сквозной сетевой задержке для пакетов, аналогич-

ные услуге гарантированной доставки GS в IntServ. При этом требования к вероятности потери пакета, значениям задержки и ее дисперсии, необходимой полосе пропускания и т.д. гарантируются только в рамках домена DiffServ, на узлах которого предоставляется класс услуг PHB EF. Эта услуга может быть востребована для услуги «Premium Service», являющейся аналогом услуги «виртуальная арендованная линия». Услуга срочной доставки PHB EF предоставляет пользователю гарантии по полосе пропускания и сквозной сетевой задержке для пакетов аналогично услуге гарантированной доставки GS в IntServ.

Услуга уверенной доставки AF [RFC 2597] (далее PHB AF) поддерживает уровень качества обслуживания более низкий, чем класс срочной доставки PHB EF, но более высокий, чем обслуживание с BE. Таким образом, услуга PHB AF гарантирует, что высокоприоритетные потоки получат лучшее обслуживание, чем низкоприоритетные. При этом его сквозная задержка в сети может оказаться значительной. Услуга PHB AF позволяет реализовать четыре класса CoS с тремя уровнями приоритета пакета для каждого из них. В маршрутизаторах каждый класс представлен своей очередью. Услуга AF может быть реализована с использованием таких механизмов, как WFQ в сочетании с взвешенным ранним обнаружением переполнений WRED. Механизм WFQ для каждой очереди назначает вес (приоритет), который определяет, каким образом очереди распределяют полосу пропускания.

Для гарантии качества услуг приложений, использующих информационные потоки реального времени, наиболее важными являются механизмы, реализующие абсолютную схему QoS. Абсолютная схема качества обслуживания QoS в IP-сетях на технологии DiffServ может быть обеспечена двумя современными концепциями, не связанными с природой IP: протокол многопротокольной коммутации по метке MPLS и протокол RSVP+.

ЛИТЕРАТУРА

1. ITU-T Recommendation Y. 110. Global Information Infrastructure principles and framework architecture, 1998.

2. Связь в России в XXI веке / Под ред. Л.Е. Варакина. М.: МАС, 1999.

3. Советов, Б.Я. Информационные технологии / Б.Я. Советов, В.В. Цехановский. М.: Высш. шк., 2000.

4. Барабаш, П.А. Инфокоммуникационные технологии в Глобальной информационной инфраструктуре / П.А. Барабаш, С.П. Воробьев, В.И. Курносов В.И. и др.; под ред. Б.Я. Советова. СПб.: Наука, 2008. 552 с.

5. Концептуальные положения по построению мультисервисных сетей на ВСС России / Минсвязи России. М., 2001.

6. Варакин, Л.Е. Направление развития инфокоммуникаций России на основе современных технологий и мировых тенденций / Л.Е. Варакин // Труды международной академии связи. 2001. № 1(17). С. 2–13.

7. Федеральная программа «Электронная Россия на 2002–2010 гг.» // Электросвязь, 2002. № 3.

8. Захаров, Г.П. Интегральные цифровые сети связи / Г.П. Захаров, Г.Г. Яновский // Итоги науки и техники. Сер. Электросвязь. 1986. Т. 16. С. 3–101.

9. Варакин, Л.Е. Перспективы развития телекоммуникационного комплекса России по 2015 год / Л.Е.Варакин, В.Д.Москвитин. // Труды международной академии связи. 2001. № 2(18). С. 2–8.

10. Кульгин М. Технологии корпоративных сетей. Энциклопедия / М. Кульгин. СПб.: Питер, 1999. – 704с.

11. Гургенидзе, А.Т. Мультисервисные сети и услуги широкополосного доступа / А.Т. Гургенидзе, В.И. Кореш. СПб.: Наука и техника, 2003. 400 с.: ил.

12. Воробьев, С.П. Сетевые технологии в отечественных разработках / С.П. Воробьев, В.С. Шибанов // VII Санкт-Петербургская междунар. конф. «Региональная информатика-2000»: тез. докл. Ч. 1. – М., 2000. С. 47–48.

13. Кох, Р. Эволюция и конвергенция в электросвязи / Р. Кох, Г.Яновский. М.: Радио и связь. 2001. 279с.

14. Барабаш П.А., Воробьев С.П., Махровский О.В., Шибанов В.С. Мультисервисные сети кабельного телевидения / под ред. В.С.Шибанова В.С. – СПб: Наука, 2004. – 404 с.

15.Назаров, А.Н. АТМ: технология высокоскоростных сетей / А.Н. Назаров, М.В. Симонов. М.: ЭКО-ТРЕНДЗ, 1997. 252 с.

16. Информационная безопасность как проблема глобализации инфокоммуникаций // Материалы международного конгресса «Доверие и безопасность в информационном обществе» // Электросвязь. 2003. № 6.

17. Мошак, Н.Н. Основы построения транспортной системы сети телекоммуникаций./ Н.Н. Мошак, С.Р. Рудинская. Минск: ФУАинформ, 2006. 109 с.

18. Голд, Б. Цифровые методы передачи речи / Б. Голд // ТИИЭР. 1977. Т.65. №12. с. 5–13.

19. Горелов, Г.В. Качество управления речевым трафиком в телекоммуникационных сетях / Г.В. Горелов, О.Н. Ромашкова, Чан Туан Ань; под ред. Г.В. Горелова. М.: Радио и связь, 2001. 112 с.: ил.

20. Кучерявый, Е.А. Управление трафиком и качество обслуживания в сети Интернет / Е.А. Кучерявый. СПб.: Наука и техника, 2004. 336 с.: ил.

21. Олан Р. Детектор паузы, используемый для увеличения скорости передачи сигналов по каналам в системах связи – М.: Экспресс – информация. Передача информации, № 28,1978, с. 5 -9.

22. Жданов А.Г. Передача речи по сетям с коммутацией пакетов (IP-телефония) / А.Г. Жданов, Д.А. Рассказов, Д.А.Смирнов и др.; СПбГУТ. СПб.; 2001.

23. Передерин В.А., Мацегоров В.Г. Перспективы применения систем цифровой интерполяции речи // Средства связи.- 1978. №4.- С. 55-61.

24. Gruber J.G. Delay related issuees in integrated voice and data networks // IEEE Trans.Commun. – 1981 - V.COM-29. - N6. - P. 768-800.

25. Агаян А.А., Винник С.П., Родионов А.В. Интегральные цифровые сети с коммутацией пакетов речи и данных // Итоги науки и техники. Сер. Связь. – 1988. - Т. 2. – С. 109-149.

26. Лохмотко, В.В. Анализ и оптимизация цифровых сетей для интегрального обслуживания / В.В. Лохмотко, Пирогов К.И. Мн.: Наука и техника, 1991. 192 с.

27.Захаров, Г.П. Методы исследования сетей передачи данных / Г.П. Захаров. М.: Радио и связь, 1982. 208 с.

28. Захаров, Г.П. Двухполюсные сети связи для интегральной передачи речи и данных / Г.П. Захаров, В.В. Лохмотко, К.И Пирогов // Техника средств связи. Сер. ТПС. 1984. Вып. 8. С. 3–10.

29. Джитман, Н. Экономический анализ интегральных сетей передачи данных и речи: исследование вопроса / Н. Джитман, Х. Френк // ТИИЭР. 1978. Т. 66. № 11. – с. 313-337.

30. Mowafi, O.A. Integrated voice/data switching techniques for future military networks / O.A. Mowafi, W.J. Kelly // IEEE Transaction on Communications. 1980. V.28. № 9. P. 1655–1662.

31 Советов, Б.Я. Построение сетей интегрального обслуживания / Б.Я. Советов, С.А. Яковлев. Л.: Машиностроение, 1990. 332 с., ил.

32. Мошак, Н.Н. Метод расчета характеристик транспортной системы инфокоммуникационной сети на технологии IP-QoS / Н.Н. Мошак // Электросвязь. 2006. № 3. С. 44–47..

33. Процкий, С. Моделирование алгоритма маршрутизации транспортной АТМ-сети / С. Процкий // Электросвязь. 2000. № 10. С. 16–19.

34 Ершов, В.А. Метод оценки качества обслуживания на мультисервисной сети с учетом числа пользователей / В.А.Ершов, Э.Б.Ершова, В.В.Ковалев // Электросвязь. 2001. № 8. С. 5–8.

35. Ершов, В.А. Метод расчета потерь в АТМ-сети при конечном числе пользователей / В.А.Ершов, Э.Б.Ершова, А.Ю.Щека // Электросвязь. 2001. № 9. С. 33–35.

36. Кучерявый А.Е., Парамонов А.И., Кучерявый Е.А. Сети связи общего пользования. Тенденции развития и методы расчета. – М.: Изд-во ФГУП ЦНИИС, 2006

37.Young J. Won, Byung-Chul Park, Mi-jung Choi, James W. Hong, Hee-Won Lee, Chan-Kyu Hwang, Jae-Hyoung Yoo, "End-User IPTV Traffic Measurement of Residential Broadband Access Networks," 6th IEEE International Workshop on End-to-End Monitoring Techniques and Services (E2EMON 2008), Salvador, Brazil, April 2008.

38.Donald E. Smith. "IPTV Bandwidth Demand: Multicast and Channel Surfing," INFOCOM 2007, pp. 2546-2550, Anchorage, Alaska, USA, May 6-12, 2007.

39. Dakshi Agrawal, Mandis S. Beigi, Chatschik Bisdikian, and Kang-Won Lee. "Planning and Managing the IPTV Service Deployment," 10th IFIP/IEEE International Symposium on Integrated Network Management, pp. 353-362, Munich, Germany, May 2007.

40. Гостехкомиссия России. Руководящий документ. Концепция защиты средств вычислительной техники и автоматизированных систем от несанкционированного доступа к информации. М.: Военное издательство, 1992.

41.Мельников, В.В. Безопасность информации в автоматизированных системах / В.В. Мельников. М.: Финансы и статистика, 2003. 368 с.

42.Малюк, А.А. Информационная безопасность: концептуальные и методологические основы защиты информации: учеб. пособие для вузов / А.А. Малюк; М.: Горячая линия-Телеком, 2004. 280 с.: ил.

43.Зима, В. Безопасность глобальных сетевых технологий / В. Зима, А. Молдовян, Н. Молдовян. СПб.: БХВ-Петербург, 2000. 320 с.: ил.

44. Баранов, А.П. Математические основы информационной безопасности: Пособие / А.П. Баранов, Н.П. Борисенко, П.Д. Зегжда, С.С. и др.; ВИПС. Орел,1997. 354с.

45. Мафтик, С. Механизмы защиты в сетях ЭВМ / С. Мафтик; пер. с англ. к.т.н. В.Г. Потемкина и А.В. Потемкина. М.: Мир. 1993. 216 с.

ГЛАВА 5. АРХИТЕКТУРА И КРИТЕРИИ ЭФФЕКТИВНОСТИ ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ ТРАНСПОРТНЫХ СИСТЕМ

5.1. Концептуальная модель инфокоммуникационной транспортной системы

Функционально-структурная организация ИТС, описанная в главе 4, определяет ее структуру на уровне функциональных компонентов (подсистем) и порядок их взаимодействия при выполнении единой цели системы. Описание любой системы и условий ее функционирования характеризуется определенной совокупностью параметров. При анализе и синтезе любой системы формируются, в основном, три группы данных:

1) входные параметры, определяющие ограничения задачи оптимизации;

2) внутренние или проектные параметры, под которыми понимают независимые переменные параметры, полностью и однозначно определяющие решаемую задачу проектирования;

3) выходные или целевые параметры (интегральные и дифференциальные): экономические, вероятностно-временные характеристики процесса доставки сообщений, использования сетевых ресурсов и др. Внешние и внутренние группы параметров образуют параметрические базисы [1, 2].

Среди выходов могут быть выделены: переменные — критерии, максимизируемые или минимизируемые в процессе оптимизации, переменные — лимиттеры, на которые накладываются ограничения. Внутренние переменные применительно к задаче оптимизации разбиваются на две группы — управляемые и неуправляемые. Первые — модельные параметры, непосредственно влияя на которые алгоритм осуществляет оптимизацию, вторые — различные производные от управляемых, которые могут быть как контролируемыми, так и неконтролируемыми. На переменные этого базиса также могут накладываться ограничения.

Входные параметры ИТС определяют ограничения задач оптимизации и задаются вектором I^k, который может быть представлен набором следующих агрегатов:

$$I^k = \left[Q^{k,q}, л_{ij}^k, Y^k, c_{ij}^k, л_{ij}^{k\,аут}, c_{ij}^{k\,аут}, л_{ij}^{r\,ш}, c_{ij}^{r\,ш}, x^B, щ^C, V_{ЭЦП}^k, V_{ХЭШ}^k, V_ш, s^C, ф^B\right].$$

Здесь $Q^{k,q}$ количество оконечных систем (ES) q-го типа в k-м классе трафика. Нагрузочные характеристики: $л_{ij}^k$ –суммарная интенсивность потока k-го класса в ЛЦТ ij, пакет/с (сообщений/с); Y^k, c_{ij}^k – соответственно суммарная нагрузка, поступающая в систему, (эрл) и коэффициенты межузловой загрузки ЛЦТ; $л_{ij}^{k,q\,аут}$ – суммарная удельная интенсивность служебных пакетов аутентификации, поступающих в ЛЦТ ij, пакет/с; $c_{ij}^{k,q\,аут}$ – общий коэффициент загрузки служебными пакетами аутентификации ЛЦТ ij ES q-го типа k-го класса; $л_{ij}^{r,ш}$ – удельная интенсивность служебных пакетов распространения симметричных ключей шифрования для криптосистемы r-го типа, поступающих в ЛЦТ ij, пакет/с; $c_{ij}^{r,ш}$ – коэффициент загрузки ЛЦТ служебными пакетами распространения симметричных ключей шифрования для криптосистемы r-го типа; x^B – скорость работы речепреобразующего устройства, бит/с; $щ^C$ – скорость работы абонент-

ской установки данных, бит/с; $V^{k,ЭЦП}, V^{k,ХЭШ}$ – соответственно скорости выработки ЭЦП и хэширования сообщений соответствующего класса; $V^{r,ш}$ – скорость шифрования криптосистемы r-го типа; S^C – длины сообщений данных, бит; Φ^B –длительность речевого фрагмента, с; $c_{УК}$ – производительность УК, пакет/с.

Внутренние параметры ИТС могут быть представлены следующим вектором: $W^k = [G, H_h^k, S_h^k, A^{*k}, d_s^{A(B)}, T_{st}^C, V_{ij}, V^{k,ш}, p_{ij,}^{ош} L^k]$, где подвектор G отображает тип топологической структуры; подвектор протоколов $H_h^k = [H_{Ph}^k, H_L^k, H_N^k, H_T^k]$ отображает типы протоколов ИТС; подвектор $A^{*k} = [A^k, S_h^k(M_h)]$ отображает тип административной системы управления, в том числе системы управления безопасностью, где A^k – характеризует систему сетевого управления, а $S_h^k(M_h)$ – базовые S-услуги безопасности, реализуемые M –механизмами защиты на h-уровне логической структуры сети ($S = \overline{1,5}$, $M = \overline{1,14}$ [3]); $p_{ij}^{ош}$ – вероятность ошибки в ЛЦТ $ij \in I^k$; V_{ij} – скорость передачи в ЛЦТ, бит/с; L_h^k – длина протокольного h-уровневого примитива логической структуры сети, бит;

Выходные или целевые параметры ИТС задаются вектором $П^{*k} = [C^{*k}, P^{*k}, K^{*k}]$. Подвектор $P^{*k}\left[b^k, d^{B,q}, R_{skey}, T^C\right]$ отображает вероятностно-временные характеристики ИТС, определение компонент которого дано выше; подвектор $C^{*k}\left[C_K^{*k}, C_П^{*k}, D_{ПОТ}^{*k}\right]$ отображает стоимостные характеристики и $K^{*k}\left[I^{*k}, W^{*k}\right]$ – функциональные характеристики. При необходимости задаются также и требования к этим характеристикам. Среди экономических критериев предпочтение отдается приведенным затратам.

Абстрактную модель изучаемой системы в самом общем виде можно представить в виде зависимости

$$O^k = f(I^k, W^k),$$

где O^k – некоторый выходной (целевой) количественный показатель эффективности системы в плане достижения цели ее существования $V^{\min}$, будем называть его – критерий эффективности (в нашем обозначении K^k); W^k – управляемые переменные системы; I^k – неуправляемые внешние по отношению к системе воздействия.

Указанная функциональная зависимость является в общем виде концептуальной или системной моделью ИТС или ее критерием эффективности в плане достижения ее целеполагания. Подобная формализация необходима для декомпозиции общей задачи анализа процессов функционирования ИТС на частные задачи и перехода от внешнего описания системы к описанию ее внутреннего строения. Выбор состава оптимизируемых параметров и разработка математических методов расчета показателей качества и критерия эффективности защищенной ИТС основаны на ряде предположений о функционально-структурной организации подсистем. Для оценки эффективности и расчета вероятностно-временных характеристик (ВВХ) системы необходимо:

построить критерий эффективности ИТС;

разработать на базе критерия эффективности ее аналитическую модель, выявляющую функциональные зависимости критерия эффективности и критерия обслуживания от параметров системы;

разработать алгоритмы численного расчета характеристик системы на основе полученных аналитических зависимостей.

5.2. Архитектура инфокоммуникационной сети, реализованной на технологии IP-QoS

Принцип функционально-структурной целостности ИТС предписывает моделировать процессы функционирования ИТС с учетом их совокупности, взаимосвязи друг с другом и сетевым окружением, а также целеполагания системы, т.е. предписывает строить модели функционирования с позиций системного подхода [4, 5]. Наиболее естественной основой такого подхода при построении моделей процессов функционирования ИТС является концепция их моделей сетевых архитектур [6].

Под архитектурой ИТС будем понимать уровневую организацию необходимых функций, протоколов и их программных реализаций, которые должны выполняться сетью для целенаправленного инфокоммуникационного обслуживания мультимедийных компонентов прикладного уровня (предоставления инфоуслуг).

Построение и исследование архитектуры ИТС позволяет:

иерархически разделить сетевые функции на логически завершенные функциональные группы задач (логические уровни или подсистемы) для определения механизмов их реализации;

выявить особенности их функционирования, связанные с обслуживанием мультимедийного трафика в рамках единой транспортной услуги;

выработать единый язык для описания множества функций взаимодействия в сети;

детализировать протоколы и форматы протокольных блоков соответствующих логических уровней применительно к передаче и обработке мультимедийного трафика;

провести комплексный анализ и синтез систем на основе декомпозиции их функциональных и протокольных структур;

разработать модели, методы и алгоритмы анализа и синтеза различных реализаций инфокоммуникационных систем;

объединить задачи по техническому обслуживанию и управлению сети и ее элементов и др.

Построение моделей процессов функционирования ИТС требует наличия специальной терминологии для формализованного описания объектов исследования. Для формализованного описания функционально-структурной организации и выявления общих принципов построения ИТС будем использовать терминологию и принципы формализованного описания объектов исследования модели архитектуры взаимодействия открытых систем ВОС, сформулированные (с целью единого подхода при разработке архитектуры ЦСИО) в рекомендациях серии I. МККТТ и в эталонной модели Международной организации стандартов (МОС) для моделей архитектур ЦСИС. Рекомендации серии I. МККТТ охватывают следующие проблемы: концепции и принципы ЦСИО (Рекомендации серии I. 1XX); сервисные возможности (Рекомендации серии I. 2XX); сетевые протоколы, функции и характеристики (Рекомендации серии I.3XX); интерфейсы «пользователь – сеть» (Рекомендации I. 4XX); межсетевые интерфейсы (Рекомендации серии I. 5XX); принципы эксплуатации (Рекомендации I 6XX).

Специфику ИТС при ее проектировании важно выявить в терминах этих моделей, учитывающих специфику передаваемой информации, использование ресурсов сети и протоколов обмена различными видами информации. При этом будем рассматривать ИТС как более широкий класс открытых сетей.

Архитектура ИТС описывает ее внутреннее строение, алгоритмы работы, структуру и состав процедур доступа, обмена и управления, а также построение и взаимосвязь ее логической, программной и физической структур.

Логическая структура сети описывает ее полный функциональный профиль и базируется на рассредоточении процессов передачи и обработки разнородной информации по функциональным (логическим) h-уровням каждой из ее систем и имеет многослойный вид [7]. Система в модели ВОС – это автономное объединение одной или нескольких ЭВМ, соответствующего программного обеспечения, периферийных устройств и пользователей, способное обрабатывать и передавать информацию. Систему, удовлетворяющую требованиям стандартов МОС, именуют открытой. Отметим, что модель ВОС описывает взаимодействие открытых систем и не описывает внутренние функции, выполняемые конкретной системой. Система в ИТС рассматривается в виде логически взаимосвязанной совокупности подсистем, образованных в результате пересечения системы с некоторым h - уровнем. Уровень образуют подсистемы одного ранга. Каждая подсистема состоит из одного или нескольких h-уровневых одноранговых объектов (entity). Объекты h-уровня реализуют набор служб, предоставляющие сервисные услуги объектам $h+1$ логическо уровня через сервисные точки доступа (service access point, SAP). Сервисные точки доступа к службе играют роль логических интерфейсов – правил взаимодействия между объектами двух смежных уровней. Каждая точка доступа к службе имеет индивидуальный адрес, который однозначно идентифицирует конкретный объект h+1-уровня. Каждая служба логического уровня специфицирует определенную услугу, например, управление потоком, маршрутизация, защита информации от ошибок и др., т.е. услуга – это функциональные возможности h-уровня, которые предоставляются в распоряжение (h+1) – объектам в h-сервисных точках доступа услуг.

Таким образом, суть уровневой организации состоит в предоставлении более высокому смежному логическому уровню сервисных услуг более низкого логического уровня. Благодаря этому наивысший уровень обеспечивает прикладные процессы полным набором всех видов сервиса, необходимых этим процессам для взаимодействия друг с другом. Документы ISO для каждого уровня определяют:

назначение уровня;

сервис, предоставляемый данным уровнем расположенному над ним уровню;

функции, выполняемые уровнем, и сервис, получаемый от расположенного под ним уровня.

Каждый уровень взаимодействия систем определяется группой стандартизующих его документов, которые всегда включают две спецификации: протокол и сервис, обеспечиваемый этим протоколом для вышерасположенного уровня. Протокол - это свод правил и форматов, определяющих взаимодействие объектов, которые расположены на одном уровне.

Протокол определяет:

процедуры передачи управляющей информации и данных между взаимодействующими объектами;

механизм выбора указанных процедур из списка возможных;

структуру и способ кодирования протокольных блоков данных.

Логическая структура сети должна удовлетворять принципам системной декомпозиции, в частности, обеспечивать относительную независимость уровней друг от друга, что позволяет модифицировать функции любого уровня, определить тип структурных отношений, характеризуемых упорядоченностью и организованностью взаимодействий между отдельными уровнями по вертикали, а также разложить ИТС по парам «источник-получатель». Известно [8], что при проектировании любой сети функции ее логических уровней могут быть детализированы в дополнительных горизонтальных и/или вертикальных подуровнях. При создании однородных ИТС, например, на базе волоконно-оптических линий связи, методика логического проектирования значительно упрощается за счет упразднения отдельных функциональных уровней архитектуры сети [8].

Наличие, по крайней мере, двух классов трафика в любой ЦСИС, требующих различных подходов к их распределению и переносу, приводит к тому, что функциональный или логический профиль любой реализации сетей указанного класса должен включать в себя дополнительную функцию «совмещения», в задачу которой входит создание возможности объединения информационных потоков различных классов единым образом в общей физической среде. При этом ее уровневая реализация в архитектуре ЦСИС различна и зависит от используемого метода коммутации.

Необходимость предоставления инфокоммуникационной услуги с заданными количественными и качественными параметрами в сессии для переноса мультимедийных объектов в ИТС, предопределило необходимость введения в функциональный профиль ИТС дополнительно к функции «совмещения» еще двух функций:

функции «управление резервированием сетевых ресурсов» для формирования и предъявления заявки на установление мультимедийного соединения и его организации;

функции «контроль допустимости установления соединения» (Connection Admission Control, CAC) для резервирования затребованных сетевых ресурсов [6].

Это связано со спецификой организации мультимедийного соединения в ИТС. Во-первых, для его установления пользователь или соответствующее приложение должны предъявить сети заявку на требуемый физический ресурс с целью обеспечения переноса мультимедийных объектов в сессии с заданными QoS-нормами и, во-вторых, что этот ресурс сеть должна предоставить, не нарушив своих обязательств перед уже установленными соединениями.

Программная структура ИТС реализует функциональный профиль сети, представленный объектами логических уровней, базируется на декомпозиционной иерархии ее программного обеспечения и описывает взаимодействие связанных между собой отдельных программ, отображающих работу и взаимосвязь логических уровней. Одноранговые объекты h-уровня взаимодействуют между собой с помощью одного или нескольких протоколов через логические соединения, создаваемые на h–1 уровне. Спецификация протоколов h-уровня определяет процедуры выполнения служб, форматы управляющих и информационных полей протокольных блоков уровня, процедуры обмена протокольными блоками между объектами h-уровня в разных открытых системах, а также механизм выбора указанных процедур из списка возможных. Протокольным блоком данных уровня (protocol data unit, PDU) называются фрагменты информации, пересылаемые между одноранговыми объектами уровня двух систем. Каждый логический h-уровень формирует протокольный блок данных из сервисного блока данных SDU, переданного вниз с h+1-уровня, добавляя к нему управляющую информацию конкретного протокола взаимодействия одноранговых объектов своего h-уровня PCI. Часть информации, составляющей PCI, передается с h+1-уровня на h-уровень в виде параметров запроса службы. Н-объекты h-уровня взаимодействуют между собой через логические каналы. Например, логические каналы между объектами канального уровня модели ВОС именуются каналами передачи данных, а между объектами транспортного уровня – виртуальными каналами.

Физическая структура ИТС базируется на конкретных технических устройствах и позволяет оптимально реализовать в них отдельные логические функции или их совокупность.

Сравнение базовых моделей архитектур ВОС и DARPA приведено на рис. 5.1.

Модель архитектуры ИТС на технологии IP-QoS базируется на четырехуровневой модели архитектуры сети Агентства перспективных исследований национального Министерства обороны США DARPA (рис. 5.2).

Логическая и программная структура ИТС на технологии IP-QoS включает в себя следующие функциональные уровни: прикладной, транспортный, межсетевой и сетевого интерфейса или сетевого доступа.

<table>
<tr><th>Модель OSI</th><th>Модель архитектуры DARPA -QoS</th></tr>
<tr><td>Прикладной A</td><td rowspan="3">Верхний H</td></tr>
<tr><td>Представлений P</td></tr>
<tr><td>Сессий S</td></tr>
<tr><td>Транспортный T</td><td>Транспортный T</td></tr>
<tr><td>Сетевой N</td><td>Межсетевой IP</td></tr>
<tr><td>Канальный L</td><td>Сетевого интерфейса (доступа) NA</td></tr>
<tr><td>Физический Ph</td><td>Физический Ph</td></tr>
</table>

Рис. 5.1. Модели архитектур OSI и DARPA-QoS

Анализ особенностей моделей архитектуры ИТС на технологии IP-QoS с позиций размещения, организации и реализации базовых функций проведен в [6, 9]. Три нижележащих уровня модели архитектуры DARPA (T-уровень, I-уровень и NA-уровень) образуют логическую структуру транспортной системы сети, которая описывает основные функции собственно сети связи, их логическую взаимосвязь и параметры, поэтому при построении моделей сетей связи целесообразно рассматривать именно свойства и функции их транспортных систем.

Отличительной особенностью архитектуры ИТС на технологии IP-QoS в сравнении с архитектурой DARPA является наличие в их логической структуре трех базовых дополнительных функций: функции «управления резервированием сетевых ресурсов», функции «контроля допустимости установления сессии» и функции «совмещения», уровневое размещение и программная реализация которых будет изложена ниже.

На прикладном уровне (A-уровень) в логической структуре архитектуры ИКС на технологии IP-QoS реализуются следующие основные функции:

создание мультимедийной сессии;

управление резервированием сетевых ресурсов;

реализация функции совмещения разнородного трафика;

обеспечение изохронности переноса элементов потока;

межпоточная синхронизация мультимедийных потоков.

В сети IntServ функция управления резервированием сетевых ресурсов обеспечивается сигнальным протоколом RSVP. Протокол RSVP предназначен для работы с существующими и будущими маршрутными протоколами, управляющими как обычными, так и мультикастными потоками. В последнем случае ЭВМ сначала посылает IGMP-запрос, для того чтобы подключиться к мультикастинг-группе, а затем уже RSVP-сообщение для резервирования ресурсов по маршруту доставки.

Параметры для резервирования ресурсов содержатся в описателе потока сообщения Resv, который включает в себя спецификацию фильтра filter spec и спецификацию потока flowspec (приложение A). Спецификацию потока можно разделить на две группы: трафика (Traffic Specification, Tspec) и сервисного запроса (Service Request Specification, Rspec).

Программная структура архитектуры DiffServ	Программная структура архитектуры IntServ	Логическая структура архитектуры МСС IP-QoS	Логическая структура архитектуры DARPA
FTP, Telnet, SMTP DNS, RIP, SNMP, SLA/SLS (драйвер RSVP+), RTP, RTCP, RTSP	FTP, Telnet, SMTP DNS, RIP, SNMP, драйвер RSVP, RTP, RTCP, RTSP	Прикладной А-уровень (функция установления сквозных соединений с заданными QoS-нормами передачи трафика, функция синхронизации мультимедийных потоков)	Прикладной А-уровень
TCP,UDP, RSVP+	TCP,UDP, RSVP	Транспортный Т-уровень (функция управления резервированием сетевых ресурсов, функция «совмещения» трафика, функция синхронизации мультимедийных потоков)	Транспортный Т-уровень (функции транспортного уровня модели ВОС и часть функций ее сеансового уровня)
IP (ARP, IGMP, ICMP), TCA/TCS; DSCP, TC, PHB	IP (ARP, IGMP, ICMP), алгоритмы контроля доступа и политики; ToS, классификатор пакетов, планировщик пакетов	Межсетевой I-уровень (функция контроля допустимости установления соединения, функция «совмещения» трафика)	Межсетевой I-уровень (поддержка адресации IP-пакетов и их маршрутизация)
Ethernet, Token Ring, FDDI, Frame Relay, MPLS, ATM	Ethernet, Token Ring, FDDI, Frame Relay, MPLS ,ATM	Сетевого интерфейса NA-уровень (функция поддержания заданных QoS-норм передачи разнородного трафика)	Сетевого интерфейса NA-уровень (передача IP-пакетов в сетевую среду и прием этих пакетов из сетевой среды)
SDH/SONET, xDLC	SDH/SONET, xDLC	Физический Ph-уровень	Физический Ph-уровень

Рис. 5.2. Логическая и программная структура архитектуры ИТС, реализованная на технологии IP-QoS

Спецификация Tspec определяет количественные параметры потока: среднюю скорость; длину пачки пакетов, генерируемой источником; пиковую скорость; минимальный и максимальный размеры поля данных IP-пакета PDU, а Rspec – параметры качества обслуживания: полосу пропускания, задержку пакета, вероятность потери пакета. Форматы и содержимое «Tspec» и «Rspec» определяются общими моделями обслуживания [RFC 2210].

Повреждение или фальсификация запросов резервирования может привести к получению услуг неавторизованными пользователями или к отказам в услугах. RSVP осуществляет защиту против таких атак с помощью механизма аутентификации, действующего в каждом из узлов и использующего шифрование с применением хэш-функций. Механизм поддерживается объектами «INTEGRITY», которые могут быть включены в любое сообщение RSVP. Эти объекты используют технику криптографических дайджестов [10, 11].

В сети DiffServ функция управления резервированием сетевых ресурсов реализуется в процессе заключения с пользователем «трафик-контракта» или соглашения на поставку услуги определенного уровня SLA. При этом SLA отведен наивысший уровень абстракции в специфицировании услуги, а параметризация трафика выделена в его самостоятельное подмножество. Параметры потока декларируются в соглашении/спецификации по трафику TCA/TCS. В соответствии с заявленным классом обслуживания приложению осуществляется требуемое резервирование ресурсов. В результате заключения «трафик-контракта» для приложения гарантируется требуемое резервирование сетевых ресурсов и параметризация класса сервиса в сети.

Основными функциями А-уровня является также «окраска» трафика, поддержание изохронности в пределах определенного допуска при передаче изохронного трафика и межпоточная синхронизация мультимедийных потоков на входе и выходе транспортного соединения.

Для «окраски» трафика и поддержания изохронности в оконечных системах ES сетей IP-QoS также задействовуются протокол реального времени (Real-Time Protocol, RTP) и протокол управления (RTP Control Protocol, RTCP) [RFC1889], используемый совместно с протоколом RTP. Протокол RTP инкапсулирует в RTP-блоки аудио и видеоинформацию и позволяет организовать отдельный поток для каждого типа трафика мультимедиа в любом направлении передачи. Например, для передачи видеоконференций может быть организован: один поток – для речи, другой – для видео. Для каждого потока RTP может существовать поток управляющих сообщений RTCP для сбора статистики, содержащей количество посланных/принятых пакетов RTP, количество потерянных пакетов RTP, значение джиттера времени между поступлениями пакетов RTP и т. п. Использование этой статистики определяет приложение. Для поддержания заданной величины изохронности передачи трафика в оконечных устройствах может быть задействован алгоритм виртуального планирования скорости поступления пакетов (пакетов) (VSA, Virtual Scheduling Algorithm), который является разновидностью общего алгоритма регулирования скорости пакетов (Generic Cell Rate Algorithm, GCRA, определенного в Рекомендации I.371 ITU-T. Для изохронных приложений реального времени на приеме может применяется маскирование ошибок с помощью механизма интерполяции информации, а также перемежение (чередование) данных на передаче. При необходимости более точного восстановления информации совместно с механизмом перемежения используется дополнительно механизм распределенного и прямого исправления ошибок.

Компенсация джиттера на А-уровне может быть осуществлена введением некоторой константы времени задержки в сглаживающем буфере на приеме, либо применением специальных алгоритмов, обеспечивающих выбор и реализацию оптимальной задержки речевых пакетов в сглаживающем буфере на основе комплексной информации о его прохождении в сети и «синхронизации» часов приемника и передатчика [12, 13].

Синхронизация потоков в сеансе связи может осуществляться различными механизмами, например, с применением в источниках мультимедиа протокола адаптивной синхронизации мультимедийных потоков (Adaptive Protocol for Synchronizing Media Stream, ASP). ASP определяет для каждого приемника величину «буферной задержки» и так называемую «критическую» и «целевую» области. Достижение значения буферной задержки значения критической зоны означает переполнение буфера, которая приводит к потере сообщения. Для исключения такой ситуации приемник за счет уменьшения скорости приема пакетов в течение так называемой «фазы адаптации» доводит значение буферной задержки до приемлемой величины. В результате сообщения поступают в целевую область буферного пространства, которое находится под нижней границей критической области. Для сохранения межпоточной синхронизации приемник, вошедший в фазу адаптации, рассылает остальным приемникам сообщение, содержащее время окончания фазы адаптации и значение нового времени окончания обработки сообщения, которое будет обрабатываться в этот момент времени. При получении этого сообщения приемники изменяют свою скорость приема по определенному алгоритму. Как правило, потеря синхронизации компенсируется уже на следующей фазе адаптации.

Для синхронизации потоков на А-уровне может применятся также протокол для потоковых данных реального времени (Real-Time Streaming Protocol, RTSP) [RFC2326]. Главной функцией протокола RTSP является возможность управления «потоковым» приложением, осуществляющим воспроизведение аудио и/или видеоинформации, поступающей со стороны сервера в режиме lip sync (синхронизация между аудио и видео потоками). При этом пользователь имеет возможность выбора качества воспроизведения, реализации сервисов «пауза», «перемотка вперед/назад» и т. п. Управление осуществляется путем обмена управляющими сообщениями между сервером и клиентом с использованием выделенного (out-of-band) соединения. Необходимо отметить, что в процессе управления «потоковым» приложением протокол RTSP не анализирует структуру потока, а также механизмы формирования и передачи протокольных блоков мультимедийной информации.

Как правило, функции Т-уровня реализуются в ядре операционной системы ПЭВМ пользователя, т.е. Т-уровень совпадает с традиционной границей между сферами операторов связи и пользователей. Основной задачей транспортного уровня (Т-уровень) является обеспечение переноса мультимедийного трафика. Для организации переноса мультимедийного потока с комплексным представлением информации нескольких типов логические объекты уровня должны обеспечивать установление требуемого количества сетевых логических соединений и задействовать протокол их совместного использования в рамках единой транспортной услуги. Однако может быть режим (более характерный для передачи мультимедиа), когда одно сетевое соединение обеспечивает более чем одно транспортное соединение. В этом случае требуется функция (и протокол) мультиплексирования I-соединения. Очевидно, что транспортный уровень при этом должен иметь информацию о качестве обслуживания каждого I-соединения и наличии ресурсов I-соединений в каждом направлении. На Т-уровне ИКС на технологии IP-QoS реализуются следующие основные функции:

создание мультимедийного логического транспортного соединения;

управление резервированием сетевых ресурсов;

реализация функции совмещения разнородного трафика;

обеспечение изохронности переноса элементов потока;

межпоточная синхронизация мультимедийных потоков;

управление разнородными потоками информации между двумя портами;

обеспечение повторной передачи потерянных или ошибочных данных и др.

Функцию управления резервированием сетевых ресурсов на Т-уровне осуществляет сигнальный протокол RSVP.

Функция «совмещения» на Т-уровне рассматриваемых сетевых архитектур вводится в явном виде и реализуется различными программными механизмами в ядре операционной системы ES пользователя. Во-первых, она реализуется здесь «окраской» потока определенными значениями поля «порт получателя» в заголовке TCP-сообщения транспортного протокола с контролем передачи TCP (приложение В). Во-вторых, для «окраски» потока может быть использовано поле указателя срочности данных UP (Urgent Pointer). Это поле содержит номер пакета, начиная с которого следуют пакеты повышенной срочности при установлении флага «срочности» URG в поле «Резерв». Отметим, что каждое соединение однозначно специфицируется парой сокетов (sockets), каждый из которых определяется протоколом и адресом хоста. Формат адреса специфичен для каждого протокола. Так, в TCP/IP этот адрес представляет собой комбинацию IP-адреса и порта. Два сокета (по одному на каждой стороне соединения) образуют двухсторонний коммуникационный путь. Механизм сокетов, позволяет работать на одном порту одновременно нескольким приложениям и однозначно идентифицировать каждый поток данных в сети. Существует два типа: потока (stream socket) и дейтаграммы (datagram socket).

Основными функциями Т-уровня является также поддержание изохронности в пределах определенного допуска при передаче изохронного трафика и межпоточная синхронизация мультимедийных потоков на входе и выходе транспортного соединения.

Компенсация джиттера на Т-уровне может быть осуществлена введением некоторой константы времени задержки в сглаживающем буфере на приеме, либо применением специальных алгоритмов, обеспечивающих выбор и реализацию оптимальной задержки речевых пакетов в сглаживающем буфере на основе комплексной информации о его прохождении в сети и «синхронизации» часов приемника и передатчика. Для поддержания заданной величины изохронности передачи трафика в оконечных устройствах может быть задействован алгоритм виртуального планирования скорости поступления пакетов (VSA, Virtual Scheduling Algorithm), который является разновидностью общего алгоритма регулирования скорости пакетов (Generic Cell Rate Algorithm, GCRA), определенного в Рекомендации I.371 ITU-T. Для некоторых приложений реального времени на приеме может применяется маскирование ошибок с помощью механизма интерполяции информации, а также перемежение (чередование) данных на передаче. При необходимости более точного восстановления информации совместно с механизмом перемежения используется дополнительно механизм распределенного и прямого исправления ошибок [14].

Межсетевой I-уровень обеспечивает установление, поддержание и разъединение логического мультимедийного соединения между двумя объектами транспортного уровня с фиксацией маршрутов переноса многокомпонентных информационных потоков в сессии в рамках единой транспортной услуги, к основным функциям которого следует отнести:

контроль допустимости установления соединения;

совмещение мультимедийного трафика;

организацию маршрутизации и ретрансляции пакетов различных классов трафика в рамках предоставления единой транспортной услуги и др.

В технологии IntServ на I-уровне реализован динамический подход контроля допустимости установления соединения CAC. Функция CAC реализуется в маршрутизаторах посредством двух модулей: модуля «контроль доступа», который на основании параметров flowspec осуществляет проверку наличия требуемых свободных ресурсов и административного модуля «управление политикой», который проверяет полномочия приложения на заявленный ресурс на основании значения данных «POLICY_DATA» из спецификации filter spec (приложение А). Управление политикой будет зависеть от положительного результата аутентификации для каждого из запросов резервирования. Информация, характеризующая политику, может быть включена в сообщение в виде криптографически защищенного сертификата пользователя. Для параметризации потока используются спецификация фильтра (используется классификатором пакетов для идентификации пакетов

одного и того же потока с определенным IP-адресом отправителя и выходным портом) и спецификация потока (используется для задания параметров планировщика пакетов).

Функция контроля допустимости установления соединений в сети IP на технологии DiffServ [RFC 2475] фактически реализуется путем соответствующих настроек параметров в базе данных граничных маршрутизаторов. В любом случае на каждом маршрутизаторе сети классы сервиса CoS настраиваются заранее (либо вручную на долговременной основе, либо динамически для каждого сеанса связи). При этом формируются таблицы соответствия между классом сервиса CoS и значением кода DSCP (DS code point поля «дифференциальная услуга» DS заголовка IP-пакета [RFC2475]) путем соответствующих настроек параметров в базе данных (БД) граничных маршрутизаторов. На сегодняшний день стандартизовано 14 DSCP (Приложение В). На границе «облака» маршрутизаторов DiffServ потоки агрегируются в группы по значению кода DSCP, который помещается в поле DS заголовка пакета после его классификации. Пакеты, не принадлежащие TCS, обслуживаются в соответствии с механизмом BE.

Основная функциональная нагрузка I-уровня в пакетных ИТС – организация QoS-маршрутизации мультимедийных потоков, что связано с организацией соответствующих дисциплин обслуживания очередей для потоков различных классов в выходных буферах маршрутизаторов. При этом обслуживание изохронного трафика носит явно выраженный условный характер. Этот факт накладывает определенную специфику на функциональную структуру уровня, связанную с необходимостью «окраски» потоков в сессии. Перенос протокольных блоков (пакетов) многокомпонентных потоков в сессии реализуется в соответствии с таблицами маршрутизации, которые формируются на фазе установления мультимедийного соединения. На I-уровне функция «совмещения» реализуется соответствующей «окраской» типа трафика. В IntServ на I-уровне «окраска» типа трафика реализуется посредством определенных значений трех старших битов служебного поля «тип сервиса» TOS заголовка IP-пакета (подполе приоритета пакета (PRECEDENCE)), а в сети DiffServ – значений шести старших битов (код DSCP) поля «дифференциальная услуга» DS заголовка IP-пакета (здесь поле TOS переименовано на DS). Структура и формат заголовка Ipv4, распределение разрядов в поле «тип сервиса» TOS , формат поля «Дифференциальная услуга» и значение кода DSCP приведены в приложении В.

Новая версия протокола IPv6 помимо расширения адресного пространства до 128 битовых адресов расширяет и набор опций заголовка, в число которых входят: Hop-by-Hop, Routing (Type 1), Fragment, Destination Option, Authentication, Encapsulation Payload. В IPv6 имеются дополнительные механизмы для «окраски» пакета в сеансе связи. Относительный приоритет доставки пакетов указывается в 8-битовом поле «Класс трафика». Значения приоритетов делятся на два диапазона. Коды от 0 до 7 используются для задания приоритета трафика, для которого отправитель осуществляет контроль перегрузки (например, снижает поток TCP в ответ на сигнал перегрузки). Значения с 8 до 15 используются для определения приоритета трафика, для которого не производится снижения потока в ответ на сигнал перегрузки, например, для пакетов «реального времени». Практически, уровни приоритета выше или равные 8 зарезервированы для передачи данных в реальном масштабе времени. Для трафика, не критичного к перегрузкам, нижнее значение приоритета (8) должно использоваться для тех пакетов, которые отправитель разрешает выбросить в случае перегрузки (например, видеотрафик высокого качества), а высшее значение (15) следует использовать для пакетов, которые отправитель не хотел бы потерять (например, аудиотрафик с низкой надежностью). Для «окраски» пакета в сеансе связи может быть использовано и поле заголовка «Метка потока». Поле «Метка потока» позволяет выделять и особым образом обрабатывать отдельные потоки данных без необходимости анализировать содержимое пакетов и может использоваться отправителем для указания на специальную обработку пакета в маршрутизаторе в целях обеспечения требуемого QoS или сервиса реального времени «real-time». «Окраска» потока, пакеты которого

требуют соответствующей обработки в маршрутизаторе может быть осуществлена посредством протокола управления или внутри самих пакетов, например, в опции «Hop-by-Hop». Структура и формат заголовка IPv6, а также значения кодов приоритета поля «Класс трафика» представлены в приложении В.

В физической структуре сети IntServ функция «совмещения» реализуется в классификаторах пакетов, а в физической структуре сети DiffServ – формирователем трафика ТС.

В сеансе связи в сети IntServ на каждом транзитном маршрутизаторе, классификатором пакетов организуется контроль предоставления выделенных ресурсов со стороны сети, идентификация и маркировка поступающих пакетов по значениям четырех параметров: IP-адресу и номеру порта источника, IP-адресу и номеру порта приемника (микропотоковая идентификация –microflow). Пакеты маркируются в классификаторах посредством определенных значений трех старших битов служебного поля «тип сервиса» TOS заголовка IP-пакета (подполе приоритета пакета (PRECEDENCE)) в целях определения принадлежности определенному потоку и после прохождения процедуры «политика управления нагрузкой» (policing) направляются в отдельные исходящие очереди для разных потоков на одном и том же порту в соответствии с их приоритетом или QoS-параметрами. Планировщик пакетов, отвечающий за обработку очередей в соответствии с требуемой дисциплиной обслуживания, осуществляет контроль соответствия параметров входного потока заявленным, распределяет процессорное время и определяет, из какой очереди очередной пакет будет отправлен на обслуживание. Следовательно, им решается задача разделения полосы пропускания исходящего тракта в соответствии с заданными QoS-параметрами для каждого индивидуального потока.

Классификация пакетов в сети DiffServ осуществляется на основании набора параметров «профиль трафика» (traffic profile) из TCS по IP-адресу и номеру выходного порта. При этом определяется соответствие параметров входного потока классу обслуживания CoS, который определяется кодом DSCP в заголовке IP-пакета, т. е. проводится авторизация значения кода в базе данных граничного маршрутизатора. В технологии DiffServ предусмотрено два правила классификации:

агрегированное поведение BA (behavior aggregate), когда каждому пакету в результате классификации присваивается агрегированное поведение BA путем присвоения полю DS заголовка пакета соответствующего значения DSCP;

многопараметрическое MF (multi-field), когда классификация производится на основе информации, содержащейся более чем в одном поле заголовка (например, маркировка пакетов на основе адреса или порта отправителя/получателя, идентификатора протокола и т. п).

Агрегированному однотипному потоку в соответствии со значением кодового слова DSCP во всех транзитных маршрутизаторах домена предоставляется одинаковый режим обслуживания – PHB, определяемый классом сервиса CoS. Документ [RFC 2475] определяет режим PHB как комбинацию функций маршрутизации, классификации, обработки очередей и методов сброса пакетов на каждом шаге передачи пакета от узла к узлу внутри домена DiffServ. Определение необходимого режима обслуживания PHB в транзитном маршрутизаторе осуществляется формирователем трафика ТС.

NA-уровень определяет строгий набор правил управления обменом по соединительной линии. В BNC на технологии IP-QoS ряд функций и услуг NA-уровня, связанных с обнаружением и исправлением ошибок, упраздняются в связи с высоким качеством среды передачи (уровень ошибок $10^{-12} - 10^{-14}$ на бит). Эти функции вообще выносятся из сети и реализуются в оконечном оборудовании пользователя. В заключение отметим, что в модели архитектуры TCP/IP уровень сетевых интерфейсов (NA-уровень) не регламентируется, однако он поддерживает все основные стандарты физического и канального уровней. Благодаря этому TCP/IP можно использовать для соединения сетей разных типов, постро-

енных, в частности, на технологиях LAN (например, Ethernet, Token Ring) и WAN (например, X.25, Frame Relay). Модель ИТС IP- QoS показана на рис. 5.3.

Физический уровень (Ph-уровень) фактически описывает среду передачи, классифицируя и определяя услуги для верхних уровней во всем многообразии реализаций (скрученные пары, коаксиальные кабели, волоконно-оптические кабели, шины с параллельной передачей и т.п.). Спецификация физического уровня включает в себя описание типов кабелей, соединителей (разъемов) и характеристики пересылаемых сигналов.

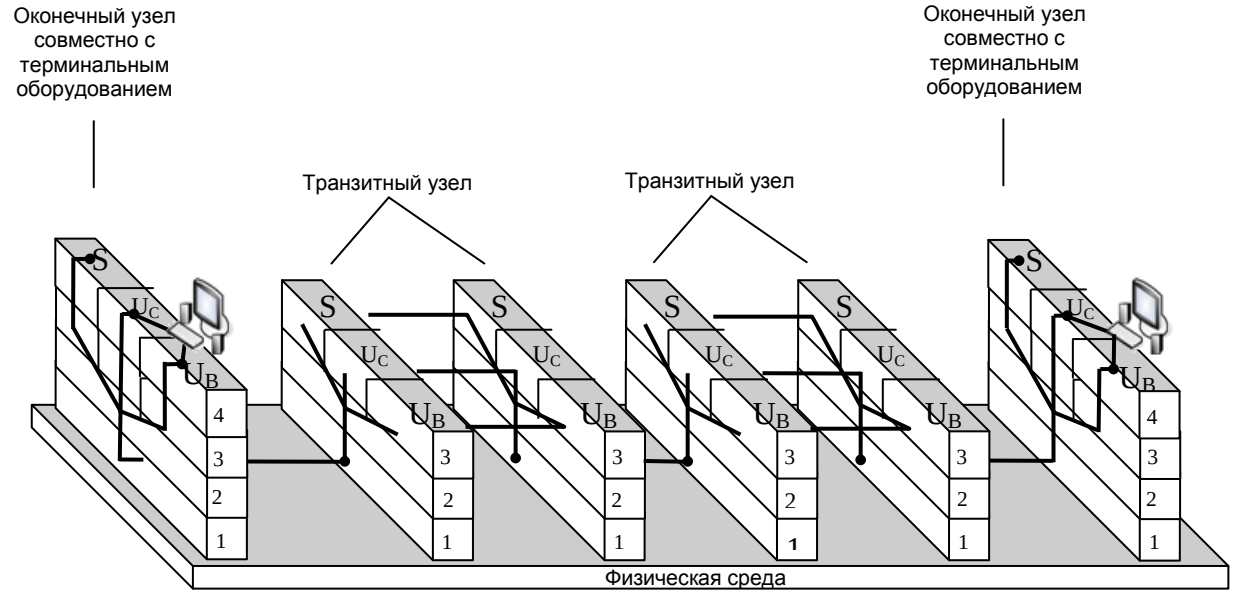


Рис. 5.3. Модель инфокоммуникационной транспортной системы, реализованной на технологии IP-QoS

5.3. Принцип уровневой иерархии инфокоммуникационных транспортных систем

Функционирование ИТС в виду их сложности можно описать комплексом моделей, отражающих работу иерархически разделенных сетевых функций, сгруппированных в логически завершенные функциональные группы задач (логические уровни или логические подсистемы) ее архитектуры. При построения моделей функционирования ИТС для учета вертикальной взаимообусловленности и соподчиненности уровневой организации их логических структур предлагается использовать принцип иерархии, который определяет тип структурных отношений в сложных многоуровневых системах, характеризуемых упорядоченностью, организованностью взаимодействий между отдельными уровнями по вертикали, позволяющий разложить систему по парам «отправитель-получатель» и учесть в рамках единой модели всю протокольную вертикаль логических соединений, поддерживающих мультимедийную сессию.

В рамках этого подхода эффективность функционирования ИТС в режиме установленного соединения предлагается оценивать с помощью набора уровневых функционалов $K_{h,ij}^{k,q}$ оценки эффективности использования пропускной способности системы трафиком k-го класса q-го типа, которые определяют требуемую долю пропускной способности V_{ij} линейно-цифрового тракта (ЛЦТ) для организации мультимедийного соединения (здесь индексами обозначены: h – соответствующий уровень архитектуры ИТС, т. е. на транспортном уровне сеть выступает как набор трактов переноса многокомпонентных потоков в рамках единой мультимедийной сессии. При этом указанные функционалы зависят не

только от необходимой для их работы служебной информации соответствующих объемов, но и от протоколов функционирования отдельных уровней архитектуры ИТС, поддерживающих соответствующие службы. Ясно, что при их построении необходимо учитывать также, что использование ЛЦТ пакетами данных зависит от их загрузки речевыми пакетами, обслуживаемых в системе с абсолютным приоритетом. Поэтому критерий эффективности K_{ij}^{C} использования ЛЦТ пакетами данных будет зависеть от параметров критерия эффективности K_{ij}^{B} использования ЛЦТ речевыми пакетами, т. е. носит выраженный условный характер. С учетом указанных предположений оптимизацию предложенных функционалов можно проводить поэтапно, оптимизируя сначала использование ЛЦТ речевым трафиком, а затем вычисляя максимум функционала K_{ij}^{C} использования ЛЦТ трафиком данных при условии, что параметры K_{ij}^{B} оптимальны и фиксированы. Согласно логической структуре ИТС комплексные функционалы K^{k} должны «расслоиться» на отдельные уровневые функционалы.

В силу относительной независимости уровней архитектуры и вложенности протокольных блоков (уровневых примитивов) верхних уровней архитектуры ИТС в информационное поле протокольных блоков нижележащих уровней функционалы $K_{h,ij}^{k}$ обладают мультипликативным свойством. В этой связи критерий эффективности использования пропускной способности ЛЦТ трафиком k -го класса q -го типа

$$K_{ij}^{k} = \prod_{h} K_{h,ij}^{k} , \tag{5.1}$$

На примере эталонной модели ВОС заметим, что h =1 соответствует физическому Ph -уровню, h =2 – канальному L -уровню, а h =3 – сетевому N -уровню. В (5.1) учитываются только уровни, расположенные ниже сетевого, так как протоколы T -уровня функционируют для транспортных соединений определенного класса трафика, включающих совокупность трактов маршрута.

Обозначим через $K_{st,m}^{k}$ – критерий эффективности использования m -го виртуального пути из множества $L_{st}^{k_p}$ трафиком k -го класса. Этот функционал можно трактовать как коэффициент передачи системы, составленной из цепочки каналов $ij \in l_{st,m}^{k}$ заданной пропускной способности. С учетом чистой ретрансляции пакетов через указанную систему (на выходе системы ослабления входного сигнала не происходит) $K_{st,m}^{k}$ можно представить в виде среднегеометрического составляющих его критериев эффективности ЛЦТ K_{ij}^{k} [15]:

$$K_{st,m}^{k} = K_{T}^{k} \sqrt[r_{st,m}]{\prod_{ij \in l_{st,m}^{k,q}} K_{ij}^{k}} , \tag{5.2}$$

где K_{T}^{k} – критерий, учитывающий эффективность использования пропускной способности ЛЦТ трафиком k -го класса на транспортном уровне.

В силу того, что транспортное виртуальное соединение может быть организовано между парой $st \in S^{k}$ по нескольким виртуальным путям, выражение для общего крите-

рия эффективности использования всех транспортных соединений трафиком k -го класса имеет следующий вид:

$$K_{st}^{k} = \sum_{m=1}^{M_{st}^{k,}} p_{st,m}^{k} \; K_{T}^{k} \; \sqrt[r_{st,m}]{\prod_{ij \in l_{st,m}^{k}} K_{ij}^{k}} \; , \tag{5.3}$$

С учетом того, что весовой коэффициент соединений на транспортном уровне между парой $st \in S^{k}$ определяется долей входящего потока k -го типа $\widehat{a}_{st}^{k}$ в общем входящем сетевом потоке в рамках всей поступающей мультимедийной сетевой нагрузки $Y^{multy} = \sum_{st \in S^{k}} \widehat{a}_{st}^{k}$, сетевой критерий эффективности использования пропускной способности системы трафиком k -го класса q -го типа имеет вид

$$K^{k} = \sqrt[r^{k,}]{\sum_{st \in S^{k}} \frac{\widehat{a}_{st}^{k}}{Y^{multy}} (K_{st}^{k})^{r^{k}}} \; , \; r^{k} = \left| S^{k} \right|, \tag{5.4}$$

Функционал подобного типа обладает свойством $\lim\limits_{q \to \infty} K^{k} = \max\limits_{st \in S^{k}} K_{st}^{k}$, что не дает явного преимущества транспортным соединениям с большими весовыми коэффициентами [15].

Построенный критерий эффективности ИТС отображает основное назначение системы исходя из цели проектирования и позволяет произвести его оценку в количественной и численной форме в режиме установленного соединения. При этом он имеет четкий физический смысл, чувствителен к основным варьируемым параметрам ИТС, что позволяет определить наиболее рациональные их характеристики, а также обеспечивает сравнение различных вариантов построения для выбора наиболее рационального при заданных условиях проектирования. Выражение (5.4) в общем виде представляет собой системную модель инфокоммуникационной системы.

Модели логических мультимедийных соединений, используя принцип иерархии, могут быть представлены в виде функциональных зависимостей требуемой пропускной способности системы для переноса мультимедийного трафика от соответствующих критериев эффективности ИТС. Так, например, модели уровневых логических соединений k -го класса даются выражением

$$V_{h,ij}^{\min k} = V_{ij} \; K_{h,ij}^{k} \; , \tag{5.5}$$

5.4. Критерий эффективности инфокоммуникационной транспортной системы, реализованной на технологии IP-QoS

5.4.1. Обоснование критерия эффективности

Критерий эффективности должен отражать основное назначение системы исходя из цели ее проектирования. Другим, не менее важным, требованием к критерию является возможность его оценки в количественной, численной форме, исключающей неоднозначность толкования его значения. При этом критерий эффективности должен иметь четкий физический смысл и давать наглядное представление об исследуемом качестве системы. Третье по важности требование заключается в чувствительности критерия к основным ва-

рьируемым параметрам системы, что позволяет определить наиболее рациональные характеристики системы или ее составляющих. Четвертое требование – критерий должен обеспечить сравнение различных вариантов построения системы для выбора наиболее рационального. Последнее требование относится к полноте учитываемых критерием главных параметров системы или ее составляющих, определяющих назначение и качество работы системы. Кроме того, критерий должен быть достаточно простым и удобным в инженерной практике расчета. Эффективность системы, а следовательно, и ее критерий в общем случае зависят от трех групп факторов: характеристик многомерного входящего потока (интенсивности, длин сообщений и др.); особенностей функционирования системы; экономических показателей, характеризующих ее работу и др. Шарейко Л.А. [16] предлагает все критерии эффективности условно подразделять на четыре группы: критерии, отражающие основное назначение сети; критерии оценки основной целевой функции; обобщенные (комплексные) показатели эффективности сети; стоимостные показатели выполнения сетью основной целевой функции.

К первой группе авторы относят такие конструктивные характеристики информационной системы, как предельная и реальная производительность, под которыми понимают количество информации (бит/с), передаваемое по каналам связи; время доставки сообщения; качество организации процессов управления. Эти показатели устанавливаются в предположении удовлетворения требований к качеству доставки информации, которые отнесены ко второй группе критериев. В число этих показателей включены: показатель надежности нормальной доставки информации, определяемый вероятностью правильной передачи некоторого заданного массива информации за время, не превышающее нормы времени доставки сообщений в реальных условиях работы сети; показатель надежности нормальной доставки (показатель потерь), определяемый вероятностью передачи заданного объема информации за заданное время; показатель достоверности сообщения, доведенного до абонента и др. Особый интерес представляют интегральные или комплексные критерии эффективности (относятся к третьей группе). В четвертую группу отнесены показатели стоимости или «технико-экономические показатели», которые показывают экономическую целесообразность. Захаров Г.П. И Лохмотко В.В. [17] предлагают сводить семейство критериев к двум критериям: «затраты–задержка» или «затраты–качество связи» с учетом системы ограничений.

В качестве критерия «затраты» Ефимов К.А. и Львов Д.С. [18] предлагают приведенные затраты $П$, связанные с капитальными вложениями K через нормативный коэффициент эффективности E_H и эксплуатационными расходами $Э$: $П = E_H K + Э$. В качестве критерия «качество связи», как правило, выступают среднее время доставки сообщения, дисперсия времени доставки, а также вероятность своевременной доставки [19].

Целеполаганием ИТС является обеспечение требуемого качества услуги переноса мультимедийного трафика в сеансе связи с предоставлением для этого минимум сетевых ресурсов. Таким образом, целеполагание ИТС определяет две основные функции системы. Первая функция связана непосредственно с самой системой и является характеристикой качества ее функционирования (Network Performance, NP), т. е. характеризует эффективность системы. Как отмечалось выше, основным характеристическим показателем качества функционирования (характеристической мерой) ИТС является степень использования пропускной способности системы мультимедийным трафиком в режиме установленного соединения. Вторая функция связана с пользователем и является характеристикой качества его обслуживания QoS в сеансе связи или характеристикой качества процесса переноса мультимедийного трафика.

Целеполагание ИТС однозначно предопределяет вид ее комплексного функционального критерия эффективности (целевой функции) K^k в виде общей числовой характери-

стики использования пропускной способности ЛЦТ системы V_{ij} мультимедийным трафиком с учетом ограничений на QoS-нормы его переноса.

Номинальная пропускная способность определяется суммой номинальных скоростей отдельных потоков в рамках мультимедийного соединения, обслуженного системой и дается аддитивной формой

$$V_{ij}^{\min} = \sum_k K_{ij}^k V_{ij} \tag{5.6}$$

При этом значение номинальной полосы пропускания должно удовлетворять ограничениям допуска нового соединения, в качестве которых могут выступать ограничения на качественные показатели транспортировки разнородного трафика в сессии. Оценку эффективности функционирования однородных пакетных ИТС в режиме установленного соединения можно оценить также коэффициентом использования сквозного цифрового тракта передачи трафиком различной природы на транспортном уровне [6,9]:

$$R^p = \left[V_{st}^{B\min}(1-d^B) + V_{st}^{C\min}(1-d^C)\right]/V \,. \tag{5.7}$$

Та система лучше, у которой этот коэффициент лучше при заданных условиях проектирования. Расчет показателей пропускной способности и качества обслуживания пользователя сети связи относится к задачам анализа.

Критерий K^k как характеристическая мера является первичным критерием эффективности, в то время как вторичные критерии порождают ограничения на качественные показатели переноса мультимедийной информации.

5.4.2. Критерий эффективности транспортного уровня

Согласно модели архитектуры ИТС на технологии IP-QoS комплексный критерий эффективности ИТС K_{ij}^k должен «расслоиться» на уровневые критерии $K_{h,ij}^k$ h-х уровней ее логической структуры: транспортного, межсетевого и сетевых интерфейсов. Здесь h=1 соответствует физическому уровню, h =2 – уровню сетевого интерфейса, h =3 – уровню межсетевого взаимодействия IP, а h =4 – транспортному уровню уточненной логической структуры архитектуры $DARPA$-QoS.

В сессии фрагменты активной речи, видео- и/или сообщения данных поступают на транспортный уровень сетевых драйверов мультимедийных терминалов и/или серверов инфоуслуг сети. При поступлении информационных массивов в порт маршрутизатора и/или оконечной системы программы управления передачей транспортного уровня формируют соответствующие протокольные блоки (сегменты) из неструктурированного потока трафика класса B и данных класса C. При установлении транспортного канала пользователь обслуживается через конкретный логический порт. Введем следующие дополнительные обозначения: $в^C$ – коэффициент, учитывающий механизм организации обратной связи на транспортном уровне (для протокола TCP) с целью защиты от ошибок блоков данных класса C; H_{TCP} – длина заголовка TCP–блока данных, бит; H_{UDP} — длина заголовка UDP – блока данных, бит; H_{IP} – длина IP-заголовка, бит; H_{NA} – длина заголовка протокольного блока сетевого интерфейса бит; $ф^B$ – средняя длительность активного фрагмента речевого трафика B-класса, с; s^C – средняя длина сообщения данных на транспортном уровне, включая связной заголовок транспортного уровня, бит; N^B – среднее число информационных частей речевого пакета в активном речевом фрагменте на

транспортном уровне; N^C – среднее число информационных частей пакета данных в сегменте данных на транспортном уровне; L^B – длина пакета речевого трафика B-класса, бит; L^C – длина пакета данных, бит.

Плотность «набивки» полезной нагрузкой информационных полей протокольных блоков транспортного уровня учитывают соответствующие коэффициенты использования пропускной способности ЛЦТ на этих подуровнях:

$$\frac{s^B}{N^B(L^B - H_{IP})}; \quad \frac{s^C}{N^C(L^C - H_{IP})}.$$

Критерий эффективности транспортного уровня K_{TCP}^C учитывает также особенность работы протокола TCP при организации защиты от ошибок трафика класса C, на которую также затрачивается часть пропускной способности ЛЦТ. Эти потери оцениваются множителем $в^C$. Отметим, что чем длиннее нарезаемая порция информации, тем больше в среднем передается отрывков пауз между речевыми фрагментами или сообщениями данных. При уменьшении этой порции эффективность использования ЛЦТ передачи снижается за счет увеличения служебной избыточности, переносимой по каналам связи в заголовках протокольных блоков уровня.

Таким образом, с учетом введенных предположений выражения для уровневых функционалов K_{TCP}^C и K_{UDP}^B транспортных логических соединений имеют следующий вид (протокольной избыточностью, вносимую заголовками уровневых примитивов в C-сообщении и B-речевом фрагменте, мы пренебрегаем):

$$K_{UDP}^B = \frac{s^B}{N^B(L^B - H_{IP})}, \tag{5.8}$$

$$K_{TCP}^C = \frac{s^C}{N^C(L^C - H_{IP})}\rho^c \tag{5.9}$$

5.4.3. Критерий эффективности межсетевого уровня

Поддержка мультимедийного логического транспортного соединения может осуществляться либо несколькими логическими соединениями межсетевого уровня для каждого класса трафика, либо одним мультиплексным логическим соединением в определенном классе, поддерживающим несколько типов соединений.

Для формализации логических соединений межсетевого уровня введем следующие обозначения: c_{ij}^B и c_{ij}^C - коэффициенты загрузки межсетевого уровня соответственно речевыми B-пакетами и пакетами данных класса C. Указанные коэффициенты учитывают динамику очередей разнородных пакетов на межсетевом уровне, так как даже наличие абсолютного приоритета для речевых пакетов не исключает очередей пакетов указанного класса трафика на маршрутизаторе, принадлежащих различным речевым соединениям. Часть пропускной способности ЛЦТ, которая тратится на служебную информацию, вводимую межсетевым уровнем для всех классов трафика, можно оценить так: $\frac{L^k - H_{IP}}{L^k}$. Таким образом, критерии эффективности использования пропускной способности ЛЦТ раз-

нородным трафиком на межсетевом уровне с учетом коэффициентов загрузки речевыми пакетами c_{ij}^{B} и пакетами данных c_{ij}^{C}, которые учитывают динамику очередей на этом уровне, соответственно определяются:

$$K_{ij,IP}^{B} = \frac{L^{B} - H_{IP}}{L^{B}} \; c_{ij}^{B},. \tag{5.10}$$

$$K_{ij,IP}^{C} = \frac{L^{C} - H_{IP}}{L^{C}} \; c_{ij}^{C} \tag{5.11}$$

5.4.4. Критерий эффективности уровня сетевого доступа

Критерии эффективности использования пропускной способности ЛЦТ разнородным трафиком на уровне сетевых интерфейсов имеют вид

$$K_{ij,NA}^{B} = \frac{L^{B}}{L^{B} + H_{NA}}, \tag{5.12}$$

$$K_{ij,NA}^{C} = \frac{L^{C}}{L^{C} + H_{NA}}. \tag{5.13}$$

Не нарушая общности рассуждений в дальнейшем будем полагать, что для Ph-уровня $K_{ij,1}^{B,q} = K_{ij,1}^{C} \cong 1$. Формирование уровневых функционалов использования пропускной способности ИТС в архитектуре DARPA приведено в таблице 5.1.

Таблица 5.1

Формирование уровневых функционалов использования пропускной способности ИТС для незащищенных логических соединений в уточненной архитектуре DARPA

Уровень архитектуры DRPA	Структура протокольного блока	Уровневый функционал	
		Обозначение	Структура
Верхний	$\frac{s^{B}, s^{C}}{\text{сообщение, речевой фрагмент}}$		
Транспортный (TCP)	$L^{k} - H_{IP}$	K_{UDP}^{B}, K_{TCP}^{C}	$\frac{s^{B}}{N^{B}(L^{B} - H_{IP})}$, $\frac{s^{C}}{N^{C}(L - H_{IP})}$ $в^{C}$
Межсетевого взаимодействия (IP)	$\frac{L^{k}}{L^{k} - H_{IP}, H_{IP}}$ --------,----	$K_{ij,IP}^{B}$, $K_{ij,IP}^{C}$	$\frac{L^{B} - H_{IP}}{L^{B}} \; c^{B}$; $\frac{L^{C} - H_{IP}}{L^{C}} \; c^{C}$

Уровень архитектуры DRPA	Структура протокольного блока	Уровневый функционал	
		Обозначение	Структура
Сетевого интерфейса (NA)	$\frac{L^k + H_{NA}}{L^k, H_{NA}}$	$K^B_{ij,NA}$, $K^C_{ij,NA}$	$\frac{L^B}{L^B + H_{NA}}$; $\frac{L^C}{L^C + H_{NA}}$

Примечание. В таблице 5.1 --------,---- (обозначение протокольного блока уровня, включающий сервисный блок данных вышележащего уровня и управляющую служебную информацию уровня – заголовок).

5.4.5. Комплексный критерий эффективности инфокоммуникационных транспортных систем на технологии IP-QoS

С учетом (5.1)–(5.5), (5.8)–(5.13) выражения для комплексных критериев эффективности использования ЛЦТ соответственно трафиками классов B и C в режиме установленного соединения в ИТС-П на технологии IP-QoS:

$$K_{ij}{}^{B} = \frac{s^B c^B_{ij}(L^B)}{N^B(L^B + H_{NA})}, \tag{5.14}$$

$$K_{ij}{}^{C} = \frac{s^C c_{ij}{}^{C}(L^B, L^C, c^B)}{N^C(L^C + H_{NA})}, \tag{5.15}$$

Видно, что критерии эффективности использования ЛЦТ для данных уже на двух нижних уровнях архитектуры DARPA носят условный характер, так как величины ρ^C_{ij} зависят от длин речевых пакетов и удельной загрузки ЛЦТ речевыми B-пакетами; T^C_{ij} – заданное среднее время пребывания С-пакета в ЛЦТ.

Выражение для общих критериев эффективности K^B_{st} и K^C_{st} использования транспортных соединений трафиками классов B и C имеют следующий вид:

$$K^B_{st} = \sum_{m=1}^{M^B_{st}} p^B_{st,m} \frac{s^B}{N^B(L^B + H_{NI})} \sqrt[r^B_{st,m}]{\prod_{ij \in l^B_{st,m}} c^B_{ij}(L^B)},$$

$$K^C_{st} = \sum_{m=1}^{M^C_{st}} p^C_{st,m} \frac{s^C в_{ij}{}^{C}(L^C, p_{ош})}{N^C(L^C + H_{NI})} \sqrt[r_{st,m}]{\prod_{ij \in l^C_{st,m}} c^C_{ij}(L^B, c^B_{ij}, L^C)}. \tag{5.16}$$

Общесетевые комплексные критерии эффективности использования пропускной способности пакетной ИТС произвольной топологии трафиками классов B и C даются соответственно выражениями

$$K^B = \sqrt[r^{Ba}]{\sum_{st \in S^{Ba}} \frac{\hat{a}^B_{st}}{Y^{multy}} (K^B_{st})^{r^B}}, \; K^C = \sqrt[r^{kq}]{\sum_{st \in S^C} \frac{\hat{a}^C_{st}}{Y^{multy}} (K^C_{st})^{r^C}}. \tag{5.17}$$

Функциональные зависимости (5.17) представляют собой системную формализацию процессов переноса мультимедийного трафика в ИТС IP-QoS в рамках предоставления инфокоммуникационной услуги с заданными QoS-нормами в режиме установленного соединения. В (5.17) $\hat{a}_{st}^{k}$ – пропущенная нагрузка k-го класса в направлении $st \in S^{k}$; $Y^{multy} = \sum_{k} Y^{k}$; $Y^{k} = \sum_{S^{k}} \hat{a}_{st}^{k}$; $\hat{a}_{st}^{k} = \frac{Mark^{k}}{3600c} y^{multy} \cdot t^{multy} b_{st}$ (Эрл), y^{multy} – интенсивность мультимедийных вызовов (вызов/час); t^{multy} – средняя длительность мультимедийного соединения, с; b_{st} – потери мультимедийного вызова на направлении $st \in S^{k}$; $\Theta^{\min}$ – базовая минимальная ширина полосы пропускания (бит/с); $Mark^{k} = \sum_{q=1}^{Q} \left]\frac{v_{q}^{k}}{\Theta^{\min}}\right[$ – суммарная марка трафика, требуемая для обслуживания всех пользователей $k-$го класса в тракте $ij \in J$; v^{k} – скорость работы оконечного устройства (бит/с); Q – общее количество мультимедийных оконечных устройств.

ПРИЛОЖЕНИЕ А

Структура и формат полей протокола RSVP

Структура и формат полей заголовка RSVP, а также правила, которые специфицируют структуру дескриптора потока для каждого из стилей резервирования приведены на рис. А1.

Поле описания объекта (Object)			
Время жизни (Send TTL) (8 бит)		Reserved (8 бит)	Длина сообщения (RSVP Length) (16 бит)
Версия (Version) (4 бита)	Флаги (Flags) (4 бита)	Тип сообщения (Message) (8 бит)	Контрольная сумма заголовка RSVP (Checksum) (16 бит)

Рис. А1. Структура и формат полей заголовка RSVP

Назначение полей сообщения и заголовка объекта

Назначение полей сообщения следующее:

версия (Version) – определяет версию протокола (Version=l);

флаги (Flags) – принимает значение I;

тип сообщения (Message Type) — принимает значение 1 для сообщения Path, 2 – для Resv, 3 – для PathEn; 4 – для ResvErr, 5 – для PathTear, 6 – для ResvTear, 7 – для ResvConf;

контрольная сумма заголовка (RSVP Checksum) – используется для обнаружения ошибок при передаче сообщения;

время жизни сообщения (Send TTL) – используется для обнаружения маршрутизаторов, не поддерживающих протокол RSVP на пути следования сообщения путем сравнения значения TTL протокола RSVP со значением TTL протокола IP;

длина сообщения (RSVP Length) – полная длина RSVP сообщения в байтах, включая общий заголовок и объекты переменной длины, которые за ним следуют;

поле описания объекта (Object) – содержимое полей зависит от типа объекта.

Максимальная длина объекта равна 65528 байт. Для каждого типа сообщения RSVP существует набор правил допустимого выбора типов объектов. Каждый объект состоит из одного или более 32-битных слов с 4-байтовым заголовком.

Заголовок объекта имеет следующие поля:

Длина в байтах. 16-битовое поле, содержащее полную длину объекта в байтах. Длина должна быть кратна 4 октетам, минимальное значение равно 4.

Class-Num. Идентифицирует класс объекта. Каждый класс объекта имеет свое имя, которое в данном документе записывается прописными буквами. Приложения RSVP должны распознавать следующие классы:

NULL. Объект NULL имеет код Class-Num равный нулю, а его C-тип игнорируется. Его длина должна быть, по крайней мере, равна 4, но может быть любой кратной 4. Объект NULL может появиться где угодно в последовательности объектов. Его содержимое получателем игнорируется.

SESSION. Содержит IP-адрес места назначения (DestAddress), идентификатор протокола IP и обобщенный номер порта назначения, для того чтобы специфицировать сессию для других объектов, которые следуют далее. Этот класс должен присутствовать в любом сообщении RSVP.

RSVP_HOP. Несет в себе IP-адрес узла, поддерживающего протокол RSVP, который послал это сообщение, и дескриптор логического выходного интерфейса (LIH). Этот класс характеризует предшествующий узел (previous hop).

TIME_VALUES. Содержит значение периода обновления R, используемого отправителем сообщения. Необходим в каждом сообщении Path и Resv.

STYLE. Определяет стиль резервирования, а также зависящую от стиля информацию, которая не включена в объекты FLOWSPEC или FILTER_SPEC. Необходим в каждом сообщении Resv.

FLOWSPEC. Определяет желательный уровень QoS, в сообщениях Resv.

FILTER_SPEC. Определяет субнабор информационных пакетов сессии, которые должны получить желательный уровень QoS (специфицированный объектом FLOWSPEC), в сообщениях Resv.

SENDER_TEMPLATE. Содержит IP-адрес отправителя и, может быть, некоторую дополнительную информацию, идентифицирующую отправителя. Необходим в сообщениях Path.

SENDER_TSPEC. Определяет характеристики информационного трафика отправителя. Необходим в сообщениях Path.

ADSPEC. Несет в себе данные OPWA в сообщении Path.

ERROR_SPEC. Специфицирует ошибку в сообщениях PathErr, ResvErr, или подтверждение в сообщении ResvConf.

POLICY_DATA. Несет в себе информацию, которая позволит локальному модулю, определяющему политику, принять решение, допустимо ли административно соответствующее резервирование. Может присутствовать в сообщениях Path, Resv, PathErr или ResvErr.

INTEGRITY. Несет в себе криптографические данные для аутентификации исходного узла и для верификации содержимого сообщения RSVP. Использование объекта INTEGRITY описано в ссылке [Baker96] в конце данного документа.

SCOPE. Несет в себе список ЭВМ-отправителей, к которым должно быть переадресовано данное сообщение. Может присутствовать в сообщениях Resv, ResvErr или ResvTear.

RESV_CONFIRM. Несет в себе IP-адрес получателя, который запросил подтверждение. Может присутствовать в сообщениях Resv или ResvConf.

C-Type. Тип объекта, уникален в пределах класса Class-Num.

В поле описания объекта в сообщении Path помещается следующая обязательная информация [RFC 2210, PS]:

SESSION. Содержит IP-адрес назначения, номер протокола, номер порта;

RSVP_HOP. Включает IP-адрес предыдущего маршрутизатора;

TIME_VALUES. Содержит значение времени тайм-аута периодической посылки сообщения Path для сохранения программного состояния резервирования ресурсов (обычно 30 с);

SENDER_TEMPLATE. Служит идентификатором потока для классификатора пакетов, содержит IP-адрес источника, номер протокола (TCP/UDP), номер порта;

SENDER_TSPEC. Предназначено для планировщика очередей. Содержит описание параметров потока для реализации дозирования трафика;

ADSPEC. Имеет базовую спецификацию параметров (Default Parameters), относящуюся ко всем классам обслуживания, и одну из дополнительных спецификаций запрашиваемого класса обслуживания: гарантированного обслуживания (Guaranteed Service) или контролируемой нагрузки (Controlled-Load). Служит для внесения уточнений параметров базовой спецификации каждым проходным RSVP-маршрутизатором.

Дополнительная спецификация включает в себя [RFC 22I5, PS]:

флаг наличия хотя бы одного маршрутизатора на всем пути, который не поддерживает протокол RSVP. Установка этого флага означает, что хотя бы один маршрутизатор не поддерживает запрошенный класс обслуживания и поставлен режим «с наибольшими усилиями»;

число RSVP-маршрутизаторов на всем пути. Функция формирования этого параметра - арифметическое суммирование числа проходных маршрутизаторов;

фактически выделенная полоса передачи для всего пути (байт/с). Функция формирования этого параметра — минимальное значение;

минимальная задержка на всем пути (мкс). Функция формирования этого параметра - арифметическое суммирование задержек, вычисленных каждым маршрутизатором при отсутствии очереди. Используется для определения минимального объема буфера для компенсации джиттера;

максимальная длина пакета (байт). Функция формирования этого параметра – минимальное значение.

Структура полей сообщения Resv имеет следующие обязательные поля описания объекта:

SESSION содержит IP-адрес назначения, номер протокола (TCP/UDP), номер порта; RSVP_HOP - содержит IP-адрес предыдущего (от получателя) маршрутизатора;

TIME_VALUES содержит значение времени тайм-аута периодической посылки сообщения Resv для сохранения программного состояния резервирования ресурсов (обычно 120 с); STYLE содержит стиль резервирования, т. к. объединение ресурсов не означает простого их суммирования, потому что один из потоков может потребовать не только меньшую полосу передачи, но и меньшее значение задержки;

FILTER_SPEC включает в себя данные из принятого SENDER_TEMPLATE;

FLOWSPEC, который в зависимости от запрошенного класса обслуживания содержит следующие поля:

1) для класса обслуживания контролируемой загрузки (Controlled Load) возвращает параметры потока Tspec для реализации дозирования трафика по схеме «корзина маркеров», в частности: запрошенную среднюю полосу передачи, (байт/с); объем буфера корзины маркеров, (байт); пиковую полосу передачи, (байт/с); минимальный размер пакета, (байт); максимальный размер пакета (байт). Пакеты, не соответствующие этому профилю, обслуживаются «с наибольшими усилиями» и могут быть утеряны. При предоставлении услуги CL измерение максимальной задержки «из конца в конец» и определение аппаратной задержки не производятся. В дополнительную спецификацию вносится только флаг об отсутствии RSVP-маршрутизаторов на всем пути.

2) для класса гарантированного обслуживания (Guaranteed Service) в дополнение к перечисленным параметрам содержатся значения фактически выделенной полосы передачи на всем пути, (байт/с) и уменьшение суммарной задержки в обслуживании, (мкс).

Стиль WF использует опции: «разделенного» резервирования и произвольного выбора отправителя («wildcard»). Таким образом, стиль WF обеспечивает резервирование, которое делится между потоками всех отправителей. Размер общего резервирования равен наибольшему из ресурсных запросов от получателей и не зависит от числа отправителей. Символически можно представить запрос резервирования стиля WF как WF(* {Q}), где звездочка представляет произвольную подстановку при выборе отправителя, а Q спецификация flowspec. Стиль FF использует опции: «четкое» (distinct) резервирование и «явный» (explicit) выбор отправителя. Таким образом, простой запрос со стилем FF создает точно заданное резервирование для информационных пакетов от определенного отправителя, без совместного использования ресурса с другими отправителями в пределах одной и той же сессии. Символически простой запрос резервирования FF можно представить как FF(S{Q}), где S выбранный отправитель, а Q соответствующая спецификация flowspec; эта пара параметров образуют дескриптор потока. RSVP позволяет применение нескольких простых стилей резервирования FF одновременно, при этом формируется список дескрипторов потоков FF(S1{Q1}, S2{Q2}, ...). Полное резервирование в канале для данной сессии характеризуется суммой Q1, Q2, ... для всех отправителей, куда посланы запросы. Стиль SE использует опции: "разделенное" «hared» резервирование и «явный» (explicit) выбор отправителя. Таким образом, стиль резервирования SE формирует одно резервирование, которое совместно используется несколькими отправителями. В отличие от стиля WF, SE позволяет получателю непосредственно специфицировать набор отправителей. Запрос резервирования SE, содержащий flowspec Q и список отправителей S1, S2, ... можно представить в символьной форме как SE((S1, S2,...){Q}). Разделенное резервирование, выполненное с применением стилей WF и SE, пригодно для мультикастных приложений, где несколько источников данных редко осуществляют передачу одновременно. Пакетная передача голоса может служить примером разделенного резервирования, так как лишь ограниченное число людей говорит одновременно. Каждый получатель может направить запрос резервирования WF или SE на удвоенную полосу пропускания, необходимую одному отправителю, позволяя тем самым говорить обоим партнерам одновременно. С другой стороны, стиль FF, который осуществляет четкое резервирование для потоков отдельных отправителей, подходит для передачи видеосигналов. Резервирование SE вынуждает классификатор пакетов в каждом узле в явном виде выбрать каждого отправителя из списка, в то время как WF позволяет классификатору пакетов осуществить произвольный выбор отправителя и порта с помощью «wild card».

Ниже приведены правила, которые специфицируют структуру дескриптора потока для каждого из стилей резервирования.

Стиль WF: <flow descriptor list> ::= <WF flow descriptor>

<WF flow descriptor> ::= <FLOWSPEC>

Стиль FF: <flow descriptor list> ::=

<FLOWSPEC> <FILTER_SPEC> |<flow descriptor list> <FF flow descriptor>

<FF flow descriptor> ::=

[<FLOWSPEC>] <FILTER_SPEC>

Каждый запрос стиля FF описывается одной парой (FLOWSPEC, FILTER_SPEC), несколько таких запросов могут быть уложены в один список дескрипторов потока сообщения Resv. Объект FLOWSPEC может быть опущен, если он идентичен последнему такому объекту в списке; первый дескриптор потока стиля FF должен содержать FLOWSPEC.

Стиль SE: <flow descriptor list> ::= <SE flow descriptor>

<SE flow descriptor> ::=

<FLOWSPEC> <filter spec list>
<filter spec list> ::= <FILTER_SPEC>
<filter spec list> <FILTER_SPEC>

Набор отправителей (reservation scope), которым направляется конкретный запрос резервирования, определяется следующим образом. Явный выбор отправителя – резервирование переадресуется всем отправителям, чьи объекты SENDER_TEMPLATE, записанные в состоянии прохода соответствуют объекту FILTER_SPEC. Произвольный выбор отправителей (wildcard) – запрос с произвольным выбором отправителя соответствует всем отправителям, которые маршрутизированы на данный выходной интерфейс. Когда сообщение Resv с произвольным выбором отправителя переадресуется более чем одному предыдущему узлу, в сообщение должен быть включен объект SCOPE. В этом случае список IP адресов для рассылки хранится именно в этом объекте.

Добавление нового канала резервирования осуществляется двумя вызовами TC_AddFlowspec и TC_AddFilter.

Вызов:TC_AddFlowspec(Interface,TC_Flowspec,TC_Tspec,TC_Adspec,Police_Flags) – > RHandle [, Fwd_Flowspec],

который устанавливает новый канал резервирования, соответствующий RHandle. В противном случае, он возвращает код ошибки. После успешного вызова TC_AddFlowspec посылается запрос на добавление спецификации фильтра.

Вызов:TC_AddFilter(Interface,RHandle,Session , FilterSpec) – > FHandle,

который добавляет новую спецификацию фильтра для резервирования, заданного RHandle. Этот вызов возвращает дескриптор фильтра FHandle.

При мультикастной доставке данных пакеты размножаются для отправки последующим узлам. Мультикастная IP рассылка выполняет разветвление потока на IP-уровне. В этом случае RSVP должен объединять резервирования соответствующих выходных интерфейсов для последующей отправки запроса резервирования далее.

Приложение-получатель использует вызов API для передачи запроса резервирования Resv. В сообщение Resv указываются реальные параметры для резервирования ресурсов, которые он может поддержать в сеансе связи с источником. Эти параметры содержатся в описателе потока (TRAFIC DESCRIPTOR) и включают в себя спецификацию фильтра (FILTER_SPEC) и спецификацию потока (FLOWSPEC). Спецификация фильтра используется классификатором пакетов для идентификации пакетов одного и того же потока с определенным IP-адресом отправителя и выходным портом. Конкретный формат спецификации фильтра зависит от версий IP-протокола (IPv4 или IPv6). Спецификация потока содержит набор параметров, обобщенно называемых иформацией вызова (invocation information), определяет требуемое качество услуг и используется для задания параметров планировщика пакетов. Спецификация потока используется для задания параметров планировщика пакетов. Эту информацию можно разделить на две группы: спецификацию трафика (Traffic Specification, Tspec) и спецификацию сервисного запроса (Service Request Specification, Rspec). Спецификация Tspec определяет параметры функции Token Bucket (среднюю скорость потока; длину пачки пакетов, генерируемой источником; пиковую скорость; минимальный и максимальный размеры поля данных пакета – PDU (IP Protocol Data Unit), а Rspec - параметры качества обслуживания (полосу пропускания, задержку пакета, вероятность потери пакета). Форматы и содержимое «Tspec» и «Rspec» определяются общими моделями обслуживания [RFC 2210].

Запрос резервирования включает в себя набор опций, которые в совокупности называются стилем. Одна опция резервирования определяет способ резервирования различными отправителями в пределах одной сессии. Другая опция резервирования контролирует выбор отправителей. В одних случаях каждому отправителю ставится в соответствие определенная спецификация фильтра, в других, таких спецификаций не требуется вовсе. В настоящее время определены следующие стили. Стиль WF (Wildcard-Filter) использует

опции: «разделенного» резервирования и произвольного выбора отправителя (wildcard). Таким образом, резервация со стилем WF создает резервирование, которое делится между потоками всех отправителей. Это резервирование может рассматриваться как общая «труба», чей размер равен наибольшему из ресурсных запросов от получателей, и не зависит от числа отправителей. Стиль резервирования WF передается в направлении отправителей и автоматически распространяется на новых отправителей при их появлении. Символически можно представить запрос резервирования стиля WF так: WF(* {Q}), где звездочка представляет произвольную подстановку при выборе отправителя, а Q спецификация flowspec. Стиль FF (Fixed-Filter) использует опции: «четкое» (distinct) резервирование и «явный» (explicit) выбор отправителя. Таким образом, простой запрос со стилем FF создает точно заданное резервирование для информационных пакетов от определенного отправителя, без совместного использования ресурса с другими отправителями в пределах одной и той же сессии. Символически простой запрос резервирования FF можно представить так: FF(S{Q}), где S выбранный отправитель, а Q соответствующая спецификация flowspec. Эта пара параметров образует дескриптор потока. RSVP позволяет применение нескольких простых стилей резервирования FF одновременно, при этом формируется список дескрипторов потоков: FF(S1{Q1}, S2{Q2}, ...). Полное резервирование в канале для данной сессии характеризуется суммой Q1, Q2, ... для всех отправителей, куда посланы запросы. Стиль SE (Shared Explicit) использует опции: «разделенное» (shared) резервирование и «явный» (explicit) выбор отправителя. Таким образом, стиль резервирования SE формирует одно резервирование, которое совместно используется несколькими отправителями. В отличие от стиля WF, SE позволяет получателю непосредственно специфицировать набор отправителей. Запрос резервирования SE, содержащий flowspec Q и список отправителей S1, S2, ... можно представить в символьной форме как: SE((S1, S2,...){Q}). Разделенное резервирование, выполненное с применением стилей WF и SE, пригодно для мультикастных приложений, где несколько источников данных редко осуществляют передачу одновременно. Пакетная передача голоса может служить примером разделенного резервирования, так как лишь ограниченное число людей говорят одновременно. Каждый получатель может направить запрос резервирования WF или SE на удвоенную полосу пропускания, необходимую одному отправителю, позволяя тем самым говорить обоим партнерам одновременно. С другой стороны, стиль FF, который осуществляет четкое резервирование для потоков отдельных отправителей, подходит для передачи видеосигналов.

Правила RSVP не позволяют объединять разделенные резервирования с четкими резервированиями, так как эти модели абсолютно несовместимы. Не допускается также объединение явного и произвольного (wildcard) выбора отправителей, так как это может вызвать предоставление незаказанных услуг получателю, который указал тип услуг явно. Таким образом, стили WF, SE и FF не совместимы. Добавление нового канала резервирования осуществляется двумя вызовами TC_AddFlowspec и TC_AddFilter.

Вызов: TC_AddFlowspec(Interface,TC_Flowspec,TC_Tspec,TC_Adspec,Police_Flags) –> RHandle [, Fwd_Flowspec] – устанавливает новый канал резервирования, соответствующий RHandle. В противном случае, он возвращает код ошибки. После успешного вызова TC_AddFlowspec посылается запрос на добавление спецификации фильтра.

Вызов: TC_AddFilter(Interface,RHandle,Session , FilterSpec) -> FHandle, - добавляет новую спецификацию фильтра для резервирования, заданного RHandle. Этот вызов возвращает дескриптор фильтра FHandle.

ПРИЛОЖЕНИЕ В

Структура и форматы полей протоколов сетевых технологий IP-QoS

<table>
<tr><td colspan="4">Порт отправителя</td><td colspan="5">Порт получателя</td></tr>
<tr><td colspan="9">Порядковый номер</td></tr>
<tr><td colspan="9">Номер при подтверждении</td></tr>
<tr><td>Смещение данных</td><td>Резерв</td><td>URG</td><td>ACK</td><td>PSH</td><td>RST</td><td>SYN</td><td>FIN</td><td>Окно</td></tr>
<tr><td colspan="8">Контрольная сумма</td><td>Указатель срочности</td></tr>
<tr><td colspan="9">Опции | Заполнение</td></tr>
<tr><td colspan="9">Данные</td></tr>
</table>

Рис. В1. Структура и формат заголовка TCP-сообщения

<table>
<tr><td>Вер-</td><td>IHL</td><td>TOS/DS</td><td colspan="2">Общий размер</td></tr>
<tr><td colspan="3">Идентификация</td><td>Флаги</td><td>Смещение фрагмента</td></tr>
<tr><td>Время жизни</td><td colspan="2">Протокол</td><td colspan="2">Контрольная сумма</td></tr>
<tr><td colspan="5">Адрес отправителя</td></tr>
<tr><td colspan="5">Адрес получателя</td></tr>
<tr><td colspan="5">Опции и заполнение</td></tr>
<tr><td colspan="5">Данные</td></tr>
</table>

Рис. В2. Структура и формат заголовка Ipv4 (20байт)

Поле «тип сервиса» занимает 1 байт и задает приоритетность пакета и вид критерия выбора маршрута. Приоритет может иметь значения от 0 (нормальный пакет) до 7 (пакет управляющей информации). Трафик можно в этом случае разделить на 6 классов (значения 6 и 7 зарезервированы). Поле «тип сервиса» содержит также 3 бита, определяющие критерий выбора маршрута: установленный бит D (Delay) говорит о том, что маршрут должен выбираться для минимизации задержки доставки данного пакета, бит T – для максимизации пропускной способности, а бит R – для максимизации надежности доставки. Распределение разрядов указанного поля представлено в таблице В1, а назначение различных комбинаций – в таблице В2.

Таблица В1

Распределение разрядов в поле «тип сервиса» TOS IPv4

Разряды	Назначение
0-2	Приоритет (Precedence)
3	Задержка (Delay)
4	Пропускная способность (Throughput)
5	Надежность (Reliability)
6-7	Зарезервировано

Таблица В2

Назначение различных комбинаций в поле «тип сервиса» TOS IPv4

Разряды	Значение	Описание
0–2	111	Управление сетью (Network Control)
	110	Межсетевое управление (Internetwork Control)
	101	CRITIC/ECP
	100	Быстрее, чем мгновенно (Flash Override)
	011	Мгновенно (Flash)
	010	Немедленно (Immediate)
	001	Приоритетно (Priority)
	000	Обычно (Routine)
3	1	Малая задержка
	0	Нормальная задержка
4	1	Высокая пропускная способность
	0	Нормальная пропускная способность
5	1	Высокая надежность
	0	Обычная надежность

Формат поля «Дифференциальная услуга» показан на рис. В3.

DS0	DS1	DS2	DS3	DS4	DS5	DS6	DS7

Рис. В3. Формат поля «Дифференциальная услуга»

Биты DS0-DS5 определяют селектор класса. Значения этого кода представлены в таблице В3. Стандартным значением DSCP по умолчанию является 000000. Например, для услуги немедленной переадресации EF рекомендуемое значение DSCP=101110. Агрегированный поток – это поток пакетов с одинаковыми значениями кода DSCP.

Таблица В3

Значения кода DSCP

Селектор класса, Приоритет	DSCP
1	001000
2	010000
3	011000
4	100000
5	101000
6	110000
7	111000

Версия	Класс трафика	Метка потока	
Длина		Следующий заголовок	Лимит переходов
Адрес отправителя			
Адрес получателя			

Рис. В4. Структура и формат заголовка IPv6

Таблица В4

Значения кодов поля «Класс трафика» в заголовке IPv6

Код приоритета	Назначение
0	Нехарактеризованный трафик
1	Заполняющий трафик (сетевые новости)
2	Несущественный информационный трафик (электронная почта)
3	Резерв
4	Существенный трафик (FTP, HTTP, NFS)
5	Резерв
6	Интерактивный трафик (telnet)
7	Управляющий трафик Интернет (маршрутные протоколы, snmp)
8–15	Мультимедийная информация

ЛИТЕРАТУРА

1. Лохмотко В.В. Анализ и оптимизация цифровых сетей для интегрального обслуживания / В.В. Лохмотко, Пирогов К.И. Мн.: Наука и техника, 1991. 192 с.

2. Чугреев О.С. Управляющие микропроцессорные локальные сети (0702): Учеб. пособие / О.С. Чугреев, А.Д. Дойников; ЛЭИС. Л., 1988.

3. ГОСТ Р ИСО 7498-2-99. Информационная технология. Взаимосвязь открытых систем. Базовая эталонная модель. Часть.2. Архитектура защиты. – М.: ИПК Издательство стандартов, 1999.

4. Захаров Г.П. Методы исследования сетей передачи данных / Г.П. Захаров. М.: Радио и связь, 1982. 208 с.

5. Белталанфи Л. Общая теория систем: Обзор проблем и результатов / Л. Белталанфи // Системные исследования. М., 1969

6. Мошак Н.Н. Теоретические основы проектирования транспортной системы инфокоммуникационной сети: учеб. пособие для вузов (спец. 230201 «Информационные сети и технологии») / Н.Н Мошак. СПб.: ИА «Энергомашиностроение», 2006. 159 с.

7. ISO/IS 8509. Information Processing Systems. Open System Interconnection. Basic Reference Model.

8. Andreoni G. Sublayering in standard network architectures / G. Andreoni, G. Le Mo, S. Palraarzo // Comput. Commun. 1984. №1. P. 17-22.

9. Мошак Н.Н. Основы построения транспортной системы сети телекоммуникаций./ Н.Н. Мошак, С.Р. Рудинская. Минск: ФУАинформ, 2006. 109 с.

10. Зима В. Безопасность глобальных сетевых технологий / В. Зима, А. Молдовян, Н. Молдовян. СПб.: БХВ-Петербург, 2000. 320 с.: ил.

11. Молдовян А.А. Криптография: от примитивов к синтезу алгоритмов / А.А. Молдовян, Н.А. Молдовян, М.А. Еремеев. СПб.: БХВ-Петербург, 2004. 448 с.: ил.

12. Кучерявый Е.А. Управление трафиком и качество обслуживания в сети Интернет / Е.А. Кучерявый. СПб.: Наука и техника, 2004. 336 с.: ил.

13. Мошак Н.Н. Модели и методы анализа данных мониторинга автоматизированных систем / Н.Н. Мошак, Е.А. Тимофеев // Электросвязь. 2008. № 4. с. 40–45.

14. Назаров А.Н. АТМ: технология высокоскоростных сетей / А.Н. Назаров, М.В. Симонов. М.: ЭКО-ТРЕНДЗ, 1997. – 252 с.

15. Амосов А.А. Модель сети передачи данных / А.А. Амосов // Техника средств связи, сер. ТПС. – 1979. - вып. 8. - с.20-25

16. Шарейко Л.А. Проблема эффективности вычислительных сетей и пути ее решения (предварительная публикация) / Л.А. Шарейко. М.: Научный совет по комплексной проблеме «Кибернетика», 1981. 72 с.

17. Захаров Г.П. Оптимизация структуры сетей передачи данных с коммутацией пакетов (предварительная публикация) / Г.П. Захаров, В.В. Лохмотко. М.: Кибернетика, 1981. 64 с.

18. Ефимов К.А. Эффективность новой техники / К.А. Ефимов, Д.С. Львов. М.: Экономика, 1979. 144 с.

19. Захаров Г.П. Вероятностно-временные характеристики сети передачи данных с коммутацией пакетов / Г.П. Захаров. М.: Вопросы кибернетики, 1979. С. 33–48.

ГЛАВА 6. АНАЛИТИЧЕСКИЕ МОДЕЛИ ПРОЦЕССОВ ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ ЗАЩИЩЕННЫХ ТРАНСПОРТНЫХ СИСТЕМ IP-QoS

6.1. Политика информационной безопасности и механизмы защиты

В основе создания защищенной ИКС, лежит ее политика информационной безопасности (в дальнейшем «Политика») [1]. «Политика» является основополагающим документом, определяющим систему приоритетов, принципов и методов достижения целей обеспечения защищенности ее активов в условиях наличия угроз, характерных и существенных для сетей указанного класса. Под «Политикой» ИКС понимается формальная спецификация правил и рекомендаций, требований и руководящих принципов в области ИБ, которыми руководствуются хозяйствующие субъекты сети в своей деятельности и на основе которых пользователи используют, накапливают и распоряжаются информационными ресурсами и технологическими ценностями. Основными понятиями ИКС являются понятие пассивного объекта (ресурса или актива) и активного субъекта (пользователя и/или процесса) [2]. «Политика» в общем случае включает в себя: описание объекта защиты; ранжирование информационных активов и описание отношений «субъект-объект»; определение приоритетов услуг ИБ; описание модели угроз и нарушителя; оценку информационных рисков; формулировку требований ИБ; формирование принципов проведения электронного мониторинга и внутреннего аудита состояния ИБ. В основе разработки требований ИБ сети в целом лежат приоритеты безопасности (защиты) их ресурсов. При этом в модели нарушителя в первую очередь необходимо рассматривать легальных привилегированных пользователей, относящихся к техническому персоналу сети [1]. В этой связи в Политике должны быть сформулированы также и требования к организации внешнего доверенного мониторинга (контроля соблюдения требований ИБ) в сети за действиями как нелегальных, так легальных субъектов (в том числе привилегированных) в режиме on-line и off-line [3]. Основные направления в сфере национальной информационной безопасности [4] связаны с организацией теоретических и практических работ по защите информационных и связных ресурсов страны и управлению ими на государственном, ведомственном, региональном и объектовом уровнях, а также с разработкой, производством и внедрением механизмов и средств защиты .

Стандарт ГОСТ Р ИСО 7498-2-99 [5] определяет пять базовых услуг для обеспечения безопасности (защиты) компьютерных систем и сетей: конфиденциальность (Confidentiality), аутентификация (Authentication), целостность (Integrity), контроль доступа (Access Control), причастность (Nonrepudiation), входящие в архитектуру защиты ЭМ, и механизмы, обеспечивающие функционирование этих услуг. Значимые угрозы нарушения базовых услуг безопасности в ИТС и связанные с ними риски сформулированы в [5].

В таблице 6.1 приведена возможная реализация услуг безопасности отдельными специальными механизмами защиты или их сочетанием [5].

Для реализации базовых услуг безопасности в сети могут применяться как специальные механизмы защиты («Шифрование», «Заполнение трафика», «Управление маршрутизацией», «Цифровая подпись», «Контроль доступа», «Обеспечение целостности», «Аутентификация», «Нотаризация»), так и общие механизмы защиты («Доверительная функциональность», «Метки безопасности», «Аудиторская проверка»), которые могут быть задействованы для усиления последних. На практике услуги безопасности должны быть включены в соответствующие уровни логической структуры сети для обеспечения требований ее политики ИБ (далее ПИБ). При этом практическая реализация требований ПИБ может потребовать различных сочетаний базовых услуг защиты в соответствии с их приоритетами с учетом дифференциации по классу трафика. Организация защищенного

сеанса связи с установлением соединения предусматривает запрос/подтверждение услуг безопасности на фазе установления защищенного соединения. Если служба безопасности определяется в качестве факультативно предусматриваемой отдельным уровнем, это означает, что она реализуется определенными механизмами защиты, работающими в рамках этого уровня, если иное не оговорено. При этом механизм защиты может включаться в процесс обслуживания протокольного блока уровня для каждого типа информации и/или представлять собой отдельную услугу уровня.

Применимость сервисов безопасности на различных уровнях модели BPRM и DARPA с учетом дифференциации по классу трафика приведена в таблице 6.2 [6]. В ячейках, где возможно использование услуг IEEE 802.10 (SDE), которые не специфицированы ISO, проставлен символ «?». Пустые ячейки указывают, что на данном уровне услугу не рекомендуется применять.

Таблица 6.1

Реализация базовых услуг безопасности

	Используемые механизмы							
Услуги безопасности	Шифрование	Заполнение трафика	Управление маршру-тизацией	Цифровая подпись	Контроль доступа	Обеспечение целостности	Аутентификация	Нотаризация (под-тверждение)
Конфиденциальность (системы с установлением связи) Sec_{ete}		Да	Да					
Конфиденциальность (системы без установления связи)	Да	Да	Да					
Конфиденциальность (отдельные информационные поля) Sec_{fild}								
Конфиденциальность (трафик) Sec_{data}		Да						
Аутентификация отправителя данных A_{souce}	Да			Да		Да	Да	
Аутентификация равноправного логического объекта A_{obj}	Да			Да		Да	Да	
Целостность (с установлением связи) $Integr_{rec\_ete}$			Да			Да		
Целостность (без установления связи)	Да		Да			Да		
Целостность (отдельные информационные поля) $Integr_{fild}$	Да					Да		
Контроль доступа C_{acses}					Да			
Причастность (отправка и доставка)				Да				Да
Доступность			Да		Да		Да	

Услуги защиты информации предоставляются через интерфейс управления и/или h-службу вызова – совокупность функциональных возможностей h-уровня и нижеле-

жащих уровней, предоставляемых (h+1)-объектам на границе h и (h+1) -уровнями (в терминологии ЭМ ВОС) [4]. При каждом запросе h-службы (h +1)-объект может запросить желаемую цель защиты. В запросе указывается конкретная служба защиты, необходимые параметры службы и, при необходимости, - любая дополнительная релевантная информация (например, информация о грифе конфиденциальности и/или метка безопасности) в соответствии с целью защиты. Запрос h-услуги защиты, который формирует h+1 логический объект, определяет тип и параметры защиты и осуществляется через обращение к информационной базе административного управления защитой (ИБАУЗ).

Таким образом, на А-уровне могут быть задействованы следующие службы (услуги) защиты, используемые по отдельности или в сочетании:

- для любого класса трафика – «Конфиденциальность с установлением соединения» Sec_{ete}, «Конфиденциальность потока трафика» Sec_{data}, «Аутентификация отправителя данных» A_{souce}; «Контроль доступа» C_{acses};
- для трафика класса C – «Конфиденциальность без установления связи» $Sec_{non\,ete}$, «Конфиденциальность отдельных информационных полей» Sec_{fild}, «Целостность с установлением соединения» $Integr_{ete}$; «Целостность без установления соединения» $Integr_{non\_ete}$; «Целостность с установлением соединения»; «Целостность отдельных информационных полей» $Integr_{fild}$; «Причастность».

Таблица 6.2

Применимость сервисов безопасности

Услуга безопасности	Уровни в моделях BPRM и DARPA (классы A, B)/(классы C ,D)				
	Ph	NA	IP	T	A
Конфиденциальность (системы с установлением связи)	да/да	да/да	да/да	да/да	да/да
Конфиденциальность (системы без установления связи)	-	-/да	-/да	-/да	-/да
Конфиденциальность (отдельные информационные поля)	-	-	-/да	-	-/да
Конфиденциальность (трафик)	да/да		да/да	-	да/да
Аутентификация отправителя данных	-	? да/да	да/да	дда/да	да/да
Аутентификация равноправного логического объекта	-	-	-/да	-	-
Целостность (с установлением связи)	-	-	-/да	-/да	-/да
Целостность (без установления связи)	-	? -/да	-/да	-/да	-/да
Целостность (отдельные информационные поля)	-	-	-	-	-/да
Контроль доступа	-	? -/да	-/да	-/да	да/да
Причастность (отправка и доставка)	-	-	-	-	-/да

На Т-уровне могут быть задействованы следующие службы (услуги) защиты, используемые по отдельности или в сочетании:

- для любого класса трафика – «Конфиденциальность с установлением соединения» Sec_{ete}, «Аутентификация источника соединения» A_{souce}, «Контроль доступа» C_{acses};
- для трафика класса C – «Аутентификация источника соединения» A_{souce} и «Аутентификация данных источника» A_{data}, «Целостность с установлением соединения» $Integr_{ete}$, «Целостность без установления соединения» $Integr_{non\_ete}$.

Услуги защиты I-уровня:

- для любого класса трафика – «Конфиденциальность с установлением соединения» Sec_{ete}, «Конфиденциальность потока трафика» Sec_{data}, «Аутентификация отправителя данных» A_{souce};
- для трафика класса C - «Аутентификация равноправного логического объекта» A_{obj}, «Контроль доступа» C_{acses}, «Конфиденциальность отдельных информационных полей» Sec_{fild}, «Целостность данных с установлением соединения » $Integr_{ete}$.

На NA-уровне могут быть обеспечены следующие услуги защиты:

- для любого класса трафика – «Конфиденциальность с установлением соединения» Sec_{ete}, «Аутентификация источника соединения» A_{souce}, «Контроль доступа» C_{acses}.

Услуги безопасности, предлагаемые на Ph-уровне, обычно обеспечивают защиту каналов связи «точка-точка», например, между двумя конечными системами или между конечной и промежуточной системами. Действие этой услуги заканчивается в точке окончания канала связи. На Ph-уровне предусматриваются следующие услуги безопасности (как отдельные, так и в сочетании):

- для любого класса трафика – «Конфиденциальность с установлением соединения» Sec_{ete}, «Конфиденциальность потока трафика» Sec_{data}: а) полная конфиденциальность потока трафика, которая может обеспечиваться только в определенных ситуациях, например, при дуплексной одновременной синхронной двухпунктовой передаче и б) ограниченная конфиденциальность потока трафика, которая может обеспечиваться при определенных типах передачи, например, асинхронной.

Эти услуги ограничиваются пассивными угрозами и могут быть применены как к двухточечным, так и многоточечным соединениям. На Ph-уровне главным механизмом защиты является механизм шифрования электрических или оптических сигналов. Одним из ограничений на использование средств защиты на физическом уровне является сложность управления ими. Бит-ориентированный интерфейс Ph-уровня не позволяет реализовать услуги «Целостность» и «Аутентификация» из-за невозможности выполнять преобразование данных. Кроме того, средства и устройства, обеспечивающие безопасность на этом уровне, обычно привязаны к конкретной технологии передачи сигналов и интегрированы с физическим интерфейсом, что приводит к необходимости использовать идентичные устройства на обоих концах физического и/или виртуального соединения.

Параметры защиты могут устанавливаться по умолчанию. Планирование служб защиты должно достигаться одним или двумя следующими методами: а) непосредственным вызовом механизмов защиты в рамках h-уровня; б) и/или запросом служб защиты на (h–I)-уровне. В этом случае область применения защиты должна быть расширена на h-службу путем сочетания передоверяемых функциональных возможностей и/или специальных механизмов защиты на h-уровне. Таким образом, h-уровень определяет, спосо-

бен ли он обеспечить требуемую защиту цели, если он неспособен, обеспечить это, то соединение блокируется.

Приведем планирование служб в рамках h-уровня (в противоположность передаче нижележащим (h-I)-службам) в процессе установления защищенного h-соединения:

а) Опережающий контроль доступа.

h-уровень может требовать опережающего контроля доступа, он может локально определять (от информационной базы управления защитой), может ли быть разрешено или запрещено защищенное h-соединение.

б) Аутентификация равноправных объектов.

Эта услуга, когда она предусмотрена h-уровнем, предназначена для выдачи подтверждения (h+I)-объекту, что источником данных является равноправный (h+I)-объект.

Если защита цели включает идентификацию равноправных объектов или если известно (из информационной базы управления безопасностью), что назначение h-объекта потребует идентификации равноправного объекта, то должен произойти идентификационный обмен. Для этого может использоваться двух- или трехкратное квитирование установления связи для обеспечения односторонней или взаимной идентификации. Идентификационный обмен может быть объединен либо с обычными процедурами установления h-соединения, либо осуществлен отдельно от установления h-соединения.

в) Контроль доступа.

Назначение h-объекта или промежуточных объектов может потребовать ограничений контроля доступа. Если специфическая информация затребована через механизм дистанционного контроля доступа, то h-объект, являющийся инициатором, предоставляет эту информацию в рамках протокола h-уровня или через каналы управления.

г) Конфиденциальность.

Если была выбрана служба полной или избирательной конфиденциальности, то должно быть установлено защищенное h-соединение. Это может включать установление собственных рабочих ключей и обсуждение криптографических параметров соединения. Это может быть сделано путем предварительной компоновки в идентификационном обмене или путем отдельного протокола;

д) Целостность данных.

Эта служба, когда она предусмотрена h-уровнем, предназначена для выдачи подтверждения (h+I)-объекту, что источником данных является заявленный равноправный (h+I)-объект.

Если была выбрана целостность данных всех h-пользователей с восстановлением или без восстановления или целостность отдельных полей протокольного блока данных, то необходимо установить защищенное h-соединение. Оно может быть аналогично соединению с задействованием службы конфиденциальности и может предусматривать идентификацию. К защищенному h-соединению применимы те же соображения, что и для службы конфиденциальности;

е) Службы безотказности.

Если была выбрана безотказность с подтверждением происхождения, необходимо установить собственные криптографические параметры или установить защищенное соединение с объектом, осуществляющим нотаризацию.

Если была выбрана безотказность с подтверждением доставки, необходимо установить собственные параметры (которые отличаются от параметров, требуемых для безотказности с подтверждением происхождения) или установить защищенное соединение с объектом, осуществляющим нотаризацию.

В сеансе связи в процессе передачи данных по защищенному h-соединению должны быть задействованы конкретные службы защиты. При этом в рамках h-службы должно быть организовано:

а) идентификация равноправных объектов (в интервалах);

б) защита выбранных полей;

в) сигнализация об активных нападениях (например, службой «целостность соединения без восстановления») при возникновении манипуляций данными. Кроме того, может потребоваться запись ревизии следа защиты, обнаружение события и управление событием.

Задействование механизмов защиты может быть реализовано как в виде отдельных процедур, так и являться неотъемлемой частью протоколов установления соединения [7]. Механизмы защиты, предоставляющие реализующие услуги безопасности в рамках связных протоколов, будем моделировать системами массового обслуживания с протокольной услугой безопасности (СМОПб), а в рамках отдельных процедур – системами массового обслуживания с самостоятельной услугой безопасности (СМОСб). Последние, в том числе, включают в себя формализацию процессов управления безопасностью и могут включать как фазы формирования и передачи сервисных примитивов трафика безопасности на дополнительном логическом уровне архитектуры сети, так и фазу их обработки в конечных и/или промежуточных системах с учетом QoS-норм передачи основных информационных потоков. В любом случае, реализация механизмов защиты осуществляется по принципам предоставления сервиса ВОС [7].

Известно, что любая система защиты вносит избыточность в информационное окружение сети и приводит к ухудшению ее ВВХ. Поэтому крайне важно исследовать влияние процессов задействования механизмов защиты на эффективность использования сетевых ресурсов и характеристик защищенных ИТС с учетом ограничений на QoS-нормы переноса разнородного трафика [8].

Например, использование специальных механизмов аутентификации приводит к появлению дополнительных потоков со своими дисциплинами обслуживания в виде пакетов с учетными записями пользователей (идентификаторы, пароли, ключевая информация, ЭЦП) или цифровыми сертификатами и одноразовыми параметрами (nonce). Эти потоки являются составной частью базовых информационных потоков, циркулирующих в ИКС, и генерируются отправителем и получателем всегда при успешном прохождении вызывного сообщения перед проключением фиксированного маршрута передачи мультимедийного трафика, а также с определенной периодичностью в сессии. Другим видом дополнительных потоков в ИКС являются потоки ключевой информации, порождаемые процессами управления ключевыми системами при распространении симметричных ключей и/или формировании сеансовых ключей в двухключевых криптосистемах. Дополнительный трафик управления безопасностью в сети изменяет структуру базовых потоков и влияет на ее вероятностные характеристики (ФР времени обслуживания разнородной информации – передачи и/или обработки) и сетевые ресурсы. Ясно, что оценка влияния механизмов защиты на характеристики и ресурсы защищенных ИТС с учетом QoS-норм передачи разнородного трафика является актуальной научной задачей.

6.2. Модели процессов предоставления механизмов защиты

Предоставление механизмов защиты осуществляется по принципам предоставления сервиса базовой эталонной модели взаимодействия открытых систем [6]. Будем различать:

1) протокольные механизмы защиты, применение которых преобразует структуру и/или формат уровневого примитива архитектуры МСС и вносит протокольную избыточность в информационное окружение сети (например, механизмы симметричного шифрования и механизмы обеспечения целостности с применением симметричных ЭЦП без цен-

тра сертификации (Authentication Center, *CA*); коды обнаружения целостности и/или имитозащитных вставок (ИЗВ)). При этом могут быть востребованы один или одновременно несколько механизмов защиты соответствующего логического уровня при формировании защищенного протокольного блока для каждого типа информации многокомпонентной потоковой структуры мультимедийного соединения в режиме сессии.

2) потоковые механизмы защиты, применение которых порождают дополнительный трафик безопасности и вносит потоковую избыточность в информационное окружение сети (например, механизмы защиты с применением простой аутентификации без защиты, «Заполнение трафика», «Нотаризация». Кроме того, трафик безопасности порождается при обмене сертификатами центра сертификации CA в процессе аутентификации открытых ключей и формировании сеансовых ключей пользователей в двухключевых криптосистемах, а также при восстановлении целостности сообщений. Эти процессы включают в себя как фазу передачи сервисных примитивов трафика безопасности, так и процесс их обработки в оконечных системах).

3) гибридные механизмы защиты, применение которых преобразует как структуру и/или формат уровневого примитива, так и порождают дополнительный трафик безопасности (например, механизмы обеспечения целостности с применением ассиметричной ЭЦП, механизмы простой аутентификации с защитой, механизмы строгой аутентификации и др.)

Определим, что в первом случае процессы предоставления услуг безопасности моделируется системами массового обслуживания с протокольной услугой безопасности (СМОПб), во втором – отдельными однофазными или многофазнми СМО с потоковой услугой безопасности (СМОУб), в третьем – сочетаниями указанных СМО.

6.2.1. Аналитическое описание процессов предоставления протокольных механизмов защиты

Рассмотрим типовые модели процессов предоставления механизмов защиты, вносящих протокольную и временную избыточность в информационное окружение сети, на примерах механизмов «Шифрование» (предоставление криптографических процедур в одноключевой криптосистеме) и «Контроль целостности» (применение имитозащитных вставок).

Аналитические модели процессов предоставления механизмов шифрования. Механизмы шифрования или криптографические механизмы представляют собой совокупность криптографических алгоритмов и криптопеременных секретных величин. Различают симметричные и ассиметричные системы шифрования или одноключевые и двухключевые шифры. Симметричные системы применяются в основном для предоставления криптографических процедур, в то время как применение асимметричных шифров можно свести к двум основным аспектам применения [9 – 12]: 1) цифровая подпись $S^i(M)$, когда отправитель i «подписывает» сообщение M с помощью своего личного ключа S_i; 2) обмен ключами, при котором происходит обмен сеансовым ключом с применением личных ключей одной и/или обеих сторон.

Симметричное шифрование E (дешифрование D) базируется на централизованном изготовлении и распространении секретных ключей K_e центром доверия. Симметричные шифры разделяют на поточные, которые преобразуют каждый символ в потоке исходных данных, и блочные, осуществляющие последовательное преобразование блоков данных. В основном применяется блочное шифрование. Оно осуществляется как многократное выполнение типовой процедуры преобразования, называемой раундом шифрования или раундовой функцией шифрования R. Примерами поточных симметричных алгоритмов

шифрования могут служить алгоритмы SEAL, WAKE, PIKE, GOAL и другие [13]. Сравнение скорости работы блочных шифров для процессора Pentium приведено в [14]. В отличие от поточных шифров блочные шифры преобразуют m_i -битовые блоки под управлением ключа. Для осуществления блочного шифрования данные представляются в виде последовательности m_i -битовых блоков сообщения, $M = \{m_i\}$, $i = \overline{1,n}$. В наиболее широко применяемых шифрах размер выходных блоков равен размеру входных блоков. Минимальной безопасной длиной блока принято считать значение m_i =64 бит. Базовыми криптографическими примитивами во многих современных шифрах являются операция подстановки и операция перестановки, которая органически ее дополняет. Блочный шифр, как правило, представляет собой множество подстановок большого размера, заданных на множестве возможных входных блоков, выбираемых от секретного ключа. Временная избыточность, вносимая процессом симметричного шифрования/расшифрования в информационное окружение сети, может быть формализована аддитивной формой

$$t_{убш} = t_{ш} + t_{рш} = \mathrm{n}\ \mathrm{R}(\mathrm{m}_i / V_{ш} + \mathrm{m}_\mathrm{i} / V_{рш}), \tag{6.1}$$

где каждая составляющая моделируется СМОПб вида $t_{ш} = m_i / V_{ш}$,с и $t_{рш} = m_i / V_{рш}$, с. Здесь m_i – длина i -го блока, бит ($i = \overline{1,n}$, $n = M / m$); $V_{ш}$, $V_{рш}$, бит/с – соответственно скорость шифрования/расшифрования; R – число раундов шифрования одного m_i -битового блока. В качестве примеров блочных симметричных шифров на основе управляемых операций преобразования можно указать шифры ASE, DES, Triple DES, RC2, RC5, RC6, CAST-128, Blowfish, ARCFour, Rijndael, DDP-64, CIKS-1, SPECTR-H64 и другие.

Для задания неопределенности хода шифрования информации могут применяться вероятностные шифры [11,12], в которых в преобразуемое сообщение вводятся случайные данные. Если функция шифрования E_K имеет исходное значение скорости преобразования $V_{ш0}$, то при использовании шифров с простым вероятностным механизмом скорость шифрования $V_{ш}^{*} = V_{ш0}(M^{*} - r) / M^{*}$, где $M^{*} = r + M$ – шифруемое сообщение, M – битовый блок открытого сообщения, r -битовый случайный блок. Таким образом, скорость уменьшается в r/M раз, а блоки шифротекста увеличиваются в M^{*}/M раз. При вероятностном объединении случайных и информационных битов в зависимости от секретного ключа требуется существенное увеличение доли случайных битов (80% и более) [11], что значительно увеличивает время шифрования.

Временная избыточность $t_{убш}$ должна быть учтена в ограничениях первой и второй задачи анализа на задержку пакетов данных в тракте передачи.

$$u_{st}^{*B} = u_{st}^{B} - t_{убш} \text{ и } T_{st}^{*C} = T_{st}^{C} - t_{убш} \tag{6.2}$$

Аналитические модели процессов предоставления механизмов контроля целостности данных. Контроль целостности данных – это обнаружение их несанкционированных изменений в процессе передачи. Механизмы «Контроль целостности» вносят как временную, так и протокольную избыточность, связанную с вычислением защитных контрольных сумм (ЗКС) или кодов обнаружения модификаций (КОМ). Существует два типа механизмов обеспечения целостности данных: 1) для защиты целостности отдельного блока данных и 2) для защиты, как целостности отдельного блока данных, так и потока блоков данных в сеансе связи. Значение криптографических КОМ может быть получено

за один или несколько шагов и является математической функцией криптопеременных и данных.

В мультисервисных сетях связи формирование/проверка КОМ осуществляется в сеансе связи для каждого пакета данных только в оконечных мультимедийных установках. При этом функции формирования/проверки КОМ, как правило, реализуются в виде соответствующих программ на транспортном или сеансовом уровнях логической структуры сети в оконечных мультимедийных системах (Multimedia End System, MES). Для обеспечения целостности последовательности блоков данных в протоколах с установлением связи одновременно с КОМ отдельных пакетов используются возможности протоколов с установлением связи: нумерация пакетов, повторная передача, а также дополнительные средства – временные или синхронизирующие метки, обычно используемые для цифровых видео или аудио приложений. Указанный механизм не задействуется при передаче изохронного трафика класса B, ввиду его значительной информационной избыточности. При передаче данных могут быть использованы отметки времени в целях обеспечения ограниченной формы защиты против воспроизведения отдельных блоков данных. Этот механизм сам по себе не может защитить от воспроизведения отдельного блока данных. На соответствующих уровнях архитектуры обнаружение манипуляции может привести к применению процедуры восстановления как отдельного блока данных, так и потока блоков данных.

Укажем основные таксоны КОМ: 1) Электронная цифровая подпись (ЭЦП) и ее разновидности (контрольные суммы CRC и коды аутентификации сообщений (message authentication code, MAC), известные также как коды проверки подлинности данных (data authentication code, DAC)); 2) имитозащитные вставки (ИЗВ). Построим модели процессов контроля целостности отдельных блоков данных на примере ИЗВ.

Имитозащитная вставка представляет собой k-битовый блок, который вырабатывается по определенному правилу из открытых данных с использованием симметричного секретного ключа, который и гарантирует невозможность (трудность) подделки. Для вычисления имитовставки используется алгоритм, задающий зависимость ИЗВ от каждого бита сообщения. В качестве алгоритма для вычисления имитовставки используется хэш-функция (хэш-функцией называется односторонняя функция $\mathrm{h}(M)$, преобразующая сообщение M произвольной длины в выходной хэшкод (дайджест) постоянной длины H с применением или без применения секретных параметров и не позволяющее осуществить обратное преобразование).

Могут быть использованы следующие два варианта вычисления ИЗВ: 1) вычисление ИЗВ по открытому тексту M и 2) вычисление ИЗВ по шифротексту M^*. В первом случае отправитель формирует $H_{ИЗВ1i} = \mathrm{h}(M)$ за время $t_i^{H\,ИЗВ1}$. На приеме получатель извлекает M за время $t_j^{M\,ИЗВ1}$, сам формирует $H_{ИЗВ1j} = \mathrm{h}(M)$ за время $t_j^{H\,ИЗВ1}$ и сравнивает их за время $t_j^{сравнН\,ИЗВ2}$. Во втором случае отправитель формирует $H^*_{ИЗВ2} = \mathrm{h}(M^*) = \mathrm{h}(\mathrm{E}_{K_i^{ИЗВ2}}(M))$, а время его вычисления $t_{ИЗВ1i}$ включает в себя время $t_i^{M*ИЗВ2}$, затрачиваемое на шифрование пакета (сообщения) M, и время $t_i^{H*ИЗВ2}$, затрачиваемое на вычисление собственно ИЗВ. Максимальная длина ИЗВ определяется схемой или режимом простой замены и составляет k =64 бит. Значение параметра k (число двоичных разрядов в имитовставке) определяется криптографическими требованиями с учетом того, что вероятность навязывания ложных данных $p = 1/2^k$. На практике, как правило, используют ИЗВ длиной 32 бит (один блок), предоставляющую достаточный

($p = 10^{-9}$) уровень защищенности. На приеме получатель извлекает шифрованное M^* за время $t_j^{M*ИЗВ2}$, расшифровывает его на секретном ключе отправителя $K_i^{ИЗВ2}$ за время $t_j^{M\,ИЗВ2}$.

Процесс формирования/проверки ИЗВ может быть представлен соответственно двумя аддитивными формами.

$$t_{ИЗВ1}^{цел} = t_i^{Н\,ИЗВ1} + t_j^{М\,ИЗВ1} + t_j^{Н\,ИЗВ1} + t_j^{сравнН\,ИЗВ2} \tag{6.3}$$

$$t_{ИЗВ2}^{цел} = t_i^{М*ИЗВ2} + t_i^{Н*ИЗВ2} + t_j^{М*ИЗВ2} + t_j^{М\,ИЗВ2} \tag{6.4}$$

Операция конкатенации КОМ к пакету данных, вносящая протокольную избыточность, может быть формализована аддитивной формой

$$L^{*C} = L^C + S^i \tag{6.5}$$

Процессы создания/проверки КОМ моделируются СМОПб и должны быть учтены во второй задаче анализа по аналогии с применением процессов симметричного шифрования.

6.2.2. Аналитическое описание процессов предоставления потоковых механизмов защиты

Построим типовые модели процессов предоставления потоковых механизмов защиты, вносящих потоковую избыточность в информационное окружение сети на примерах процессов предоставления механизмов простой аутентификации без защиты с центром CA, процессов предоставления механизмов простой аутентификации с защитой с применением хэш-функции $\mathrm{h}(*)$ и процессов предоставления механизмов восстановления целостности.

Модель предоставления механизмов аутентификации включают в себя формализацию процессов формирования и передачи (пароль, метка защиты), а также процесса обработки предъявленных полномочий (проверка пароля). Различают услугу аутентификации или подтверждение подлинности равноправных логических объектов (пользователей, инфоприложений), которая реализуется на фазе установления мультимедийного соединения потоковыми механизмами простой и/или строгой аутентификации, и услугу аутентификации отправителя данных в сессии, которая реализуется протокольными механизмами защиты [9]. Протоколы аутентификации можно классифицировать в соответствии со следующими параметрами [9-12]: тип аутентификации, тип используемой криптосистемы, вид реализации криптосистемы, количество обменов служебными сообщениями между субъектами. Дополнительно они могут различаться наличием диалога и доверия между субъектами, а также использованием в протоколах отметок времени. Для обеспечения обмена информацией аутентификации могут использоваться перечисленные ниже методы [10,11]: а) использование аутентифицирующей информации, например паролей, присваиваемых отправителем данных и проверяемых получателем данных; б) криптографические процедуры; в) использование характеристик и/или принадлежности объекта.

При использовании криптографических процедур они должны сочетаться с протоколами квитирования установления связи, что обеспечивает защиту от воспроизведения. Различают простую и строгую аутентификацию. Простая аутентификация может быть осуществлена без защиты и с защитой.

Потоковые модели процессов предоставления механизмов простой аутентификации без защиты с центром CA. В случае применения простой аутентификации без

защиты с центром CA транзакция аутентификации равноправных логических объектов включает в себя следующие фазы: 1) отправитель i передает получателю j в открытом (незащищенном) виде свой идентификатор (имя) ID_i и (необязательно) пароль Pi за время $t_{i,j}^{прдIDi,Pi}$; 2) получатель j передает ID_i и Pi за время $t_{j,CA}^{прдIDi,Pi}$ центру CA для сопоставления за время $t_{CA}^{обрPi}$ с Pi, который хранится у него в качестве атрибута; 3) центр CA подтверждает или отрицает получателю j действительность удостоверений за время $t_{CA,j}^{прдPi}$; 4) успешность или неуспешность аутентификации может быть сообщена отправителю i за время $t_{j,i}^{прдPi}$.

Процесс простой аутентификации с центром CA можно формализовать аддитивной формой вида

$$t_{б/з}^{аут} = t_{i,j}^{прдIDi,Pi} + t_{j,CA}^{прдIDi,Pi} + t_{CA}^{обрPi} + t_{CA,j}^{прдPi} + t_{j,i}^{прдPi} \qquad (6.6)$$

Процессы применения механизмов простой аутентификации без защиты с центром CA, порождающие дополнительный трафик безопасности, формализуются в соответствии с их вербальным описанием следующей аддитивной формой

$$c_{б/з}^{аут} = c_{i,j}^{прдIDi,Pi} + c_{j,CA}^{прдIDi,Pi} + c_{CA,j}^{прдPi} + c_{j,i}^{прдPi}. \qquad (6.7)$$

Здесь $c_{i,j}^{прдIDi,Pi}$; $c_{j,CA}^{прдIDi,Pi}$; $c_{CA,j}^{прдPi}$; $c_{j,i}^{прдPi}$ - соответственно коэффициенты загрузки линейно-цифрового тракта (ЛЦТ) при передаче пароля P_i отправителя i к получателю j; от получателя j к центру CA; от центра CA к получателю j; от получателя j к отправителю i. Каждая фаза передачи трафика безопасности в (6.6) моделируется СМОУб. Потоковые модели типа (6.7) должны быть учтены во второй задаче анализа.

Потоковые модели процессов предоставления механизмов простой аутентификации с защитой с применением хэш-функции. Существует два варианта использования однонаправленных ключевых хэш-функций $\mathrm{h}^*(*)$. В первом случае, хэш-функция применяется к сообщению M, дополненному секретным ключом $K_i^{хэш}$. При этом отправитель i вычисляет дайджест $H_i^{*1} = h^*(M, K_i^{хэш})$. Таким образом, получаем дайджест, зависящий от ключа $K_i^{хэш}$. На приеме, извлекая сообщение M, получатель j дополняет его известным симметричным ключом отправителя $K_i^{хэш}$, вычисляет, применяя ту же хэш-функцию $\mathrm{h}^*(*)$, дайджест и сравнивает его с полученным. Во втором случае осуществляется шифрование сообщения с помощью функции $\mathrm{h}^*_{K_i^{хэш}}(*)$ на секретном ключе $K_i^{хэш}$. Дайджест $H_i^{*2} = \mathrm{h}^*_{K_i^{хэш}}(M)$ присоединяется к исходному сообщению M и передается получателю, который, зная вид функции $\mathrm{h}^*(*)$, вычисляет дайджест и сравнивает его с расшифрованным на ключе $K_i^{хэш}$ отправителя. Практически все современные хэш-функции являются итеративными. Чаще всего используются блочные ключевые хэш-

функции, использующие алгоритмы блочного шифрования, например, в режиме обратной связи по шифротексту. Дайджест $H_i^{*2} = \mathrm{h}^*_{K_i^{хэш}}(m_i, H_{i-1})$ представляет собой последний H_n^{*2} - битовый блок из алгоритма шифрования сообщения $M = \{m_1, m_2, ..., m_n\}$ одинаковой длины m_i, $i = \overline{1,n}$. Если длина сообщения не является кратной m_i, то последний блок дополняется по оговоренному правилу до требуемой длины. Так как вывод шифрования зависит от всех битов ввода M и секретного ключа отправителя $K_i^{хэш}$, последний блок вывода H_n^{*2} будет отличен для различных вводов или для различных ключей. Получатель, расшифровав дайджест H_n^{*2} на ключе отправителя $K_i^{хэш}$, получает значение хэш-функции H_n. Подлинность отправителя устанавливается получателем при совпадении принятого и вычисленного им дайджеста H_n от последнего блока битов m_n сообщения M по известной всем односторонней хэш-функции $\mathrm{h}^*(*)$.

Один из способов построения ключевых хэш-функций $\mathrm{h}^*(*)$ состоит в использовании базовой итеративной криптографически стойкой функции E или стойкого блочного шифра E. В основном используются скоростные программные хэш-функции, основанные на раундовых функциях, которые базируются на операциях подстановок, зависящих от преобразуемых данных [11,12]. Операции подстановок, зависящие от преобразуемых данных, реализуются через выборку 32-битовых элементов из известной таблицы. В [15] приводится алгоритм вычисления раундовой хэш-функции с параметризованным входом. Скорость хэширования данных при этом достигается до 50 Мбит/с. Управление секретными ключами $K_i^{хэш}$ аналогично симметричной криптосистеме. При этом ключи для хэширования отличны от ключей шифрования сообщений. В [16] приведены скорости хэширования для некоторых хэш-функций.

В случае применения простой аутентификации с защитой с применением хэш-функции $\mathrm{h}(*)$ транзакция аутентификации равноправных логических объектов включает в себя следующие фазы: 1) отправитель i формирует за время t_{H1i} защищенную идентифицирующую информацию (хэшкод) $H_1 i = \mathrm{h}_1(IDi, Pi, nonce)$ применением хэш-функции $\mathrm{h}_1(*)$ от выделенного имени пользователя ID_i, пароля пользователя Pi и одноразовых параметров (nonce): случайных чисел r_i, временных меток t_i, номеров последовательностей N_i, формируемых посредством выработки одноразового значения из монотонно возрастающей последовательности (например, меток времени) или случайных чисел соответствующей длины; 2) отправитель i передает получателю аутентификатор вида $Aj = IDi, Pi, nonce, H_1 i$ за время $t_{i,j}^{прд Aj}$. 3) получатель j проверяет хэшкод Hi отправителя. Для этого он генерирует локальную копию хэшкода $(H_1 i)j$ за время $t_{(H1i)j}$ и сравнивает с принятым значением хэшкода $H_1 i$ за время $t_j^{обр Aj}$. Процедура может быть усилена применением отправителем повторно однонаправленной функции $\mathrm{h}_2(*)$ и формированием хэшкода $H_2 i = \mathrm{h}_2(IDi, Pi, nonce, H_1 i)$ за время t_{H2i}.

Время, затрачиваемое на осуществление процесса простой аутентификации с защитой, можно представить аддитивной формой вида

$$t_{c/з}^{аут} = t_{H1i} + t_{H2i} + t_{i,j}^{прдAj} + t_{(H1i)j} + t_{j}^{обрAj} \qquad (6.8)$$

Процессы применения механизмов простой аутентификации с защитой с применением хэш-функции $h(*)$, порождающие дополнительный трафик безопасности, формализуются в соответствии с их вербальным описанием следующей формой

$$c_{c/з}^{аут} = c_{i,j}^{прдAj} \qquad (6.9)$$

Потоковые модели процессов восстановления целостности передаваемых данных. Процессы восстановления целостности передаваемых данных могут быть формализованы, например, на базе моделей механизмов обратной связи в виде функциональной зависимости $S^{целk} = f(L^{*k}, p_{ij}^{КОМ})$, где L^{*C} - длина защищенного пакета (бит), а $p_{ij}^{КОМ}$ – вероятность нарушения его целостности, которая в свою очередь зависит от модели нарушителя в сети. Для речевых пакетов будем считать $S^{целB}$=1, так как для них недопустимы переспросы, но могут допускаться их определенные потери. Величина $S^{целC}$ зависит от модели нарушителя и является отдельной научной проблемой, исследование которой выходит за рамки данной работы. Предположим, что вероятность $p_{ij}^{КОМ} \approx p^{КОМ}$ для всей ИТС одинакова. Если обозначить $p_0^{КОМ}$ вероятность отсутствия нарушения целостности в кадре длины L^{*C} и предположить, что число переспрашиваемых кадров подчинено геометрическому распределению, то для тракта передачи с решающей обратной связью с учетом независимости появления нарушения целостности

$$S^{целC} = -\frac{p_0^{КОМ}}{1-p_0^{КОМ}} \ln p_0^{КОМ}. \qquad (6.10)$$

Для биномиального тракта передачи $p_0^{КОМ} = (1-p^{КОМ})^{L+H_{NI}}$. Эта потоковая модель процесса восстановления целостности данных должна быть учтена в защищенных моделях логических соединений транспортного уровня ИТС-IP-QoS (так как восстановление сообщений осуществляется на транспортном уровне) при введении механизмов восстановления целостности передаваемых блоков данных класса C в мультимедийном соединении.

Формализовать процесс восстановления целостности блоков данных класса C можно также следующим способом. Пусть пользователь производит повторную попытку передачи пакета при обнаружении нарушения целостности на i-ом транзитном маршрутизаторе с вероятностью $p^{КОМ}$. Вероятность успешной передачи пакета с n-й попытки равна $(p^{КОМ})^{n-1}(1-p^{КОМ})$, а среднее число повторных попыток на одно соединение для абсолютно настойчивого пользователя [17]:

$$M^{КОМ} = \sum_{n=1}^{\infty} n\,(p^{КОМ})^{n-1}(1-p^{КОМ}). \qquad (6.11)$$

В этом случае интенсивность $л_{st}^{*C,КОМ}$ поступления пакетов данных класса C в тракт передачи дается выражением:

$$л_{st}^{*C,КОМ} = л_{st}^{C} \sum_{n=1}^{\infty} n\,(p^{КОМ})^{n-1}(1-p^{КОМ}) = \frac{л_{st}^{C}}{1-p^{КОМ}}, \qquad (6.12)$$

где $л_{st}^{C}$ –интенсивность поступления пакетов данных класса C в тракт передачи в сессии от отправителя s к получателю t без учета нарушения их целостности.

Таким образом, при необходимости учета процессов восстановления целостности передаваемых сообщений необходимо в моделях логических соединений уровня межсетевого доступа параметр $л_{st}^{C}$ в выражении для коэффициентов загрузки тракта передачи ρ_{st}^{C} заменить на $л_{st}^{*C,КОМ}$.

6.2.3. Аналитическое описание процессов предоставления гибридных механизмов защиты

Применение гибридных механизмов защиты вносит как временную и протокольную, так и потоковую избыточность в информационное окружение сети. Построим типовые модели предоставления гибридных механизмов защиты на примерах механизмов строгой аутентификации. Влияние механизмов строгой аутентификации на характеристики ИКС может быть сведено в общем случае к трем аспектам:

1) временная избыточность t_S при задействовании конкретного S-механизма аутентификации (например, шифрования/дешифрования, хэширования, ИЗВ, ЭЦП);

2) протокольная избыточность за счет добавления к основным протокольным примитивам уровней дополнительной служебной информации $H_S^{аут}$, формируемой механизмами защиты (дайджест хэширования, ИЗВ, ЭЦП);

3) потоковая избыточность $c^{аут}$, создаваемая трафиком аутентификации (например, при двух- и/или трехкратном «рукопожатии»). Указанные три аспекта избыточности, вносимые механизмами аутентификации, должны быть учтены в ограничениях на значения характеристик и параметры ИТС, а также при формировании критериев качества системы в задачах анализа.

Строгая аутентификация опирается на использование криптографической техники для защиты обмена удостоверяющей информации и заключается в том, что каждый пользователь аутентифицируется по признаку владения своим секретным ключом. В соответствии с рекомендациями стандарта X.509 различают процедуры одно-, двух- и трехсторонней строгой аутентификации.

Односторонняя аутентификация предусматривает передачу мандата только в одном направлении. Данный тип аутентификации позволяет подтвердить подлинность отправителя и гарантировать, что **мандат (информация, формируемая и передаваемая пользователем в процессе обмена строгой аутентификацией)** был фактически сгенерирован отправителем, а также подтвердить подлинность получателя, которому был предназначен мандат отправителя. Дополнительно односторонняя аутентификация позволяет обнаружить нарушение целостности, передаваемой информации и проведение атаки типа «повтор передачи».

Двусторонняя аутентификация устанавливает дополнительно тот факт, что ответный мандат был фактически выработан получателем и предназначен отправителю, а также, что метка времени является «текущей».

Трехсторонняя аутентификация содержит дополнительную передачу дополнительного мандата отправителя и, в отличие от двухсторонней аутентификации, не требует проверки метки времени.

Проведение строгой аутентификации требует обязательного согласования сторонами используемых криптографических алгоритмов и ряда дополнительных параметров. В зависимости от используемых криптографических алгоритмов протоколы строгой аутентификации можно разделить на следующие группы:

протоколы на основе симметричных алгоритмов шифрования;

протоколы на основе однонаправленных ключевых хэш-функций;

протоколы на основе асимметричных алгоритмов шифрования;

протоколы на основе алгоритмов электронной цифровой подписи.

Модели процессов предоставления гибридных механизмов защиты на основе симметричных алгоритмов шифрования. Строгая аутентификация на основе симметричных алгоритмов шифрования или **одноключевых шифрах** основывается на наличии у пользователей аутентифицирующих их личных секретных ключей K_i^S, которые изготовляются централизовано и рассылаются по секретному каналу ключевым центром. Проблема распределения симметричных ключей тесно связана с требованием их смены от сеанса к сеансу связи и/или после передачи определенного объема информации. На практике в сетях общего пользования применяются **гибридные криптосистемы**, в которых сообщение шифруется с помощью одноключевых шифров на секретном ключе K_i^S, а распределение симметричных секретных ключей K_i^S осуществляется по открытому каналу с помощью двухключевых шифров. Расшифровав сообщение на секретном ключе отправителя получатель аутентифицирует его. Дополнительное время, вносимое в процесс переноса пакетов в ИТС механизмами защиты «Шифрование» включает 1) время на создание сеансовых ключей участников сеанса и 2) время, затрачиваемое на проведение криптографических процедур.

Для односторонней аутентификации время, затрачиваемое на аутентификацию пользователя включает в себя время на шифрование $\phi_i^{шМ\ \ i}$ мандата Mi на стороне отправителя $Mi* = \mathrm{E}_{K_i^S}(Mi)$, время $t_{i,j}^{прдМ*i}$ передачи зашифрованного мандата $Mi*$ и время его расшифрования $\tau_j^{ршМ*i}$ на стороне получателя [10-12]

а) для недетерминированных шифров

$$t_{строг,симндш}^{1аут} = \phi_i^{шМ\ \ i} + t_{i,j}^{прдМ*i} + \tau_j^{ршМ*i} =$$

$$=(\mathrm{R\,nm}_i / V_ш + t_{предвыч}) + t_{i,j}^{прдМ*i} + \mathrm{R\,nm}_i / V_{рш} \qquad (6.13)$$

б) для шифров на основе управляемых операций

$$t_{строг,симш\,уо}^{1аут} = \phi_i^{шМ\ \ i} + t_{i,j}^{прдМ*i} + \tau_j^{ршМ*i} = \mathrm{R\,nm}_i / V_ш + t_{i,j}^{прдМ*i} + \mathrm{R\,nm}_i / V_{рш} \qquad (6.14)$$

в) для вероятностных шифров

$$t_{строг,симверш}^{1аут} = \mathrm{R}\,(\mathrm{nm_i} + ц\mathrm{nm_i})\ / V_ш + t_{i,j}^{прдМ*i} + \mathrm{R}\,(\mathrm{nm_i} + ц\mathrm{nm_i})\ / V_{рш}. \qquad (6.15)$$

Здесь $t_{предвыч}$ – время, затрачиваемое на процедуру предвычислений, с; $ц$ – коэффициент заполнения трафика; m_i – длина i-го блока, бит ($i = \overline{1,\mathrm{n}}$, $\mathrm{n} = M/\mathrm{m}$); $V_ш$, $V_{рш}$, бит/с – соответственно скорость шифрования/расшифрования; R – число раундов шифрования одного $\mathrm{m_i}$-битового блока.

Процесс передачи зашифрованных мандатов $Mi*$ в этом случае порождает дополнительный трафик безопасности

$$\rho_{строг,сим}^{1аут} = \rho_{i,j}^{прдМ*i} \qquad (6.16)$$

Для двухсторонней аутентификации

$$t^{2аут}_{строг,симш} = \phi_i^{шM\ \ i} + t^{прдM*i}_{i,j} + \tau_j^{ршM*i} + t_j^{формM*j} + t^{прдM*j}_{j,i} + t_i^{обрM*j}. \qquad (6.17)$$

Здесь $t_j^{формM*j}$ - время формирования мандата получателя (в нашем случае шифрование мандата M на секретном ключе получателя K_j^S), $t^{прдM*j}_{j,i}$ - время, затрачиваемое на передачу мандата получателя к отправителю, $t_i^{обрM*j}$ – время, затрачиваемое на обработку мандата получателя на стороне отправителя (в нашем случае – это расшифрование мандата получателя).

Процесс передачи зашифрованных мандатов $Mi*$ в случае двухсторонней аутентификации порождает дополнительный трафик безопасности

$$\rho^{2аут}_{строг,сим} = \rho^{прдM*i}_{i,j} + \rho^{прдM*i}_{j,i} \qquad (6.18)$$

Для трехсторонней аутентификации

$$t^{3аут}_{строг,симш} = \phi_i^{шM\ \ i} + t^{прдM*i}_{i,j} + \tau_j^{ршM*i} + t_j^{формM*j} + t^{прдM*j}_{j,i} + t_i^{обрM*j} + t_i^{формM*i2} + t^{прдM*i2}_{i,j} + t_j^{обрM*i2}. \qquad (6.19)$$

Здесь $t_i^{формM*i2}$ - время формирования мандата отправителя (в нашем случае формирование мандата M^{*i2} на секретном ключе получателя K_i^S), $t^{прдM*i2}_{i,j}$ - время, затрачиваемое на передачу второго мандата отправителя M^{*i2} в сторону получателя, $t_j^{обрM*i2}$ – время обработки второго мандата отправителя M^{*i2} на стороне получателя (в нашем случае расшифрование мандата M^{*i2}).

Процесс передачи зашифрованных мандатов $Mi*$ в случае трехсторонней аутентификации порождает дополнительный трафик безопасности

$$\rho^{3аут}_{строг,сим} = \rho^{прдM*i}_{i,j} + \rho^{прдM*i}_{j,i} + \rho^{прдM*i2}_{i,j} \qquad (6.20)$$

Модели процессов предоставления гибридных механизмов защиты на основе ключевых хэш-функций. Предоставление гибридных механизмов защиты на основе ключевых хэш-функций $\mathrm{h}^*(*)$ так же основывается на наличии у пользователей аутентифицирующих их личных секретных ключей $K_i^{хэш}$. Управление секретными ключами $K_i^{хэш}$ аналогично симметричной криптосистеме. При этом ключи для хэширования отличны от ключей шифрования сообщений.

Один из способов построения ключевых хэш-функций $\mathrm{h}^*(*)$ состоит в использовании базовой итеративной криптографически стойкой функции E или стойкого блочного шифра E. В основном используются скоростные программные хэш-функции, основанные на раундовых функциях, которые базируются на операциях подстановок, зависящих от преобразуемых данных [11, 12, 15]. Операции подстановок, зависящие от преобразуемых данных, реализуются через выборку 32-битовых элементов из известной таблицы.

Формализуем процессы строгой аутентификация на основе ключевых хэш-функций для случая односторонней аутентификации. Существуют два варианта использования ключевых хэш-функций $\mathrm{h}^*(*)$. В первом случае хэш-функция применяется к мандату M, дополненному секретным ключом $K_i^{хэш}$. При этом отправитель i вычисляет дайджест $H_i^{*1} = \mathrm{h}^*(M, K_i^{хэш})$ за время t_i^{H*1}. Таким образом, получаем дайджест H_i^{*1}, зависящий от ключа $K_i^{хэш}$, который передается получателю за время $t_{ij}^{прдH*1}$. На приеме, извлекая сообщение M за время $t_j^{р.хэшH_i^{*1}}$, получатель j дополняет его известным симмет-

ричным ключом отправителя $K_i^{хэш}$ (распространяется ключевым центром), вычисляет, применяя ту же хэш-функцию $\mathrm{h}^*(*)$, дайджест H_j^{*1} за время t_j^{H*1} и сравнивает его с полученным H_i^{*1} за время $t_j^{сравнH*}$. В этом случае фазовая модель задействования ключевой хэш-функциии для аутентификации пользователя дается выражением

$$t_{строг,хэшкл1}^{аут} = t_i^{H*1} + t_{ij}^{прдH*1} + t_j^{р.хэшH_i^{*1}} + t_j^{H*1} + t_j^{сравнH*}, \qquad (6.21)$$

Во втором случае осуществляется шифрование сообщения с помощью функции $\mathrm{h}^*_{K_i^{хэш}}(*)$ на секретном ключе $K_i^{хэш}$ за время $t_i^{H_i^{*2}}$. Дайджест $H_i^{*2} = \mathrm{h}^*_{K_i^{хэш}}(M)$ присоединяется к исходному сообщению M и $M_i^* = M \| H_i^{*2}$ передается получателю за время $t_{ij}^{прдM*i}$, который, зная вид функции $\mathrm{h}^*(*)$, вычисляет дайджест $H_j^{*2} = \mathrm{h}^*_{K_i^{хэш}}(M)$ на ключе отправителя $K_i^{хэш}$ за время $t_j^{H^{*2}}$ и сравнивает его с полученным за время $t_j^{сравнH*1}$. Практически все современные хэш-функции являются итеративными. Чаще всего используются блочные ключевые хэш-функции, использующие алгоритмы блочного шифрования, например, в режиме обратной связи по шифротексту. Дайджест $H_i^{*2} = \mathrm{h}^*_{K_i^{хэш}}(m_i, H_{i-1})$ представляет собой последний H_n^{*2}- битовый блок из алгоритма шифрования сообщения $M = \{m_1, m_2, \ldots, m_n\}$ одинаковой длины m_i, $i = \overline{1,n}$. Если длина сообщения не является кратной m_i, то последний блок дополняется по оговоренному правилу до требуемой длины. Так как вывод шифрования зависит от всех битов ввода M и секретного ключа отправителя $K_i^{хэш}$, последний блок вывода H_n^{*2} будет отличен для различных вводов или для различных ключей. Получатель, расшифровав дайджест H_n^{*2} на ключе отправителя $K_i^{хэш}$, получает значение хэш-функции H_n. Подлинность отправителя устанавливается получателем при совпадении принятого и вычисленного им дайджеста H_n от последнего блока битов m_n сообщения M по известной всем односторонней хэш-функции $\mathrm{h}^*(*)$. В [15] приводится алгоритм вычисления раундовой хэш-функции с параметризованным входом. Скорость хэширования данных при этом достигается до 50 Мбит/с. В [16] приведены скорости хэширования для некоторых хэш-функций.

Фазовая модель задействования ключевой хэш-функциии для аутентификации пользователя в этом случае дается выражением

$$t_{строг,хэшкл2}^{аут} = t_i^{H_i^{*2}} + t_{ij}^{прдM*i} + t_j^{H^{*2}} + t_j^{сравнH*1} \qquad (6.22)$$

Процесс передачи дайджестов H_j^{*1} и/или сообщений M при задействования ключевых хэш-функциий порождает трафик безопасности величины

$$\rho_{строг,хэшкл1}^{аут} = \rho_{ij}^{прдH*1} \; (c_{ij}^{прдM*i}). \qquad (6.23)$$

Модели процессов предоставления гибридных механизмов защиты на основе асимметричных алгоритмов шифрования. Процесс предоставления гибридных механизмов защиты на основе асимметричных алгоритмов шифрования так же основывается на наличии у пользователей аутентифицирующих их личных (секретных) ключей. Использование асимметричных шифров можно свести к трем аспектам применения [10, 12]:

1) шифрование/дешифрование, при котором отправитель i шифрует сообщение M (или его сжатое отображение H, являющееся функцией M) с использованием открытого ключа P_j получателя j; 2) цифровая подпись $S^i(M)$, когда отправитель i «подписывает» сообщение M с помощью личного ключа S_i; 3) обмен ключами, при котором происходит обмен сеансовым ключом с применением личных ключей одной и/или обеих сторон.

Процедура аутентификации в этом случае выглядит следующим образом (временем, затраченным на формированием открытого и секретного ключей пользователем будем пренебрегать). Отправитель шифрует на своем секретном ключе S_i сообщение M за время $t_i^{шM(Si)}$ и передает шифрованное сообщение Mi^* за время $t_{ij}^{прдMi*}$. Расшифровав сообщение Mi^* на открытом ключе отправителя P_i за время $t_j^{Mi(Pi)}$ получатель аутентифицирует его. Открытые ключи могут быть получены по запросу из центра CA или переданы непосредственно отправителями в процессе аутентификации. Формализация процедуры обмена и аутентификации открытых ключей субъектов информационного обмена $t^{аутPi,Pj}$ с центром CA и без него приведена ниже. Таким образом, процесс аутентификации в этом случае формализуется следующим выражением

$$t_{строг,асимш}^{аут} = t^{аутPi,Pj} + t_i^{шM(Si)} + t_{ij}^{прдMi*} + t_j^{Mi(Pi)} \qquad (6.24)$$

Шифрованные сообщения Mi^* порождают трафик безопасности $\rho_{строг,асимш}^{аут}$, процесс передачи которого моделируется однофазной СМОУб и может быть формализован формой вида

$$\rho_{строг,асимш}^{аут} = \rho_{ij}^{прдMi*} . \qquad (6.25)$$

Существует три метода выработки парных ключей: 1) пользователь сам генерирует собственные парные ключи; 2) парные ключи генерирует третья сторона; 3) парные ключи генерируются сертификатным руководящим центром CA. Мы будем рассматривать только первый метод. В общем случае механизм формирования разделяемого секрета по открытому каналу состоит в следующем. Отправитель вырабатывает разовый личный (секретный) ключ S_i (генерирует случайное число) и вычисляет открытый ключ $P_i = б^{Si} (\mathrm{mod}\ p)$, который отсылает получателю. Получатель аналогичным образом вырабатывает разовый личный ключ S_j, вычисляет открытый ключ $P_j = б^{S_j} (\mathrm{mod}\ p)$ и отсылает его отправителю. Оба корреспондента сейчас могут вычислить общий секретный сеансовый ключ K_{ij}: $K_{ij} = (P_j)^{Si} = (б^{Sj})^{Si} = б^{SjSi} (\mathrm{mod}\ p)$ и $K_{ij} = (P_i)^{Sj} = (\alpha^{Si})^{Sj} = б^{SiSj} (\mathrm{mod}\ p)$. Таким образом, любая транзакция по созданию сеансового ключа в двухключевой криптосистеме в общем случае включает в себя три фазы: а) фазу генерации общего (разделяемого) сеансового секрета K_{ij}; б) фазу взаимного обмена общего сеансового секрета K_{ij} между корреспондентами и в) фазу аутентификации корреспондентов при создании общего сеансового секрета.

а) Фаза генерации сеансового ключа K_{ij} включает в себя: 1) время, затрачиваемое: на аутентификацию $t_{Pi,j}^{CAаут}$ открытых ключей пользователей P_i и P_j, получаемых по запросу из центра сертификации CA (Authentification Center) или без его участия – $t_{Pi,j}^{аут}$ и 2)

собственно время на формирование, общего секрета t_{Kij}. Время $t_{Pi,j}^{CAaym}$ в свою очередь включает время $t_{i,CA}^{запрPj}$, $t_{j,CA}^{запрPi}$ на запрос каждой из сторон информационного обмена сертификата партнера из центра сертификации CA; время $t_{CA,i}^{отвPj}$, $t_{CA,j}^{отвPi}$ на ответ CA (пересылку соответствующих сертификатов) каждой из сторон и время $t_j^{аутCA}$, $t_i^{аутCA}$, затрачиваемое на проверку пользователями полученных сертификатов на открытом ключе CA.

Если центр сертификации CA не участвует в процессе аутентификации, то в этом случае корреспонденты обмениваются открытыми ключами самостоятельно за время $t_{i,j}^{прдPi}$ и $t_{j,i}^{прдPj}$.

б) Фаза взаимного обмена сеансовыми ключами включает в себя время их передачи в двух направлениях между корреспондирующими парами $t_{Kij}^{прд}$.

в) Фаза аутентификации корреспондентов в зависимости от применяемых протоколов включает себя:

1) время на работу протокола простой аутентификации без защиты $t_{б/з}^{аут}$ или протокола простой аутентификации с защитой $t_{с/з}^{аут}$;

2) время на работу протоколов строгой аутентификации в соответствии со стандартом X.509 с учетом одно-, двух- или трехкратного обмена аутентификациоными сообщениями $t_{строг}^{аут}$.

Транзакции по созданию сеансового ключа K_{ij} в двухключевой криптосистеме могут быть формализованы следующими аддитивными формами:

а) при наличии сертификационного руководящего органа или центра сертификации CA с применением протокола простой аутентификации без защиты (с защитой) пользователей

$$T_{Kij}^{CA1}=(t_{i,CA}^{запрPj}+t_{j,CA}^{запрPi}+t_{CA,i}^{отвPj}+t_{CA,j}^{отвPi}+t_j^{аутCA}+t_i^{аутCA}+ +2t_{Kij})+2t_{Kij}^{прд}+t_{б/з}^{аут}\ (t_{с/з}^{аут}) \qquad (6.26)$$

Трафик безопасности c_{Kij}^{CA1} здесь порождается при передаче 1) открытых ключей пользователей при обмене с центром CA, 2) сеансовых ключей K_{ij} и задействовании протокола простой аутентификации без защиты $t_{б/з}^{аут}$ или протокола простой аутентификации с защитой $t_{с/з}^{аут}$, а процесс его передачи моделируется семифазной СМОУб и может быть формализован аддитивной формой вида

$$c_{Kij}^{CA1}=\rho_{i,CA}^{запрPj}+\rho_{j,CA}^{запрPi}+\rho_{CA,i}^{отвPj}+\rho_{CA,j}^{отвPi}+2\rho_{Kij}^{прд}+c_{б/з}^{аут}(c_{с/з}^{аут}) \qquad (6.27)$$

б) при наличии центра сертификации CA и с применением протоколов строгой аутентификации пользователей

$$T_{Kij}^{CA2}==(t_{i,CA}^{запрPj}+t_{j,CA}^{запрPi}+t_{CA,i}^{отвPj}+t_{CA,j}^{отвPi}+t_j^{аутCA}+t_i^{аутCA}+2t_{Kij})+2t_{Kij}^{прд}+t_{строг}^{аут} \qquad (6.28)$$

Трафик безопасности c_{Kij}^{CA2} моделируется семифазной [11] СМОУб и может быть формализован аддитивной формой вида

$$c_{Kij}^{CA2}=\rho_{i,CA}^{запрPj}+\rho_{j,CA}^{запрPi}+\rho_{CA,i}^{отвPj}+\rho_{CA,j}^{отвPi}+2\rho_{Kij}^{прд}+\rho_{строг}^{аут} \qquad (6.29)$$

в) без центра сертификации CA с применением протокола простой аутентификации без защиты (с защитой) пользователей

$$T^1_{Kij} = (t^{аут}_{Pi,j} + 2t_{Kij}) + 2t^{прд}_{Kij} + t^{аут}_{б/з}\ (t^{аут}_{с/з}) = t^{прдPi}_{i,j} + t^{прдPj}_{j,i} + 2t_{Kij} + 2t^{прд}_{Kij} + t^{аут}_{б/з}\ (t^{аут}_{с/з}) \quad (6.30)$$

Трафик безопасности c^1_{Kij} моделируется пятифазной СМОУб и может быть формализован аддитивной формой вида

$$c^1_{Kij} = \rho^{прдPi}_{i,j} + \rho^{прдPj}_{j,i} + 2\rho^{прд}_{Kij} + c^{аут}_{б/з}(c^{аут}_{с/з}) \quad 6.31)$$

г) без центра сертификации CA с применением протоколов строгой аутентификации пользователей

$$T^2_{Kij} = t^{прдPi}_{i,j} + t^{прдPj}_{j,i} + 2t_{Kij} + 2t^{прд}_{Kij} + t^{аут}_{строг} \quad (6.32)$$

Трафик безопасности c^2_{Kij} моделируется также пятифазной СМОУб и может быть формализован аддитивной формой вида

$$c^2_{Kij} = \rho^{прдPi}_{i,j} + \rho^{прдPj}_{j,i} + 2\rho^{прд}_{Kij} + c^{аут}_{б/з}(c^{аут}_{с/з}) \quad (6.33)$$

Модель предоставления гибридных механизмов защиты на основе асимметричных ЭЦП с центром СА. Асимметричная система ЭЦП базируется на двухключевых криптографических алгоритмах, в которых предусматривается использование двух ключей – открытого P_i и личного S_i. Однако при создании ЭЦП здесь меняются их роли: для подписывания сообщения M используется личный ключ отправителя S_i, а для проверки – его открытый ключ P_i. ЭЦП S^i – это зашифрованное каким-либо личным (секретным) ключом отправителя Si (не обязательно совпадающего с ключом, использованным для шифрования сообщения) значение хэш-функции $H = \mathrm{h}(M)$. Процесс шифрования хэшкода сообщения и называется подписью S^i. Электронная цифровая подпись S^i добавляется к мандату M ($M^* = M + S^i$) при аутентификации равноправных логических объектов или к пакету L^C ($L^{*C} = L^C + S^i$) при аутентификации отправителя данных и может шифроваться вместе с ним при необходимости сохранения данных в тайне. Для проверки ЭЦП S^i используется открытый ключ отправителя Pi. Проблема аутентификации в асимметричных шифрах имеет фундаментальный характер, хотя требование подтверждения подлинности (аутентификации) относится уже к открытому P_i, а не к личному ключу S_i. В неявном виде аутентификация открытого ключа включает в себя аутентификацию личного ключа. Преимущество двухключевых криптосистем обусловлено тем, что задача аутентификации открытых ключей P_i намного проще и дешевле, чем задача распределения секретных ключей K_e в одноключевых криптосистемах, которая для своего решения требует защищенных каналов. Если пользователи имеют открытые ключи, полученные друг от друга, можно не пользоваться сертификатами. Открытые ключи пользователей могут храниться также в сертификационном эмитирующем центре СА, который является треть доверенной стороной. Отправитель, прежде чем отправить сообщение получателю, может проверить его открытый ключ с помощью CA. Получатель имеет действующий сертификат, который хранится в центре. Отправитель запрашивает в

CA цифровой сертификат получателя. Сообщение CA шифруется на личном ключе центра. Отправитель, используя открытый ключ центра, который известен каждому, расшифровывает шифрограмму и извлекает открытый ключ получателя. Так как сертификат получателя содержит его общий ключ, отправитель получает заверенную версию открытого ключа получателя. Отправитель, шифрует свой идентификатор и уникальную метку на полученном ключе и отправляет получателю. Аналогичным способом поступает получатель. Перед обменом, как правило, дополнительно осуществляется аутентификация корреспондентов с применением процедуры двукратного «рукопожатия». В общей сумме требуется обменяться семью сообщениями за время $t_{P_i}^{CAaym}$.

Альтернативный подход основан на сертификатах, которые создаются CA и могут использоваться пользователями для обмена ключами без контакта с CA [15]. Пользователь запрашивает свой сертификат у центра CA по защищенному каналу связи. Зашифрованный на секретном ключе CA сертификат содержит открытый ключ пользователя и время действия сертификата. Перед сеансом связи пользователи обмениваются сертификатами. Процедура подготовки сеанса, таким образом, включает обмен четырьмя сообщениями и возобновляется с периодичностью продолжительности срока действия сертификата $t_{P_i}^{aym}$. Таким образом, применение строгой аутентификации на основе асимметричных ЭЦП может потребовать: а) аутентификации открытых ключей пользователей P_i и P_j, получаемых по запросу из центра сертификации CA; б) аутентификации открытых ключей пользователей P_i и P_j, без участия CA. Двухключевые криптоалгоритмы позволяют обеспечить строгую доказательность факта составления того или иного сообщения конкретными пользователями криптосистемы. Использование однонаправленных функций в асимметричных системах ЭЦП не позволяет злоумышленнику вычислить личный ключ отправителя Si, применяемый к хэшкоду. Например, в ЭЦП S^{RSA} RSA – это задача факторизации, а в ЭЦП S^{EGSA} Эль Гамаля – это задача дискретного логарифмирования. Наиболее широко используемая ЭЦП на сегодняшний день это комбинация алгоритма дайджеста сообщений MD5 и механизма шифрования с открытым ключом RSA. Примеры скоростей программного шифрования RSA можно найти в [16]. Также можно использовать SHA (Secure Hash Algorithm) и механизм открытого ключа ElGamal. Вместе эти два алгоритма называются NIST DSA – Digital Signature Algorithm.

Рассмотрим обобщенную схему формирования и проверки ассиметричной ЭЦП на примере ЭЦП RSA с центром CA. Перед отправкой сообщения M вычисляется его хэш-функция $H_i = \mathrm{h}(M)$ за время t_i^{Hi}. Затем вычисляется ЭЦП RSA $S^{iRSA} = \mathrm{E}_{\mathrm{Si}}(H_i)$ с применением личного ключа отправителя Si за время t_i^{SiRSA} и мандат ($M_{iRSA}^{*} = M \,\|\, S^{iRSA}$) отправляется получателю за время $t_{i,j}^{прдMiRSA}$. Получатель j при получении мандата M_{iRSA}^{*} 1) запрашивает в CA цифровой сертификат отправителя (содержит открытый ключ P_i и время действия сертификата) за время $t_{j,CA}^{запрPi}$. Ответ CA 2) шифруется на личном ключе центра за время $t_{CA}^{обрPi}$ и 3) направляется отправителю за время $t_{CA,j}^{отвPi}$. 4) Получатель j, используя открытый ключ центра, который известен каждому, расшиф-

ровывает шифрограмму за время $t_j^{аутCA}$ и получает заверенную версию открытого ключа получателя P_j.

Далее получатель j вычисляет хэш-значение M двумя разными способами. Во-первых, он восстанавливает хэшкод $\tilde{H}_i = \mathrm{D}_{P_i}(E_{S_i}(H_i))$, применяя криптографическое преобразование ЭЦП с использованием открытого ключа отравителя P_i за время $t_j^{\tilde{H}i}$. Во-вторых, получатель рассчитывает хэш-значение сообщения $H_j = \mathrm{h}(M)$ с помощью аналогичной хэш-функции $\mathrm{h}(*)$ за время t_j^{Hj} и сравнивает эти значения за время $t_j^{срвавнH}$. Если эти два значения совпали, получатель считает, что мандат подлинный. Невозможность подделки ЭЦП гарантируется сохранением в тайне личного ключа отправителя S_i, т. е. ответственность возлагается на пользователя.

Транзакцию строгой аутентификации с центром CA в этом случае можно формализовать следующей аддитивной формой

$$t_{строг,ассим\ ЭЦП}^{аутCA} = t_i^{Hi} + t_i^{SiRSA} + t_{i,j}^{прдM*iRSA} + t_{j,CA}^{запрPi} + t_{CA}^{обрPi} + t_{CA,j}^{отвPi} + t_j^{аутCA} + t_j^{\tilde{H}i} + t_j^{Hj} + t_j^{срвавнH} \qquad (6.34)$$

Трафик безопасности $c_{строг,асимЭЦП}^{аутCA}$ здесь порождается при передаче мандатов и в процессе обмена открытых ключей пользователей с центром CA, а процесс его передачи моделируется трехфазной СМОУб и может быть формализован аддитивной формой вида

$$c_{строг,асимЭЦП}^{аутCA} = \rho_{i,j}^{прдMi*RSA} + c_{j,CA}^{запрPi} + c_{CA,j}^{отвPi} \qquad (6.35)$$

Модель предоставления гибридных механизмов защиты на основе симметричных ЭЦП с центром СА. Ключи симметричного шифрования ЭЦП $K_i^{S\,ЭЦП}$ вырабатываются и распределяются центром доверия по аналогии с одноключевыми криптосистемами. При этом у каждого из пользователей есть собственный секретный ключ ЭЦП $K_i^{S\,ЭЦП}$, копия которого хранится в центре доверия CA. Отправитель вычисляет значение хэш-функции $H_i = \mathrm{h}(M)$ за время t_i^{Hi} и ЭЦП $S^i = \mathrm{E}_{K_i^S}(\mathrm{h}(M))$ за время t_i^{Si}, присоединяет ее к сообщению M и передает мандат $Mi^* = (M \| S^i)$ получателю за время $t_{i,j}^{прдMi*}$. Получатель j выделяет ЭЦП S^i и направляет ее в центр доверия CA за время $t_{j,CA}^{прдSi}$. Центр, расшифровывает S^i за время $t_{CA}^{ршSi}$ перешифровывает значение хэш-функции H_i с использованием личного ключа ЭЦП получателя $K_j^{S\,ЭЦП}$ за время t_{CA}^{Sj} и возвращает ЭЦП S_{CA}^j получателю за время $t_{CA,j}^{прдSj}$. Последний, расшифровав ЭЦП S_{CA}^j на собственном ключе $K_j^{S\,ЭЦП}$ за время $t_j^{ршSj}$, получает значение хэш-функции $H_j^{CA} = D_{K_j^S}(S_{CA}^j)$. Вычислив значение хэш-функции принятого сообщения H_j за время t_j^{Hj} и сравнив его с полученным от центра H_j^{CA} за время $t_j^{срвавнH}$, получатель принимает решение об истинности либо ложности полученного сообщения. Если $H_i^{CA} = H_j$, то сообщение истинно, если нет, - ложно. В этой схеме невозможность подделки базируется на следующих соображениях: а) ключ $K_i^{S\,ЭЦП}$ имеется только у i и CA, б) сообщение M имеется только у i

и j. Поэтому CA не может создать ЭЦП (у CA нет сообщения M). Ни один другой абонент не может создать ЭЦП, так как не имеет ключа отправителя $K_i^{S\,ЭЦП}$. Существуют усиления этой схемы, основанные на использовании еще одного центра доверия. Транзакцию строгой аутентификации на базе симметричной ЭЦП с центром CA можно формализовать следующей аддитивной формой

$$t^{аутCA}_{строг,симЭЦП} = t_i^{Hi} + t_i^{Si} + t_{i,j}^{прдMi*} + t_{j,CA}^{прдSi} + t_{CA}^{ршSi} + t_{CA}^{Sj} + t_{CA,j}^{прдSj} + t_j^{ршSj} + t_j^{Hj} + t_j^{срвавнH} \quad (6.36)$$

Трафик безопасности $c^{аутCA}_{строг,симЭЦП}$ здесь порождается при передаче мандатов и в процессе обмена с центром CA, а процесс его передачи моделируется трехфазной СМОУб и может быть формализован аддитивной формой вида

$$c^{аутCA}_{строг,асимЭЦП} = \rho_{i,j}^{прдMi*} + \rho_{j,CA}^{прдSi} + \rho_{CA,j}^{прдSj} \quad (6.37)$$

В приведенных выше транзакциях строгой аутентификации процессы вычисления хэшкода, ЭЦП, их проверки и сравнения моделируются соответствующими СМОПб.

Примечание 6.1. Временная избыточность, вносимая механизмами защиты в информационное окружение сети, должна быть учтена в общем сетевом временном балансе передачи пакетов данных класса С, а потоковая избыточность, вносимая трафиком безопасности, - в коэффициентах их сетевой загрузки при условии одинакового приоритета обслуживания.

Время, затрачиваемое на формирование общего секрета должно быть учтено в общем балансе времени длительности мультимедийной сессии.

В случае необходимости учета обработки атрибутов полномочий при авторизации субъекта доступа к инфоуслуге время установления сессии должно быть увеличено на величину времени авторизации $t^{k\,авт}$. В [18] делается вывод, что влияние на загрузку вычислительной системы при реализации механизма управления доступом к ресурсам пропорционально количеству решаемых задач и обратно пропорционально трудоемкости задачи. При этом анализ эффективности механизма управления доступом показывает, что эффективность использования вычислительного ресурса при реализации механизма управления доступом незначительно зависит от используемых приложений (типа используемого приложения), при этом влияние на загрузку вычислительной системы пропорционально количеству решаемых задач и обратно пропорционально трудоемкости задачи. Поэтому наибольшее влияние в данном случае оказывается при загрузке системы задачами с низкой трудоемкостью этапа счета и большим количеством обращений к ресурсам при выполнении задачи.

Примечание 6.2. Коэффициент загрузки ЛЦТ $c_{ij}^{*аут\_multy}$, создаваемой трафиком безопасности, порождаемым при аутентификации равноправных логических объектов на фазе установления мультимедийного соединения

$$c_{ij}^{*аут\_multy} = \hat{a}_{ij}^{multy}\, u_{ij}^{*}\, Mn^{*} \quad (6.38)$$

напрямую зависит от величины интенсивности $л^{multy}$ (вызов/час) мультимедийных вызовов, которые создают пропущенную нагрузку (среднее число занятых приборов обслуживания в момент t)

$$\hat{a}_{ij}^{multy} = N_{ij}^{multy} Mark_{ij}^{multy}\, \lambda_{ij}^{multy} \cdot t^{multy}\ (1 - b^{malty})\ (\text{Эрл}). \quad (6.39)$$

Здесь $Mark_{ij}^{multy} = \sum_k \left]\frac{\upsilon^k}{\Theta^{\min}}\right[= \left]\frac{x^B}{\Theta^{\min}}\right[+ \left]\frac{x^C}{\Theta^{\min}}\right[$ - суммарная марка трафика (обслуживающий прибор), требуемого для обслуживания всех потоковых компонент $k-$го класса мультимедийного соединения в линейно-цифровом тракте (ЛЦТ) ij; $\Theta^{\min}$ – базовая минимальная ширина полосы пропускания, бит/с; t^{multy} − средняя длительность мультимедийного соединения, час; b^{multy} – величина допустимых потерь мультимедийного вызова в сети; N_{ij}^{multy} – количество мультимедийных оконечных устройств, включенных в машрутизатор i, создающих суммарную нагрузку в направлении маршрутизатора j; u_{ij}^{*} − непроизводительное время занятия ЛЦТ трафиком безопасности на фазе установления мультимедийного соединения, час; L^{*} – длина служебного пакета трафика безопасности, бит; Mn^{*} – математическое ожидание числа служебных пакетов трафика безопасности, приходящихся на один мультимедийный вызов, при формализации процессов аутентификации равноправных логических объектов.

Примечание 6.3. Для организации защищенного информационного обмена в сессии могут быть востребованы четыре процедуры защиты [2], а именно: 1) аутентификация отправителя; 2) аутентификация данных отправителя; 3) аутентификация получателя; 4) аутентификация доставленных данных.

Коэффициент загрузки ЛЦТ ρ_{ij}^{*sesl}, создаваемым l-ым механизмом защиты в сессии

$$\rho_{ij}^{*sesl} = N_{ij}^{multy} Mark_{ij}^{*l}\ \lambda_{ij}^{l}\ u_{ij}^{ses*l}\ Mn^{*}, \tag{6.40}$$

где λ_{ij}^{l} – интенсивность поступления в ЛЦТ пакетов l-ого трафика безопасности в сессии, пакет/час; u_{ij}^{ses*l} - непроизводительное время занятия ЛЦТ l-ым трафиком безопасности в сессии, час.

6.3. Модели защищенных уровневых логических соединений

6.3.1. Модели защищенных логических соединений транспортного уровня

В моделях защищенных логических соединений транспортного уровня могут быть задействованы одна или сочетание нескольких базовых услуг безопасности (таблица 6.2) для трафика класса B – $Sec_{ete}, A_{souce}, C_{acses}$ и/или базовых услуг безопасности для трафика класса C – A_{data}, $Integr_{rec\_ete}$, Sec_{ete}, A_{souce}, C_{acses} [6]. В этом случае соответствующие им модели должны быть учтены в моделях уровневых логических соединений. Услуга безопасности «Контроль доступа» C_{acses} удлиняет только время установления сеанса связи и на характеристики переноса основного трафика в сессии не оказывает влияния.

С учетом введенных предположений уровневый формализм функционалов K_{UDP}^{*B} и K_{TCP}^{*C} защищенных логических соединений транспортного уровня дается соответственно выражениями

$$K_{UDP}^{*B} = \frac{s^B}{N^B(L^B - H_{IP})},\ K_{TCP}^{*C} = \frac{s^C}{N^C(L^C - H_{IP})}\ в^C\ S_{Integr}^{*C}. \tag{6.41}$$

Здесь множитель S^{*C}_{Integr} учитывает потери пропускной способности системы, связанные с организацией обратной связи на повторный перенос сообщения данных в случае нарушения его целостности. Учитывая (6.8), а также, что среднее число информационных полей пакета данных в сообщении данных на транспортном уровне (аналог плотности распределения вероятности числа информационных полей пакета данных в сообщении (пачке) данных) [19]

$$N^C = \sum_{k=1}^{\infty} k\left[F^C((L^C - H_{IP})k) - F^C((L^C - H_{IP})(k-1))\right],$$

для любого закона распределения промежутков времени поступления пакетов данных $F^C(l)$ критерий эффективности защищенного межузлового логического соединения на транспортном уровне для трафика указанного класса с учетом протокольной избыточности, вносимой механизмами создания КОМ, может быть представлен в виде

$$K^{*C}_{ij,TCP} = \frac{\int_0^{\infty} l dF^C(l)}{\sum_{k=1}^{\infty} k\left[F^C((L^{*C} - H_{IP})k) - F^C((L^{*C} - H_{IP})(k-1))\right](L^{*C} - H_{IP})} \, e^{c\left(-\frac{p_0^{KOM}}{1-p_0^{KOM}} \ln p_0^{KOM}\right)}. \quad (6.42)$$

В случае формализации процесса контроля целостности передачи моделью (6.9) интенсивность поступления пакетов в тракт $st \in S^C$ дается выражением (6.10).

Среднее число информационных полей речевого пакета в активном речевом фрагменте на транспортном уровне (аналог плотности распределения вероятности числа информационных полей пакета в речевом фрагменте) дается выражением

$$N^B = \sum_{k=1}^{\infty} k\left[F^B\left(\frac{L^B - H_{IP}}{x^B}k\right) - F^B\left(\frac{L^B - H_{IP}}{x^B}(k-1)\right)\right].$$

Тогда для любой функции распределения промежутков времени поступления речевых пакетов $F^B(t)$ критерий эффективности межузловых логических соединений на транспортном уровне для трафика класса B с учетом протокольной избыточности, вносимой механизмами создания КОМ, можно представить в виде

$$K^{*B}_{ij,UDP} = \frac{\upsilon^B \int_0^{\infty} t dF^B}{\sum_{k=1}^{\infty} k\left[F^B\left(\frac{L^{*B} - H_{IP}}{x^B}k\right) - F^B\left(\frac{L^{*B} - H_{IP}}{x^B}(k-1)\right)\right](L^B - H_{IP})}. \quad (6.43)$$

Здесь $s^B = x^B \phi^B = x^B \int_0^{\infty} t dF^B(t)$ и $s^C = \int_0^{\infty} l dF^C(l)$.

Модели защищенных логических соединений на транспортном уровне для трафиков класса C и B даются соответственно выражениями

$$V^{\min * C}_{ij,TCP} = V_{ij} \frac{\int_0^{\infty} l dF^C(l)}{\sum_{k=1}^{\infty} k\left[F^C((L^{*C} - H_{IP})k) - F^C((L^{*C} - H_{IP})(k-1))\right](L^C - H_{IP})} \, e^{c\left(-\frac{p_0^{KOM}}{1-p_0^{KOM}} \ln p_0^{KOM}\right)}. \quad (6.44)$$

$$V^{\min * B}_{ij,UDP} = V_{ij} \frac{\upsilon^B \int_0^{\infty} t dF^B}{\sum_{k=1}^{\infty} k\left[F^B\left(\frac{L^{*B} - H_{IP}}{x^B}k\right) - F^B\left(\frac{L^{*B} - H_{IP}}{x^B}(k-1)\right)\right](L^B - H_{IP})} \quad (6.45)$$

6.3.2. Аналитическое описание защищенных логических соединений межсетевого уровня

При проектировании магистральных сетей заказчик, как правило, выдает нагрузочные характеристики на отдельные звенья в час наибольшей нагрузки (ЧНН) в силу того, что в ЧНН потоки на звене примерно одинаковы. Более того, можно предположить, что скорость передачи в межузловых ЛЦТ $V_{ij} = V = const$, т.к. на магистральных сетях используется стандартная каналообразующая аппаратура, а значения вероятностей ошибки в каждом ЛЦТ $p_{ij} = p$. Указанные предположения дают основание рассмотреть однородные магистральные ИТС и вывести для них явные аналитические выражения для расчета основных ВВХ. Необходимо заметить при этом, что для реальных условий функционирования ИКС, однородность сети является довольно сильным ограничением. Для однородных ИКС расчет сетевых характеристик сводится к расчету характеристик «типичного» для сети n-звенного транспортного пути.

Важнейшей частью процесса обработки пакетов на межсетевом уровне является алгоритм управления очередью в буферах сетевого оборудования. Базовой идеей принципа «управления буферным пространством» является классификация пакетов и соответствующий ей сброс пакета или помещение его в буфер. В свою очередь, введение дополнительных буферов в структуру маршрутизатора расширило возможности реализации принципа «справедливого распределения ресурсов»: стало возможным управлять доступом пакетов определенных потоков к процессорному времени маршрутизатора. На основе этих двух базовых идей были разработаны методы, названные соответственно Queue Management (управление очередью) и Scheduling (планирование обслуживания). Под алгоритмом управления очередью понимается набор методов, управляющих поступлением, хранением и передачей на обслуживание поступающих в систему пакетов. Основные алгоритмы организации очередей – это алгоритм отбрасывания «хвоста» при заполнении максимального размера очереди (Tail Drop) и алгоритм раннего обнаружения (Random Early Detection, RED), когда прибывший пакет отбрасывается с вероятностью, зависящей от того, насколько превышен установленный порог или его модификация – алгоритм взвешенного раннего обнаружения переполнений (WRED), который использует приоритеты при выработке политики предотвращения переполнения выделенного буферного пространства. Планирование обслуживания в ИТС базируется на введении приоритетного выбора очередей на транзитных маршрутизаторах.

Для вывода составляющих функционалов (6.42) сделаем следующие допущения.

1. Каждый виртуальный канал звена $ij \in J$ совместно с соответствующей ему частью памяти маршрутизатора моделируется СМО типа M/M/1/∞ (СМО M/M/1/∞ формализует работу каждой фазы обслуживания), т.е. входящий поток пакетов разнородного трафика, поступающий на каждую фазу обслуживания, образует пуассоновский (простейший) процесс с параметром $л^k(t) \rhd 0$. Параметр $л(t)$ называется плотностью вероятности поступления пакетов и определяет среднее время между поступлением пакетов. Интенсивность пуассоновского потока постоянна, т.е. $л(t) = л = const$. Характерная особенность пуассоновского случайного потока событий, аналогична особенности нормального закона распределения непрерывной случайной величины и состоит в том, что при сложении большого числа различных ординарных, стационарных потоков суммарный поток оказывается весьма близким к пуассоновскому. Функция распределения времени обслуживания пакетов в маршрутизаторах имеет экспоненциальный характер с параметром $м^k \rhd 0$, т.е. длительность обслуживания пакетов подчиняется экспоненциальному

закону со средним значением, равным $\frac{1}{м^k}$. Предполагается, что доли основного и сторонних потоков на их входе таковы, что при статистическом мультиплексировании большого числа независимых разнородных потоков с постоянной и переменной скоростью передачи выполняется условие «пуассонизации» суммарного потока, т.е. предполагается, что суммарные потоки на входе каждого транспортного канала ЛЦТ независимы друг от друга и являются простейшими.

2. Кроме того, предполагается, что в режиме установленного соединения в СМО $M/M/1/\infty$ пакеты классов B и C обслуживаются с ожиданием в порядке приоритета (абсолютные приоритеты с дообслуживанием) и трафик класса *B* имеет наивысший приоритет по отношению к нагрузке класса *C* (приоритеты указаны в порядке убывания), соответственно на каждой фазе обслуживания. Заметим, что в СМО с абсолютными приоритетами и дообслуживанием требование, вытесненное из прибора, при возвращении обслуживается с того места, где оно было прервано, т. е. оно не теряет результата незавершенного обслуживания. Предоставлять в ИТС абсолютный приоритет облуживания для трафика класса B целесообразно в случае его преобладания в сети, что обеспечивает наилучшие условия обслуживания . Однако в ИКС с преобладанием трафика данных класса C более предпочтительной может оказаться дисциплина обслуживания с относительным приоритетом нагрузки класса B. Дисциплина обслуживания с относительным приоритетом более проста в реализации, чем дисциплина с абсолютным приоритетом, а при использовании высокоскоростных трактов передачи дает практически те же показатели по задержке B-пакетов. При этом, с одной стороны, учитывается критичность B-пакетов к сквозным постоянным сетевым задержкам и их флуктуациям, а с другой стороны, − исключаются прерывания особо важных данных. Кроме того, внутри класса B может быть организовано также либо раздельное обслуживание различных типов трафика с относительным приоритетом обслуживания индивидуальных очередей, либо обслуживание всех типов трафика класса B в режиме FIFO в одной очереди с равным приоритетом.

3. Предполагается также, что пакеты l-ой потоковой компоненты трафика безопасности (например, аутентификации, восстановления целостности, заполнения трафика) обслуживаются на маршрутизаторах с приоритетом, соответствующим приоритету обслуживания пакетов трафика данных класса C.

4. Время установления транспортного канала для речевого трафика мало по сравнению со временем его занятия.

5. Временем распространения сигналов можно пренебречь по сравнению с временем передачи пакетов в тракте передачи. В общем балансе времени передачи пакетов в сети также не будем учитывать время задержки, затраченное на «последней миле» или в сети абонентского доступа и задержку на стороне получателя в депакетизаторе, связанную с компенсацией величины флуктуации сетевой задержки для обеспечения непрерывного воспроизведения B-пакетов на приеме.

Модели защищенных логических соединений на межсетевом уровне должны учитывать потоковую избыточность ρ_{ij}^*, вносимую трафиком безопасности (например, аутентификации, восстановления целостности, формирования общего секрета и др.), а также протокольную L^{*k} и временную t^* избыточность, вносимую механизмами защиты (индексом (*) в выражении t^* обозначен тип механизма защиты, например, $t^* = t^{ш} + t^{ХЭШ} + t^{ЭЦП} + t^{р/ш} + t^{р/ХЭШ} + t^{п/ЭЦП}$).

С учетом введенных предположений функционалы $K_{ij,IP}^{*B}$ и $K_{ij,3}^{*C}$ в общем виде даются выражениями:

$$K_{ij,IP}^{*B} = \frac{L^{*B} - H_{IP}}{L^{*B}} \; c_{ij}^{*B}, K_{ij,IP}^{*Cp} = \frac{L^{*C} - H_{IP}}{L^{*C}} \; c_{ij}^{*C}, \tag{6.46}$$

где $c_{ij}^{*C} = c_{ij}^{C} + c_{ij}^{*}$; $c_{ij}^{*} = c_{ij}^{*aym\_multy} + \sum_{l} c_{ij}^{*sesl}$ - величина коэффициента загрузки ЛЦТ, создаваемая трафиком безопасности на фазе установления сессии и в период ее существования.

Текущая загрузка ЛЦТ базовыми потоками c_{ij}^{*B} и c_{ij}^{*C} в ИТС с учетом абсолютного приоритета обслуживания речевых пакетов (с дообслуживанием) по отношению к пакетам данных и избыточности, вносимой соответствующими механизмами защиты, дается соответственно выражениями [19]

$$\rho_{ij,IP}^{*B} = \frac{L^{*B} + H_{NA}}{L^{*B} - H_{IP}} \; \frac{Mark_{ij}^{B}\Theta^{\min}}{V_{ij}} \; \hat{a}_{ij}^{malty} \; z^{B} \; з^{B}, \tag{6.47}$$

$$c_{ij}^{*C} = 1 - \rho_{ij}^{*B} - \frac{L^{*C} + H_{NI}}{T_{ij}^{*C} V_{ij}} - \frac{\rho_{ij}^{*B}}{1 - \rho_{ij}^{*B}} \frac{L^{*B} + H_{NI}}{T_{ij}^{*C} V_{ij}} + c_{ij}^{*}. \tag{6.48}$$

Здесь $T_{ij}^{*C} = T_{ij}^{C} + \frac{L^{C} - H_{IP}}{ш^{C}} + t^{*}$, T_{ij}^{*C} - среднее время пребывания пакета данных класса C в защищенном ЛЦТ ограничено заданным средним временем пребывания пакета данных в сети T^{C} за вычетом временной избыточности t^{*}, вносимой механизмами защиты и времени накопления информационной части пакета у абонента, равное $T^{C\,рас} = \frac{L^{C} - H_{IP}}{\omega^{C}}$.

Максимальная загрузка ЛЦТ трафиком класса B дается выражением .

$$c_{ij}^{B\max} = 1 - \frac{z}{b} = 1 - \frac{z(L^{*B} + H_{NA})\upsilon^{B}}{\upsilon^{B}\theta^{*B} - (L^{*B} - H_{IP})} \; \frac{1}{V_{ij}}, \tag{6.49}$$

где z – корень трансцендентного уравнения

$$\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1} + \frac{1}{(n-2)!} z^{n-2} + \ldots + \frac{1}{1!} z + 1 = d^{B} e^{z};$$

$$b = \left[\frac{\theta^{*B} V_{ij}}{L^{*B} + H_{NA}} - \frac{L^{*B} - H_{IP}}{L^{*B} + H_{NA}} \; \frac{V_{ij}}{Mark_{ij}^{B}\Theta^{\min}} \right].$$

Допустимое время сквозной задержки θ^{*B} пакета класса B ограничено только двумя основными компонентами: временем накопления информационной части B-пакета в оконечной системе источника, связанное с накоплением информационного поля пакета в речепреобразующем устройстве на передаче $T^{B\,рас} = \frac{L^{B} - H_{IP}}{\upsilon^{B}}$, и временем задержки в

тракте передачи $T_{st,m}^{B}$. Последнее включает случайную задержку пакетов T_{j}^{B} в маршрутизаторах, обусловленную: а) обслуживанием пакетов в поле коммутации, связанным с анализом таблиц маршрутизации и обработкой ячеек в коммутационных элементах (зависит от величины суммарного входящего потока и производительности связных процессоров); б) обслуживанием планировщиком пакетов T_{ij}^{B} (определяется объемом выходного буфера, дисциплиной обслуживания исходящей очереди и скоростью V_{ij} передачи в ЛЦТ).

С учетом временной, протокольной и потоковой избыточности, вносимой механизмами защиты, модели защищенных логических соединений на межсетевом уровне для речевого трафика класса B и трафика данных класса C можно представить соответственно выражениями

$$V_{ij,IP}^{*B} = V_{ij}\,\frac{L^{*B}+H_{NA}}{L^{*B}}\,\frac{Mark_{ij}^{B}\Theta^{\min}}{V_{ij}}\,\hat{a}_{ij}^{malty}\,z^{B}, \tag{6.50}$$

$$V_{ij,IP}^{*C} = V_{ij}\,\frac{L^{*C}-H_{IP}}{L^{*C}}\,(1-\rho_{ij}^{*B}-\frac{L^{*C}+H_{NI}}{T_{ij}^{*C}V_{ij}}-\frac{\rho_{ij}^{*B}}{1-\rho_{ij}^{*B}}\,\frac{L^{*B}+H_{NI}}{T_{ij}^{*C}V_{ij}}+\sum_{l}c_{ij}^{*l}) \tag{6.51}$$

При необходимости учета обработки атрибутов полномочий при авторизации субъекта доступа к инфоуслуге время обработки пакета в УК $\phi_{пр}$ должно быть увеличено на величину времени авторизации $\tau_{авт}^{k}$.

6.3.3. Аналитическое описание защищенных логических соединений уровня сетевого доступа

Критерии эффективности использования системы речевым трафиком и трафиком данных при организации логических соединений уровня сетевого доступа с учетом протокольной избыточности, вносимой соответствующими технологиями (MPLS, FR и др.) могут быть представлены в следующем виде

$$K_{ij,NA}^{*B} = \frac{L^{*B}}{L^{*B}+H_{NA}^{*}}, \qquad K_{ij,NA}^{*C} = \frac{L^{*C}}{L^{*C}+H_{NA}^{*}}. \tag{6.52}$$

Модели защищенных логических соединений на уровне сетевого доступа для речевого трафика класса B и трафика данных класса C можно представить соответственно выражениями

$$V_{ij,NA}^{*B} = V_{ij}\,\frac{L^{*B}}{L^{*B}+H_{NA}^{*}}, \tag{6.53}$$

$$V_{ij,NA}^{*C} = V_{ij}\,\frac{L^{*C}}{L^{*C}+H_{NA}^{*}}. \tag{6.54}$$

6.4. Аналитические модели мультимедийных соединений в защищенной инфокоммуникационной транспортной системе IP-QoS

Комплексные критерии эффективности использования ресурсов ИТС на технологии IP-QoS речевым трафиком и трафиком данных в ЛЦТ, $m-$ом и составном тракте передачи с учетом мультипликативной формы представления $K_{ij}^{k} = \prod_{h=1}^{4} K_{h,ij}^{k}$, и результатов,

полученных в разделе 6.3 и в предположении, что длительности речевых фрагментов и длины сообщений распределены экспоненциально с параметрами $1/\phi^B$ и $1/s^k$, соответственно имеют вид:

$$K_{ij}^{*B} = x^B \phi^B (1 - e^{-\frac{L^{B,} - H_{IP}}{x^B \phi^B}}) \frac{1}{L^{*B} + H_{NA}^*} c_{ij}^{*B},$$

$$K_{ij}^{*C} = s^C (1 - e^{-\frac{L^C - H_{IP}}{S^C}}) \frac{1}{L^{*C} + H_{NA}^*} (1 - \rho_{ij}^{*B} - \frac{L^{*C} + H_{NI}}{T_{ij}^{*C} V_{ij}} - \frac{\rho_{ij}^{*B}}{1 - \rho_{ij}^{*B}} \frac{L^{*B} + H_{NI}}{T_{ij}^{*C} V_{ij}} + \sum_l c_{ij}^{*l}), \quad (6.55)$$

$$K_{st,m}^{*B} = x^B \phi^B (1 - e^{-\frac{L^{B,} - H_{IP}}{x^B \phi^B}}) \frac{1}{L^{*B} + H_{NA}^*} \sqrt[r_{st?m}^B]{\prod_{ij \in l_{st,m}^B} \frac{(L^{*B} + H_{NA}) \hat{a}_{ij}^{malty} Mark^B \Theta^{\min} \eta^B z^B}{L^{*B} - H_{IP}}},$$

$$K_{st,m}^{*C} = s^C (1 - e^{-\frac{L^C - H_{IP}}{S^C}}) \frac{1}{L^{*C} + H_{NA}^*} \sqrt[r_{stm}]{\prod_{ij \in l_{stm}^{Cp}} (1 - c_{ij}^{*B} - \frac{L^{*C} + H_{NA}}{V_{ij} T_{ij}^{*C}} + \frac{c_{ij}^{*B}}{1 - c_{ij}^{*B}} \frac{L^{*B} + H_{NA}}{V_{ij} T_{ij}^{*C}})} (-\frac{p_0}{1 - p_0} \ln p_0) S_{Integr}^{*C}. \quad (6.56)$$

$$K_{st}^{*B} = x^B \phi^B (1 - e^{-\frac{L^{B,} - H_{IP}}{x^B \phi^B}}) \frac{1}{L^{*B} + H_{NA}^*} \sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B \sqrt[r_{st?m}^B]{\prod_{ij \in l_{st,m}^B} \frac{(L^{*B} + H_{NA}) \hat{a}_{ij}^{malty} Mark^B \Theta^{\min} \eta^B z^B}{L^{*B} - H_{IP}}}$$

$$K_{st}^{*C} = s^C (1 - e^{-\frac{L^C - H_{IP}}{S^C}}) \frac{1}{L^{*C} + H_{NA}^*} \sum_{m=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C \sqrt[r_{stm}]{\prod_{ij \in l_{stm}^{Cp}} (1 - c_{ij}^{*B} - \frac{L^{*C} + H_{NA}}{V_{ij} T_{ij}^{*C}} + \frac{c_{ij}^{*B}}{1 - c_{ij}^{*B}} \frac{L^{*B} + H_{NA}}{V_{ij} T_{ij}^{*C}})} (-\frac{p_0}{1 - p_0} \ln p_0) S_{Integr}^{*C}. \quad (6.57)$$

При этом аналитическое описание комплексного критерия эффективности использования ресурса пропускной способности всей сети трафиком k-го класса дается выражением:

$$K^{*k} = \sqrt[r^k]{\sum_{st \in S^k} \frac{\hat{a}_{st}^{maltyk}}{Y^{maltyk}} (K_{st}^k)^{r^k}}, \; r^k = \left| S^k \right|. \quad (6.58)$$

Подчеркнем еще раз, что общие сетевые функционалы оценки эффективности использования ресурса пропускной способности системы асинхронным трафиком имеет ярко выраженную условную зависимость от изохронного трафика.

Комплексные критерии позволяют построить аналитические модели мультимедийных соединениий в защищенной ИТС IP-QoS для составного тракта передачи:

$$V_{st,m}^{*B} = V_{ij} x^B \phi^B (1 - e^{-\frac{L^{B,} - H_{IP}}{x^B \phi^B}}) \frac{1}{L^{*B} + H_{NA}^*} \sqrt[r_{st?m}^B]{\prod_{ij \in l_{st,m}^B} \frac{(L^{*B} + H_{NA}) \hat{a}_{ij}^{malty} Mark^B \Theta^{\min} \eta^B z^B}{L^{*B} - H_{IP}}}, \quad (6.59)$$

$$V_{st,m}^{*C} = V_{ij} s^C (1 - e^{-\frac{L^C - H_{IP}}{S^C}}) \frac{1}{L^{*C} + H_{NA}^*} \sqrt[r_{stm}]{\prod_{ij \in l_{stm}^{Cp}} (1 - c_{ij}^{*B} - \frac{L^{*C} + H_{NA}}{V_{ij} T_{ij}^{*C}} + \frac{c_{ij}^{*B}}{1 - c_{ij}^{*B}} \frac{L^{*B} + H_{NA}}{V_{ij} T_{ij}^{*C}})} (-\frac{p_0}{1 - p_0} \ln p_0) S_{Integr}^{*C}. \quad (6.60)$$

ЛИТЕРАТУРА

1. Мошак Н.Н. Особенности построения политики информационной безопасности в инфокоммуникационной сети / Н.Н. Мошак, Е.А.Тимофеев // Электросвязь. 2005. № 9. С. 23-28.

2. Мафтик С. Механизмы защиты в сетях ЭВМ / С. Мафтик; пер. с англ. к.т.н. В.Г. Потемкина и А.В. Потемкина. – М.: Мир. 1993. 216 с.

3. Мошак Н.Н. Модели и методы анализа данных мониторинга автоматизированных систем / Н.Н. Мошак, Е.А. Тимофеев // Электросвязь. 2008. № 4. С. 40-45.

3. Доктрина информационной безопасности Российской Федерации // Новая газета. 2000. 15 сент.

4. ГОСТ Р ИСО 7498-2-99. Информационная технология. Взаимосвязь открытых систем.Базовая эталонная модель. Часть 2 . Архитектура защиты. – М.: ИПК Издательство стандартов, 1999.

5. Мошак Н.Н. Особенности построения архитектуры мультисервис-ной сети с услугами безопасности / Н.Н. Мошак // Электросвязь. 2007. № 5. С. 34-40.

6. Зайцев С.С. Сервис открытых информационно-вычислительных сетей. Справочник / С.С. Зайцев, М.И. Кравцунов, С.В. Ротанов. – М.: Радио и связь. 1990. 240 с.

7. Александров А.М. Безопасность сетей связи и некоторые задачи теории телетрафика // Электросвязь. 2003. № 12. - с.20-21.

8. Мошак Н.Н. Формализация и оценка процессов представления механизмов защиты в мультисервисной сети. Общий подход // Электросвязь.№ 3.2012.

9. Зима В. Безопасность глобальных сетевых технологий / В. Зима, А. Молдовян, Н. Молдовян.- СПб.: БХВ-Петербург. 2000. – 320 с.

10. Молдовян А.А. Введение в криптосистемы с открытым ключом //А.А. Молдовян, Н.А. Молдовян. – СПб.: БХВ-Петербург. 2005. 288 с.

12. Молдовян А.А. Криптография: от примитивов к синтезу алгоритмов // А.А. Молдовян, Н.А. Молдовян, М.А. Еремеев. – СПб.: БХВ-Петербург. 2004.- 448 с.

13. Фергюстен Н., Шнайер Б. Практическая криптография // пер. с англ. Н.Н.Селиной –М.: Издательский дом «Вильямс». 2005. – 424 с.

14. Столингс В. Криптография и защита сетей: принципы и практика – М.: Издательский дом «Вильямс». 2001. – 672 с.

15. Молдовян Н.А. Введение в практическую криптографию: учеб. пособие // Н.А. Молдовян, В.М. Зима; ВИКУ им. А.Ф. Можайского. СПб, 2001. – 185 с.

16. Шнайер Б. Прикладная криптография.2-е издание: протоколы, алгоритмы и исходные тексты на языке Си. – М.: Триумф , 2002.

17. Шнепс М.А. Системы распределения информации. Методы расчета. - М.: Связь. 1979. – 344 с.

18. Щеглов А.Ю. Защита компьютерной информации от несанкцио-нированного доступа. – СПб.: Наука и Техника. 2004. – 384 с.

19. Мошак Н.Н. Теоретические основы проектирования транспортной системы инфокоммуникационной сети: учеб. пособие для вузов (спец.230201 «Информационные сети и технологии») / Н.Н. Мошак. – СПб.: ИА «Энергомашиностроение» . 2006. 159 с.

ЧАСТЬ 3. МЕТОДЫ АНАЛИЗА И ОПТИМИЗАЦИИ СИСТЕМНОГО АЛГОРИТМИЧЕСКОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ

Специфика разработки системного алгоритмического обеспечения (САО) конкретных сетей передачи данных (ПД) с коммутацией пакетов (КП) в 70-х годах прошлого столетия стала исходной предпосылкой для идеи анализа функциональных характеристик сетей ПД и оптимизации САО, использующей декомпозицию физической структуры сети на сквозные тракты передачи информации (СТПИ), а логической структуры – на функциональные контура. Функциональные контура логической структуры рассматривались как некоторые подмножества алгоритмов соответствующих функциональных уровней, которые содержат уже разработанные алгоритмы и свободные места для новых алгоритмов.

Таким образом формировалась таблица подмножеств алгоритмов всех уровней логической структуры сети ПД, из которой разработчик мог выбрать необходимые ему алгоритмы, провести комплексный анализ их функциональных характеристик и использовать при построении САО своей системы. Если имеющиеся в таблице алгоритмы не удовлетворяли разработчика, он мог разработать новые алгоритмы, удовлетворяющие требованиям его системы, которые после проверки занимали пустующие места в таблице подмножеств алгоритмов, расширяя ее возможности для других разработчиков.

ГЛАВА 7. СИСТЕМНОЕ АЛГОРИТМИЧЕСКОЕ ОБЕСПЕЧЕНИЕ ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ И МЕТОДЫ ЕГО АНАЛИЗА

7.1. Системное алгоритмическое обеспечение инфокоммуникационных сетей

7.1.1. Структура математического обеспечения инфокоммуникационныхсетей

В процессе проведения большого числа НИР и ОКР, выполненных автором, исследовались физические и логические структуры инфокоммуникационных сетей классов 2 и 3 (ИКС-2 и ИКС-3) различного масштаба и назначения: от небольших ведомственных до общегосударственных.

В результате сформировалась физическая структура сети, состоящая из транспортной сети и сетей абонентского доступа, причем в состав транспортной сети входят магистральные (транзитные) и оконечные узлы коммутации (МУК и ОУК соответственно), а в состав сетей абонентского доступа (САД) – концентраторы (Кц), мультиплексоры (М) и оконечные пункты (ОП) абонентов различного типа. Для организации управления сетью, эксплуатационно-технического обслуживания и архивации сообщений к некоторым узлам коммутации (УК) могут подключаться центры управления сетью (ЦУС), центры технического обслуживания (ЦТО) и центры архивного хранения информации (ЦАХИ).

Для определения элементов алгоритмического обеспечения введено понятие математического обеспечения (МО) ИКС, структура которого показана на рис. 7.1.

Под математическим обеспечением ИКС понимается совокупность системного алгоритмического обеспечения сети и ее элементов, а также программного обеспечения (ПО) элементов ИКС. Элементы ИКС – это узлы коммутации всех рангов, концентраторы, мультиплексоры, оконечные пункты и т.д.

7.1.2. Структура системного алгоритмического обеспечения инфокоммуникационных сетей

Высшим уровнем алгоритмического обеспечения ИКС, определяющим всю дальнейшую разработку АО и ПО элементов сети, а, следовательно, всего комплекса технических средств (КТС), является системное АО, представляющее собой совокупность принципов и обобщенных алгоритмов функционирования сети, системных алгоритмов функционирования ее элементов и комплексных алгоритмов взаимодействия элементов между собой.

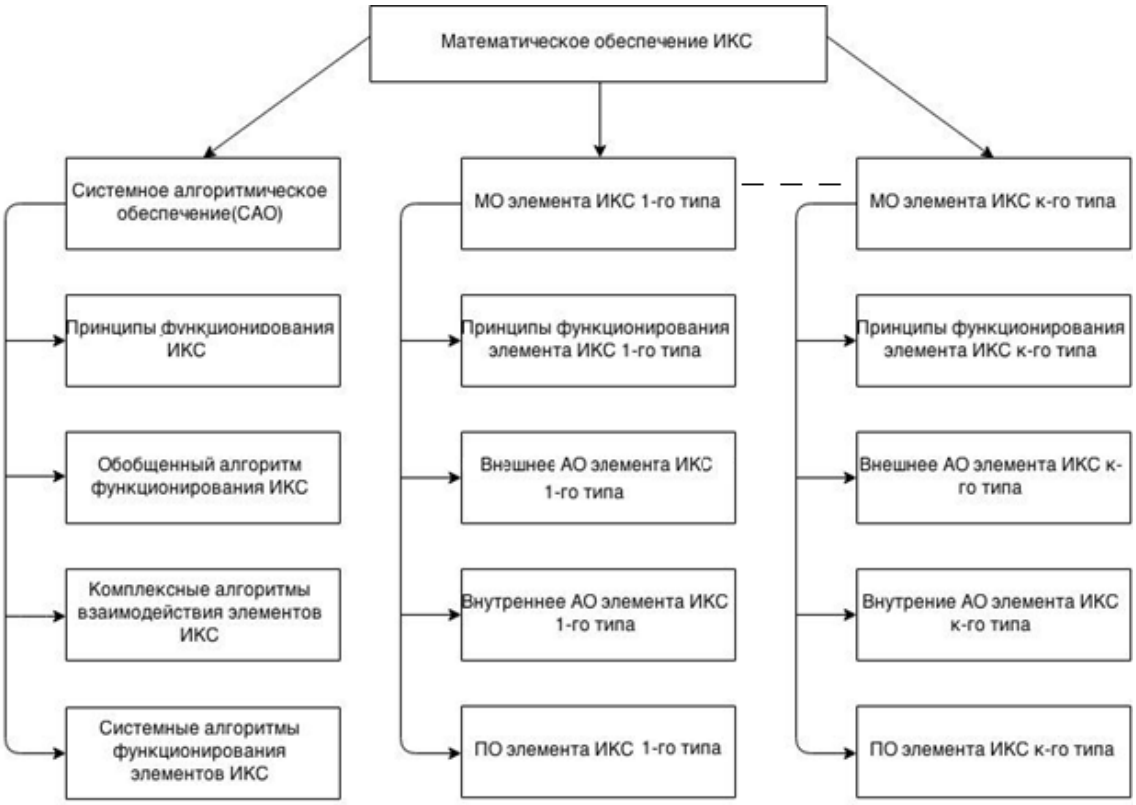


Рис. 7.1. Структура математического обеспечения ИКС

Системное АО (САО) включает в себя следующие составные части:

описание общих принципов функционирования сети, где приводятся основные решения по принципам коммутации и передачи информации, принципам нумерации и адресации, управления и защиты информации, эксплуатационно-технического обслуживания, взаимодействия с пользователями сети и т.д. Этот документ обязательно согласовывается с заказчиком и определяет всю идеологию сети. Он разрабатывается небольшой группой самых квалифицированных системных специалистов во главе с главным конструктором или его заместителем по системным вопросам и служит основным руководящим документом, используемым далее специалистами при разработке обобщенного алгоритма функционирования ИКС;

описание обобщенного алгоритма функционирования сети (ОАФС), определяющего конкретные технические решения по протоколам и интерфейсам на всех участках сети и их увязку между собой, содержащее более подробную проработку принципов функционирования ИКС, основные сведения о форматах и кодах, а также информацию по эксплуата-

ционно-техническому обслуживанию, системах управления сетью и обеспечению безопасности связи и информации. Этот документ согласовывается и заказчиком, с ним знакомят всех системных разработчиков и используют в дальнейшем при разработке АО отдельных элементов ИКС;

комплексные алгоритмы взаимодействия элементов ИКС (КАВЭС) в виде схем алгоритмов и их описаний, подробных протоколов управления и передачи информации между всеми элементами сети (ОП-ОУК, ОУК-МУК, МУК-МУК, ОП-ОП и т.д.) и на всех уровнях, увязанные с системными алгоритмами управления и обеспечения безопасности связи, эксплуатационно-технического обслуживания;

системные алгоритмы функционирования элементов сети (САФЭС), разрабатываемые аналогично предыдущим в виде схем алгоритмов и их описаний. Они содержат все алгоритмы коммутации, управления, обслуживания очередей, архивации, межуровневых интерфейсов, которые должны быть реализованы в данном элементе сети. Алгоритм разрабатывается без привязки к техническим средствам, входящим в состав данного элемента, т.к. его структура еще не определена.

Примерная структура САО, использованная в одной из наиболее успешных разработок системы «Родник-2», удостоенной Ленинской и Государственной премией в 1987 году, показана на рис. 7.2.

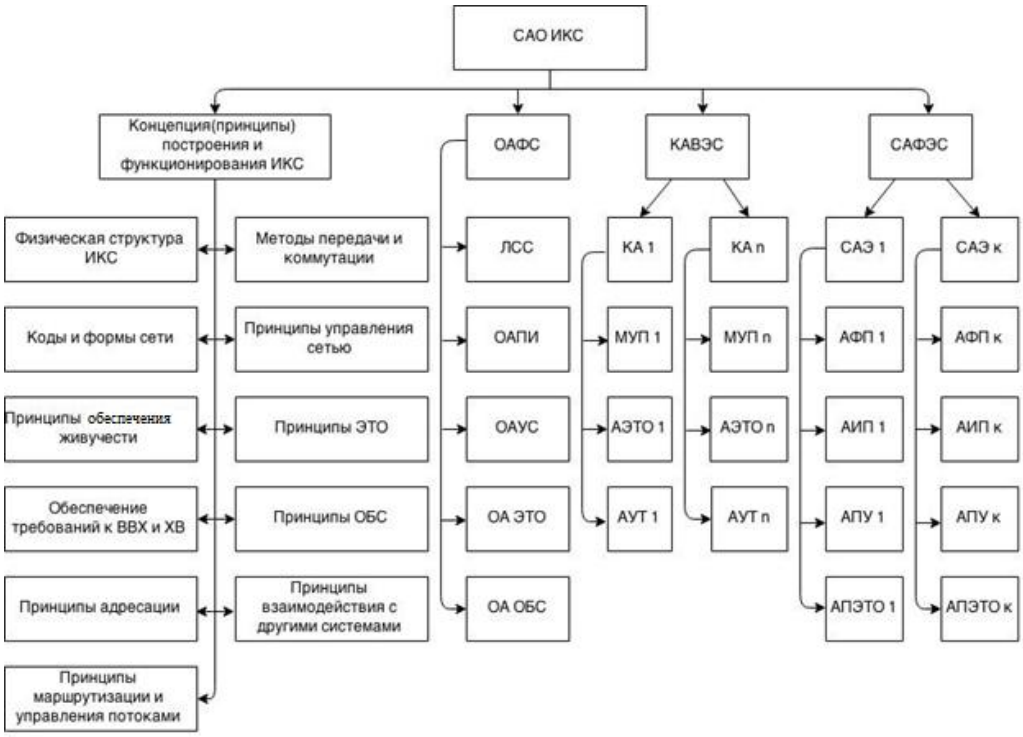
Отличительной особенностью этой разработки было практическое отсутствие крупных ошибок и больших доработок, что можно объяснить тщательной и детальной проработкой всех компонент системного алгоритмического обеспечения, широким их обсуждением и доведением информации о всех изменениях в САО до каждого участника разработки, оперативной корректировкой документов по замечаниям системных разработчиков, которые хорошо понимали, что даже небольшие ошибки, допущенные в САО и своевременно не исправленные, могут привести к большим доработкам аппаратуры и ПО и срыву сроков на заключительных этапах стадии разработки, а иногда и к прекращению работ.

Разработка САО представляет собой процесс постепенной детализации алгоритмов функционирования сети, начиная от общей концепции и кончая структурной схемой системных алгоритмов всех элементов. Каждый этап заканчивается выпуском документа, который служит основанием для разработки более детализированных алгоритмов на следующем этапе. Документами, завершающими проектирование САО, являются технические задания (ТЗ) на разработку АО и ПО каждого элемента сети, к которым прилагаются системные алгоритмы их функционирования.

Важная проблема разработки САО – выбор языка описания. Для описания концепции и обобщенного алгоритма функционирования сети целесообразно использовать неформализованный технический русский язык в целях упрощения процесса согласования принимаемых в концепции решений с заказчиком и ознакомления с ними разработчиков разных специализаций. На основе этих документов должна составляться эксплуатационная документация на систему и объекты (техническое описание, руководство по эксплуатации и т.п.), а также программы обучения обслуживающего персонала. Комплексные алгоритмы взаимодействия элементов сети и системные алгоритмы их функционирования могут быть описаны на языке структурных схем алгоритмов в соответствии с существующими стандартами.

7.1.3. Последовательность разработки алгоритмического и программного обеспечения инфокоммуникационных сетей

После создания системного АО разрабатывается техническое задание (ТЗ) на АО всех элементов сети и их модификаций.



ХВ − характеристики верности
ВВХ − вероятностно-временные характеристики
ЛСС − логическая структура сети
ОАФС, ОАПИ, ОАУС, ОАЭТО, ОАОБС − обобщенные алгоритмы функционирования сети, передачи информации, управления сетью, эксплуатационно-технического обслуживания, обеспечения безопасности связи соответственно
КАВЭС – комплексные алгоритмы взаимодействия элементов сети
КА1…КАn – комплексные алгоритмы участков сети (n – число разнотипных участков)
МУП1…МУПn – межуровневые протоколы
АЭТО1…АЭТОn и АУТ1…АУТn – алгоритмы эксплуатационно-технического обслуживания и управления трактом на участках сети
САФЭС – системные алгоритмы функционирования элементов сети
САЭ1…САЭк – системные алгоритмы разнотипных элементов сети (к – число разнотипных элементов)
АФП1…АФПк, АИП1…АИПк, АПУ1…АПУК, АПЭТО1…АПЭТОк алгоритмы функционирования подсистем, интерфейсов между подсистемами, подсистем управления, подсистем ЭТО соответственно

Рис. 7.2. Структура системного алгоритмического обеспечения ИКС

Комплексные алгоритмы взаимодействия и системные алгоритмы элементов служат приложениями к ТЗ. Объем приложений зависит от сложности элементов сети. В соответствии с ТЗ начинается разработка АО и ПО элементов сети, содержащего принципы функционирования элементов, внешнее АО, внутреннее АО и ПО.

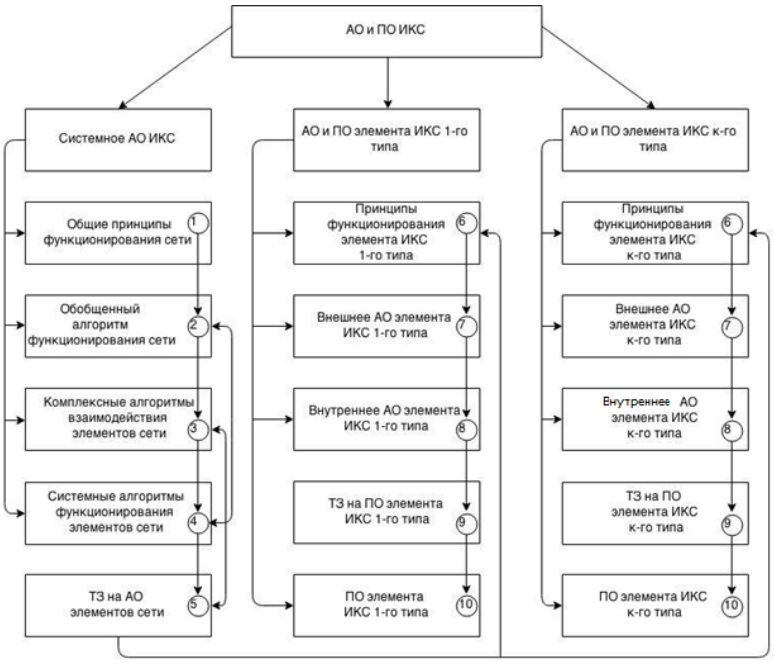
Принципы функционирования элементов сети определяют общую структуру АО элементов сети и его функциональные подсистемы.

Внешнее АО разрабатывается как подробный алгоритм работы увязанных между собой отдельных подсистем элемента сети без привязки к техническим средствам. Оно дает возможность разработчикам АО элементов изучить и свободно владеть системным АО, иметь документ, инвариантный к изменениям структуры КТС элементов.

Внутреннее АО создается с привязкой к структуре КТС элемента. На этом этапе функции разделяются между отдельными составляющими КТС с учетом их производительности, объемов памяти базового ПО и разрабатываются взаимоувязанные алгоритмы, реализуемые отдельными техническими средствами. Внутреннее АО является приложением к ТЗ на разработку ПО элемента сети.

Хорошо отработанное внутреннее АО элементов сети позволяет привлекать к разработке их ПО другие организации, специализирующиеся на разработке программного обеспечения, что расширяет возможности оптимизации жизненного цикла (ЖЦ) системы на стадии разработки.

На рис. 7.3 показана последовательность разработки алгоритмического и программного обеспечения ИКС, которая была сформирована на опыте многочисленных разработок различных сетей передачи информации.



①→②-->⑩ – последовательность разработки АО и ПО ИКС

Рис. 7.3. Структура и последовательность разработки алгоритмического и программного обеспечения ИКС

Предлагаемый подход к разработке системного АО дает широкий простор для творчества системных разработчиков, так как для каждой системы требуется свое осмысление структуры математического обеспечения сети, глубокое продумывание структуры системного АО, тщательная проработка этапов создания алгоритмического и программного обеспечения, увязанных с оптимизацией жизненного цикла системы на стадии разработки

7.1.4. Методологические вопросы разработки системного алгоритмического обеспечения инфокоммуникационных сетей

В процессе анализа и синтеза физической структуры ИКС определяется, при каких условиях будут выполняться основные требования к сети. В процессе разработки САО необходимо эти условия выполнить. Как уже отмечалось, от САО практически зависят все характеристики сети: вероятностно-временные, достоверности, сложности реализации и объемы ПО, надежность, живучесть и т.д.

Поэтому необходимы методы, позволяющие на всех этапах создания САО проводить комплексный анализ вариантов алгоритмов и выбор тех их них, которые удовлетворяют требованиям к качественному функционированию сети. Для комплексного анализа САО применяется аппарат дискретных марковских процессов с потерями. Используемый при этом метод анализа предусматривает представление структуры САО в виде многоуровневой модели, согласующейся с эталонной моделью взаимодействия открытых систем (ЭМВОС) и позволяет оценивать вероятностно-временные характеристики (ВВХ), характеристики помехоустойчивости (ХП) и сложности реализации (ХС) алгоритмов любого уровня многоуровневой модели.

Предлагаемые методы позволяют рассчитывать такие ВВХ, как математическое ожидание (МО), дисперсию и моменты более высоких порядков времени передачи фрагментов информации (сообщений, пакетов, блоков и др.).

К ХП относятся вероятности необнаруженной ошибки, потери, вставки или засылке не по адресу сообщения, пакета, кадра, блока.

ХС определяют затраты машинного времени и объемы памяти вычислительных средств, необходимые для реализации анализируемого алгоритма.

Процесс комплексного анализа САО проводится последовательно в несколько этапов и начинается с определения характеристик второго уровня ЭМВОС. Исходными данными для первого этапа являются модели ошибок в каналах связи, модели сбоев синхронизации, устойчивых отказов и процедур восстановления, а также основные сведения об анализируемых алгоритмах данного уровня. Полученные в результате проведения данного этапа комплексного анализа значения ВВХ, ХП и ХС используются в качестве исходных данных для второго этапа анализа алгоритмов третьего уровня модели и т.д.

В конечном итоге вычислительная процедура обеспечивает определение характеристик алгоритмов самого высокого уровня принятой модели, учитывающих характеристики алгоритмов всех более низких уровней. При этом на каждом уровне анализируется несколько вариантов алгоритмов, что позволяет выбрать итоговую совокупность алгоритмов различных уровней, наиболее полно удовлетворяющую требованиям качественного функционирования ИКС.

Важным вопросом методологии разработки САО является ориентация разработчиков на максимальное использование отечественных и международных стандартов. Это позволяет значительно сократить сроки разработок и уменьшить количество ошибок.

7.2. Методы описания логической структуры сквозных трактов передачи информации в инфокоммуникационных сетях

7.2.1. Сквозные тракты передачи информации в инфокоммуникационных сетях

Физическая структура ИКС состоит из некоторого множества сквозных трактов передачи информации (СТПИ), соединяющих между собой все возможные пары абонентов сети.

Введение понятия «сквозного тракта» объясняется удобством рассмотрения и исследования на их структуре алгоритмов и протоколов взаимодействия разных элементов сети и оценки их характеристик [1, 2].

В общем виде СТПИ современной ИКС можно представить схемой, показанной на рис. 7.4.

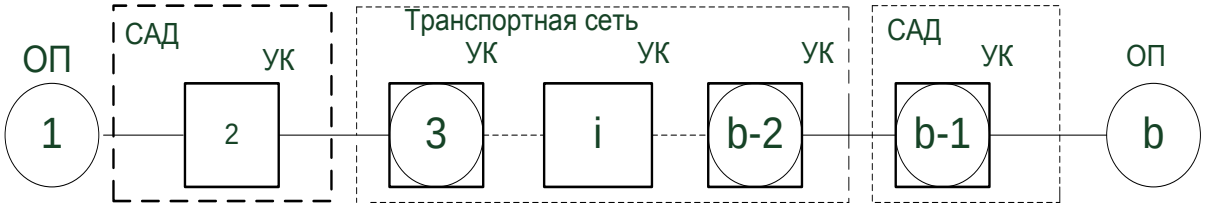


Рис. 7.4. Структура сквозного тракта передачи информации

На рисунки 7.4 приняты следующие обозначения:

ОП – оконечный пункт;

УК – узел коммутации;

САД – сеть абонентского доступа;

Цифры 1, 2, …, i, … b-1, b – номера ОП и УК в СТПИ, b – число элементов в СТПИ;

$УК_2$, $УК_{в-1}$ – узлы коммуникации (центры коммутации пакетов (ЦКП), мультиплексоры (М), концентраторы ($К_и$) и т.п.) в сетях абонентского доступа;

$УК_3$,…$УК_i$,…$УК_{b-2}$ – узлы коммутации (ЦКП, маршрутизаторы и т.п.) в транспортной сети.

Часть СТПИ, состоящая из элементов транспортной сети, является единой для любых сквозных трактов. Различие сквозного тракта передачи информации определяется, в основном, типами ОП и УК сети абонентского доступа, конфигурация и структура которых зависит от вида передаваемого трафика: данные, аудио, видео или их комбинации.

Для анализа процессов передачи данных, аудио и видеоинформации введем следующие понятия основных типов сквозных трактов передачи информации:

1. СТП-Д − сквозной тракт передачи данных, построенный в соответствии с архитектурой клиент-клиент или клиент-сервер.

2. СТП-А − сквозной тракт передачи аудио-информации, обеспечивающий, в основном, голосовые услуги, например, передачу речи по сети IP (V_oIP).

3. СТП-В − сквозной тракт передачи видеоинформации, например, видеотракты сети IPTV.

4. СТП-У − сквозной тракт универсальный, обеспечивающий передачу данных, аудио- и видеоинформации.

Исследование структур и процессов передачи информации в этих трактах облегчает решение задач разработки алгоритмов их функционирования, оценки их ВВХ, ХП, и ХС, а также выбора оптимальной совокупности алгоритмов для разрабатываемой сети.

7.2.2. Метод функциональных контуров

Принцип формирования функциональных контуров поясняется на рис. 7.5, где показана функциональная структура СТП в виде совокупности взаимосвязанных функциональных контуров, каждый из которых соответствует комплексному алгоритму обмена информацией между различными элементами СТП. СТП образуются элементами сети (узлами коммутации, концентраторами и т.п.) и каналами связи, обеспечивающими передачу информации между двумя ОП сети по некоторому фиксированному маршруту. Случайный характер следования сообщений (пакетов) может быть учтен путем рассмотрения совокупности фиксированных маршрутов, характеризуемых определенными вероятностями.

Первая группа функциональных контуров (ФК) образуется между 1-м элементом СТП (ПК или сервер) и всеми последующими элементами в тракте ($ФК_{1.2,\ldots,}ФК_{1.i,\ldots,}ФК_{1.в}$); вторая группа ФК образуется между 2-м и всеми последующими элементами в СТП и т.д. В общем случае все элементы СТП могут взаимодействовать между собой, что и отображается на рисунке замкнутыми ФК, каждый из которых отображает всю совокупность алгоритмов, обеспечивающих взаимодействие соответствующих элементов СТП.

Различают обязательные и необязательные ФК.

Обязательные ФК образуются между смежными элементами СТП и составляют основу любого тракта ($ФК_{1.2}$, $ФК_{2.3,\ldots}$, $ФК_{i\text{-}1.i}$, $ФК_{i.i+1,\ldots}$, $ФК_{b\text{-}1.в}$).

Необязательные ФК образуются между несмежными элементами СТП с целью улучшения характеристик передачи информации в СТП, организации взаимодействия с центрами архивации и хранения информации (ЦАХИ), электронной почты (ЦЭП), эксплуатационно-технического обслуживания (ЦЭТО), управления сетью (ЦУС), обеспечения безопасности (ЦОБ) и т.п. Эти центры могут быть в составе любого узла коммутации сквозного тракта.

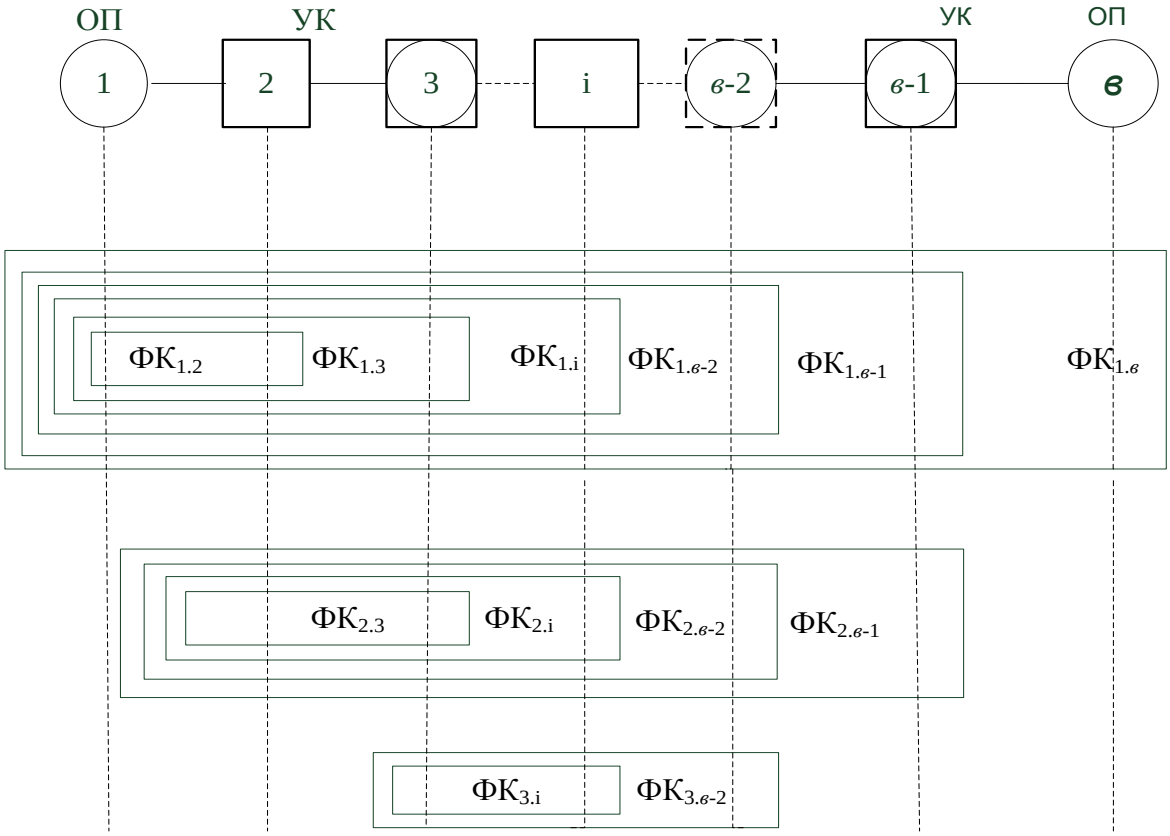


Рис. 7.5. Принципы формирования функциональных контуров

Еще более компактной формой отображения ФК является табличная, представленная таблицей 7.1.

Таблица 7.1

Табличная форма представления ФК СТП

	1	2	3	- - -	i	- - -	в -2	в -1	в
1	0	ФК1.2	ФК1.3		ФК1.i		ФК1.в-2	ФК1.в-1	ФК1.в
2		0	ФК2.3		ФК2.i		ФК2.в-2	ФК2.в-1	ФК2.в
3			0		ФК3.i		ФК3.в -2	ФК3.в-1	ФК3.в
¦									
i					0		ФКi.в-2	ФКi.в-1	ФКi.в
¦									
в-2							0	ФКв-2.в-1	ФКв-2.в
в-1								0	ФКв-1.в
в									0

Верхняя область таблицы, ограниченная нулевой диагональю, есть область ФК, которые могут быть использованы для построения логической структуры данного типа СТП. Другие ненулевые элементы таблицы не являются пустыми, но каждый из них имеет эквивалент в названной выше области. Так как число типов элементов в СТП, как правило, невелико, табличное представление множества ФК наглядно и удобно. Например, множество ФК сквозного тракта сети передачи данных, построенной в соответствии с рекомендацией X.25 на основе центров коммутации пакетов (ЦКП) и абонентских пунктов (АП), изображается в виде таблице 7.2.

Таблица 7.2

Таблица ФК сквозного тракта сети передачи данных X.25

	B_1 (АП)	B2 (ЦКП)	B3 (ЦКП)	B4 (АП)
B1	0	ФК1.2		ФК1.4
B2		0	ФК2.3	
B3			0	ФК3.4
B4				0

Логическую структуру СТП, построенную на основе только обязательных ФК, назовем базовой. Любая логическая структура СТП строится на основе базовой путем добавления к ней (если необходимо) необязательных ФК, обеспечивающих заданные функции контроля, управления, сервисных услуг, вероятностно-временные характеристики и характеристики помехоустойчивости.

7.2.3. Метод функциональных уровней

Каждый ФК выполняет некоторые множество функций, причем в разных ФК и в разных элементах СТП определенные группы функций повторяются, что привело к целесообразности выделения их в иерархические функциональные уровни. Группирование функций в такие уровни производится исходя из следующих принципов:

количество уровней не должно быть очень большим, чтобы не усложнять задачу их описания;

выбираемые уровни должны учитывать имеющийся задел в технических средствах и алгоритмах передачи и обработки информации;

на границе между уровнями должно обеспечиваться простейшее взаимодействие;

функции различных уровней должны иметь заметное отличие, аналогические функции должны сосредотачиваться в одном уровне;

любой уровень должен иметь возможность реконструироваться и изменяться, не влияя на работу соседних уровней.

Таким образом, ФК можно представить в виде множества функциональных уровней, каждый из которых содержит некоторую совокупность алгоритмов взаимодействия с другими элементами СТП, реализующих некоторую группу функций, т.е.

$$\Phi_{ij} = \left\{A_{\gamma}^{(ij)}\right\}_{\gamma=1}^{fij},\ i=\overline{1,b},\ j=\overline{2,2b-i+1},\ \gamma=\overline{1,f_{ij}},$$

где f_{ij} – число функциональных уровней в Φ_{ij}.

Для реализации функций любого функционального уровня в зависимости от требований к его характеристикам могут использоваться различные алгоритмы передачи и обработки информации, т.е. j-й функциональный уровень может быть записан в виде некоторого множества алгоритмов

$$A_{\gamma}^{(ij)} = \left\{a_{\delta}^{(ij\gamma)}\right\},\ i=\overline{1,b},\ j=\overline{2,2b-i+1},\ \gamma=\overline{1,f_{ij}},\ \delta=\overline{1,dij\gamma},$$

где $dij\gamma$ − число алгоритмов, которые могут быть использованы на $\gamma-м$ функциональном уровне Φ_{ij}.

Общее число таких вариантов реализации Φ_{ij}:

$$Dij = \prod_{\gamma=1}^{fij} dij\gamma$$

Предложенный способ формализованного описания логической структуры СТП обеспечивает возможность представления в компактной форме всего исходного множества алгоритмов и ФК в виде полного множества архитектурных элементов, необходимых для анализа и оптимизации АО ИКС (рис. 7.6). Фактически рис. 7.6 представляет собой классификационную таблицу АО ИКС, многие элементы которой в настоящее время являются пустыми и могут стать предметом исследований и разработок по мере создания и развития ИКС различного назначения.

Для лучшего понимания предложенной архитектуры СТПИ раскроем более подробно содержание некоторых функциональных контуров и покажем, как от общей архитектуры СТП перейти к частным архитектурам, например, к эталонной модели взаимодействия открытых систем (ЭМВОС). Для этого достаточно рассмотреть функциональные контура $\Phi_{1.2}$ и $\Phi_{1.b}$, как показано на рис. 7.6.

Частная архитектура ЭМВОС строится из обязательных $ФК_{1.2}, ФК_{2.3}, \ldots, ФК_{в-1.в}$ и одного необязательного $ФК_{1.в}$. Обязательные ФК содержат три уровня алгоритмов взаимодействия, необязательный $ФК_{1.в}$ − четыре уровня алгоритмов. Каждый уровень содержит некоторое множество алгоритмов, из которых выбираются наиболее эффективные для каждого конкретного случая. В ЭМВОС все уровни получили названия, как показано на рис.7.7 [4].

Но уже при построении сети Интернет разработчики выбрали другой вариант архитектуры протоколов TCP/IP, также вытекающий из рассмотренной выше общей архитектуры ИКС, где обязательные и необязательные функциональные контура содержат только по 2 уровня алгоритмов (рис. 7.8), т.е. уровень «от хоста к сети» соответствует уровню алгоритмов $A_1^{(1.2)}$ функционального контура $ФК_{1.2}$ на рис. 7.6, − межсетевой уровень − уровню алгоритмов $A_2^{(1.2)}$ того же ФК, а следующие транспортный и прикладной уровни модели TCP/IP соответствуют уровням алгоритмов $A_1^{(1.в)}$ и $A_2^{(1.в)}$ необязательного функционального контура $ФК_{1.в}$.

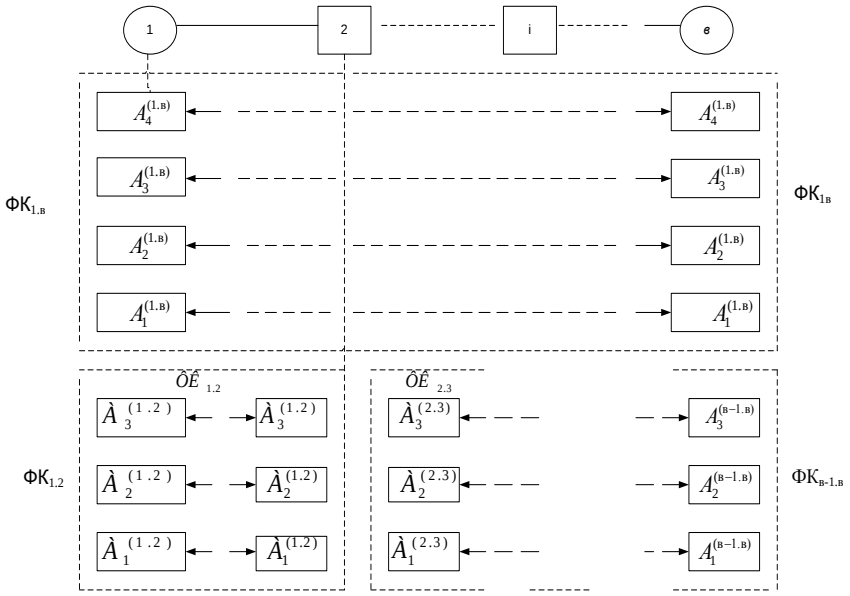


Рис. 7.6. Переход от общей архитектуры к архитектуре ЭМВОС

Так как модель TCP/IP построена для действующей сети Интернет, то здесь раскрыты множества уровневых алгоритмов (рис. 7.9), т.е.

$$A_1^{(1.2)} = \{DSL, SONET, 802/11, Ethernet\},$$
$$A_2^{(1.2)} = \{IP, ICMD\},$$
$$A_1^{(1.в)} = \{TCP, UDP\},$$
$$A_2^{(1.в)} = \{HTTP, SMTP, RTP, DNS\}.$$

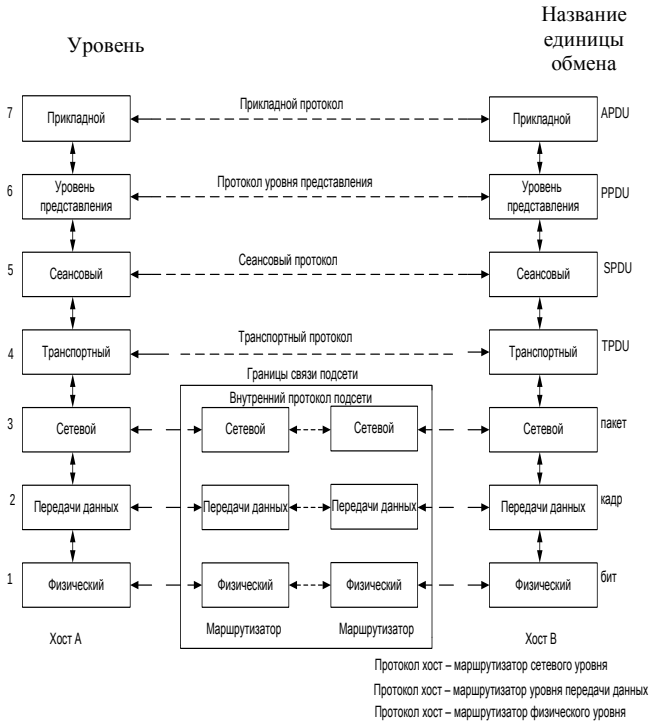


Рис. 7.7. Эталонная модель ЭМВОС

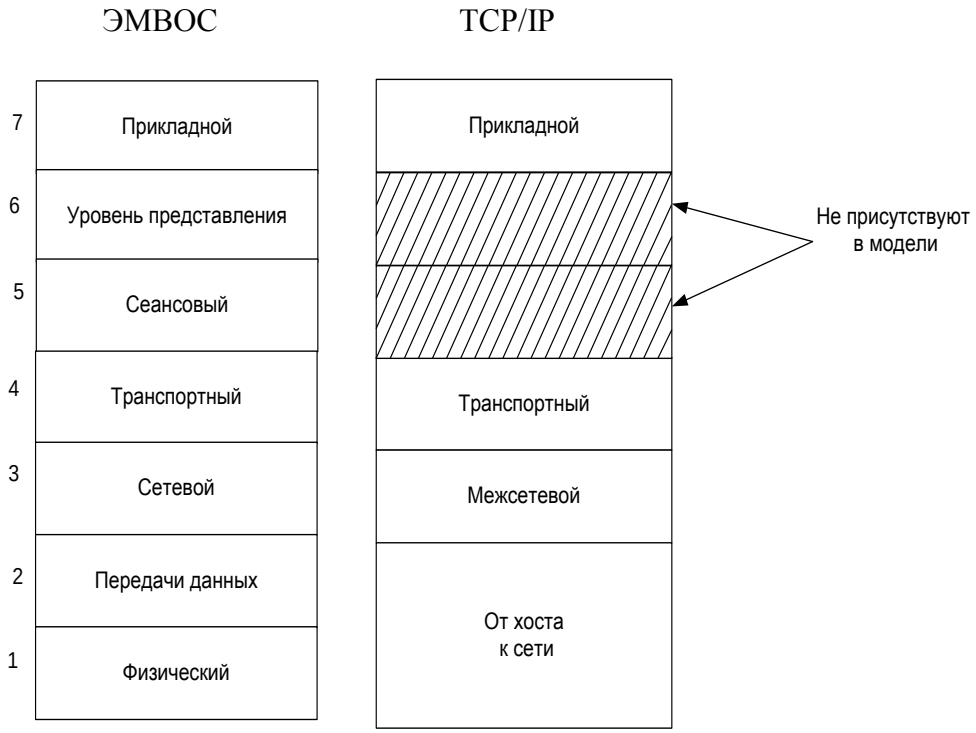


Рис. 7.8. Эталонная модель TCP/IP

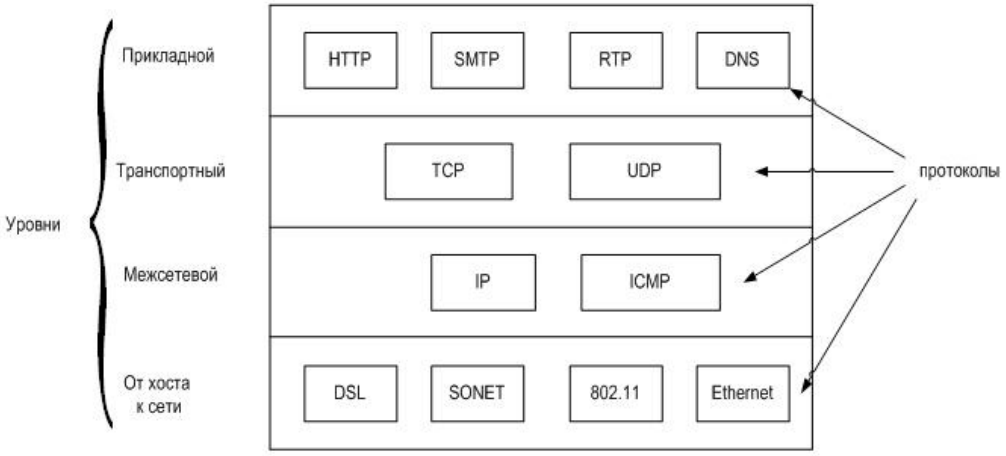


Рис. 7.9. Протоколы и сети в модели TCP/IP

Таким образом, предложенный метод описания логической структуры ИКС является более общим, чем модель взаимодействия открытых систем (ОС), введенная МОС и МККТТ в качестве международных стандартов в начале 80-х годов, и включает ее в себя как частный случай. Метод ориентирован на использование при анализе и оптимизации ИКС, включая сети передачи данных и документального обмена, интегральные сервисные цифровые сети связи, в то время как назначением международного стандарта МОС по Эталонной Модели ВОС является обеспечение общей основы для координации разработок стандартов по взаимодействию в первую очередь вычислительных систем. Модель ВОС ориентирована на установление соединения и не учитывает других режимов передачи, таких, например, как организация режима электронной почты без установления соединения, являющегося одним из основных в современных системах. МККТТ также отметила

ограниченность применения Эталонной Модели ВОС при разработке рекомендаций серии I для ИЦСС. В частности, эталонная модель протокола ИЦСС (рекомендация МККТТ I.320) базируется на основных принципах уровневой структуры рекомендации X.200, но признано, что многие объекты ИЦСС не состоят из открытых систем. Не полностью соответствуют Эталонной Модели и протоколы сигнализации в соответствии с системой сигнализации №7 (серия Q.700). Отмечен целый ряд потребностей ИЦСС, не рассмотренных в рекомендациях X.200, в том числе такие виды применения, как передача речи, подвижных изображений, телекс и другие.

Не соответствует модель ВОС и архитектуре Интернета (рис. 7.8) и развивающимся сегодня сетям следующего поколения (NGN). Здесь открывается широкое поле для творчества молодых ученых по изысканию новых моделей архитектуры современных широкополосных сетей с интеграцией всех служб инфокоммуникаций.

7.2.4. Применение методов описания логической структуры сквозных трактов передачи информации

Рассмотренные выше методы могут быть использованы, по крайней мере, в следующих направлениях:

1. Методы могут стать основной для решения вопросов комплексной унификации и стандартизации структуры ИКС и отдельных их подсистем, стыков между подсистемами и алгоритмов их функционирования. Это задача, в основном, организационного характера, т.к. она требует совместных усилий многих компаний и предприятий, занимающихся разработкой и эксплуатацией сетей и технических средств ИКС, и единой координации работ.

2. Методы упрощают процесс проектирования системного алгоритмического обеспечения и создают предпосылки для разработки системы автоматизированного проектирования математического обеспечения ИКС. Действительно, разработчик алгоритмов функционирования современных инфокоммуникационных сетей, пользующийся этими методами, имеет в своем распоряжении два важных переменных параметра: набор обязательных и необязательных функциональных контуров и набор алгоритмов реализации каждого ФК. Используя эти параметры можно строить различные варианты функциональных схем СТПИ и получать различные характеристики системы, а также находить новые технические решения. Для этого, одного, должны быть решены, по крайней мере, две группы задач:

во-первых, должны быть разработаны общие методы анализа функциональных контуров и функциональных уровней, позволяющие определить их характеристики через параметры алгоритмов более низких уровней, а также методы выбора оптимальных в определенном смысле вариантов функциональных схем СТПИ;

во-вторых, для каждого алгоритма должен быть разработан унифицированный паспорт, позволяющий производить автоматизированную оценку характеристик алгоритма при изменении внешних параметров, сравнивать его с другими алгоритмами, использовать паспортные данные для расчета характеристик алгоритмов более высокого уровня. Для хранения паспортов алгоритмов должны быть созданы специальные банки данных.

7.3. Комплексный анализ алгоритмов передачи информации

7.3.1. Характеристики алгоритмов передачи информации

Оценку алгоритмов передачи информации различных ФК СТПИ и сквозного тракта в целом предлагается производить по трем группам характеристик:

характеристики помехоустойчивости (ХП);

вероятностно-временные характеристики (ВВХ);
характеристики сложности реализации (ХС).

Характеристики помехоустойчивости.

К характеристикам помехоустойчивости алгоритмов передачи информации относятся:

вероятности пропадания сообщений, пакетов, кадров, блоков;
вероятности вставки сообщения, пакета, кадра, блока;
вероятности засылки сообщения, пакета, кадра блока не по адресу;
- вероятности необнаруженной ошибки в сообщении, пакете, кадре, блоке.

Вероятно-временные характеристики.

К вероятно-временным характеристикам алгоритмов передачи информации относятся:

математическое ожидание (МО) времени передачи сообщения, пакета, кадра, блока;
дисперсия времени передачи сообщения, пакета, кадра, блока;
начальные моменты более высоких порядков;
функция распределения времени передачи сообщения, пакета, кадра, блока.

Важной характеристикой алгоритмов передачи информации обязательных ФК является относительная скорость передачи информации.

Характеристики сложности реализации.

Учитывая широкое применение вычислительной техники в современных ИКС, в качестве количественных оценок ХС используются следующие:

затраты машинного времени, необходимые для реализации алгоритма (оценка Θ);
объем памяти вычислительных средств для хранения данных, связанных с реализацией анализируемого алгоритма (оценка Ω).

На основании оценок Θ и Ω может быть сформулирована экономическая оценка Э сложности реализации алгоритма:

$$Э = Э_1 \cdot f(\Theta) + Э_2 \cdot f(\Omega),$$

где $Э_1$-стоимость арифметического и управляющего устройств вычислительных средств, $Э_2$-стоимость запоминающего устройства, $f(\Theta)$, $f(\Omega)$ – части машинного времени и запоминающего устройства, необходимые для реализации исследуемого алгоритма.

7.3.2. Методика комплексного анализа алгоритмов передачи информации в сквозных трактах

На рис. 7.10 представлена блок-схема вычислительного процесса, реализующего все основные этапы комплексного анализа алгоритмов передачи информации в СТПИ. Принята 4-х уровневая схема логической структуры СТП и, соответственно, 4 этапа комплексного анализа алгоритмов. Исходные данные для анализа обозначены цифрами в кружочках:

① – модели потоков ошибок в реальных каналах связи, записанные на диске;
② – генерация потоков ошибок на ЭВМ;
③ – статистические характеристики ошибок в каналах связи;
④ – аналитические модели ошибок в каналах связи;
⑤ – модели сбоев синхронизации и процессов восстановления в каналах передачи данных;
⑥ – модели устойчивых отказов в элементах СТПИ и процедур восстановления;
⑦ – модели ошибок в узлах коммутации и оконечных пунктах.

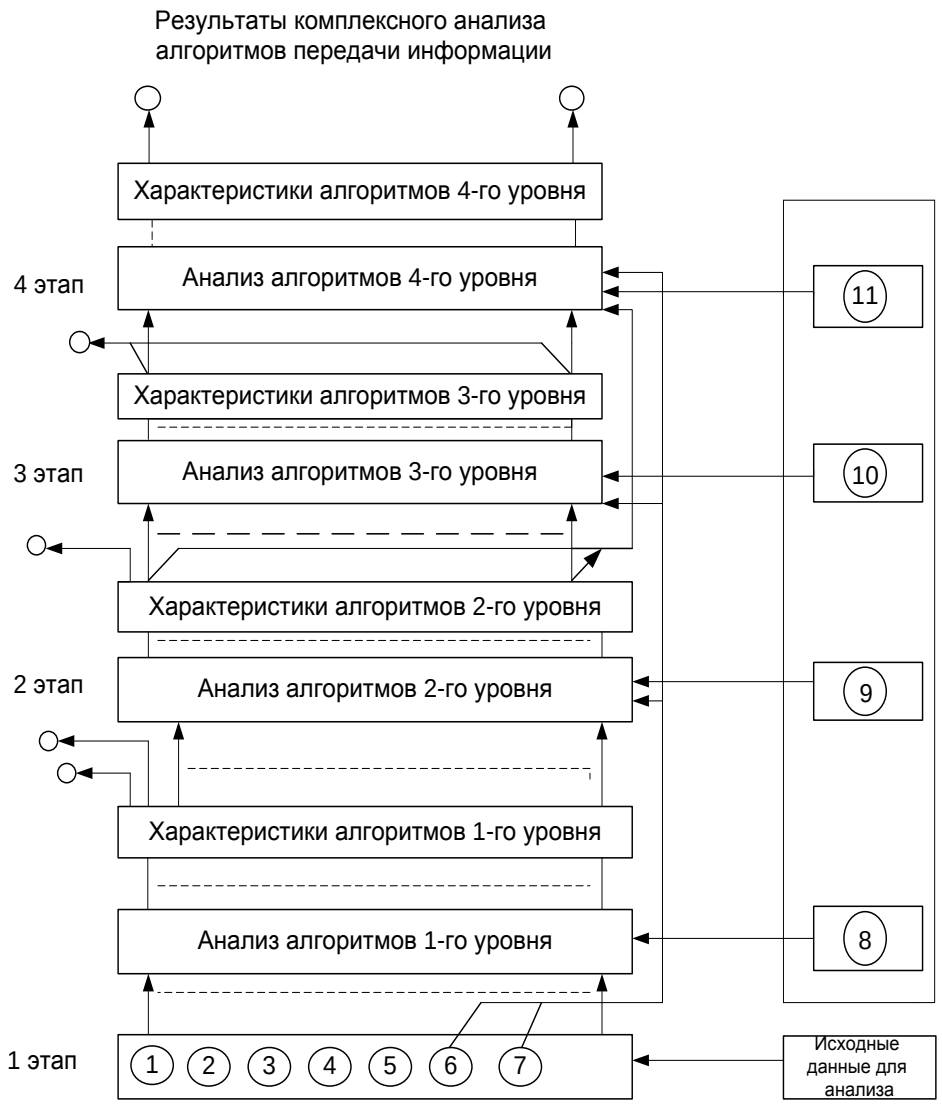


Рис. 7.10. Блок-схема процесса комплексного анализа алгоритмов передачи информации

Исходные данные по алгоритмам уровней:
⑧ – алгоритмы 1-го уровня:
классы алгоритмов 1-го уровня;
порядок передачи информационных и служебных сигналов;
структура блоков и служебных сигналов, порядок их обработки;
значение параметров алгоритмов;
структура тракта ПД и его параметры и др.
⑨ – алгоритмы 2-го уровня:
классы алгоритмов 2-го уровня;
порядок передачи информационных и служебных сигналов;
структура сообщений (пакетов) и порядок их проверки;
интенсивность потоков сообщений (пакетов) различных приоритетов;
значения параметров алгоритмов;
структура тракта между смежными элементами сети и др;
⑩ – алгоритмы 3-го уровня;

классы алгоритмов 3-го уровня;

порядок передачи информационных и служебных пакетов;

порядок сборки сообщений из пакетов;

структура заголовков сообщений и пакетов и порядок их проверки;

значение параметров алгоритмов;

информация о потоках пакетов;

цикл нумерации сообщений;

структура СТПИ, число УК и др.

⑪ – алгоритмы 4-го уровня:

классы алгоритмов 4-го уровня;

порядок передачи информационных и служебных сообщений от абонента до абонента;

структура информационных и служебных сообщений и порядок их проверки;

значения параметров алгоритмов (тайм-ауты и т.п.) и др.

ВВХ и ХП, полученные в результате первого этапа анализа, используются в качестве исходных данных на этапе анализа алгоритмов 2-го уровня, характеристики алгоритмов 2-го уровня используются при анализе алгоритмов 3-го уровня на 3-м этапе и так далее до последнего уровня.

Данная методика предназначена, в первую очередь, для разработчиков и исследователей системного алгоритмического обеспечения и должна позволять анализировать различные варианты алгоритмов передачи информации и их сочетаний в функциональных контурах СТПИ.

7.4. Методика оценки сложности реализации алгоритмов передачи информации в программных средствах

7.4.1. Постановка задачи

Широкое использование средств вычислительной техники в узлах коммутации и оконечных пунктах инфокоммуникационных сетей вызвало необходимость разработки методики количественной оценки сложности реализации алгоритмов функционирования ИКС в программных средствах и, прежде всего, алгоритмов передачи информации. При разработке такой методики целесообразно обратиться к методике оценки сложности вычислительных алгоритмов, применяемых в вычислительной математике и кибернетике.

Известны следующие направления оценки сложности алгоритмов:

использование сигнализирующих функций, измеряющих затраты времени и памяти при реализации вычислительного алгоритма на ЭВМ;

учет сложности описания конкретного алгоритма (например, по числу команд).

Различие между направлениями обусловлены возникающими часто противоречиями между формой представления алгоритма и сложностью вычислительного процесса.

Для первого направления характерно то, что осуществляется предельно возможное расчленение вычислительного процесса на элементарные операции. Применительно к классу алгоритмов передачи информации любой алгоритм должен быть разбит на отдельные ветви (подалгоритмы), которые включаются с вероятностями, определяемыми последовательными состояниями анализируемой системы. После этого сами подалгоритмы расчленяются на элементарные операции. Необходимо ввести, по крайней мере, две сигнализирующие функции:

а) функцию S_1, которая может принимать размерность числа операций, необходимых для реализации алгоритма передачи информации, или времени выполнения операций;

б) функцию S_2, соответствующую максимальной длине рабочего поля или сегмента бесконечной ленты машины Тьюринга (МТ), которая используется в процессе реализации алгоритма.

Существенно, что при этом оценки сложности, задаваемые функциями S_1 и S_2, не зависят от параметров конкретных вычислительных средств, на которых могут быть реализованы алгоритмы. Это обстоятельство создает предпосылки для объективного сравнения алгоритмов на этапах проектирования системного алгоритмического обеспечения ИКС, когда технические средства еще не определены.

Рабочий процесс исследования сложности реализации конкретного алгоритма должен состоять из расчленения его на элементарные операции и подсчета S_1 и S_2.

Данный подход взят за основу предлагаемой методики анализа характеристик сложности реализации алгоритмов передачи информации, но при этом имеется ввиду по возможности уменьшить затраты машинного времени и времени исполнителя-программиста.

7.4.2. Методика анализа характеристик сложности реализации алгоритмов передачи информации.

В качестве сигнализирующих функций применяются:

затраты времени Θ на обработку заданного информационного массива (бита, байта, блока, пакета, сообщения) при реализации алгоритма;

объем памяти Ω, необходимой для реализации алгоритма.

Для каждого исследуемого алгоритма выполняется следующая последовательность действий:

1. Расчленение алгоритма на отельные ветви, включаемые с определенными вероятностями при возникновении мешающих воздействий или переходах в другие режимы работы. Такими ветвями для алгоритмов нижних уровней могут быть, например, промежуточное фазирование, передача сигнала запроса, ответа и т.д.

2. Определение ветвей алгоритма, которые реализуются аппаратными средствами и из дальнейшего анализа исключаются.

3. Составление машинного алгоритма, т.е. последовательности действий и операций, которые должны быть осуществимы на ЭВМ с целью моделирования реального алгоритма передачи информации.

4. Составление программы на алгоритмическом языке или в кодах ЭВМ, реализующей машинный алгоритм. При этом ветви алгоритма разбиваются на отдельные логические операции, более крупные, чем в МТ, но достаточно детализированные. Чтобы обеспечить единый стандартный язык для исследования различных алгоритмов. Такими операциями являются: арифметическое сложение и вычитание, пересылка, передача управления, логическое умножение, логический сдвиг и др.

5. Синтаксическая отладка программы, т.е. проверка корректности ее содержания в соответствии с правилами, принятыми для используемого языка.

6. Семантическая отладка программы, т.е. проверка того, что разработанная программа позволяет решать комплекс задач машинного алгоритма.

7. Моделирование исследуемого алгоритма на ЭВМ. В процессе моделирования определяются сигнализирующие функции S_1 и S_2 для отдельных ветвей.

Использование универсальной ЭВМ для оценки сложности реализации алгоритмов целесообразно на этапе разработки системного алгоритмического обеспечения, когда вычислительные средства, которые будут применяться в ИКС, еще не известны.

Для нахождения затрат машинного времени Θ при реализации алгоритма передачи информации по характеристикам $\tilde{\Theta}_i$, соответствующим отдельным ветвям, использовались Марковские модели алгоритмов согласно методике, предложенной в [5] и рассмот-

ренной в следующей главе. Точки пространства состояний цепи Маркова отображают реализацию ветвей алгоритма.

ЛИТЕРАТУРА

1. Воробьев С.П. Оценка эффективности некоторых сквозных методов защиты от ошибок // Вопросы радиоэлектроники, сер. ТПС, 1974, вып.8.

2. Воробьев С.П., Злотников Ю.С. Задача выбора оптимальной совокупности алгоритмов передачи информации в сквозном тракте сети с коммутацией пакетов// Тезисы докладов отраслевой НТК «Пути развития отрасли по разработке и производству цифровой электронной техники связи», МПСС, ЦООНТИ «Экос», 1977.

3. Щекотихин В.М. Системы и сети передачи информации: учебник (В.В. Ломовицкий, А.И. Михайлов, К.В. Шестак (и др.); под общей ред. В.М. Щекотихина. – Орел: Академия ФСО России, 2009. - 573с.

4. Таненбаум Э., Уэзеролл Д. Компьютерные сети. 5-е изд. – СПб.: Питер, 2012. - 960с.

5. Воробьев С.П., Злотников Ю.С. Оценка вероятностно-временных характеристик алгоритмов передачи информации // Техника средств связи. Сер. ТПС, 1977, вып.8. - С.23-30.

ГЛАВА 8. МЕТОДЫ АНАЛИЗА И ОПТИМИЗАЦИИ АЛГОРИТМОВ ПЕРЕДАЧИ ИНФОРМАЦИИ В ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЯХ

8.1. Математическая модель алгоритма передачи информации на основе простой цепи Маркова с потерями

8.1.1. Исходные предпосылки

Математическая модель разработана применительно к эталонной модели взаимодействия открытых систем, как наиболее универсальной, но может быть использована и для других типов архитектур или модификаций ЭМВОС, показанных в предыдущей главе. Она может иметь самостоятельное значение для анализа характеристик протоколов различных уровней ЭМВОС и применяться как составная часть методики оптимизации архитектуры ИКС.

На рис.8.1 представлена в общем виде структура сквозного тракта передачи (СТП) ИКС и его семиуровневая архитектура. В СТП входят узлы коммутации (УК) и оконечные пункты (ОП), представляющие собой любое абонентское оборудование.

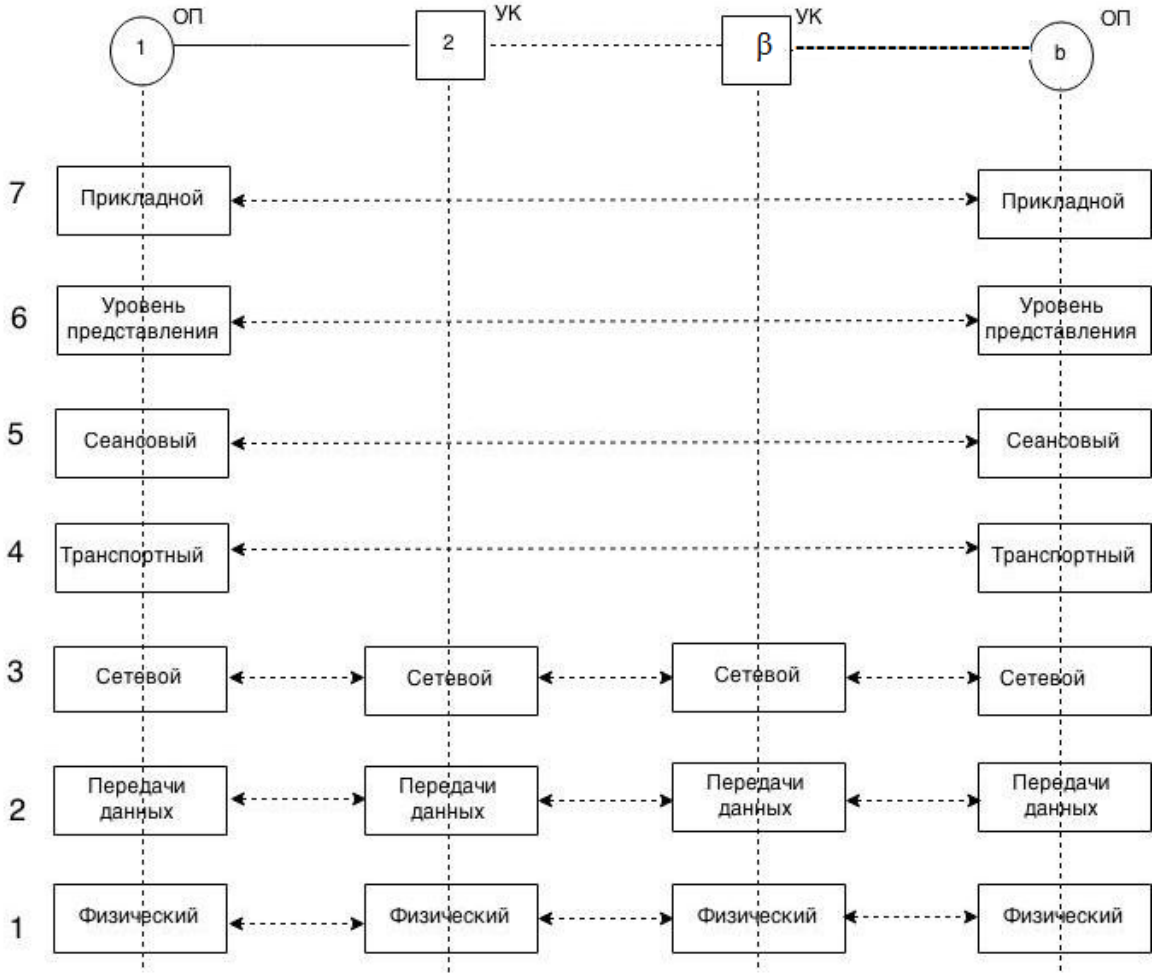


Рис. 8.1. Семиуровневая архитектура сквозного тракта

Взаимодействие ОП осуществляется в соответствии с протоколами семиуровневой архитектуры, причем для обмена информацией между смежными элементами СТП (ОП и УК, УК и УК) используются, как правило, только первые три уровня. Исключением явля-

ются системы с коммутацией сообщений, эксплуатационно-технические службы и службы управления.

Каждый уровень может быть представлен некоторым множеством алгоритмов, выбор которых для конкретного применения зависит от требований к характеристикам передачи информации в ИКС.

Решению задачи анализа алгоритмов нижних уровней архитектуры с использованием различных методов и математических моделей посвящено множество работ отечественных и зарубежных авторов. Методы комплексного анализа алгоритмов всех уровней исследованы значительно скромнее.

Ниже предлагается универсальный математический аппарат для анализа алгоритмов всех уровней архитектуры ИКС, базирующийся на методике исследования случайных процессов с дискретными состояниями при помощи динамического программирования на цепях Маркова, впервые сформулированной Р. Ховардом для решения задач экономического характера [1], а также на результатах работ отечественных авторов С.П. Воробьева, Ю.С. Злотникова и других.

Комплексность подхода заключается в исследовании едиными методами подмножеств разнородных характеристик протоколов любого уровня: вероятностно-временных характеристик, помехоустойчивости и сложности реализации.

8.1.2. Описание математической модели

На процесс передачи информации, описываемый протоколом некоторого i-го уровня, влияют различные случайные факторы, например, помехи в каналах связи, сбои в аппаратуре и программах, устойчивые отказы оборудования УК и ОП, сбои синхронизации, переполнение памяти и т.д. Протоколы предусматривают определенные процедуры, обеспечивающие контроль и восстановление при воздействии этих мешающих факторов. В соответствии со случайным характером мешающих воздействий включение и выключение процедур восстановления также носит случайных характер. Поэтому весь процесс передачи информации является стохастическим процессом, представляющим собой последовательность переходов из режима работы, характеризующегося отсутствием мешающих факторов, к различным процедурам восстановления и обратно.

Тогда каждому анализируемому алгоритму можно поставить в соответствие простую однородную цепь Маркова в некотором дискретном пространстве состояний $A=\{a_1, a_2,\ldots,a_s\}$ с матрицей вероятностей переходов $P=\|P_{ij}\|$ из состояния a_i в состояние a_j, $j=\overline{1,S}$. Переходы цепи из состояния в состояние отождествляются с последовательными экспериментами, на множество А исходов которых накладываются следующие ограничения:

исходом эксперимента на каждом шаге может быть только один исход $a_i \in A$;

задается исходное состояние $a_i \in A$ до начала первого эксперимента, т.е. вектор начальных вероятностей $\pi(0)=\{1, 0,\ldots, 0\}$;

вводится поглощающее состояние a_s, являющееся последним в классификации состояний;

в каждом эксперименте вероятность исхода a_i зависит от исхода только одного эксперимента, непосредственно предшествующего данному.

Исходы соответствуют определенным событиям реального процесса передачи информации, например, приему блока с ошибками или без ошибок, обнаружению ошибки в адресе получателя или не обнаружению и т.п. Экспериментам, в результате которых осуществляются переходы цепи из состояния в состояние, соответствуют некоторые этапы процесса передачи информации, например, проверка блоков по контрольной области, наличия всех пакетов в сообщении, заголовка сообщения на корректность и т.п. Для каж-

дой пары состояний a_i и a_j вводится параметр v_{ij}, равный м.о. потерь, которые имеют место при переходах $a_i \to a_j$ за один шаг (рис. 8.2).

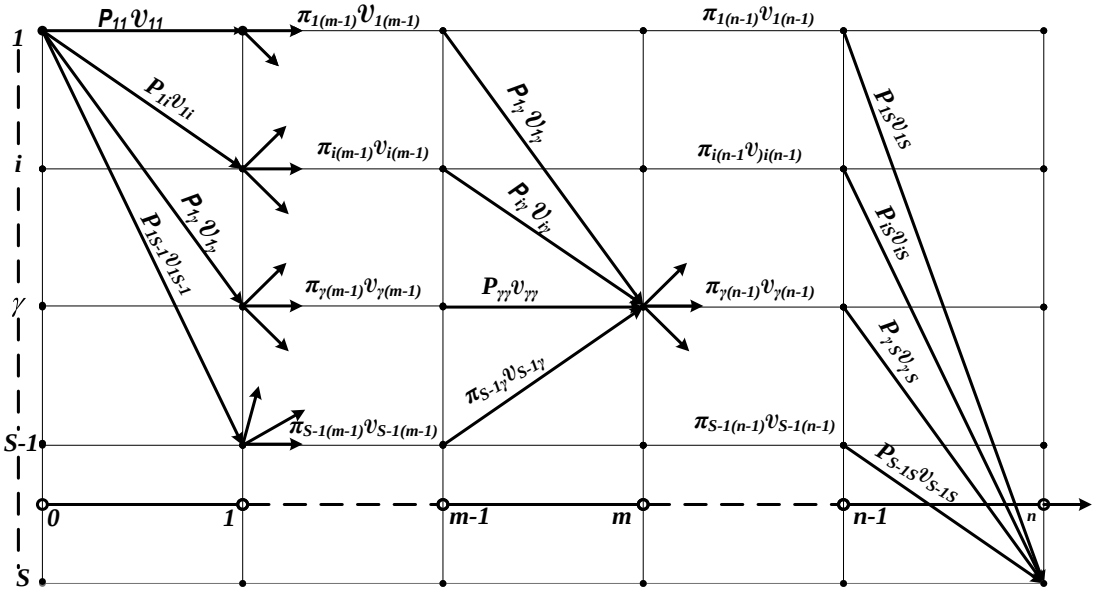


Рис. 8.2. Схема переходов цепи Маркова $a_1 \to a_s$ за n шагов

Под потерями могут пониматься потери времени t_{ij}, потери помехоустойчивости η_{ij} или потери, связанные с вычислительными затратами на реализацию алгоритма C_{ij}. Совокупность параметров ν образует S – размерную квадратную матрицу потерь $V=\|v\|$, которая при решении конкретных задач должна заменяться на матрицы потерь времени $T=\|t_{ij}\|$, потерь помехоустойчивости $H=\|\eta_{ij}\|$ или матрицу вычислительных затрат $C=\|c_{ij}\|$.

Введем в рассмотрение случайную величину ξ, принимающую значение условных математических ожиданий потерь $v_s(n)$ при переходах цепи $a_1 \to a_s$ за n шагов. Определим вероятностный вектор состояния цепи после n–го шага $\pi(n)=\|\pi_1(n),...,\pi_i(n),...,\pi_s(n)\|$, где $\pi_i(n)$, $i=\overline{1,S}$ - вероятность того, что цепь будет находиться в состоянии i после n шагов, если известно ее состояние при n=0. Для определения $v_s(n)$ в [2] доказана следующая теорема:

Теорема 1. Если цепь Маркова с множеством состояний $A=\{a_1,a_2,\ldots,a_s\}$, где a_s– поглощающее состояние, описывается вектором начальных вероятностей $\pi(0)=\{1,0,\ldots,0\}$, матрицей переходных вероятностей $P=\|P_{ij}\|$ и матрицей потерь $V=\|v_{ij}\|$, $ij=\overline{1,S}$, то математическое ожидание потерь $v_s(n)$ при переходах цепи $a_1 \to a_s$ за n шагов определяется из решения системы рекуррентных уравнений

$$v_s(n)=\frac{\sum_{\gamma=1}^{s-1}\pi_\gamma(n-1)\,P_{\gamma s}\left[v_{\gamma s}+v_\gamma(n-1)\right]}{\pi_s(n)-\pi_s(n-1)}, \qquad (8.1)$$

где

$$v_\gamma(\text{n-1})=\frac{\sum_{i=1}^{s-1}\pi_i(\text{n}-2)\,\text{P}_{i\gamma}\left[v_{i\gamma}+v_i(n-2)\right]}{\pi_\gamma(\text{n}-1)}, \tag{8.2}$$

$\gamma=\overline{1,\text{S}-1}$ - номера транзитивных состояний цепи.

Определив значение ν_s(n)при n=1,2,…,N, получим ряд распределения случайной величины ξ с математическим ожиданием

$$\text{M}(\xi)=\sum_{n=1}^{N}P_s(n)v_s(n) \tag{8.3}$$

и дисперсией

$$\text{D}(\xi)=\sum_{n=1}^{N}P_s(n)v_s^2(n)-\text{M}^2(\xi), \tag{8.4}$$

где $P_s(n)=\pi_s(n)-\pi_s(n-1)$.

Таким образом, модель дает простой инженерный способ оценки ВВХ, ХП и ХС алгоритмов СТП любых уровней. При этом, как показывает опыт, затраты машинного времени при расчетах сокращаются по сравнению, например, с методом имитационного моделирования приблизительно в 100 раз. Элементы матриц Ри V могут быть получены различными способами, в частности:

путем исследования более простых аналитических моделей, описывающих процессы на переходах $a_i \rightarrow a_j$;

посредством имитационного моделирования этих процессов;

путем использования результатов экспериментальных исследований элементов СТП.

8.1.3. Точность математической модели при оценке характеристик алгоритмов передачи информации

Предложенная модель позволяет получить математическое ожидание, дисперсию и моменты более высоких порядков некоторой случайной величины ξ, которая отличается от случайной величины η, характеризующей реальный процесс передачи и обработки информации, однако они определенным образом коррелированы. Сущность предложенного подхода заключается, в общем случае, в замене исследования некоторой случайной величины x исследованием вспомогательной случайной величины y, получающейся путем группирования значений x следующим образом (рис. 8.3).

Пусть случайная неотрицательная величина x принимает значения из множества $X=\{x_1,x_2,\ldots,x_r\}$ с соответствующими вероятностями $\Psi_1,\Psi_2,\ldots,\Psi_r$, $\sum_{i=1}^{r}\Psi_i=1$. Разобьем произвольным образом множество X на k подмножеств X_j, заменив при этом номера элементов множества X на индексы, определяющие номер подмножества и номер элемента в подмножестве, т.е.

$$X_j=\ x_1^{(j)},x_2^{(j)},\ldots,x_l^{(j)}\ \ ,\sum_{j=1}^{K}l_j=r$$

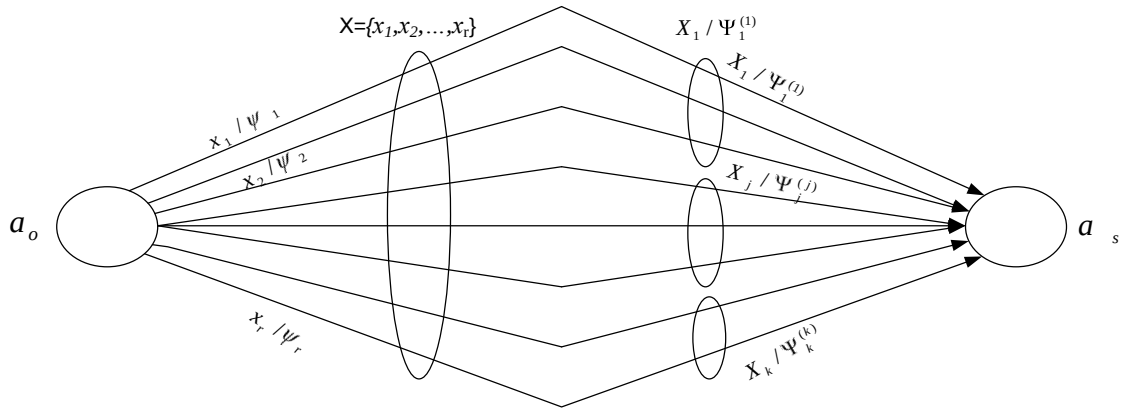


Рис. 8.3. Способ группирования случайной величины *x*

Элементам X_j соответствуют определенные вероятности $\psi^{(j)},\psi^{(j)},...,\psi^{(j)}_{l_j}$ из множества$\{\Psi_1,\Psi_2,...,\Psi_r\}$, $\sum_{j=1}^{K}\sum_{i=1}^{lj}\Psi_i^{(j)}=1$. Определим случайную величину *y* как условное математическое ожидание случайных величин в подмножестве $x_1,\ldots,x_j,\ldots,x_k$, т.е.

$$y = M_j(x) = \frac{\sum_{i=1}^{lj}\Psi_i^{(j)}\cdot x_i^{(j)}}{\sum_{i=1}^{lj}\Psi_i^{(j)}}, \qquad (8.5)$$

принимаемые случайной величиной y с вероятностями $\sum_{i=1}^{lj}\Psi_i^{(j)}$. Тогда справедливы следующие теоремы:

Теорема 2: Если x – случайная неотрицательная величина, принимающая значение из множества $X=\{x_1,x_2,\ldots,x_r\}$ с соответствующими вероятностями $\Psi_1,\Psi_2,...,\Psi_r$, $\sum_{i=1}^{r}\Psi_i=1$, а *y* – случайная величина, значения которой определяются формулой (8.5), то:

математическое ожидание случайной величины *y* равно математическому ожиданию случайной величины x, M(*y*)=M(x);

дисперсия *x* и *y* связаны соотношением D(*y*)≤D(x).

Следствие. При любых $k=\overline{1,r}$ и любых законах группирования элементов множества X по подмножествам X_j дисперсия D(y) изменяется в пределах 0≤D(y)≤D(x).

Теорема 3: Начальные моменты m–го порядка случайных неотрицательных величин *x* и *y* связаны соотношением $\alpha_m(y)\le\alpha_m(x)$.

Следствие. При любых $k=\overline{1,r}$ и любых законах группирования элементов множества X по подмножествам X_j начальные моменты *m*-го порядка случайной величины *y* изменяются в пределах $M^m(y)\le\alpha_m(y)\le\alpha_m(x)$. В [3] показано, что соотношения, доказанные в теоремах 2 и 3, справедливы также и для случайных величин ξ и η, т.к. ξ образуется в результате двойного группирования η. Первое группирование осуществляется при построении математической модели алгоритма, когда переходам цепи Маркова из состояния в состояние ставятся в соответствие не реальные потери, а их математическое ожидание по некоторым группам реализаций, отображаемые матрицей потерь V. Второе группирование

осуществляется при рассмотрении потерь за n шагов, $n=\overline{1,N}$ и приводит к исследуемой вспомогательной величине $\xi=v_s(n)$, определяемой в соответствии с теоремой 1.

Таким образом, предложенная математическая модель алгоритмов функционирования СТП позволяет определить точное значение $M(\xi)$, дисперсию $D(\xi)$ и все начальные моменты $\alpha_m(\xi)$, причем $D(\xi)$ и $\alpha_m(\xi)$ могут рассматриваться как оценки снизу соответствующих характеристик случайной величины η.

Информация, получаемая в процессе последовательного решения системы рекуррентных уравнений (8.1, 8.2), позволяет ввести оценку характеристик исследуемой случайной величины не только снизу, но и сверху. Такая оценка может быть сделана на основании неравенства Маркова с учетом того, что случайные величины ξ и η не принимают отрицательных значений. Имея ввиду, что величина $M(\xi)$ является точной оценкой математического ожидания η, можно построить функцию распределения

$$F(z)=P\{\eta<z\}=\begin{cases}0 \quad , \text{ при } \quad z<M(\eta)\\ 1-\dfrac{M(\eta)}{z}, \text{при } \quad z\geq M(\eta)\end{cases}$$

Зная F(z), нетрудно определить верхние оценки дисперсии D(z)и начальных моментов.

8.2. Марковские модели алгоритмов передачи информации

В данном разделе мы покажем примеры построения марковских моделей алгоритмов передачи информации (ПИ) между несмежными элементами сквозного тракта передачи информации (СТПИ) в функциональном контуре $ФК_{1.в}$ (рис.8.4).

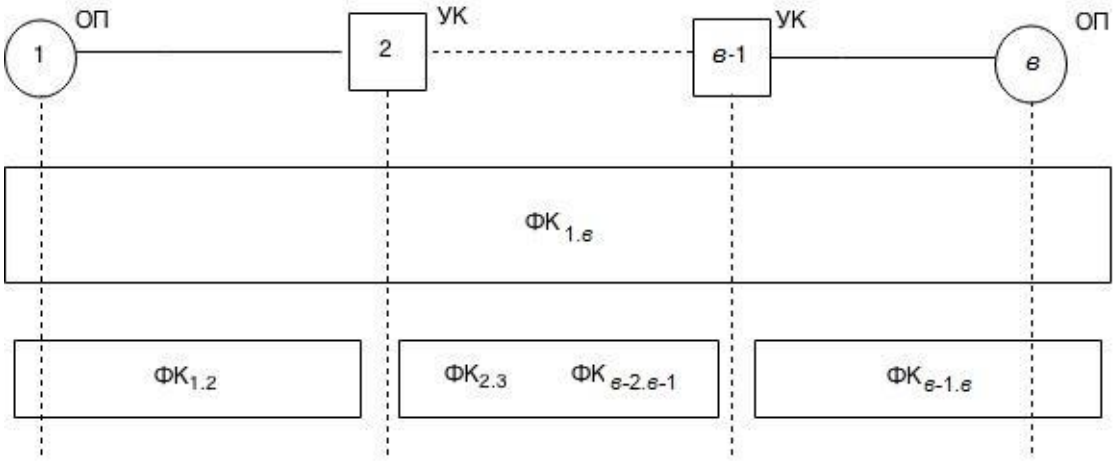


Рис. 8.4. Функциональные контура для обмена информацией между ОП СТПИ

Рассматриваются две группы алгоритмов передачи информации в $ФК_{1.в}$:
- алгоритмы ПИ с обратной связью (АОС);
- алгоритмы ПИ без обратной связи (АБОС).

8.2.1. Алгоритмы передачи информации с обратной связью

АОС используются, как правило, для улучшения характеристик помехоустойчивости (ХП) сети и снижения требований к алгоритмам ПИ в ФК нижних уровней ($ФК_{1.2}$,,$ФК_{в-1,в}$), а также к оборудованию УК в части этих характеристик.

Основные принципы, реализуемые алгоритмами ПИ с обратной связью в $ФК_{1.в}$ сетей с пакетной коммутацией, заключается в следующем. Сообщения, поступающие на вход $ФК_{1.в}$, разбиваются на пакеты, каждому из которых присваивается номер пакета в сообщении.

Пакеты передаются по сети последовательно друг за другом по предварительно организованному логическому каналу или независимо друг от друга с возможностью прохождения пакетов одного сообщения по различным маршрутам, если передача и коммутация пакетов осуществляется по принципу коммутации сообщений. В $ОП_в$ производится прием пакетов, их упорядочивание в соответствии с порядковым номером и другими признаками заголовка пакета и сборка сообщений из пакетов. После сборки сообщений в $ОП_в$ производится проверка правильности их приема, причем применяются различные способы контроля, например, проверка формата сообщения, адреса получателя, контрольной суммы на сообщение и т.д. В случае положительного результата проверки отправителю в $ОП_1$ посылается положительная квитанция. Если результат проверки отрицательный, в $ОП_1$ посылается отрицательная квитанция, а принятое сообщение стирается. $ОП_1$ в момент окончания передачи сообщения включает счетчик времени, определяющий тайм-аут ожидания квитанции τ_o. Если в течение τ_o квитанция не приходит, $ОП_1$ начинает повторную передачу сообщения с признаком повторения. Число повторений ограничено некоторым значением, по достижении которого осуществляется переход к специальным процедурам восстановления.

Для построения марковской модели исследуемого алгоритма процесс передачи информации в $ФК_{1.в}$ отображается последовательностью шагов, каждый из которых имеет некоторое множество исходов $a_1, a_2, \ldots, a_s$. Шаги отождествляются с этапами процесса передачи сообщений и пакетов, от которых зависят исследуемые характеристики, например, прием 1-го, 2-го,…,d-го пакетов в $ОП_в$ (d-число пакетов в сообщении), проверка заголовка сообщения на корректность, проверка адреса получателя и т.д., а в качестве исходов каждого шага определяется прием или неприем 1-го, 2-го,…,d-го пакетов в $ОП_в$, искажение или правильный прием адреса получателя и т.д.

Исходное состояние a_1 соответствует началу передачи сообщения. Другие состояния, удовлетворяющие марковскому свойству, следующие (рис. 8.5):

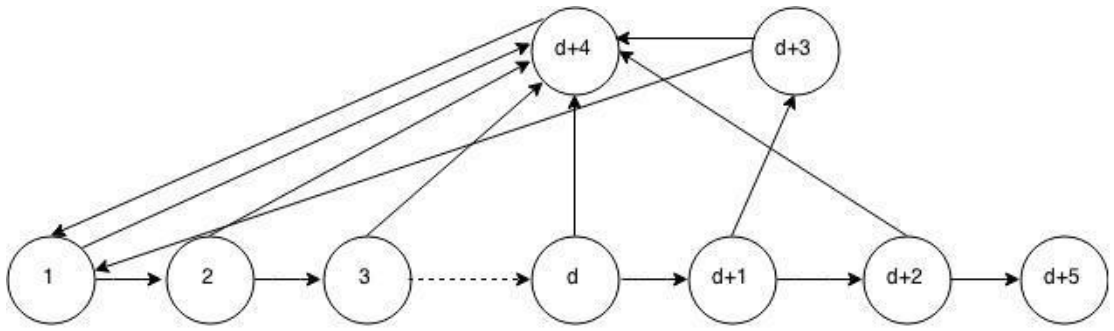


Рис. 8.5. Граф переходов АОС

a_i, $i=\overline{2, d+1}$–прием в $ОП_в$ (i-1)-го пакета сообщения. В общем случае (i-1) может быть не равно порядковому номеру пакета в сообщении;

a_{d+2} – положительный результат проверки собранного сообщения и начало передачи положительной квитанции;

a_{d+3} – обнаружение ошибок в сообщении и начало передачи отрицательной квитанции;

a_{d+4} –истечение тайм-аута ожидания ответа в $ОП_1$ в результате потери или засылки пакета не по адресу, а также искажения положительной или отрицательной квитанций;

a_{d+5} – правильный прием положительной квитанции и, следовательно, завершение передачи сообщения. Это состояние – поглощающее.

Последовательность состояний образует простую однородную цепь Маркова с вектором начальных вероятностей $\pi(0)=\{1,0,\ldots,0\}$ и матрицей переходных вероятностей:

$$P = \begin{array}{c} \begin{array}{cccccccccc} 1 & 2 & 3 & \cdots & d & d+1 & d+2 & d+3 & d+4 & d+5 \end{array} \\ \begin{pmatrix} & 1-R_n-U_n & & & & & & & R_n+U_n & \\ & & 1-R_n-U_n & & & & & & R_n+U_n & \\ & & & & & & & & R_n+U_n & \\ & & & & & & & & & \\ & & & & & 1-R_n-U_n & & & R_n+U_n & \\ & & & & & & 1-P_c & P_c & & \\ & & & & & & & & P^+_{кв} & 1-P^-_{кв} \\ 1-P^-_{кв} & & & & & & & & P^+_{кв} & \\ 1 & & & & & & & & & \\ & & & & & & & & & 1 \end{pmatrix} \end{array} \begin{array}{c} 1 \\ 2 \\ 3 \\ \vdots \\ d \\ d+1 \\ d+2 \\ d+3 \\ d+4 \\ d+5 \end{array} \qquad (8.6)$$

Элементы матрицы (8.6) обозначают следующее:

P_c – вероятность обнаружения ошибок в сообщении при проверке корректности заголовка, адреса и т.д.;

$P^+_{кв}, P^-_{кв}$ – вероятность искажения положительной и отрицательной квитанций соответственно в СТПИ;

R_n – вероятность пропадания пакета;

U_n – вероятность засылки пакета не по адресу.

Если τ_o выбрать достаточно большим, то превышение времени передачи любого из d пакетов над τ_o может происходить только в случае потери пакета или засылки его не по адресу. Поэтому в матрице (8.6):

$$P_{i,d+4} = R_n + U_n, i = \overline{1,d} \qquad (8.7)$$

При определении элементов матрицы используются следующие допущения и предпосылки, достаточно точно описывающие реальные условия функционирования СТПИ:

события, соответствующие необнаружению ошибок, потерям и вставкам пакетов, засылке их не по адресу, независимы, а вероятностью появления одновременно двух таких событий при передаче одного сообщения можно, как правило, пренебречь;

характеристики обязательных ФК межузловых участков одинаковы. Это допущение относится также и к характеристикам узлов коммутации. Оно является обязательным и используется для простоты описания и анализа алгоритмов;

заголовок сообщения помещается в одном пакете.

С учетом этих допущений вероятности потери и засылки пакета не по адресу в СТПИ оцениваются формулами:

$$R_n = (в-1)\,\mathrm{r}_n + в r_n^{(o)}, \qquad (8.8)$$

$$U_n = (в-1)\,\mathrm{u}_n + в\,\mathrm{u}_n^{(o)}, \qquad (8.9)$$

где r_n, u_n – вероятность потери и засылки пакета не по адресу соответственно в $ФК_{i,\ i+1}$, $i = \overline{1, в-1}$ СТПИ;

$r_n^{(o)}, \mathrm{u}_n^{(o)}$ - вероятности потери и засылки пакета не по адресу соответственно в оборудовании ОП и УК СТПИ.

Вероятность обнаружения ошибки в сообщении

$$P_c = \sum_{i=1}^{d} C_d^i Q_n^i (1-Q_n)^{d-i} \cdot P_{УС}, \tag{8.10}$$

где $P_{УС}$ – условная вероятность обнаружения ошибки в сообщении, определяемая эффективностью предусмотренных в алгоритме средств контроля;
Q_n– вероятность необнаруженной ошибки в пакете.

$$Q=(в-1)q_n + вq_n^{(0)} \tag{8.11}$$

где q_n, $q_n^{(o)}$ - вероятности необнаруженной ошибки в пакете в $ФК_{i,\,i+1}$ и оборудовании ОП и УК СТПИ соответственно.

Положительные и отрицательные квитанции передаются в специальных служебных пакетах, которые могут содержать квитанции на несколько сообщений. Поэтому

$$P_{кв} = R_{кв} + U_{кв} + Q_{кв} P_{укв}, \tag{8.12}$$

где $R_{кв}$, $U_{кв}$, $Q_{кв}$–вероятность потери, засылки не по адресу и необнаруженной ошибки в служебном пакете соответственно;
$P_{укв}$ – условная вероятность искажения квитанции в служебном пакете.

Переходы цепи из состояния в состояние характеризуются определенными потерями времени, которые в общем случае являются случайными величинами. Элементы матрицы потерь T, необходимой для исследования ВВХ в соответствии с методикой подраздела 8.1, определяются как м.о. этих величин. Поэтому матрица потерь времени

$$T = \begin{array}{c} \begin{array}{ccccccccccc} 1 & 2 & 3 & \cdots & d & d+1 & d+2 & d+3 & d+4 & d+5 & \end{array} \\ \begin{pmatrix} & \overline{t_{пз}} & & & & & & & \overline{t_o} & & \\ & & \delta_n & & & & & & \overline{t_o}-\overline{t_{n2}} & & \\ & & & & & & & & \overline{t_o}-2\overline{t_{n2}} & & \\ & & & & & & & & & & \\ & & & & & \delta_n & & & \overline{t_o}-(d-1)\overline{t_{n2}} & & \\ & & & & & & \overline{t_y} & \overline{t_y} & & & \\ & & & & & & & & \overline{t_1} & & \\ \overline{t}_{кв}^{(-)}+\overline{t}_{y1} & & & & & & & & \overline{t_1} & & \\ \overline{t_{y1}} & & & & & & & & & & \\ & & & & & & & & & & \end{pmatrix} \end{array} \begin{array}{c} 1 \\ 2 \\ 3 \\ \vdots \\ d \\ d+1 \\ d+2 \\ d+3 \\ d+4 \\ d+5 \end{array} \tag{8.13}$$

где $\overline{t_{пз}}$ =$M_3(t_n)$ – м.о. времени передачи первого пакета между $ОП_1$ и $ОП_в$;

$\overline{t_{n2}}$ =$M_2(t_n)$ – м.о. времени передачи пакета в $ФК_{i,i+1}$;

δ_n – м.о. интервала времени между поступлениями в $ОП_в$ i-го и (i+1)-го пакетов, $i=\overline{1,d-1}$;

$\overline{t_y}$ – м.о. времени обработки сообщения в $ОП_в$;

$\overline{t}_{кв}^{(-)}$ – м.о. времени передачи отрицательной квитанции;

$\overline{t_{y1}}$ – м.о. времени подготовки сообщения в $ОП_1$ для повторной передачи;

$\overline{t_o}=\overline{t_{c2}}+\tau_o$, где $\overline{t_{c2}}$ – м.о. времени передачи сообщения в $ФК_{1.2}$;

$\overline{t_1} = \overline{t_o} - \overline{t_y} - \overline{t_{c3}}$, где $\overline{t_{c3}}$ – м.о. времени передачи сообщения в $ФК_{1.в}$ для алгоритма без обратной связи.

Элементы матрицы $\overline{t_{n3}}$ и δ_n являются предметом рассмотрения следующего подраздела. $\bar{t}_{кв}^{(-)}$ определяется аналогично $\overline{t_{n3}}$, $\overline{t_y}$ и $\overline{t_{y1}}$ задаются как характеристики оборудования УК. После определения элементов матриц P и T решается система рекуррентных уравнений типа (8.1), (8.2), определяются м.о. времени передачи сообщения в $ФК_{1.в}$, а также оценки дисперсии и начальных моментов распределения в соответствии с методикой подраздела 8.1.

8.2.2. Алгоритмы передачи информации без обратной связи

При использовании этой группы алгоритмов заданные ВВХ и ХП обеспечиваются за счет применения соответствующих мер в ФК межузловых участков. После сборки сообщения предусматривается, как правило, проверка его формата и заголовка, например, наличие обрамляющих признаков, корректности определенных элементов заголовка, правильности адреса получателя, числа пакетов в сообщении и т.д. При положительном результате проверки сообщение передается адресату, при отрицательном – стирается.

Пространство состояний цепи Маркова, отображающей АБОС, строится по тем же принципам, что и для АОС. Состояние и граф переходов цепи изображены на рис. 8.6. Первые d+1 состояний соответствуют аналогичным состояниям АОС, состояние с a_{d+2} по a_{d+7} соответствуют исходам различных контрольных проверок сообщения, предусмотренных в алгоритме, а последние три состояния являются поглощающими. Основное отличие от модели АОС состоит в том, что в данном случае марковская цепь строится с несколькими поглощающими состояниями и позволяет исследовать ВВХ и некоторые ХП.

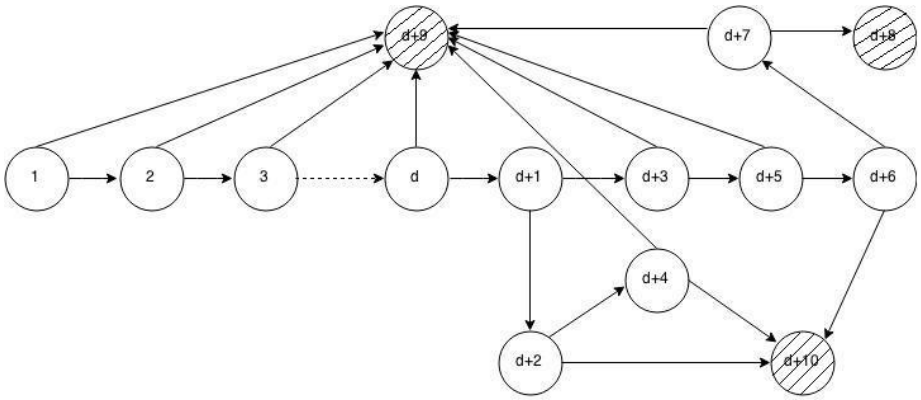


Рис. 8.6. Граф переходов АБОС для расчета ВВХ и ХП

На рис. 8.6 обозначены:
1 – начало передачи сообщения, исходное состояние;
2 – прием в $ОП_в$ первого пакета сообщения;
3 – прием в $ОП_в$ второго пакета сообщения;
⋮
d – прием в $ОП_в$ (d-1)-го пакета сообщения;
d+1 – прием в $ОП_в$ d-го пакета сообщения;
d+2 – 1-й пакет принят без ошибок;
d+3 – 1-й пакет принят с ошибками;
d+4 –d-й пакет принят с ошибками;
d+5 –обрамляющие признаки сообщения приняты неискаженными;

$$P = \begin{array}{c|cccccccccccccc|c}
 & 1 & 2 & 3 & --- & d & d+1 & d+2 & d+3 & d+4 & d+5 & d+6 & d+7 & d+8 & d+9 & d+10 & \\
\hline
 & & Q_n^{(1)} & & & & & & & & & & & & R_n+U_n & & 1 \\
 & & & Q_n^{(1)} & & & & & & & & & & & R_n+U_p & & 2 \\
 & & & & & & & & & & & & & & R_n+U_n & & 3 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & \vdots \\
 & & & & & & Q_n^{(1)} & & & & & & & & R_n+U_n & & D \\
 & & & & & & & 1-Q_n & Q_n & & & & & & & & d+1 \\
 & & & & & & & & & Q_n & & & & & & 1-Q_n & d+2 \\
 & & & & & & & & & & 1-P_0 & & & & P_0 & & d+3 \\
 & & & & & & & & & & & & & & P_0 & 1-P_0 & d+4 \\
 & & & & & & & & & & & 1-P_k & & & P_k & & d+5 \\
 & & & & & & & & & & & & P_a & & & 1-P_a & d+6 \\
 & & & & & & & & & & & & & P_{at} & 1-P_{at} & & d+7 \\
 & & & & & & & & & & & & & 1 & & & d+8 \\
 & & & & & & & & & & & & & & 1 & & d+9 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & 1 & d+10
\end{array} \tag{8.14}$$

$$T = \begin{array}{c|cccccccccccccc|c}
 & 1 & 2 & 3 & --- & d & d+1 & d+2 & d+3 & d+4 & d+5 & d+6 & d+7 & d+8 & d+9 & d+10 & \\
\hline
 & & \tau_{\text{оз}}^{'} & & & & & & & & & & & & & & 1 \\
 & & & \delta_n & & & & & & & & & & & & & 2 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & 3 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & \vdots \\
 & & & & & & \delta_n & & & & & & & & & & D \\
 & & & & & & & o & & & & & & & & & d+1 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & d+2 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & d+3 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & d+4 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & d+5 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & d+6 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & d+7 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & d+8 \\
 & & & & & & & & & & & & & & o & & d+9 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & d+10
\end{array} \tag{8.15}$$

d+6 – ошибки при проверке заголовка на корректность не обнаружены;

d+7 – адрес получателя искажен;

d+8 – адрес получателя трансформировался в разрешенный, засылка сообщения не по адресу, поглощающее состояние;

d+9 – потеря сообщения, поглощающее состояние;

d+10– завершение передачи сообщения, поглощающее состояние.

Аналогично АОС вектор начальных вероятностей $\pi(0)=\{1,0,\ldots,0\}$, а матрицы переходных вероятностей P и потерь T имеют вид (8.14), (8.15). Новыми элементами матрицы P являются:

$P_о$ – вероятность искажения обрамляющих признаков в СТПИ;

$P_к$ – вероятность обнаружения ошибки при проверке сообщения на корректность;

$P_а$ – вероятность искажения адреса получателя в СТПИ;

$P_{ат}$ – вероятность трансформации адреса получателя в другой разрешенный адрес.

$Q_n^{(1)} = 1 - R_n - U_n$

Таким образом, марковская модель АБОС для исследования ВВХ полностью задана.

Предложенные модели АОС и АБОС позволяют исследовать ВВХ и некоторые ХП алгоритмов ПИ, причем параметры моделей выражаются через параметры алгоритмов более низкого уровня и другие, определяемые структурой исследуемого алгоритма, например, последовательностью проверок формата сообщения, структурой квитанций и т.д. При исследовании ХП подход к построению марковских моделей алгоритмов не изменяется, однако при выборе пространства состояний необходимо учитывать специфику определения этих характеристик.

Оценка элементов матриц P и T не представляет больших сложностей, примеры их расчетов можно посмотреть в [2, 3].

В инженерной практике предложенный подход может быть использован, в основном, как методическое руководство, т.к. любая разработка сложных систем имеет свою специфику. Поэтому разработчик должен строить свои модели применяемых или разрабатываемых алгоритмов, учитывающих специфические особенности своего оборудования и сквозных трактов передачи информации.

8.3. Метод анализа характеристик помехоустойчивости

Для анализа характеристик помехоустойчивости в пространстве состояний цепи Маркова должны быть предусмотрены поглощающие состояния, соответствующие потерям, вставкам, засылкам не по адресу, необнаруженным ошибкам в сообщениях (пакетах).

8.3.1. Характеристика помехоустойчивости алгоритмов передачи информации с обратной связью

Граф переходов, позволяющий определить вероятности потерь R_c, засылки не по адресу U_c и необнаруженной ошибки в сообщении Q_c, показан на рис. 8.7.

При построении графа алгоритма не учитывалась возможность приема сообщения в $ОП_в$ с искаженными обрамляющими признаками, т.к. это событие не влияет на анализируемые ХП и приводит лишь к повторной передаче сообщения после истечения тайм-аута ожидания ответа.

Матрицы переходных вероятностей P и потерь помехоустойчивости H для определения R_c,U_c и Q_c имеют вид (8.16), (8.17).

На рис. 8.7 обозначены:

1 – начало передачи сообщения, исходное состояние;

2 – пакеты сообщения в $ОП_в$ собраны без потерь;

3,4 – сообщение принято в $ОП_в$ с ошибками и без ошибок соответственно;

5,6 – ошибки в сообщении соответственно не обнаружены и обнаружены при проверке по контрольной области;

7 – первый пакет принят с необнаруженными ошибками;

8,9 – необнаружение и обнаружение ошибок соответственно при проверке заголовка сообщения на корректность;

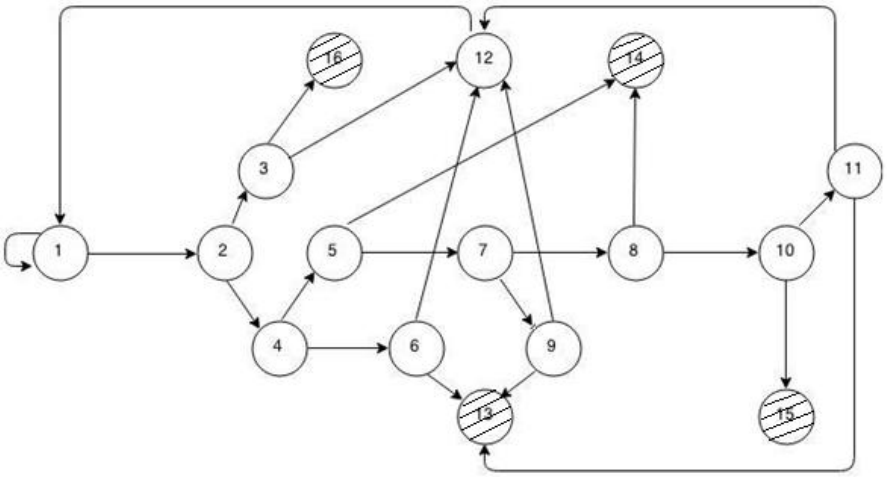


Рис. 8.7. Граф переходов АОС для расчета ХП

10 – адрес получателя искажен;

11 –адрес получателя трансформировался в неразрешенный;

12 – переход к повторной передаче сообщения;

13 – отрицательная квитанция трансформировалась в положительную, потеря сообщения, поглощающее состояние;

14 – сообщение принято с необнаруженными ошибками, поглощающее состояние;

15 –адрес получателя трансформировался в разрешенный, засылка сообщения не по адресу, поглощающее состояние;

16 – положительная квитанция передана без ошибок, поглощающее состояние.

Матрица H совмещает в себе матрицы потерь для характеристик R_c,U_c и Q_c.

Обозначения в матрице (8.16):

$$P=\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccccccccc} 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 & 9 & 10 & 11 & 12 & 13 & 14 & 15 & 16 \end{array} \\
\begin{bmatrix}
1-P_{сб} & P_{сб} & & & & & & & & & & & & & & \\
 & & 1-Q_c^* & Q_c^* & & & & & & & & & & & & \\
 & & & & & & & & & & & P_{кв}^{+} & & & & 1-P_{кв}^{+} \\
 & & & & Q_{ск} & 1-Q_{ск} & & & & & & & & & & \\
 & & & & & & Q_п & & & & & & & 1-Q_п & & \\
 & & & & & & & & & & & 1-P_{квт}^{-} & P_{квт}^{-} & & & \\
 & & & & & & & 1-P_к & P_к & & & & & & & \\
 & & & & & & & & & P_а & & & & 1-P_а & & \\
 & & & & & & & & & & & 1-P_{квт}^{-} & P_{квт}^{-} & & & \\
 & & & & & & & & & & 1\text{-}P_{ат} & & & & P_{ат} & \\
 & & & & & & & & & & & 1-P_{квт}^{-} & P_{квт}^{-} & & & \\
1 & & & & & & & & & & & & & & & \\
 & & & & & & & & & & & & 1 & & & \\
 & & & & & & & & & & & & & 1 & & \\
 & & & & & & & & & & & & & & 1 & \\
 & & & & & & & & & & & & & & & 1
\end{bmatrix}
\end{array}
\qquad (8.16)$$

$P_{квт}^{-}$ - вероятность трансформации отрицательной квитанции в положительную;

$P_{сб}$ – вероятность сборки сообщения в $ОП_b$,

$$P_{сб} = \sum_{i=1}^{d} C_d^i (R_n + U_n)^i (1 - R_n - U_n)^{d-i}, \qquad (8.18)$$

Q^*_c - вероятность приема сообщения с ошибками, необнаруженными в СТПИ:

$$Q_c^* = \sum_{i=1}^{d} C_d^i Q_n^i (1 - Q_n)^{d-i} \tag{8.19}$$

$Q_{ск}$ –условная вероятность необнаружения ошибки в сообщении при проверке по контрольной области.

Другие обозначения введены в разделе 8.2.

Решая систему рекуррентных уравнений (8.1), (8.2) с матрицами (8.16) и (8,17), получим точное значение R_c,U_c и Q_c.

$$H = \begin{array}{c|cccccccccccccccc|c}
 & 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 & 9 & 10 & 11 & 12 & 13 & 14 & 15 & 16 & \\
\hline
 & & & & & & & & & & & & & & & & & 1 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & & 2 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & 1 & 3 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & & 4 \\
 & & & & & & & & & & & & & & 1 & & & 5 \\
 & & & & & & & & & & & & & 1 & & & & 6 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & & 7 \\
 & & & & & & & & & & & & & & 1 & & & 8 \\
 & & & & & & & & & & & & & 1 & & & & 9 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & 1 & & 10 \\
 & & & & & & & & & & & & & 1 & & & & 11 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & & 12 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & & 13 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & & 14 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & & 15 \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & & 16
\end{array} \tag{8.17}$$

Кроме того, граф переходов рис. 8.7 и матрица P используются при выводе формул, по которым осуществляется приближенная оценка этих ХП:

$$R_c = P_{cд} Q_c^* P_{ват}^{-} \left\{1 - Q_{cв} + Q_{cв} Q_n \left[P_в + P_a (1 - P_в)(1 - P_{ат})\right]\right\}, \tag{8.20}$$

$$U_c = P_{cд} Q_c^* Q_{cв} Q_n P_a P_{ат} (1 - Đ_в), \tag{8.21}$$

$$Q_c = P_{cб} Q_c^* Q_{cк} \left\{1 - Q_n \left[1 - (1 - P_к)(1 - P_a)\right]\right\}. \tag{8.22}$$

На рис. 8.8 обозначены:

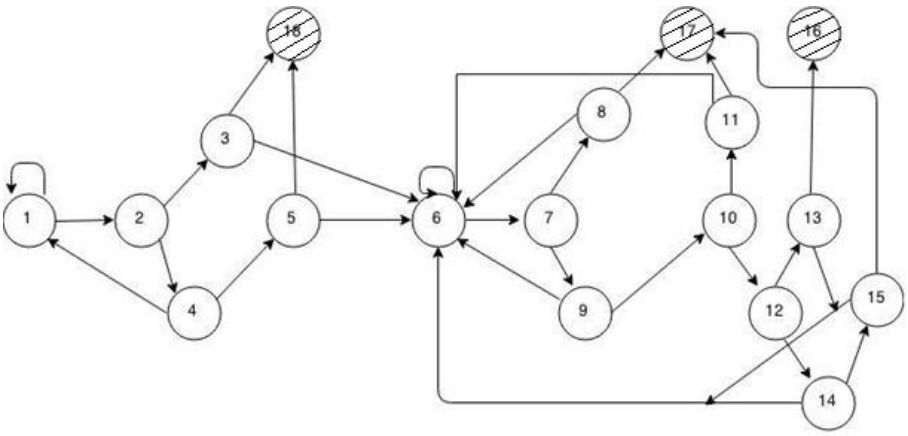


Рис. 8.8. Граф переходов АОС для расчета W_c

1 – начало передачи сообщения, исходное состояние;
2,7 – пакеты сообщения в $ОП_в$ собраны;
3,4 – сообщение принято в $ОП_в$ без ошибок и с ошибками соответственно;
5 – ошибки не обнаружены при контроле заголовка сообщения;
6 – положительная квитанция искажена;
8,9 – сообщение принято в $ОП_в$ без ошибок и с ошибками соответственно;
10 – ошибки не обнаружены при проверке сообщения по контрольной области;
11 – первый пакет принят без ошибок;
12 – первый пакет принят с необнаруженными ошибками;
13,14 – прием искаженного и неискаженного признака повторения;
15 – ошибки при проверке заголовка сообщения не обнаружены;
16 – необнаруженная вставка сообщения, поглощающее состояние;
17 – обнаруженная вставка сообщения, поглощающее состояние;
18 – завершение передачи сообщения, поглощающее состояние.

$$P=\begin{array}{c}
\begin{array}{cccccccccccccccccc} 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 & 8 & 9 & 10 & 11 & 12 & 13 & 14 & 15 & 16 & 17 & 18 \end{array} \\
\begin{array}{|cccccccccccccccccc|}
1-P_{сб} & P_{сб} & & & & & & & & & & & & & & & & \\
 & & 1-Q_c^* & Q_c^* & & & & & & & & & & & & & & \\
 & & & & & P_{кв}^+ & & & & & & & & & & & & 1-P_{кв}^+ \\
1-Q_{ск} & & & & Q_{ск} & & & & & & & & & & & & & \\
 & & & & & P_{кв}^+ & & & & & & & & & & & & \\
 & & & & & 1-P_{сб} & P_{сб} & & & & & & & & & & & \\
 & & & & & & & 1-Q_c^* & Q_c^* & & & & & & & & & \\
 & & & & & P_{кв}^+ & & & & & & & & & & & & \\
 & & & & & 1-Q_{ск} & & & & Q_{ск} & & & & & & & & \\
 & & & & & & & & & & 1-Q_п & Q_п & & & & & & \\
 & & & & & P_{кв}^+ & & & & & & & & & & & 1-P_{кв}^+ & \\
 & & & & & & & & & & & & P_2 & 1-P_2 & & & & \\
 & & & & & 1-P_{2т} & & & & & & & & & & P_{2т} & & \\
 & & & & & 1-Q_{нз} & & & & & & & & & Q_{нз} & & & \\
 & & & & & P_{кв}^+ & & & & & & & & & & & 1-P_{кв}^+ & \\
 & & & & & & & & & & & & & & & 1 & & \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & 1 & \\
 & & & & & & & & & & & & & & & & & 1
\end{array}
\end{array} \qquad (8.23)$$

Здесь P_2 – вероятность приема искаженного признака повторения, P_{2T} – вероятность трансформации признака повторения в начальный, $Q_{НЗ}$ – вероятность необнаружения ошибки при проверке заголовка сообщения.

Матрица потерь Wдля определения вероятности вставки сообщения имеет один ненулевой элемент $W_{13\,16}$=1.

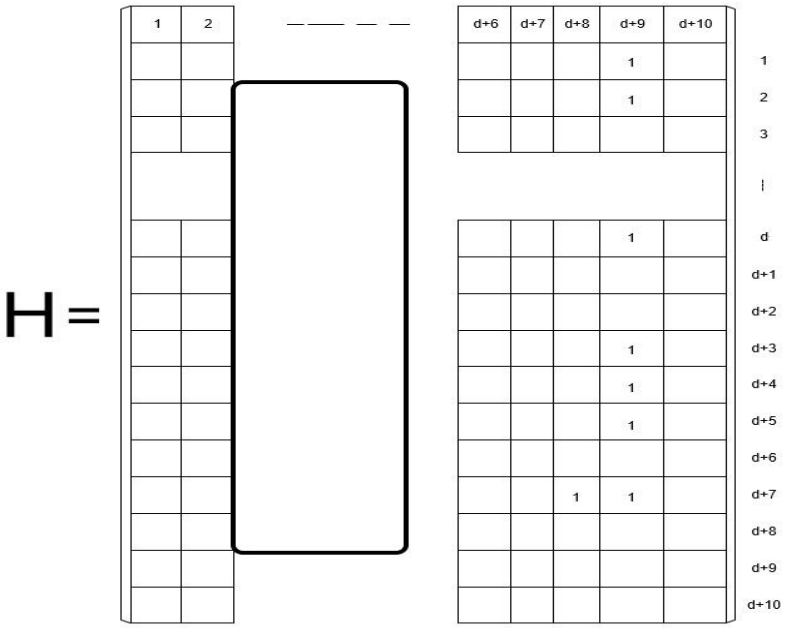
Приближенное значение

$$W_c = P_{сб}^2 Q_c^* Q_{ск} Q_п P_{кв}^+ P_2 P_{2T}\left[1 - Q_c^*(1 - Q_{ск})\right]. \qquad (8.24)$$

8.3.2. Характеристика помехоустойчивости алгоритмов передачи информации без обратной связи

Марковская модель АБОС, построенная в разделе 17.2, является примером модели, позволяющей исследовать ВВХ и ХП алгоритма. При этом используется одна матрица переходных вероятностей P (8.14), а матрица потерь помехоустойчивости H, относящаяся к R_c и U_c, соответствует (8.25):

Вставки сообщений в АБОС алгоритмически исключены.



(8.25)

В пространстве состояний марковской цепи, отображающей АБОС, не предусмотрено состояние, соответствующее приему сообщения с необнаруженными ошибками. Однако к этому событию приводят не обнаружения ошибок в пакетах при переходах цепи $a_i \to a_{i+1}$, $i=\overline{1,d}$. Следовательно, если элементы матрицы P, соответствующие указанным переходам, заменить на Q_n, а все другие элементы нулями, то получим матрицу потерь достоверности.

Приближенные формулы для вычисления ХП:

$$R_c = 1 - Q_n^{(1)d}\left\{1 - Q_n\left[P_o(2 - Q_n) + P_в(1 - P_o) + P_u(1 - P_o)(1 - P_в)(1 - P_{ar})\right]\right\}, \quad (8.26)$$

$$U_c = Q_n^{(1)d} Q_n P_a P_{ar}(1 - P_o)(1 - P_в), \quad (8.27)$$

$$Q_c = dQ_n. \quad (8.28)$$

Таким образом, построены марковские модели АОС и АБОС для определения R_c,W_c, U_c и Q_c. ХП, относящиеся к другим элементам сообщения, например, к знакам, здесь не рассматриваются, так как эта задача решается в рамках общей методики.

8.4. Методика оптимизации алгоритмического обеспечения инфокоммуникационных сетей

8.4.1. Постановка задачи

В процессе проектирования ИКС можно выделить две крупные взаимосвязанные оптимизационные задачи: задачу оптимизации физической структуры сети, в результате решения которой определяются уровни иерархии ИКС, месторасположение, типы, канальная емкость, основные характеристики узлов коммутации, требования к скоростям передачи в каналах связи и др., и задачу оптимизации АО ИКС, в результате решения которой на физическую структуру сети накладывается ее логическая структура, представляющая собой взаимосвязанную совокупность алгоритмов взаимодействия и функционирования всех элементов сети. Учитывая сложность современных ИКС, большое число используемых в них независимых ФК и функциональных уровней, задачу оптимизации системного

АО целесообразно рассматривать как задачу оптимального выбора по некоторому критерию алгоритмов всех функциональных уровней ИКС из некоторого банка алгоритмов, формируемого в соответствии с ранее рассмотренным рис. 8.6.

Критерий оптимизации системного АО должен быть увязан с критерием оптимизации физической структуры сети. Для класса стационарных разветвленных ИКС задача оптимизации структуры сети формулируется на практике как однокритериальная с системой ограничений на важнейшие характеристики. В качестве критериев оптимизации используются, как правило, экономические, в частности, приведенные затраты на сеть. Поэтому с целью увязки постановок задач структурного и функционального синтеза ИКС в качестве критериев оптимизации системного АО выбраны характеристики сложности его реализации в элементах физической структуры.

Для решения задачи должны быть заданы:

структура ИКС и множество типов ее элементов (абонентские пункты, концентраторы, маршрутизаторы, другие узлы коммутации и т.п.);

множество типов сквозных трактов передачи информации (СТПИ) и режимы их работы;

множество требований к характеристикам СТПИ;

множество функциональных контуров, из которых могут быть построены логические структуры СТПИ;

подмножества алгоритмов, которые могут быть реализованы на всех функциональных уровнях и их характеристики.

Представим логическую структуру ИКС в виде множества кортежей, отображающих логические структуры всех типов СТПИ, входящих в сеть:

$$A = \alpha^{(1)}, \alpha^{(2)}, ..., \alpha^{(i)}, ..., \alpha^{(l)} \ ,$$

где l – число типов СТПИ, определяемое, в основном видами информации, передаваемыми от разнотипных оконечных пунктов, и режимами работы сети,

$\alpha^{(i)}$ - кортеж, соответствующий логической структуре СТПИ i–го типа.

Тогда задача оптимизации АО ИКС заключается в определении кортежей множества А, доставляющих функционалу

$$C = \sum_{j=1}^{в_o} C_j \to \min, \tag{8.29}$$

где С – сложность реализации АО ИКС;

C_j– сложность реализации АО в элементе ИКС j-го типа;

$в_o$ – число разнотипных элементов в ИКС, при выполнении ограничений на ВВХ и ХП для всех типов СТПИ:

$$\begin{gathered} t^{(i)} \le t_д^{(i)}; P_{но}^{(i)} \le P_{нод}^{(i)}; P_п^{(i)} \le P_{пд}^{(i)}; \\ P_в^{(i)} \le P_{вд}^{(i)}; P_a^{(i)} \le P_{ад}^{(i)}, \mathrm{i} = \overline{1, l}, \end{gathered} \tag{8.30}$$

где $t^{(i)}$–математическое ожидание времени доставки сообщения в СТПИ i-го типа;

$P_{но}^{(i)}, P_п^{(i)}, P_в^{(i)}, P_a^{(i)}$ - вероятности необнаруженной ошибки, потери, вставки, засылки сообщения не по адресу соответственно в СТПИ i-го типа;

индекс $д$ обозначает допустимые значения указанных характеристик.

Соответственно формулируется задача оптимизации АО СТПИ i-го типа: определить кортеж $\alpha^{(i)}$, доставляющий функционалу

$$C^{(i)} = \sum_{j=1}^{в_i} C_j \to \min, \tag{8.31}$$

где $в_i$ – число разнотипных элементов в СТПИ i-го типа, при выполнении ограничений (8.30) на ВВХ и ХП.

8.4.2. Методика оптимизации системного алгоритмического обеспечения сквозного тракта передачи информации

Рассмотрим методику оптимизации системного АО СТПИ. Исходные подмножества алгоритмов функциональных уровней (рис.8.6) изображаются для каждого типа СТПИ в виде ориентированного графа $G_ф$=(А,У), где А – множество вершин, каждая из которых соответствует заданному алгоритму из подмножеств, представленных на рис. 8.6, а У – множество упорядоченных пар вершин (или ориентированных ребер), соответствующих алгоритмам соседних функциональных уровней. Граф $G_ф$ (рис. 8.9) содержит одну вершину a_o только с исходящими ребрами (начало пути) и одну вершину a_nтолько с входящими ребрами (конец пути).

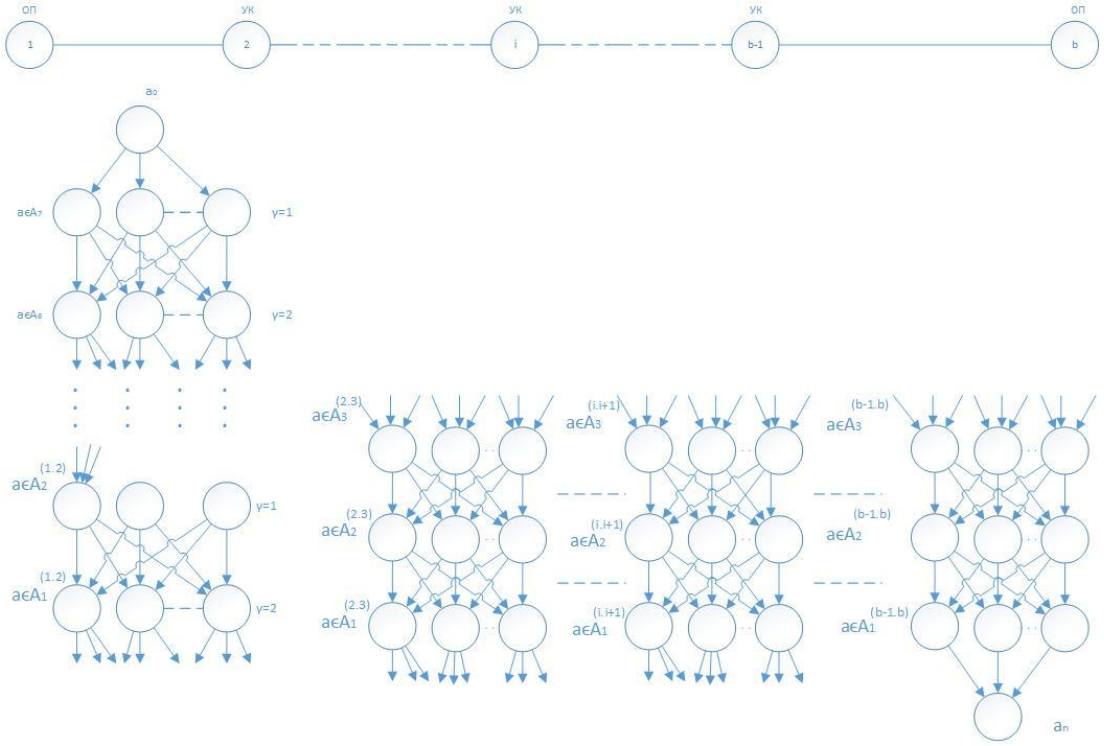


Рис. 8.9. Граф $G_ф$ логической структуры СТПИ

Каждому ребру $y \in У$ присваивается длина C(y), определяемая сложностью реализации алгоритма в двух соответствующих элементах СТПИ, т.е.

$$C(y) = C_1(a) + C_2(a), \tag{8.32}$$

где $C_1(a), C_2(a)$ - численные значения сложности реализации алгоритма «*a*» в двух элементах СТПИ, охватываемых этим алгоритмом.

Такой прием позволяет значительно уменьшить размерность графа (рис. 8.9) и облегчает применение методов поиска кратчайших путей. Действительно, после определения графа $G_ф$ и длин его ребер задача оптимизации сводится к нахождению кратчайшего пути между вершинами a_oи a_n при выполнении ограничений (8.30) для i-го типа СТПИ. При оптимизации АО ИКС возникает задача определения К кратчайших путей, чтобы в дальнейшем из них выбрать один, удовлетворяющий системе ограничений (8.30). В теории графов подобные задачи решаются с помощью так называемого алгоритма двойного поиска, который находит К первых кратчайших путей из некоторой фиксированной вершины ко всем остальным вершинам исходного графа, или с помощью обобщенных алгоритмов Флойда и Данцига, позволяющих находить К первых кратчайших путей между

каждой парой вершин исходного графа [4].Однако указанные алгоритмы оказались чрезмерно сложными для решения задач оптимизации АО ИКС, в которых число вершин исходного графа достаточно велико. Так, обобщенные алгоритмы Флойда и Данцига требуют выполнения приблизительно по n^3обобщенных операций сложения и сравнения (n–число вершин исходного графа), а алгоритм двойного поиска по $\frac{1}{2}K \cdot n^4$ таких же операций.

Учитывая специфичность структуры графа $G_ф$=(А,У), необходимость поиска путей только между двумя вершинами a_oи a_n, предлагается более простой алгоритм поиска всех или К путей из a_oв a_n с их ранжированием по длине пути [5].

Пронумеруем вершины графа $G_ф$ с помощью индексов γ, δ, где γ - текущий номер подмножества вершин, отображающих варианты алгоритмов γ-го функционального уровня, $\gamma=\overline{1,N}$, N–число подмножеств графа $G_ф$, а δ - текущий номер вершины в подмножестве, $\delta=\overline{1,\delta_\gamma}$, d_γ - число заданных вариантов алгоритмов γ-го функционального уровня.

Введем множество R^Kкортежей $\rho_\gamma=\langle C_{\gamma 1}, C_{\gamma 2},...,C_{\gamma\delta},...,C_{\gamma\kappa}\rangle, \gamma=\overline{1,N},$ удовлетворяющих условию $C_{\gamma 1}\le C_{\gamma 2}\le ...\le C_{\gamma\kappa},$ где $C_{\gamma\delta}$ определяется в соответствии с формулой (8.32).

Таким образом компоненты кортежей из R^K упорядочены в порядке возрастания их величин. Предлагаемый алгоритм поиска К кратчайших путей в отличие от обобщенных алгоритмов Флойда и Данцига состоит только из операций обобщенного сложения над наборами из К чисел, представляющих длины соответствующих дуг или путей.

Если $\rho_\gamma=\langle C_{\gamma 1}, C_{\gamma 2},...,C_{\gamma\kappa}\rangle$ и $\rho_\xi=\langle C_{\xi 1}, C_{\xi 2},...,C_{\xi\kappa}\rangle$ - два кортежа из множества R^K, то обобщенная операция сложения для ρ_γ и ρ_ξ, обозначаемая знаком x, определяется следующим образом:

$$\rho_\xi=\min_\kappa\langle C_{\gamma i}+C_{\xi j}: i, j=1,2,...,K\rangle, \tag{8.33}$$

где $\min\kappa\langle C\rangle$ обозначается кортеж, составленный из κ наименьших по величине сумм $C_{\gamma i}+C_{\xi j}, i, j=\overline{1,K}.$

В отличие от операции обобщенного сложения, применяемого в алгоритмах Флойда и Данцига, здесь некоторые или все компоненты кортежа могут быть одинаковыми.

Например, если $\rho_\gamma=\langle 1,2,3,4\rangle$ и $\rho_\xi=\langle 4,5,6,7\rangle$, то $\rho_\gamma \text{x} \rho_\xi=\min_4\langle 1+4,\ 1+5,\ 1+6,\ 1+7,\ 2+4,\ 2+5,...,4+6,\ 4+7\rangle=\langle 5,\ 6,\ 6,\ 7\rangle.$ Поскольку компоненты кортежей ρ_γ и ρ_ξ упорядочены в порядке возрастания их величин, то обобщенная операция сложения требует выполнения не более $K\cdot K$ обычных операций сложения и $K\ \ K-1$ обычных операций сравнения.

Работа алгоритма начинается с формирования начального кортежа $\rho^{(1)}$, в качестве которого принимается кортеж ρ_1, т.е. $\rho^{(1)}=\rho_1$.Далее вычисляется кортеж $\rho^{(2)}$ в соответствии с формулой (8.33):

$$\rho^{(2)}=\rho^{(1)} \text{x}\ \rho_2=\langle C_{11}, C_{12},...,C_{1\kappa}\rangle \text{x} \langle C_{21}, C_{22},...,C_{2\kappa}\rangle=\langle C_{21}^{(2)}, C_{22}^{(2)},...,C_{2\kappa}^{(2)}\rangle$$

С целью определения пройденного пути для каждого $C_{2i}^{(2)}, i=\overline{1,K}$, фиксируются индексы его слагаемых.

Проводя операцию обобщенного сложения последовательно со всеми кортежами $\rho_\gamma, \gamma=\overline{1,N}$, и одновременно фиксируя на каждом шаге индексы слагаемых, получаем результирующий кортеж

$$\rho^{(N)} = \left\langle C_{N1}^{(N)}, C_{N2}^{(N)}, ..., C_{NK}^{(N)} \right\rangle, \tag{8.34}$$

удовлетворяющий условию $C_{N1}^{(N)} \le C_{N2}^{(N)}, ..., \le C_{NK}^{(N)}$, где $C_{Ni}^{(N)}$ - длина i-го кратчайшего пути, и кортежи $r_i = \langle 1\nu_1, 2\nu_2, ..., \mathrm{N}\nu_N \rangle$ индексов вершин графа, характеризующие сами кратчайшие пути.

Таким образом, предлагаемый алгоритм поиска K кратчайших путей на графе $G_ф$ может быть описан следующим образом.

Шаг 1 (начальная установка). Сформировать начальный кортеж

$$\rho^{(1)} = \langle C_{11}, C_{12}, ..., \mathrm{C}_{1K} \rangle, \mathrm{C}_{11} \le C_{12} \le ... \le C_{1K}.$$

Если $d < K$, положить $C_{1\nu} = \infty$ для всех ν>d, $\nu = \overline{1, K}$.Зафиксировать индексы компонентов $\rho^{(1)}$.

Шаг 2. Определить кортеж $\rho^{(2)}$ в соответствии с рекуррентным соотношением

$$\rho^{(\gamma)} = \rho^{(\gamma-1)} \mathrm{x} \rho_\gamma, \gamma = \overline{1, N} \tag{8.35}$$

Зафиксировать индексы компонентов полученного кортежа.

Шаг 2 проводится последовательно для всех γ=2,3,4,…. Выполнение алгоритма заканчивается при γ=Nопределением кортежа $\rho^{(\mathrm{N})}$ и множества кортежей $r_i \; {}_{i=1}^{K}$. При этом объем вычислений не превышает $K^2(N-1)$ обычных операций сложения и $K(K-1)(N-1)$ обычных операций сравнения.

Алгоритм может быть использован и для нахождения всех путей из вершины a_o в a_n графа $G_ф$. С этой целью на каждом шаге следует изменять значение K в соответствии с формулой

$$K_\gamma = \prod_{\nu=1}^{\gamma} d_\nu, \gamma = \overline{1, N} \tag{8.36}$$

Для всех кортежей r_i строятся аналитические модели алгоритма СТПИ и проводится анализ его характеристик в соответствии с ранее рассмотренной методикой с целью проверки выполнения системы ограничений (8.30). Если ни один из полученных алгоритмов не удовлетворяет (8.30), значение K увеличивается и повторяется алгоритм поиска кратчайших путей. Если после нахождения всех путей из a_o в a_n ни один из полученных алгоритмов не удовлетворяет системе ограничений (8.30), это означает, что заданная совокупность алгоритмов функциональных уровней не может обеспечить требований к характеристикам СТПИ и следует разработать новые алгоритмы, дополняющие исходную совокупность. Решением задачи является кортеж $r_{\min}$ из множества $r_i \; {}_{i=1}^{K}$, удовлетворяющий системе ограничений (8.30) и имеющий наименьшую длину.

8.4.3. Оптимизация системного алгоритмического обеспечения инфокоммуникационной сети

Если в качестве критерия оптимизации выбираются объемы оперативной памяти или затраты машинного времени на реализацию алгоритмов в процессе передачи информации через СТПИ различных типов, то задача оптимизации АО ИКС заключалась бы в определении $\rho^{(N)}$ и $r_{\min}$ для каждого типа СТПИ в соответствии с методикой предыдущих подразделов. Если более важной является задача минимизации объемов разрабатываемого программного обеспечения (ПО), то алгоритм решения значительно усложняется. В этом случае необходимо искать такие варианты сквозных алгоритмов в различных типах СТПИ, которые обеспечили бы их одинаковую реализацию в общих элементах сети, уменьшая тем самым объемы разрабатываемого ПО. Решение задачи осуществляется с

использованием предложенного выше алгоритма поиска кратчайших путей на расширенном графе $G_р$, построенном из графов логических структур всех типов СТПИ, как показано на рис.8.10.Характер связей вершин графа $G_р$не отличается от графа$G_ф$, поэтому для упрощения ребра на рис. 8.10 опущены. Граф разбит на группу вершин, каждая из которыхпринадлежит определенному типу элемента СТПИ. Вершины, соответствующие одинаковым алгоритмам однотипных элементов различных СТПИ, нумеруются одинаковыми индексами, что позволяет в процессе выбора кратчайшего пути отдавать предпочтение направлениям, в которых номера вершин повторяются.

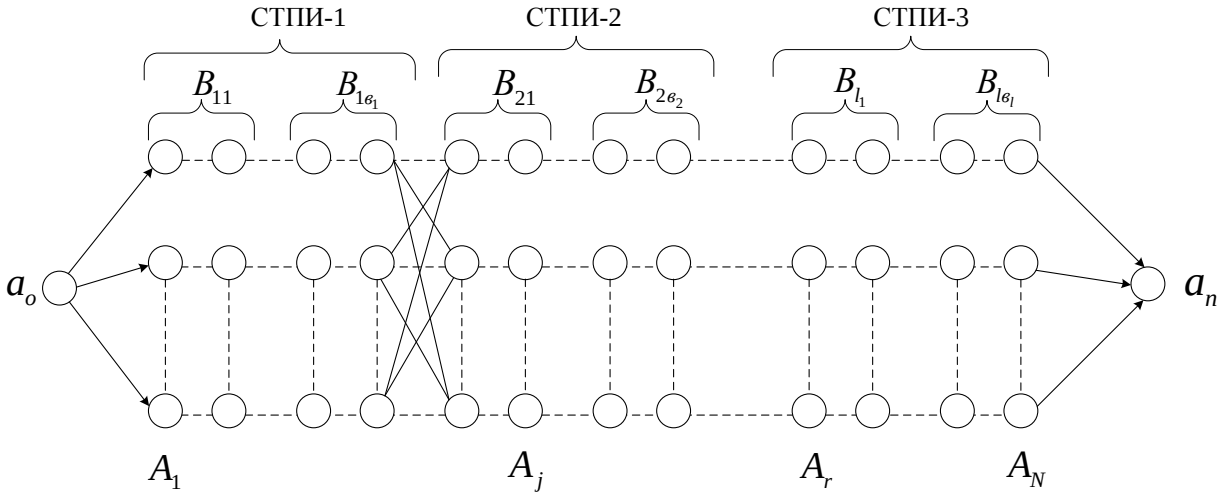


Рис. 8.10. Расширенный граф логической структуры ИКС

Работу алгоритма поиска кратчайших путей целесообразно начинать с графа, отображающего логическую структуру СТПИ, с максимальным количеством разнотипных элементов, что упрощает процедуру отыскания путей с одинаковыми номерами вершин. Алгоритм описывается следующим образом.

Шаги 1 и 2полностью соответствует ранее рассмотренному алгоритму и позволяют найти $\rho^{(N_1)}$ и множество кортежей $r_i^{(1)}\ {}_{i=1}^{K}$ для первого типа СТПИ. После проведения комплексного анализа полученных сквозных алгоритмов на соответствие системе ограничений (8.30) формируются исходные для 3-го шага алгоритма кортеж $\rho_u^{(N_1)}$ и множество кортежей $r_{ui}^{(1)}\ {}_{i=1}^{K_u}, K_u \le K,$ удовлетворяющих этой системе ограничений.

Шаг 3. Определить кортеж $\rho^{(N_1+1)} = \rho_u^{(N_1)} \text{x} \rho_{N_1+1}$, при этом перед каждым простым сложением компонентов $\rho_u^{(N_1)}$ и ρ_{N_1+1}провести анализ соответствующего кортежа из $r_{ui}^{(1)}$ на наличие в нем номера вершины второго слагаемого. Если номер вершины содержится в указанном кортеже, результат простого сложения равен первому слагаемому, в противном случае – простой сумме двух слагаемых. Сформировать кортежи $r_i^{(2)}, \text{i} = \overline{1, K}$ с учетом номеров вершин ρ_{N_1+1}.

Шаг 4 проводится последовательно для всех j=2,3,4,…. Выполнение алгоритма заканчивается при $j = N_2$ определением кортежа $\rho^{(N_1+N_2)}$ и множества кортежей пройденных путей $r_i^{(2)}\ {}_{i=1}^{K}$.

Из каждого $r_i^{(2)}$ выделяются номера вершин, принадлежащих СТПИ и проводится анализ полученных сквозных алгоритмов на соответствие системе ограничений (8.30) для

второго типа СТПИ. В результате формируется кортеж $\rho_u^{(N_1+N_2)}$ и множество кортежей $r_{ui}^{(2)}{}_{i=1}^{K_u}$, удовлетворяющих системе ограничений для СТПИ первого и второго типов и являющихся исходными для дальнейшего поиска путей на графе, отображающем логическую структуру СТПИ третьего типа. Шаги 3 и 4 алгоритма повторяются, пока не будут получены кортеж $\rho_u^{(N)}$, где $N = \sum_{\Psi=1}^{l} N_\Psi$ и множества кортежей $r_{ui}^{l}{}_{i=1}^{K_u}$.

Кортеж $r_{u_1}^{l}$ соответствует оптимальной совокупности системных алгоритмов из K возможных по критерию минимума объема разрабатываемого ПО, а первая компонента определяет его значение.

Предложенный подход позволяет учитывать и другие факторы, имеющие важное значение в практическом проектировании ИКС, например, наличие готовых аппаратных средств, СБИС или пакетов прикладных программ, реализующих алгоритмы определенных функциональных уровней. В этих случаях длины соответствующих ребер графа G_p принимают нулевое значение.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Ховард Р.А. Динамическое программирование и марковские процессы. – Изд-во «Сов. радио», 1974.*

2. *Воробьев С.П. Методика анализа вероятностно-временных характеристик алгоритмов передачи информации в сетях ПД с пакетной коммутаций // Техника средств связи, Сер. ТПС. 1977, Вып. 4(14). – С. 16-25.*

3. *Воробьев С.П., Злотников Ю.С. Оценка вероятностно-временных характеристик алгоритмов передачи информации // Техника средств связи. Сер. ТПС. 1977, Вып. 8. – С.*

4. *Майника Э. Алгоритмы оптимизации на сетях и графах. – М.: Мир, 1981.*

5. *Воробьев С.П. Оптимизация системного алгоритмического обеспечения сетей передачи данных // Техника средств связи. Сер. ТПС. 1988, Вып. 3. – С. 8-18.*

ЧАСТЬ 4. МЕТОДЫ ОЦЕНКИ ФУНКЦИОНАЛЬНЫХ ХАРАКТЕРИСТИК СЕТЕЙ, ПОСТРОЕННЫХ В СООТВЕТСТВИИ С МНОГОУРОВНЕВОЙ АРХИТЕКТУРОЙ ЭМВОС

ГЛАВА 9. АНАЛИЗИРУЕМЫЕ ПАРАМЕТРЫ ПРОТОКОЛОВ И ОЦЕНИВАЕМЫЕ ВНЕШНИЕ ФУНКЦИОНАЛЬНЫЕ ХАРАКТЕРИСТИКИ

Данная глава, посвященная методам приближенной оценки функциональных характеристик протоколов всех уровней ЭМВОС, Ценность представляемых методов расчетов заключается в том, что они не привязаны к конкретной технологии и могут быть применимы в любой системе, где используются полностью или частично уровневая архитектура ЭМВОС.

В общем случае оценка всевозможных функциональных характеристик (ФХ) сети является чрезвычайно сложной задачей, требующей привлечения разнообразного математического аппарата и многочисленных исходных данных о структуре и архитектуре сети, о параметрах протоколов, дестабилизирующих факторах, ресурсах и требованиях к связи.

Однако для понимания принципов работы, достоинств и недостатков сети, построенной на основе определенной сетевой технологии, достаточно воспользоваться упрощенной математической моделью, позволяющей оценить, по крайней мере, несколько основных внешних ФХ, зависящих от внутренних ФХ стека протоколов, определяющих данную сетевую технологию

В качестве оцениваемых *внешних функциональных характеристик* каждого уровня и сети в целом (на верхнем прикладном уровне) будем рассматривать показатели качества услуг в виде показателей своевременности и достоверности передачи блока данных заданного объема при заданных ресурсах пропускной способности и параметрах дестабилизирующих факторов (в виде случайных задержек и искажений), вычисляемых на основании показателей качества услуг, предоставляемых нижними уровнями.

В качестве анализируемых *внутренних функциональных характеристик* каждого уровня будем рассматривать параметры используемых на данном уровне протоколов, влияние которых на указанные выше внешние ФХ и надо оценить.

9.1. Оценка затрат ресурсов

В соответствии с описанием уровневой архитектуры ЭМВОС на каждом N-уровне осуществляется передача информации из одной открытой системы в другую (по горизонтали) в виде протокольных блоков данных (N-ПБД), состоящих из служебного поля объемом (длиной, размером) $W_{N.C}$, содержащего *управляющую информацию протокола* (N-УИП), и информационного поля объемом $W_{N.И}$, содержащего информацию, поступающую для передачи с вышележащего уровня в виде сервисных блоков данных (N-СБД) (см. рис. 9.1).

В качестве промежуточного носителя информации, передаваемой через межуровневый интерфейс (по вертикали) между (N+1) и N уровнями, выступает интерфейсный блок данных ((N+1)-ИБД), состоящий из служебного поля, содержащего *управляющую информацию интерфейса* ((N+1)-УИИ), и информационного поля, содержащего информацию, которой на N-уровне соответствует протокольный блок данных (N-СБД). Размер N-СБД обозначен выше, а размер (N+1)-УИИ для рассматриваемых ФХ не важен.

Исполнителем всех функциональных преобразований описанных блоков данных на каждом уровне является логический объект уровня (функциональный модуль), который считывает служебные сообщения и команды из служебных полей, принимаемых ИБД и ПБД, исполняет их и записывает свои служебные сообщения и команды в служебные поля передаваемых ИБД и ПБД.

Следует отметить, что на каждом уровне в соответствии с используемыми протоколами для установления и разрыва соединений, для контроля их состояния, для уточнения совместно используемых протоколов, проверки прав доступа, а также для многих других служебных целей могут формироваться, передаваться и приниматься служебные ПБД, не содержащие информационного поля для информации, поступающей с вышележащего уровня. Однако для нижележащего уровня подобные ПБД выступают с полноценной информацией, требующей передачи, причем иногда даже с повышенным приоритетом.

Показанное на рис. 9.1 точное соответствие размеров СБД (ПБД верхнего уровня) и информационного поля ПБД далеко не всегда выполняется. Как правило, приходится или дробить СБД на части, если ПБД слишком короткие, или объединять, если ПБД слишком длинные. При этом не кратность длины СБД и информационного поля ПБД может приводить к появлению незаполненной части информационного поля ПБД, которую можно условно отнести к дополнительному служебному полю или к технологической паузе.

Подобные процедуры дробления и объединения СБД называются, соответственно, процедурами *сегментирования* (обратная процедура – *сборка*) и блокирования (обратная процедура – д*еблокирование*).

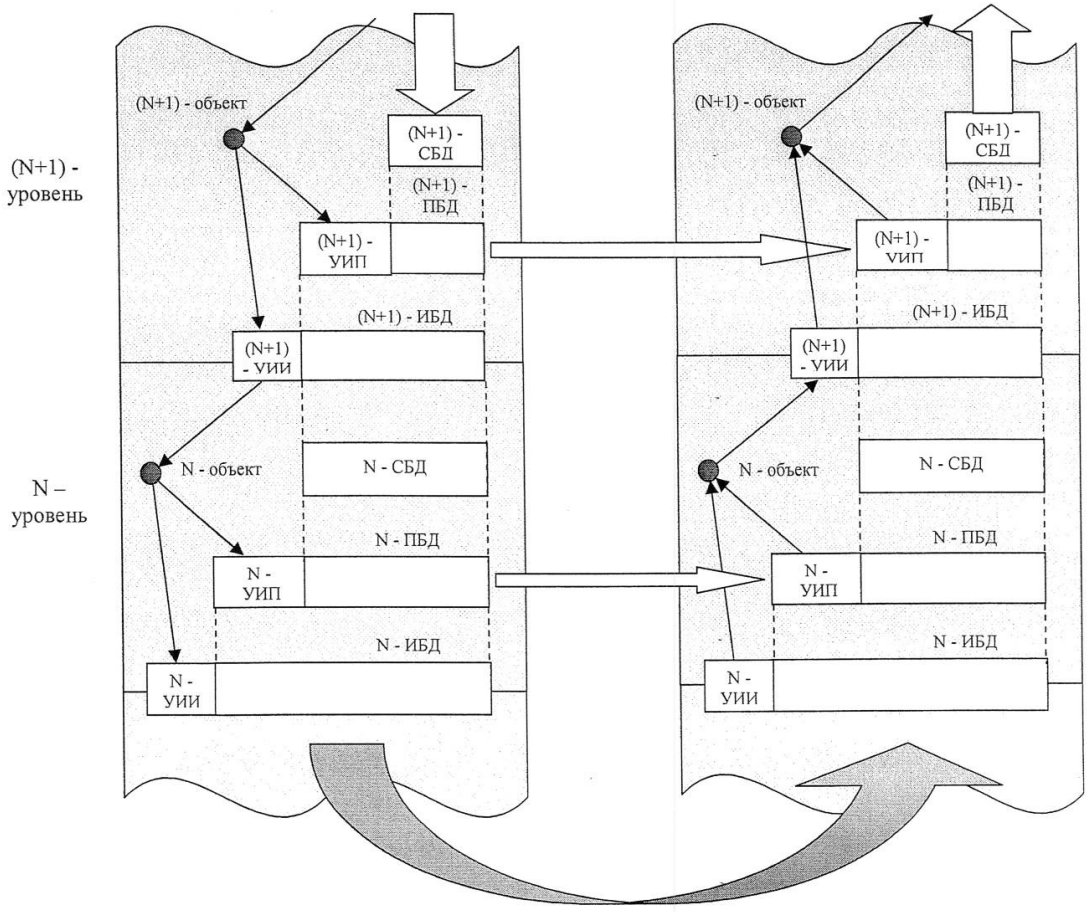


Рис. 9.1. Последовательность формирования и обработки блоков данных на соседних уровнях

Иногда вместо терминов «сегментирование/сборка» используются слова «*фрагментация/дефрагментация*». В дальнейшем для упрощения расчетов при оценке ФХ будем рассматривать только фрагментацию СБД (а блокирование можно учесть псевдоувеличением N-СБД).

Очевидно, что по мере продвижения вниз общий объем служебной информации возрастает, но каждый очередной уровень считает всю информацию, передаваемую в информационном поле, полезной (несмотря на наличие в ней служебной информации всех ПБД всех верхних уровней) и не вмешивается в ее содержание.

Наличие служебной информации в составе всех полей ПБД, передача дополнительных служебных ПБД, стирание искаженных ПБД и повторная передача, а также наличие различных технологических пауз (связанных с ожиданием завершения различных информационных процессов в сети) приводит к увеличению необходимого времени доставки информации объемом $W_и$ от T_{min} до T_{max} при фиксированной скорости в канале передачи от V_{min} до V_{max} при фиксированном допустимом времени доставки Т.

В обоих случаях эффективность Е использования пропускной способности среды передачи, являющейся основным ресурсом, которым оперирует ИКС, может оказаться заметно ниже единицы:

$$E = V_{min}/V_{max} = T_{min}/T_{max} = W_и/(W_и + W_{с.сум}) < 1, \qquad (9.1)$$

где $W_{с.сум}$ – эквивалентный суммарный объем служебной информации необходимой для передачи объема полезной информации $W_и$.

Как правило, относительные дополнительные суммарные затраты ресурсов (1-Е) при пакетной передаче данных в сетях с коммутацией пакетов (КП) намного ниже, чем при фиксированном закреплении каналов (ФЗК) между отдельными абонентскими системами (как во многих сетях с кроссовой коммутацией) и, даже, чем при временном закреплении каналов на длительность сеанса связи в сетях с коммутацией каналов (КК).

Расход ресурсов пропускной способности среды передачи:

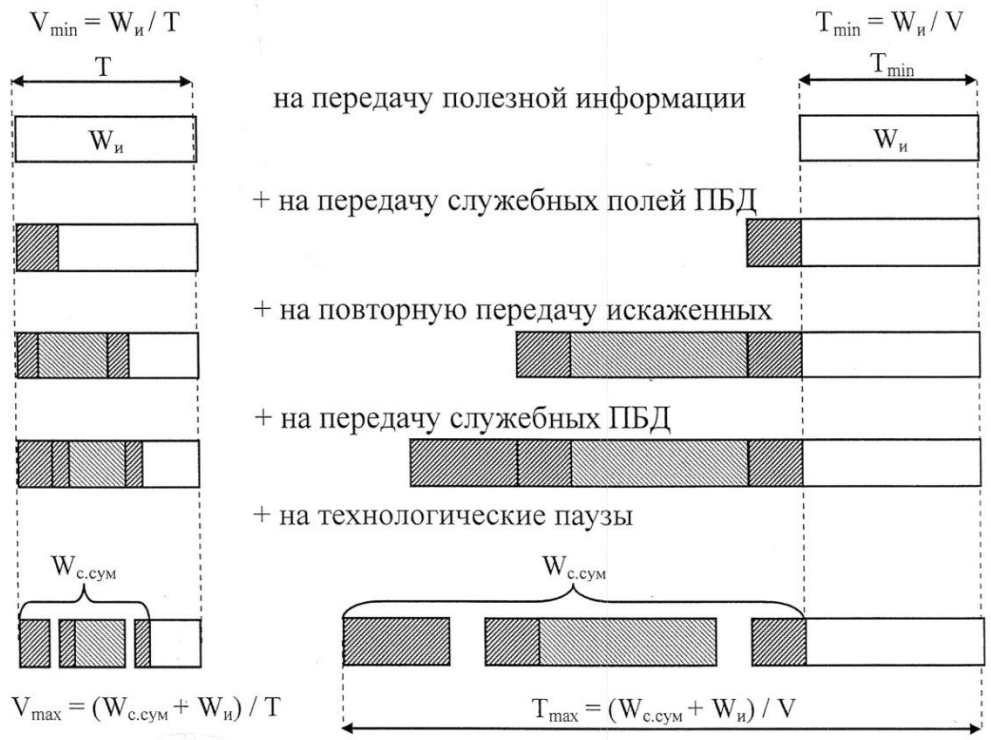


Рис. 9.2. Оценка функциональных характеристик расхода ресурсов пропускной способности среды передачи

Принципиальная возможность более экономного расхода ресурсов по сравнению с фиксированным закреплением каналов в сетях с КК связана с учетом наличия значитель-

ных пауз $T_п >> 0$ между отдельными сеансами связи, а в сетях с КП еще и с учетом пауз $\tau_п > 0$ между отдельными сообщениями в течение сеанса связи (рис. 9.2).

Результатом такого учета пауз (путем обмена дополнительной служебной информацией) является возможность реализации ***статистического мультиплексирования*** (случайного временного уплотнения) информации от различных абонентов в одном канале передачи и обеспечение достаточно высокой эффективности использования пропускной способности среды передачи. На рис. 9.3 дано сравнение эффективности использования ресурсов пропускной способности среды передачи при ФЗК, КК и КП.

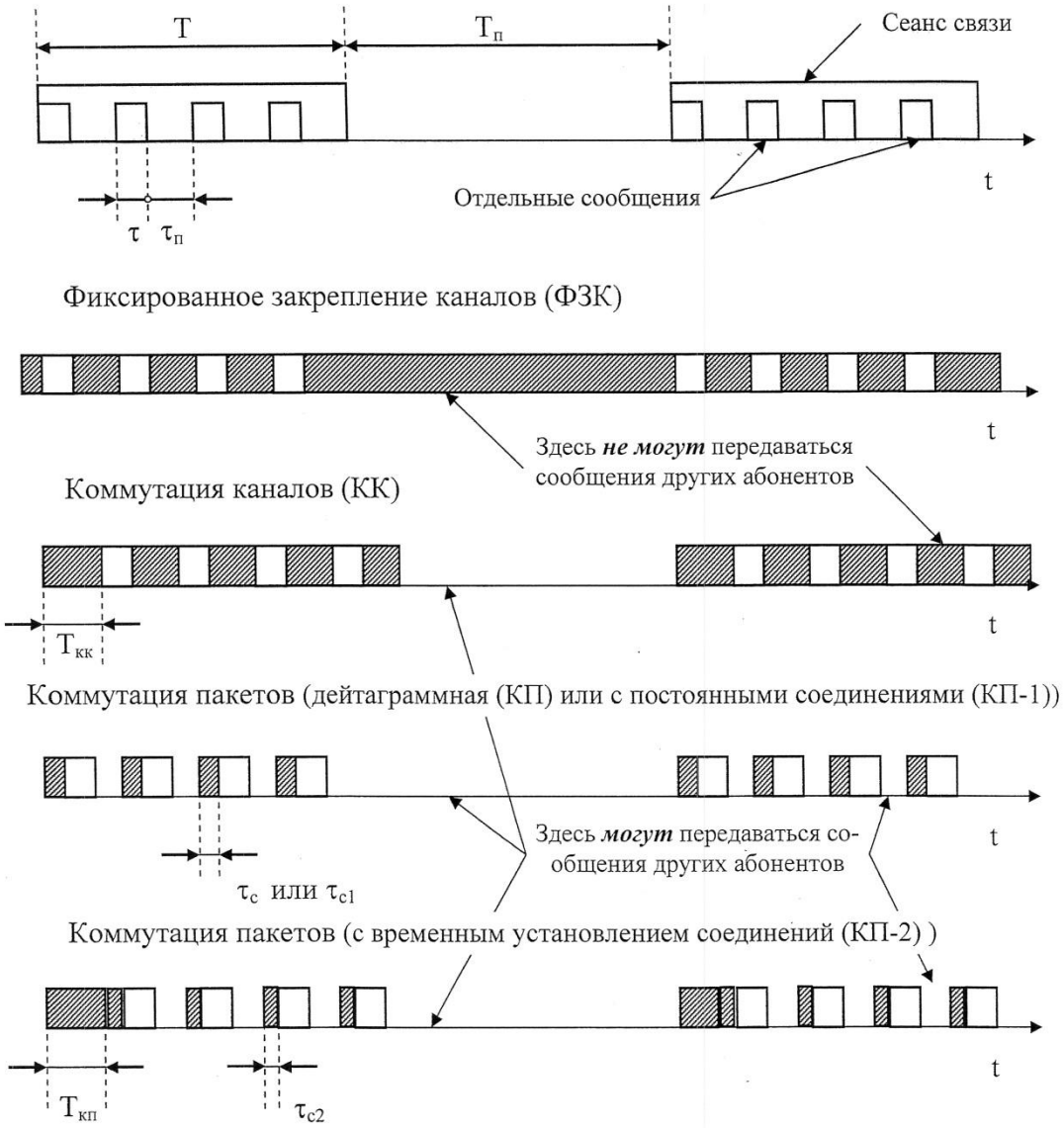


Рис. 9.3. Сравнение эффективности использования ресурсов пропускной способности среды передачи при ФЗК, КК и КП

Введем обозначения относительных величин Y, y, U, u, s, s_1, s_2, соответствующих абсолютным значениям длительностей: сеанса связи T, сообщения τ, предоставления физического канала при $T_{кк}$, предоставления виртуального канала при КП-2 с внесенным установлением соединения $T_{кп}$, а также затрат на передачу служебной информации при

КП без установления соединений (при дейтаграммной КП) τ_c, при КП-1 с постоянными соединениями τ_{c1} и при КП-2 с временным установлением соединений τ_{c2}:

$$Y = T/(T + T_п); \quad y = \tau/(\tau + \tau_п); \quad U = T_{кк}/T; \tag{9.2}$$
$$u = T_{кп}/T; \quad s = \tau_{c1}/\tau; \quad s_1 = \tau_{c1}/\tau; \quad s_2 = \tau_{c2}/\tau.$$

С учетом введенных обозначений эффективность ФЗК, КК, КП, КП-1 и КП-2 можно оценить по следующим формулам:

$$E_{фзк} = y \cdot Y; \quad E_{кк} = y/(U + 1); \tag{9.3}$$
$$E_{кп} = 1/(s + 1); \quad E_{кп-1} = 1/(s_1 + 1); \quad E_{кп-2} = y/[u + y(s_2 + 1)].$$

При наиболее часто встречающихся значениях: Y<<1, y<<1, U≈u<<1, s1≈s2<s<<1 оказывается справедливым следующее соотношение эффективностей разных методов передачи и коммутации:

$$E_{фзк} << E_к << E_{кп} << E_{кп-2} << E_{кп-1}. \tag{9.4}$$

За самую высокую эффективность использования ресурсов пропускной способности среды передачи сеть с КП-1 расплачивается значительным расходом ресурсов памяти узлов коммутации на запоминание маршрутов для всех виртуальных каналов (постоянных соединений).

9.2. Оценка показателей своевременности

Как видно из рис. 9.3, дополнительной расплатой за возможность повышения эффективности использования ресурсов пропускной способности среды передачи путем статистического мультиплексирования данных, передаваемых по одному каналу передачи между различными абонентскими системами, является *увеличение времени доставки сообщений*, причем, как правило, на *изменяющуюся случайную величину*. Параметры данной задержки являются важными внешними характеристиками отдельных уровней (протоколов) и сети в целом, по которым, в основном, и судят о качестве предоставляемых услуг.

В общем случае следует различать *время доставки* сообщения и время *задержки* доставки сообщения, к которым могут предъявляться отдельные требования. Если сообщение передается одним блоком данных, то эти понятия практически совпадают. Если же сообщение передается по частям в виде последовательности блоков данных, то время задержки – время доставки одного блока. Причем время доставки всех блоков, как правило, заметно меньше произведения времени доставки одного блока на их количество, вследствие конвейерной обработки последовательности передаваемых блоков данных сразу на всех узлах вдоль маршрута их следования.

Будем в дальнейшем в качестве основных оцениваемых показателей своевременности на каждом уровне N использовать показатель времени задержки в виде среднего времени доставки $T_{N.ср}$ отдельных N-ПБД и показатель времени доставки в виде суммарного среднего времени $T_{N.сум.ср}(M_N)$ доставки заданного количества N-ПБД.

Возможные случайные отклонения времени доставки (задержки) от их средних значений обычно оценивают дисперсией или вероятностью отклонения, превышающего (или не превышающего) определенную допустимую величину отклонений. Как правило, в сетях с КП для устранения случайности задержек на отдельных уровнях вводят дополнительные искусственные задержки (после приема ПБД перед выдачей СБД вышележащему уровню) до некоторой допустимой фиксированной величины $T_{N.доп}$. При этом в качестве показателя своевременности, учитывающего случайность времени $T_{N.Д}$ доставки ПБД, удобно использовать вероятность не превышения данной величины $P_{N.T}(T_N \le T_{N.доп})$.

В общем случае расчет величины $P_{N.T}(T_N) \le T_{N.доп})$ требует знания закона распределения времени доставки, который редко бывает известен точно. На практике обычно

используют приближенные расчеты, основанные на «осторожном» предположении об экспоненциальном распределении, для которого справедлива формула:

$$P_{N.T}\left(T_N \le T_{N.доп}\right) = 1 - \exp(-T_{N.доп}/T_{N.ср}) \tag{9.5}$$

Еще более «осторожные» результаты (но гарантирующие, что хуже не будет ни при каком законе распределения) можно получить по формуле Чебышева:

$$P_{N.T}(T_N \le T_{N.доп}) = \begin{cases} 0, & \text{если } T_{N.доп} \le T_{N.ср}, \\ 1 - (T_{N.ср}/T_{N.доп}), & \text{если } T_{N.доп} > T_{N.ср}. \end{cases} \tag{9.6}$$

Аналогичным образом можно оценить и вероятность $P_{N.T}\left(T_{N.сум} \le T_{N.сум.доп}\right)$ не превышения допустимой величины суммарного времени $T_{N.сум.доп}$ передачи заданного количества суммарного времени N-ПБД M_N путем подстановки в формулы (9.5) и (9.6) вместо $T_{N.доп}$ и $T_{N.ср}$, соответственно, значений $T_{N.сум.доп}$ и $T_{N.сум.ср}$. Однако подобная оценка будет «сверх осторожной», поскольку при независимых случайных колебаниях времени доставки отдельных ПБД (по любому закону распределения) дисперсия случайных отклонений суммарного времени доставки M_N ПБД $\sigma_N^2(M_N) = \sigma_N^2(1)/M_N$ уменьшается и в пределе при $M_N \to \infty$ стремится к нулю. Чтобы не вводить более сложных формул, требующих задания или расчета дополнительных параметров, можно воспользоваться граничной оценкой:

$$P_{N.T}(T_{N.сум} \le T_{N.сум.доп}) = \begin{cases} 0, \text{если } T_{N.сум.доп} \le T_{N.сум.ср}, \\ 1, \text{если } T_{N.сум.доп} > T_{N.сум.ср}. \end{cases} \tag{9.7}$$

В формулах (9.5), (9.7) в качестве исходных данных используются только ранее оговоренные показатели своевременности $T_{N.ср}$ и $T_{N.сум.ср}(M_N)$. Поэтому в дальнейшем будем акцентировать внимание на оценке только этих показателей своевременности.

9.3. Оценка показателей достоверности

Наряду с показателями своевременности в состав показателей качества услуг, как правило, входят также показатели достоверности, характеризующие различные показатели искажения информации при передаче.

С точки зрения отдельного сообщения, в котором не допустимы никакие искажения, основным показателем достоверности (точнее, потерь достоверности) может выступать вероятность ошибочного приема хотя бы одного бита P(≥1ош) во всем сообщении. В отличие от сетей с ФЗК и КК в сетях с КП, как правило, протоколы многих нижних уровней контролируют наличие ошибок в принимаемых ПБД. При этом, если ошибки в принятых ПБД не удается исправить, то они с некоторой вероятностью $P_{N.ст}$ стираются: или «молча», или сигнализируя об этом верхним уровням. Если для стирания ПБД достаточно появления хотя бы одной ошибки с вероятностью $P_N(\ge 1\ ош)$, то:

$$P_{N.ст} = P_N(\ge 1\ ош). \tag{9.8}$$

При идеальности подобных процедур обнаружения ошибок итоговое сообщение (или N-ПБД) выдается прикладному процессу (или вышележащему уровню) или абсолютно без ошибок (с вероятностью $1 - P_{N.ст}$), или не выдается совсем (с вероятностью $P_{N.ст}$).

Для оценки качества услуг при таком способе передачи данных понятие «достоверности» на верхних уровнях, в принципе, теряет смысл, поскольку не принятые сообщения (или N-ПБД) могут считаться условно принятыми, но по истечении бесконечного времени, естественно, превышающего допустимую величину $T_{N.Д.доп}$. Следовательно, подобные потери N-ПБД могут быть учтены в обобщенном показателе своевременности:

$$P^*_{N.T} = P_{N.T}\left(T_{N.Д} \le T_{N.Д.доп}\right) \cdot (1 - P_{N.ст}), \tag{9.9}$$

где $P_{N.T}\left(T_{N.Д} \leq T_{N.Д.доп}\right)$ рассчитывается по формуле (9.5) или (9.6).

С другой стороны, если N-ПБД, доставленные с задержкой, превышающей $T_{N.Д.доп}$, тоже стираются, то величину, рассчитываемую по формуле (9.9) можно аналогичным образом считать обобщенной характеристикой достоверности P^*_N, а не своевременности $P^*_{N.T}$, причем, естественно, $P^*_N = P^*_{N.T}$.

Поскольку в любом случае требуется расчет обоих сомножителей в (9.9), то будем в дальнейшем относить первый сомножитель к показателям своевременности, а второй – к показателям достоверности.

Неидеальность любых способов обнаружения и исправления ошибок приводит к тому, что существует определенная вероятность $P_{N.ош}$ приема N-ПБД с необнаруженными ошибками. Во многих случаях необнаруженные ошибки на нижних уровнях могут быть обнаружены и исправлены на верхних уровнях.

Указанный выше показатель $P_{N.ош}$ характеризует наличие ошибок, но не позволяет судить о доле искаженных бит в N-ПБД. Более информативным показателем является вероятность необнаруженных ошибок на бит $P_{N.ош.б}$. Данный показатель позволяет сравнивать по достоверности результаты работы разных протоколов на разных уровнях. Поэтому в дальнейшем будем именно его считать вторым основным оцениваемым показателем достоверности.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Жигадло В.Э. Архитектура телекоммуникационных сетей.- СПб.: ВУС. 1989.- 388с.*

2. *Лихачев А.М., Курносов В.И. Тенденции технического и технологического развития телекоммуникационных сетей. - СПб.: «АБРИС», 1997.- 439с.*

ГЛАВА 10. ОЦЕНКА ХАРАКТЕРИСТИК УРОВНЕЙ АРХИТЕКТУРЫ ЭМВОС

10.1. Оценка внутренних и внешних функциональных характеристик физического уровня

10.1.1. Основные внутренние функциональные характеристики физического уровня

Сетевые технологии, описываемые многоуровневой архитектурой протоколов, *не имеют параметров расстояния*. За преодоление расстояний между сетевыми узлами и абонентскими системами отвечает внешняя физическая среда, предоставляя услугу физическому уровню ЭМВОС в виде цифрового канала передачи последовательности бит с некоторой скоростью $V_б$. Данная скорость может быть разной между разными узлами сети, а также может меняться во времени. В совокупности скорости в каналах передачи на всех участках сети определяют *ресурс пропускной способности среды передачи*, которым могут распоряжаться коммутационные устройства ИКС путем выбора тех или иных параметров используемых протоколов [1].

Протоколы физического уровня ЭМВОС в прямой форме *не касаются вопросов формирования и обработки сигналов* для передачи информации по различным физическим средам. Они только регламентируют правила взаимодействия коммутационных и абонентских устройств с каналообразующими устройствами (например, с модемами или мультиплексорами), которые такое формирование и обработку выполняют.

В то же время, такое взаимодействие является реальным физическим, а не программно-моделируемым в компьютерном абонентском или коммутационном устройстве. Поэтому оно предусматривает манипуляции с параметрами реальных физических (электрических) сигналов, передаваемых через реальные физические стыки (разъемы) на реальные, хотя и небольшие, расстояния между каналообразующими и коммутационными устройствами.

Следовательно, *принципиальной разницы* между функциональными модулями коммутационных и абонентских устройств, реализующих протоколы физического уровня, и программным обеспечением модемов, управляющих формированием и обработкой сигналов, *нет*. Во многих реальных сетевых технологиях протоколы физического уровня включают алгоритмы формирования и обработки сигналов для передачи по различным физическим средам. Это особенно характерно для технологий построения локальных сетей, а также технологий проводного и беспроводного абонентского доступа, включая подвижную радиосвязь.

В тех случаях, когда протоколы физического уровня затрагивают управление алгоритмами формирования и обработки сигналов для передачи по различным физическим средам, *в качестве физических ресурсов среды передачи* выступает *не фиксированная скорость цифрового канала* $V_б$, а ***полоса пропускания*** (в низком или высокочастотном радио- или оптическом диапазоне) и ***энергетические характеристики*** излучателей и приемников сигналов и помех, а также параметры неоднородного ***пространства*** (по условиям распространения), их возможного ***размещения и ориентации***. Подробнее речь об этих ресурсах и «умении» новых сетевых технологий их рационально использовать для повышения скорости передачи информации $V_б$ пойдет речь в следующих разделах.

10.1.2. Оценка внешних функциональных характеристик физического уровня

Физическая среда, являясь, с одной стороны, источником ресурсов пропускной способности в виде скорости $V_б$, с другой стороны, представляет собой *первичный источник мешающих факторов* в виде *задержек передачи* отдельных бит, оцениваемых средней задержкой $T_{б.ср}$ и дисперсией отклонений σ_σ^2, а также в виде *искажений*, оцениваемых ве-

роятностью ошибки на бит $P_{ош.б}$. Данные параметры также могут быть различными в разное время на отдельных участках сети и совместно с величиной скорости передачи на отдельных участках в зависимости от используемых протоколов по-разному влияют на итоговые характеристики своевременности и достоверности передачи информации между различными абонентскими системами. Учитывая, что тактовая синхронизация в современных цифровых системах передачи обеспечивает пренебрежимо малое значение дисперсии отклонений $\sigma_\sigma^2 \approx 0$ (по сравнению с флуктуациями времени доставки ПБД в сетях с КП), то в дальнейшем *учитывать дисперсию отклонений* σ_σ^2 *не будем*.

Таким образом, физический уровень обеспечивает согласование с каналами передачи физической среды (путем физического подключения, тактовой синхронизации, контроля текущего состояния канала и т.д.) и в идеальном случае, *не внося дополнительных искажений* и *не отбирая ресурс пропускной способности*, просто ретранслирует указанные выше характеристики ресурсов $V_б$ и мешающих факторов ($T_{б.ср}$, $P_{ош.б}$) вышележащему уровню звена данных.

10.2. Оценка внутренних и внешних функциональных характеристик уровня звена данных

10.2.1. Основные внутренние функциональные характеристики уровня звена данных

Под «*звеном данных*» в ИКС понимается участок сети между двумя соседними *узлами коммутации* (УК) или между абонентской системой и ближайшим узлом коммутации, выполняющим одновременно роль узла доступа (УД).

На уровне звена данных из отдельных бит, поставляемых физическим уровнем, формируются ПБД, именуемые *кадрами*. Далее первая буква «К» слова «кадр» будет использоваться в качестве *индекса* в условных обозначениях всех параметров уровня звена данных.

В первую очередь протокол уровня звена данных должен обеспечить *надежный способ определения границ отдельных кадров*, поскольку в общем случае в сетях с КП кадры передаются *асинхронно*, т.е. с неизвестным заранее моментом начала (а иногда и окончания) передачи. Для этого могут использоваться служебные поля $W_{К.С.фл}$ «флагов», помечающие начало и конец отдельных кадров, или «указателей» в начале кадра с указанием объема информационного поля кадра $W_{К.И}$ или всего кадра $W_К$. В последнем случае требуется специальная «метка» начала кадра, подобная флагу. Если длина кадра фиксированная, то ни закрывающий флаг, ни длина кадра не используются, но метка начала кадра все равно нужна. В абсолютно синхронных системах передачи кадров фиксированной длины, следующих подряд без пауз (как конвейер) и эта метка не нужна.

Другой важной функцией уровня звена данных является *обнаружение ошибок* в принятом кадре. Для этого используются методы избыточного кодирования, требующие передачи в составе кадра дополнительного объема служебной информации с $W_{К.С.обн.ош}$, имеющей смысл проверочной последовательности. Обнаружение ошибок может выполняться не во всех полях кадра. В частности, обычно не проверяются на наличие ошибок флаги. В дальнейшем будем считать, что наличие ошибок проверяется во всех полях кадра.

При обнаружении ошибок в принятом кадре в зависимости от используемого протокола данный кадр может быть или просто стерт из буферной памяти «и забыт» или стерт, а затем запрошен для передачи заново с помощью специального *кадра-квитанции*. В последнем случае для окончательной передачи кадра требуется дополнительное время на передачу квитанции и повторную передачу.

В роли кадра-квитанции могут выступать специальные служебные кадры с отсутствующим информационным полем (следовательно, нужно иметь служебное поле $W_{К.С.упр}$ в любом кадре с признаком того, какой это кадр: служебный или информационный) или «попутные» встречные информационные кадры с дополнительным служебным полем для квитанции $W_{К.С.кв}$. Служебные кадры используются также для обеспечения выполнения многих других функций, в частности, для установления и разрыва соединений уровня звена данных, для контроля их состояния, для уточнения совместно используемых протоколов, проверки прав доступа, управления потоком данных и др.

Повторная передача с использованием квитанции относится е классу протоколов с *решающей обратной связью (РОС)*. Существует *три основных варианта РОС*, отличающиеся объемом дополнительной служебной информации в кадре, временем ожидания повторной передачи и расходом буферной памяти: с ожиданием (РОС-ОЖ), с повторной передачей последовательности (РОС-ПП) и с адресным переспросом (РОС-АП).

Первый вариант РОС-ОЖ требует минимум буферной памяти в передающей и приемной части (для хранения не более одного кадра) и выделения в служебной части кадра для передачи квитанции только одного бита, который переносит сообщение: нужен повтор или нет.

Другие два варианта РОС-ПП и РОС-АП требуют наличия дополнительного служебного поля $W_{К.С.ном}$ с отличительными признаками отдельных кадров для реализации возможности указания конкретного кадра, который надо передать повторно (РОС-АП) или с которого надо начать повторную передачу последовательности кадров (РОС-ПП). В обоих случаях в передающем устройстве буферная память должна одновременно хранить столько кадров, сколько может быть передано до получения запроса на повторение. В случае РОС-АП такой же объем памяти требуется в приемном устройстве.

В качестве отличительных признаков отдельных кадров может использоваться их циклическая нумерация по mod M (по модулю M), где M, как правило, равно 2, 8 или 128. Как правило, для «счетчика» выделяется служебное поле объемом $W_{К.С.ном} = 3$ или $W_{К.С.ном} = 7$ бит, что позволяет различать в последовательности, соответственно $M = 2\text{^}(W_{К.С.ном}) = 2^3 = 8$ кадров или $M = 2\text{^}(W_{К.С.ном}) = 2^7 = 128$ кадров. Есть также протоколы с $W_{К.С.ном} = 1$, что позволяет различать только четные и нечетные кадры (M=2).

Наличие нумерации кадров позволяет при любом варианте РОС использовать квитанции в виде номера очередного ожидаемого кадра. При этом допускается передавать кадры с номерами, превышающими номер в последней квитанции, но не более некоторого количества кадров $N_{К.w} < 2\text{^}(W_{К.С.ном})$, соответствующего размеру, так называемого, «окна». Использование такого окна наиболее характерно для варианта РОС-ПП, эффективного при низкой вероятности ошибки $P_{ош.б}$ и большом времени задержки. Варианту РОС-ОЖ соответствует значение $N_{К.w} = 1$. Выбор значения $N_{К.w} = 0$ блокирует передачу кадров. При использовании варианта РОС-АП обычно $N_{К.w} < 2\text{^}(W_{К.С.ном})/2$, т.е. окно не должно превышать половины количества номеров для исключения неопределенности при выборочном повторе.

Длина информационной части кадра $W_{КИ}$ и размер окна $N_{К.w}$ являются основными управляемыми количественными параметрами протоколов уровня звена данных. Они могут задаваться вручную или изменяться автоматически по некоторому специальному правилу (алгоритму, протоколу). Для выявления аварийных ситуаций потери квитанций может также задаваться таймаут $T_{К.err}$, после истечения которого автоматически принимается решение о повторной передаче. Могут использоваться также и другие таймауты, позволяющие отслеживать временные параметры различных этапов процесса передачи данных.

Реальные протоколы уровня звена данных выполняют также множество других функций, связанных с управлением и логической обработкой потока кадров. Основным дестабилизирующим фактором, вызывающим необходимость данных функций является

случайность появления различных кадров, претендующих на занятие ресурса канала передачи в направлении очередного узла коммутации. Типовым явлением, связанным с данным дестабилизирующим фактором, являются перегрузки, при которых на передачу поступает больше кадров, чем их можно передать. При этом дополнительными варьируемыми параметрами протоколов уровня звена данных могут быть приоритеты кадров, объемы памяти, выделяемые для ожидания передачи пакетов разного приоритета, искусственные задержки (приостановки) передачи и др. Формально анализ влияния случайности появления кадров (и вкладываемых в них пакетов) с помощью различных моделей массового обслуживания удобнее перенести на сетевой уровень, а на уровне звена данных ограничиться учетом влияния ошибок в канале.

Таким образом, необходимо оценить, как способ реакции на ошибки и значения управляемых параметров протокола влияют на внешние функциональные характеристики (ФХ) своевременности и достоверности, являющиеся основными показателями качества услуг, предоставляемых уровнем звена данных вышележащему сетевому уровню.

10.2.2. Оценка внешних функциональных характеристик уровня звена данных

Из приведенного выше анализа внутренних ФХ протоколов уровня звена данных следует, что для реализации своих функций данный уровень требует расхода ресурсов пропускной способности среды передачи на служебные поля кадра с общим объемом $W_{КИ} \geq W_{КС.фл} + W_{КС.обн.ош} + W_{КС.упр} + W_{КС.кв} + W_{КС.ном}$, а также на повторную передачу искаженных кадров и на передачу служебных кадров.

Дополнительные затраты ресурсов на передачу служебной информации можно оценить по величине необходимой дополнительной скорости при заданном времени доставки или по величине дополнительного времени доставки информации при фиксированной скорости передачи. Учитывая, что мы уже зафиксировали скорость передачи $V_б$, которую физический уровень предоставляет уровню звена данных, то, чтобы не решать обратную задачу, будем в дальнейшем оценивать затраты ресурсов вторым способом - по дополнительным затратам времени доставки. «Чистое» время $T_{КИ}$ передачи СБД (полезной информации в информационном поле кадра) объемом $W_{КИ}$ составляет:

$$T_{КИ} = W_{КИ}/V_б. \qquad (10.1)$$

Для передачи $M_К$ СБД требуется «чистое» время $M_К \cdot T_{КИ}$. После определения характеристик своевременности $T_{К.ср}$ и $T_{К.сум.ср}$ эффективность использования ресурса пропускной способности среды передачи (без учета затрат на служебные кадры) можно оценить по отношениям:

$$E_К = T_{КИ}/T_{К.ср}; \qquad E_К(M_К) = M_К \cdot T_{КИ}/T_{К.сум.ср}. \qquad (10.2)$$

В (10.1) для учета однократного фиксированного сдвига в канале (например, при непрерывной передаче без повторов или при использовании РОС-АП) его надо отнять от $T_{К.ср}$ и $T_{К.сум.ср}$.

Перед расчетом показателей своевременности необходимо оценить показатели достоверности, влияющие на показатели своевременности.

Вероятность стирания кадра $P_{К.ст}$ соответствует вероятности появления хотя бы одной ошибки P(>1ош) в кадре из $W_К$ бит:

$$P_{К.ст} = P(\geq 1ош) = 1 - (1 - P_{ош.б})^{WK} \approx P_{ош.б} \cdot W_К). \qquad (10.3)$$

Вероятность необнаруженной ошибки на бит при использовании повторной передачи кадров зависит от вероятности ошибки в канале $P_{ош.б}$ и от объема проверочной последовательности $W_{КС.обн.ош}$:

$$P_{К.ош.б} \approx P_{ош.б}/2\hat{}(W_{КС.обн.ош}). \qquad (10.4)$$

Если кадры с ошибками стираются без повторной передачи, то стертый кадр можно считать условно принятым с вероятностью ошибки на бит равной 0.5. С учетом этого и с

учетом возможных необнаруженных ошибок в нестертых кадрах можно оценить вероятность ошибки на бит на выходе уровня звена данных $P_{К.ош.б}$ следующим образом:

$$P_{К.ош.б} \approx P_{К.ст} \cdot 0.5 + (1 - P_{К.ст}) \cdot P_{ош.б}/2\text{^}(W_{К.С.обн.ош}). \quad (10.5)$$

При однократной передаче кадров, стираемых при обнаружении ошибок без повторов, время передачи кадра $T_{б.ср}$ определяется объемом кадра $W_К$, а также скоростью $V_б$ и задержкой $T_{б.с}$ передачи на физическом уровне:

$$T_{К.ср} = T_{б.ср} + T_К, \quad (10.6)$$

где $T_К = W_К/V_б$ - «чистое» время передачи кадра.

Если кадры с ошибками стираются и запрашиваются для повторной передачи, то итоговое среднее время передачи кадра зависит от используемого варианта РОС следующим образом (далее будем считать, что скорость и задержка в прямом и обратном канале совпадают):

при использовании РОС-ОЖ

$$T_{К.ср} \approx 2\,[T_{б.ср} + T_К]/(1 - P_{К.ст}); \quad (10.7)$$

при использовании РОС-ПП

$$T_{К.ср} \approx 2[T_{б.ср} + T_К]/[K \cdot (1 - P_{К.ст}\,(K))], \quad (10.8)$$

где

$$K = \min\{N_{К.w}, 2(T_{б.ср} + T_К/T_К)\}, \quad \ldots\ldots \quad (10.9)$$

$$P_{К.ст}(К) = 1 - (1 - P_{ош.б})^{KW_К} \approx P_{ош.б} \cdot K \cdot W_К; \quad (10.10)$$

при использовании РОС-АП

$$T_{К.ср} \approx T_{б.ср} + T_К/(1 - P_{К.ст}). \quad (10.11)$$

При расчете суммарного времени $T_{К.сум.ср}$ передачи $M_{К>>}1$ кадров при передаче кадров без повторов (10.6), а также в случае РОС-АП (10.11) следует исключить повторный учет задержек $T_{бс}$ перед передачей всех кадров, кроме первого, поскольку кадры передаются непрерывно без пауз.

Вероятностные характеристики своевременности $P_{К.Т}(T_К \le T_{К.доп})$ и $P_{К.Т}(T_{К.сум} \le T_{К.сум.доп})$ можно оценить на основании вычисленных характеристик $T_{К.ср}$ и $T_{К.сум.ср}$ по формулам (10.5), (10.6).

10.3. Оценка внутренних и внешних функциональных характеристик сетевого уровня

10.3.1. Основные внутренние функциональные характеристики сетевого уровня

Сетевой уровень, согласно своему названию, связывает отдельные звенья (узлы и линии) в единую сеть, прокладывая через нее множество маршрутов, соединяющих постоянно или по запросу все возможные пары абонентских систем. Принято различать протоколы, прокладывающие (выбирающие) маршруты и протоколы, обеспечивающие передачу информации по проложенным маршрутам. Первые обычно называются *протоколами маршрутизации*, а вторые - *протоколами управления маршрутизацией.*

Протоколы маршрутизации представляют собой алгоритмы решения оптимизационных задач по выбору наилучшего маршрута. Критерием оптимальности могут выступать: минимум задержки, максимум скорости, минимум искажений, максимум надежности и т.п. Выбор разных критериев может приводить к одинаковым маршрутам, а может и к разным. Ознакомиться с подобными протоколами маршрутизации можно по учебной литературе [2, 3].

Результаты прокладки маршрутов запоминаются в маршрутных таблицах, хранящихся в памяти каждого из узлов коммутации ИКС. Для обновления данных маршрутных

таблиц и для сбора информации, необходимой для этого обновления между узлами сети должен циркулировать поток служебной информации, отбирающий ресурс пропускной способности транспортной сети.

Как правило, проложенные маршруты меняются редко. В отдельных сетях их вообще рассчитывают и прокладывают вручную. Поэтому для оценки характеристик конкретной сети можно считать, что все маршруты заданы и на их изменение ресурсы пропускной способности не тратятся. Это не исключает возможность поэкспериментировать с маршрутами, как с исходными данными, и со служебными потоками, как с дополнительной нагрузкой. В предельном случае, ориентированном на экстремальные условия применения, можно условно считать все обходные пути вышедшими из строя и ограничиться анализом односвязной сети в виде некоторой магистральной оси, на которую будут выходить все маршруты.

Протоколы управления маршрутизацией обеспечивают передачу информации в виде ПБД, именуемых *пакетами.* Далее первая буква **«П»** слова «пакет» будет использоваться в качестве *индекса* в условных обозначениях всех параметров сетевого уровня.

Передача пакетов между абонентскими системами осуществляется через сеть от узла к узлу по проложенному маршруту на основании маршрутных таблиц, хранящихся в памяти каждого узла, и адресных признаков (адресных данных), записанных в специальном служебном поле пакетов $W_{П.С.адр}$.

Таким образом, суммарная длина пакета $W_П$ определяется длиной информационного поля $W_{П.И}$, и, как минимум, одного обязательного служебного поля $W_{П.С.адр}$, хранящего адресные данные. Размер этого адресного поля определяет максимальное количество маршрутов $2^{\wedge}(W_{П.С.адр})$, различаемых или *всеми*, или *отдельными* узлами коммутации (УК) сети.

В первом случае *адреса являются абсолютными* и должны быть уникальными для каждой абонентской системы (как телефонный номер в ТФОП). Подобный способ адресации используется в дейтаграммных сетях с КП без установления соединения. Очевидно, для сетей с большим количеством абонентских систем адресное поле пакетов может оказаться очень большим.

Во втором случае *адреса являются относительными* (т.е. они могут многократно повторяться в сети) и должны быть уникальными лишь для каждого отдельного УК или, точнее, даже для каждого отдельного порта данного узла, а, следовательно, и для каждого отдельного звена данных, соединяющего порты соседних УК. Такой способ адресации позволяет значительно сократить объем адресного поля пакетов, поскольку количество маршрутов, проходящих через отдельный порт, как правило, значительно меньше всех маршрутов в сети.

Наличие однозначного соответствия отдельных маршрутов и адресных данных, различимых в пакетах на выходе каждого звена данных может служить одной из наглядных трактовок понятия «*виртуальный*» или *«логический» канал (соединение),* используемого при КП с установлением соединений.

Так же, как в многоканальной линии традиционной первичной сети на каждом интервале каждый отдельный канал отличается временной позицией в цикле (при временном уплотнении) или частотой (при частотном уплотнении), в телекоммуникационной сети с КП в едином цифровом потоке между каждой парой УК каждый отдельный «виртуальный» канал отличается адресным признаком. При этом виртуальный канал в отличие от физических каналов первичной сети не «просит есть», т.е. не отбирает ресурс пропускной способности, когда реально передача информации отсутствует. Но информация о существовании данного канала хранится в памяти УК в виде соответствующих маршрутных таблиц.

Как уже ранее отмечалось, виртуальные каналы (соединения) бывают *постоянными* и *временными.* Последние чаще называют «*коммутируемыми*». Если используются ком-

мутируемые виртуальные каналы, то используемое адресное пространство в адресном поле пакетов может быть еще меньше, поскольку одни и те же номера предоставляются разным соединениям «по запросу» на время одного сеанса. Фактически подобная «коммутация» виртуальных каналов означает постоянную коррекцию маршрутных таблиц, только не в части оптимальных маршрутов, а в части соответствия им тех или иных адресных признаков пакетов.

Для реализации указанных запросов на сетевом уровне должны быть предусмотрены *специальные служебные пакеты*, адресуемые от абонентских систем, требующих соединения, ко всем УК, через которые должен или может пролечь маршрут временного виртуального канала (соединения). Соответственно во всех пакетах должно быть служебное поле, хранящее *признак принадлежности* данного пакета *к информационным или служебным пакетам* $W_{К.С.упр}$.

Для нормальной работы протоколов управления маршрутизацией адресные признаки пакетов должны выделяться по возможности без ошибок, иначе данные пакеты могут «прийти не по адресу», перегружая сеть и внося дополнительные задержки и искажения. Как правило, надежность передачи адресных данных, как и пакетов в целом, обеспечивается на уровне звена данных, проверяющего наличие ошибок при приеме кадров, в информационном поле которых переносятся пакеты.

Учитывая важность правильного выделения адресных признаков, может также использоваться *дополнительное помехоустойчивое кодирование адресного поля*, требующее, однако, увеличения служебной части пакетов на величину поля $W_{П.С.обн.ош.адр}$. Кроме того, существуют различные способы «отлавливания», а затем переадресации или уничтожения пакетов, направленных не по адресу. В крайнем случае, ошибки адресации обнаруживаются на следующем транспортном уровне, отвечающем за надежную доставку информации через всю сеть из конца в конец.

Кроме адресных признаков пакеты могут иметь *дополнительные служебные поля*, используемые, например, *для последовательной нумерации пакетов* $W_{П.С.ном}$, как кадров на уровне звена данных. Такая нумерация особенно важна при использовании абсолютных адресов и дейтаграммного способа коммутации пакетов, при котором отдельные пакеты могут добираться до адресата разными маршрутами с разным временем задержки, нарушая исходную последовательность пакетов при передаче. Нумерация позволяет эту последовательность восстановить.

Для повторной передачи потерянных, стертых из-за ошибок или перегрузок пакетов могут потребоваться *служебные поля с квитанцией* $W_{П.С.кв}$ или отдельные служебные пакеты - квитанции. При этом так же, как на уровне звена данных, может использоваться механизм «окна» с управляемой величиной $N_{П.w}$, позволяющий передавать пакеты с номерами, превышающими номер в последней квитанции, но не более, чем на $N_{П.w}$ пакетов.

В составе служебных полей пакетов могут присутствовать поля $W_{П.С.фл}$ для *флагов, меток начала и окончания вложенных служебных или информационных полей* или указателей длины данных полей, влияющие на длину и границы пакета в целом. Если структура пакета фиксирована и жестко привязана к границам кадров, то подобные служебные поля меток или указателей не нужны.

Важной функцией сетевого уровня, тесно связанной с функциями маршрутизации, является *функция управления потоками данных* во всех исходящих от каждого узла направлениях. В простейшем случае пакеты, пришедшие с разных направлений и требующие (согласно их адресным признакам и таблице маршрутизации) передачи в одном направлении отправляются туда в порядке очередности прихода. Пакеты, пришедшие до окончания передачи ранее прибывших пакетов, ставятся в очередь. Очевидно, что если скорость поступления пакетов будет длительное время превышать скорость их передачи, то очередь начнет расти и рано или поздно превысит имеющийся предел *объема памяти* УК, являющегося одним из важных системных ресурсов в *ИКС* наряду со *скоростью пе-*

редачи и *скоростью обработки данных* в УК. Пакеты, прибывшие в момент отсутствия мест в очереди, стираются. Именно такой алгоритм мы будем подразумевать при оценке внешних ФХ сетевого уровня.

Существует множество более сложных алгоритмов управления потоками данных, *чувствительных к важности* (приоритетам) отдельных пакетов, и способных *изменять порядок обслуживания* находящихся в очереди пакетов, задерживая одни и пропуская вперед другие. *Может изменяться и направление передачи* пакетов, если это допускается маршрутной таблицей, в которой могут храниться для каждого виртуального соединения (или для каждой адресуемой пары абонентских систем) несколько маршрутов, переназначаемых в подобных аварийных ситуациях.

Пакеты, стертые из-за переполнения памяти, так же как кадры, стертые из-за обнаруженных ошибок, могут «молча» пропадать, а могут запрашиваться для повторной передачи или чаще наоборот: предыдущим узлам может посылаться служебное сообщение *о необходимости приостановить передачу* совсем или *снизить темп*, частость и, в конечном счете, скорость передачи пакетов (но не физическую скорость $V_б$) в перегруженном направлении. Предыдущие УК, получившие сигнал о перегрузке, могут также поменять у себя направление передачи пакетов, обойдя, таким образом, возникший напряженный участок. Так по цепочке сигнализация о перегрузке может дойти до абонентских систем в лице более высоких уровней ЭМВОС, которые могут смириться и ждать, чем все закончится, или вмешаться в процесс, снизив или изменив свои запросы к услугам сетевого уровня, не способного удовлетворить их предыдущие требования к услугам.

Описанные выше «хитрости» управления и сигнализации на сетевом уровне мы еще встретим в конкретных сетевых технологиях, а пока ограничимся оценкой ФХ описанного выше простейшего алгоритма обслуживания пакетов на УК.

10.3.2. Оценка внешних функциональных характеристик сетевого уровня

Приведенные выше внутренние ФХ сетевого уровня влияют на итоговые показатели своевременности и достоверности доставки пакетов, являющиеся показателями качества услуг, предоставляемых вышележащему транспортному уровню за счет дополнительных затрат ресурсов пропускной способности на дополнительные служебные поля пакетов и на дополнительные служебные пакеты, необходимые для реализации протоколов сетевого уровня.

Оценка затрат ресурсов пропускной способности на сетевом уровне может быть выполнена по аналогии с приведенной выше оценкой затрат на уровне звена данных, заменив в формулах (10.1) и (10.2) все обозначения параметров с индексами «К» на обозначения с индексом «П». Итоговые оценки эффективности использования ресурсов $E_П$ и $E_П(M_П)$ учитывают дополнительные затраты на обоих уровнях. Соответственно, по уменьшению их величины по сравнению с $E_К$ и $E_К(M_К)$ можно судить о дополнительных затратах на сетевом уровне по сравнению с уровнем звена данных. Для корректного сравнения $E_П(M_П)$ и $E_К(M_К)$ суммарный объем полезных полей $M_{Кi} \cdot W_{П.И}$ и $M_К \cdot W_{К.И}$ должен быть одинаков.

Расход специфических для сетевого уровня ресурсов памяти и производительности (скорости обработки) УК рассматривать не будем, полагая, что объем памяти задан, а производительность УК неограниченно высокая. При необходимости можно учесть конечную производительность УК, приходящуюся на один порт (скорость коммутации), путем определения величины $T_{об}$, как максимальной из длительностей коммутации и передачи (при расчете нагрузки), или, как суммы указанных длительностей (при расчете суммарной задержки).

В простейшем случае для оценки показателей своевременности и достоверности доставки отдельного пакета объемом $W_П$ по определенному маршруту, состоящему из L зве-

ньев, необходимо определить количество кадров $M_{К.i}$, требуемое для передачи данного пакета в каждом i-м звене, 1=1,...L:

$$M_{К.i} = \lceil W_П / W_{К.И.i} \rceil . \quad (10.12)$$

Затем с помощью приведенных выше формул (10.3)...(10.11) для уровня звена данных, можно рассчитать вероятность потери кадров $P_{К.ст.i}$ и среднее время передачи кадров $T_{К.ср.i}$, на основании которых можно рассчитать вероятность потери пакета $P_{П.ст}$ и среднее время его доставки $T_{П.ср}$ следующим образом:

$$P_{П.ст} = P(\geq 1ош.кадра) = 1 - \prod_{i=1}^{L}(1 - P_{К.ст.i})^{M_{К.i}} < P_{К.ст.max} \cdot M_{К.max} \cdot L; \quad (10.13)$$

$$T_{П.ст} = \sum_{i=1}^{L} T_{К.сум.ср.i}(M_{Ki}) < M_{К.max} \cdot T_{К.ср.max} \cdot L. \quad (10.14)$$

Справа от знаков неравенств в формулах (10.13) и (10.14) приведены граничные оценки, позволяющие упростить расчеты, полагая, что все звенья одинаковые и имеют параметры, соответствующие «худшему» звену, отмеченному индексом «max».

В формулах (10.13) и (10.14) не учитываются дополнительные дестабилизирующие факторы, характерные для сетевого уровня, источником которых являются абонентские системы и УК, генерирующие очередные информационные и служебные сообщения независимо друг от друга в произвольные моменты времени. Как правило, подобные потоки сообще-ний, вложенных в пакеты, моделируются случайными процессами посту-пления заявок в сеть (и на отдельные УК), как систему массового обслуживания, и характеризуются законами распределения интервалов времени между данными заявками.

Обобщенно подобные потоки заявок характеризуются понятием «***нагрузка***», пришедшим в СПД и ИКС из моделей трафика ТФОП. Количественно нагрузка определяется величиной Z, равной произведению интенсивности поступления заявок (количества заявок в единицу времени) λ и средней длительности обслуживания отдельных заявок $T_{об}$:

$$Z = \Lambda \cdot T_{об} \quad (10.15)$$

Внутри сети в зависимости от используемых маршрутов, алгоритмов управления потоками данных и внутреннего обмена служебной инфор-мацией в отдельных узлах сети на различных выходах (портах) возникает своя определенная нагрузка. В общем случае расчет нагрузки на всех вы-ходах всех УК сети является весьма сложной задачей.

Однако в простейшем случае, являющемся граничной оценкой на наихудший случай, можно предположить, что вся нагрузка сети оказывается направленной на анализируемый выходной порт некоторого УК, что соответствует модели сети в виде одной магистральной оси.

Следует отметить, что подобная модель концентрации нагрузки соот-ветствует локальным сетям с полнодоступным совместно используемым ресурсом пропускной способности физической среды (в виде общей шины или кольца) на уровне звена данных, не требующем маршрутизации, но требующем включения в состав служебных полей кадра дополнительных адресных признаков, позволяющих отдельным компьютерам из общего потока принимаемых кадров выделять только адресуемые им кадры.

С точки зрения сетевого уровня отдельной заявкой является отдельный пакет, а средняя длительность его обслуживания $T_{П.об.i}$ на выходе порта некоторого i-го УК на маршруте из i=l...M узлов соответствует среднему времени $T_{К.сум.ср.i}(M_{К.i})$ доставки $M_{К.i}$ кадров, на которые делится данный пакет (см. формулу (10.12), до следующего УК.

Интенсивность поступления пакетов на анализируемый порт $\Lambda_{П.i}$ можно примерно оценить, зная интенсивность сообщений, адресуемых через этот порт Λ_i, объем одного сообщения W_i, суммарный объем служебной информации верхних уровней $W_{С.сум.i}$, приходящийся на одно сообщение, и средний объем информационных полей пакетов $W_{П.И.i}$:

$$\Lambda_{П.i} = \Lambda_i \cdot (W_i + W_{С.сум.i}) / W_{П.И.i}. \quad (10.16)$$

Таким образом, будем считать, что дополнительные дестабилизирующие факторы на сетевом уровне в i-м узле характеризуются нагрузкой $Z_{П.i} = \Lambda_{П.i} \cdot T_{П.об.i}$.

Влияние указанной нагрузки на своевременность и достоверность на сетевом уровне проявляется в виде дополнительных *потерь времени на ожидание* в очереди $P_{П.ож.i}$, а также в виде *вероятности стирания пакетов* $P_{П.ст.оч.i}$ *из-за переполнения памяти* для очередных пакетов.

В простейшем случае для расчета времени ожидания передачи пакета в очереди $T_{П.ожл.i}$ можно воспользоваться моделью одноканальной системы массового обслуживания с ожиданием и неограниченной длиной очереди, согласно которой:

$$T_{П.ожл.i} = Z_{П.i} \cdot T_{П.об.i} / (1 - Z_{П.i}). \qquad (10.17)$$

В случае, когда протоколы сетевого уровня при формировании очереди учитывают приоритеты r=l...R, обслуживая в первую очередь более старшие (с меньшим номером r), то среднее время ожидания $T_{П.ож.i.r}$ пакетов приоритета r можно оценить по формуле:

$$T_{П.ожi.r} = \frac{\sum_{i=1}^{K} Z_{П.i.j} \cdot T_{П.об.i.j}}{(1 - Z_{П.i.сум.(r-1)}) \cdot (1 - Z_{П.i.сум.(r-1)} - Z_{П.i.r})}, \qquad (10.18)$$

где $Z_{П.i.j}$ - нагрузка от пакетов перебираемого j-го приоритета; $T_{П.об.i.r}$ - время обслуживания пакетов r-го приоритета; $Z_{П.i.сум.(r-1)}$ - суммарная нагрузка от пакетов более старшего приоритета, чем r; $Z_{П.i.r}$ - нагрузка от пакетов r-го приоритета.

Суммарное время $T_{П.ср.i}$ доставки пакета через i-е звено, передающее данный пакет $M_{К.i}$ кадрами, вычисляется как сумма времени ожидания $T_{П.ож.i}$ и обслуживания $T_{П.обл.i}$.:

$$T_{П.ср.i} = T_{П.ож.i} + T_{П.обл.i} \qquad (10.19)$$

где

$$T_{П.обл.i} = T_{К.сум.ср.i}(M_{К.i}). \qquad (10.20)$$

Если объем буферной памяти позволяет формировать очередь из не более, чем B пакетов, то вероятность стирания пакетов $P_{П.ст.оч.i}$ из-за переполнения очереди можно рассчитать по формуле:

$$P_{П.ст.оч.i} = (1 - Z_{П.i}) \cdot Z_{П.i}^{B+1}(1 - Z_{П.i}^{B+2}). \qquad (10.21)$$

Формулу (10.21) можно использовать для учета ограниченного объема буферной памяти как общей, так и раздельной для разных потоков, причем как с равными приоритетами, так и с разными. В последнем случае под нагрузкой $Z_{П.i}$ понимается нагрузка от анализируемого потока и всех более старших.

Очевидно, формулы (10.17), (10.18) и (10.21) справедливы при суммарной нагрузке, не превышающей единицу, в противном случае следует считать $T_{П.ср.i} = T_{П.ож.i} = \infty$ и $P_{П.ст.оч.i} = 1$, что соответствует физическому смыслу перегрузки анализируемого порта УК при любом конечном объеме буферной памяти.

Итоговые значения вероятности потери пакета $P_{П.ст}$ и среднее время его доставки $T_{П.ср.}$ по всему маршруту из i=l...M узлов с учетом влияния нагрузки можно рассчитать по формулам:

$$P_{П.ст.} = 1 - \Pi_{i=1}^{L}(1 - P_{П.ст.оч.i})(1 - P_{К.ст.i})^{M_{К.i}} < \\ < P_{П.ст.оч.max} \cdot P_{К.ст.max} \cdot M_{К.max} \cdot L. \qquad (10.22)$$

$$T_{П.ср.} = \sum_{i=1}^{L}(T_{П.ож.i} + T_{П.об.i}) < (T_{П.ож.max} + T_{П.об.max}) \cdot L. \qquad (10.23)$$

Для расчета средней вероятности ошибки на бит $P_{П.ош.б}$ при использовании протоколов сетевого уровня, не обнаруживающих ошибки и не исправляющих их путем повтора пакетов (обычно для этого достаточно функций уровня звена данных и транспортного уровня) можно воспользоваться следующей формулой, учитывающей эквивалентные ошибки с вероятностью 0.5 при стирании пакетов и необнаруженные ошибки на уровне звена данных:

$$P_{П.ош.б} \approx P_{П.ст} \cdot 0.5 + (1 - P_{П.ст}) \cdot (1 - \Pi_{i=1}^{L}(1 - P_{К.ош.б.i}). \qquad (10.24)$$

При расчете суммарного времени передачи $M_П >> 1$ пакетов по маршруту из L > 1 звеньев следует учитывать конвейерный характер передачи данных в сетях с коммутацией

пакетов, т.е. одновременную обработку и передачу следующих друг за другом пакетов в различных звеньях маршрута.

Это означает, что только для первого пакета следует выполнить расчет времени передачи по полной формуле (10.23), а время передачи $T_{П.сум.ср}(M_П - 1)$ остальных $(M_П - 1)$ пакетов определяется на основании времени передачи $M_{K.j} \cdot (M_П - 1)$ кадров по одному самому «слабому» звену с самым большим временем доставки пакетов $T_{П.ср.max}$:

$$T_{П.сум.ср}(M_П) = T_{П.ср} + T_{П.сум.ср}(M_П - 1) = T_{П.ср} + (M_П - 1) \cdot T_{П.ср.max}. \qquad (10.25)$$

Вероятностные характеристики своевременности $P_{П.Т}$ $(T_{П.} \leq T_{П.доп})$ и $P_{П.Т}$ $(T_{П.сум} \leq T_{П.сум.доп})$ можно оценить на основании вычисленных характеристик $T_{П.ср}$ и $T_{П.сум.ср}$по формулам (9.5), (9.7) главы 9.

10.4 Оценка внутренних и внешних функциональных характеристик транспортного уровня

10.4.1. Основные внутренние функциональные характеристики транспортного уровня

Транспортный уровень является средним из семи уровней ЭМВОС и реализует функции посредника между верхними уровнями, ориентирующимися в основном на внешние обслуживаемые прикладные процессы, и нижними уровнями, ориентирующимися на используемую сетевую среду передачи.

Основной задачей транспортного уровня является предоставление услуг сеансовому уровню в виде своевременно и безошибочно доставляемых СБД в составе транспортных ПБД, именуемых *сегментами*, от одной абонентской системы до другой.

Далее первая буква «С» слова «сегмент» будет использоваться в качестве *индекса* в условных обозначениях всех параметров транспортного уровня.

Транспортный уровень освобождает верхние уровни ЭМВОС от необходимости учета конкретной структуры сети и характеристик среды передачи. Фактически для верхних уровней *любая сеть,* независимо от ее реальной структуры, является *полносвязной.*

Функции транспортного уровня во многом *напоминают функции уровня звена данных,* только реализуют они передачу данных не между соседними узлами коммутации, а между удаленными абонентскими системами, обеспечивая надежную доставку информации через всю сеть *из конца в конец.*

Соответственно в составе служебных полей сегментов $W_{С.С}$ присутствуют *поля проверочных последовательностей* для обнаружения ошибок $W_{С.С.обн.ош}$, *поля, управляющие запросами повторной передачи* или передачей квитанций $W_{С.С.кв}$, *поля нумерации сегментов* $W_{С.С.ном}$ с использованием ограниченного размера «*окна*» $N_{С.w}$ и т.д.

Могут также использоваться служебные поля $W_{С.С.фл}$ «флагов» и указателей границ и размеров отдельных полей сегментов, но, как правило, они не нужны, поскольку снизу сегменты жестко привязываются к границам пакетов, а сверху разграничение блоков данных выполняется уже по правилам хранения различимой информации в памяти компьютера.

Отличительной особенностью сегментов по сравнению с кадрами является наличие в их составе *идентификационных (адресных) признаков* $W_{С.С.адр}$ обслуживаемых прикладных процессов или служб прикладного уровня, позволяющих различать в обслуживаемой информационной сети не только абонентские системы (по адресам на сетевом уровне), но и решаемые ими информационные задачи.

При этом разные прикладные процессы могут потребовать различного качества услуг от транспортного уровня в виде различных объемов передаваемой информации и различных требований по своевременности и достоверности их доставки, которые транс-

портный уровень может попытаться выполнить сам, используя разные протоколы передачи, или «ретранслировать» вниз на сетевой уровень.

10.4.2. Оценка внешних функциональных характеристик транспортного уровня

Кратко рассмотренные выше внутренние ФХ транспортного уровня влияют на итоговые показатели своевременности и достоверности доставки сегментов, являющиеся показателями качества услуг, предоставляемых вышележащему сеансовому уровню за счет дополнительных затрат ресурсов пропускной способности на дополнительные служебные поля сегментов и на дополнительные служебные сегменты, необходимые для реализации протоколов транспортного уровня.

Оценка затрат ресурсов пропускной способности на транспортном уровне может быть выполнена по аналогии с приведенной выше оценкой затрат на уровне звена данных, заменив в формулах (10.1) и (10.2) все обозначения параметров с индексами «К» на обозначения с индексом «С». Итоговые оценки эффективности использования ресурсов $E_С$ и $E_С(M_С)$ учитывают дополнительные затраты на всех нижних уровнях. Соответственно, по уменьшению их величины по сравнению с $E_К$ и $E_К(M_К)$ и с $E_П$ и $E_П(M_П)$ можно судить о дополнительных затратах на транспортном уровне по сравнению с уровнем звена данных и с сетевым уровнем. Для корректного сравнения $E_С(M_С)$ с $E_П(M_П)$ и $E_К(M_К)$ суммарный объем полезных полей $M_С \cdot W_{С.И}$, $M_П \cdot W_{П.И}$ и $M_К \cdot W_{К.И}$ должен быть одинаков.

Так же как пакеты укладываются (полностью или по частям) в информационные поля кадров, сегменты укладываются в информационные поля пакетов. Соответственно среднее время $T_{С.ср}$ передачи сегмента объемом $W_С$, укладывающегося в $M_П$ пакетов с длиной информационного поля $W_{П.И}$

$$M_П = \lceil W_С / W_{П.И} \rceil \tag{10.26}$$

при передаче без повторов можно рассчитать по формуле (10.25), приравняв

$$T_{С.ср} = T_{П.сум.ср}(M_П). \tag{10.27}$$

Вероятность потери (стирания) сегмента $P_{С.ст}$ можно по аналогии с формулой (10.3) с учетом (10.24) рассчитать следующим образом:

$$P_{С.ст} = P(\geq 1ош) = 1 - (1 - P_{П.ош.б})^{Wc} \approx P_{П.ош.б} \cdot W_С. \tag{10.28}$$

Вероятность необнаруженной ошибки на бит при наличии повторов искаженных сегментов по аналогии с (10.4) зависит от вероятности ошибок $P_{П.ош.б}$ и от объема проверочной последовательности $W_{С.С.обн.ош}$:

$$P_{С.ош.б} \approx P_{П.ош.б} / 2\text{^}(W_{С.С.обн.ош}). \tag{10.29}$$

Если сегменты с ошибками стираются без повторной передачи, то по аналогии с (10.5) и (10.24) вероятность ошибки на бит на выходе транспортного уровня $P_{П.ош.б}$ можно оценить следующим образом:

$$P_{С.ош.б} \approx P_{С.ст} \cdot 0.5 + (1 - P_{С.ст}) \cdot P_{П.ош.б} / 2\text{^}(W_{С.С.обн.ош}). \tag{10.30}$$

При использовании запросов повторной передачи неправильно принятых или потерянных сегментов для расчета $T_{С.ср}$ и $T_{С.сум.ср}(M_С)$ можно воспользоваться формулами (10.7)…(10.11) и замечаниями после них, подставив вместо $T_{Б.ср}$, $T_К$, $P_{К.си}$, $W_К$, $P_{ош.б}$, $N_{k.w}$ и $M_К$, соответственно, значения $T_{П.ср}$, $T_{П.сум.ср}(M_П - 1)$, $P_{С.ст.}$, $W_С$, $P_{П.ош.б}$, $N_{c.w}$ и $M_С$.

10.5. Оценка внутренних и внешних функциональных характеристик верхних уровней ЭМВОС

10.5.1. Основные внутренние функциональные характеристики верхних уровней ЭМВОС

Протоколы трех верхних уровней: *сеансового, представления данных и прикладного* ориентируются, в основном, на учет особенностей внешних обслуживаемых прикладных процессов и слабо связаны с особенностями процессов передачи и коммутации в сети, которые были рассмотрены выше на физическом, звена данных, сетевом и транспортном уровнях.

С точки зрения не «компьютерщиков», а «связистов», знакомых с теорией связи, нижние уровни ЭМВОС выполняют преимущественно функции *кодера/декодера канала,* а верхние - *кодера/декодера источника.* А главная задача кодера источника: выяснить, что на самом деле хочет источник информации передать по каналу связи, убрать избыточность информации (сжать), закодировать полезную информацию (выразить на определенном «языке» представления данных и при необходимости зашифровать) и отправить ее на вход кодера канала, который уже должен позаботиться о надежности доставки информации точно туда, куда надо, и в срок.

Перечисленные выше функции кодера/декодера источника распределяются между верхними уровнями ЭМВОС следующим образом.

Прикладной уровень отвечает за «взаимопонимание» с источником информации (прикладным процессом), т.е. он должен четко выяснить: имеет ли прикладной процесс (или тот, кто за ним прячется в лице пользователя) право доступа в сеть, что конкретно хочет прикладной процесс передать, с каким качеством, и какая сетевая служба сможет его пожелания удовлетворить. Возглавляя весь стек протоколов, прикладной уровень управляет их работой путем выдачи определенных команд по изменению их параметров и контролируя их выполнение в интересах текущей передаваемой информации или «впрок», т.е. для поддержания элементов сети связи «в боевой готовности».

Уровень представления данных отвечает за представление передаваемой информации на определенном кодовом языке. Чтобы подчеркнуть роль и отличительную особенность данного уровня, иногда говорят, что прикладной уровень оперирует с *семантикой* (со смыслом информации), а уровень представления данных − с *синтаксисом* (с знаками, которыми представляется информации). Кодовое (знаковое) представление информации фактически и превращает «информацию» в «данные». Дополнительными функциями уровня представления данных, которые хорошо сочетаются с указанным «языковым» кодированием, являются функции *сжатия* информации и *шифрования.* Рассматриваемый уровень является единственным уровнем ЭМВОС, который может не только не потребовать дополнительного расхода ресурсов пропускной способности среды передачи, а наоборот - может уменьшить расход ресурсов, который без этого уровня (т.е. без сжатия) потребовался бы.

Сеансовый уровень отвечает за организацию сеанса связи: устанавливает соединение с заданной удаленной системой, следит за его состоянием в процессе передачи информации и разрывает соединение после окончания сеанса.

Все функции верхних уровней выполняются программно в абонентских системах, которые одновременно решают информационные задачи, располагаемые согласно ЭМВОС в виде информационных прикладных процессов над прикладным уровнем. При этом «служебная информация» и «полезная информация» на верхних уровнях ЭМВОС и выше тесно переплетаются между собой и являются практически неразличимыми с точки зрения реальных сетевых технологий, выполняющих в основном функции нижних уровней. Во многих сетевых технологиях верхние уровни не различаются, *сливаясь в один приклад-*

ной уровень. Поэтому будем далее оперировать понятием *«обобщенный верхний уровень»*, который выполняет все функции прикладного, представительного и сеансового уровней.

В определенном смысле верхние уровни ЭМВОС на столько же тесно переплетаются с внешними прикладными процессами, на сколько физический уровень переплетается с внешней физической средой передачи. При этом в идеальном случае по аналогии с описанием функциональных характеристик физического уровня можно считать, что верхние уровни ЭМВОС обеспечивают согласование прикладных процессов с транспортным уровнем, *не внося дополнительных искажений* и *не отбирая ресурс пропускной способности,* а просто ретранслируя вниз запросы на передачу сообщений и получая обратно результаты передачи с определенным качеством (своевременностью и достоверностью).

Однако, для общности с рассмотренными выше моделями нижних уровней будем считать, что в ПБД обобщенного верхнего уровня присутствуют поля служебной и полезной информации, и что для реализации функций данного уровня могут генерироваться дополнительные служебные ПБД.

Для верхних уровней ЭМВОС *нет общепринятых названий ПБД*, подобных названиям «кадр», «пакет» и «сегмент». Воспользуемся уже введенным ранее понятием «***сообщение***», под которым будем понимать протокольный блок данных обобщенного верхнего уровня. Так как первая буква этого слова «С» уже «занята» названием «сегмент», воспользуемся созвучной латинской буквой «**S**».

Полный объем сообщения обозначим W_S, а объем его информационной и служебной части обозначим $W_{S.И}$ и $W_{S.C}$, соответственно. Для учета сжатия информации введем еще одно условное реально не передающееся поле, имеющее размер $W_{S.O}$ «отброшенной» части исходного сообщения в процессе сжатия. То есть, если некоторый протокол обобщенного верхнего уровня обеспечивает сжатие информации в $K_{сж} > 1$ раз, то

$$W_{S.И} = (W_{S.И} + W_{S.O})/K_{сж}; \quad W_{S.O} = (K_{сж} - 1) \cdot W_{S.И}. \qquad (10.31)$$

В качестве внешних функциональных характеристик верхних уровней ЭМВОС будем рассматривать показатели своевременности и достоверности доставки отдельного сообщения, а также затрат пропускной способности среды передачи, необходимых для реализации этой доставки с помощью протоколов всех уровней ЭМВОС.

Внешние ФХ верхних уровней фактически являются внешними ФХ всего стека протоколов соответствующей сетевой технологии, а также внешними ФХ сети, построенной на основе данной технологии.

10.5.2. Оценка внешних функциональных характеристик верхних уровней ЭМВОС

Поступая с верхних уровней на транспортный уровень сообщение объемом W_S укладывается (полностью или по частям) в информационные поля сегментов. Соответственно среднее время $T_{S.ср}$, передачи сообщения объемом W_S, укладывающегося в M_C сегментов с длиной информационного поля $W_{C.И}$

$$M_C = \lceil W_S/W_{C.И} \rceil \qquad (10.32)$$

соответствует суммарному времени передачи M_C сегментов $T_{C.сум.ср}(M_C)$, расчет которого рассмотрен ранее:

$$T_{S.ср} = T_{C.сум.ср}(M_C). \qquad (10.33)$$

Вероятность приема сообщения хотя бы с одной ошибкой $P_{S.ош}$ можно по аналогии с формулой (10.3) с учетом (10.29) и (10.30) рассчитать следующим образом:

$$P_{S.ош} = P(\geq 1ош) = 1 - (1 - P_{C.ош.б})^{W_S} \approx P_{C.ош.б} \cdot W_S. \qquad (10.34)$$

Вероятность ошибки на бит в сообщении $P_{S.ош.б}$ будет равна рассчитываемой по формуле (10.29) или (10.30) вероятности ошибки на бит на выходе транспортного уровня $P_{C.ош.б}$:

$$P_{S.ош.б} = P_{C.ош.б}. \qquad (10.35)$$

Оценим затраты пропускной способности среды передачи, необходимые для реализации доставки сообщения объемом W_S с помощью протоколов всех уровней ЭМВОС.

«Чистое» время T_S передачи несжатого сообщения составляет

$$T_S = (W_{S.И} + W_{S.O})/V_б, \tag{10.36}$$

а для передачи M_C сегментов, переносящих сообщение объемом W_S, требуется рассчитываемое по формуле (10.33) время $T_{S.ср}$. Следовательно, эффективность использования ресурсов пропускной способности среды передачи (без учета затрат на потоки служебной нагрузки в сети) будет иметь величину:

$$E_S = T_S/T_{S.ср}. \tag{10.37}$$

В отличие от показателей эффективности использования ресурса пропускной способности на нижних уровнях, которые всегда меньше единицы, результат (10.37) может быть больше единицы, если используется достаточно сильное сжатие передаваемой информации.

Таким образом, описанный в данном подразделе математический аппарат может служить учебным инструментом «тестирования» сетевых технологий с многоуровневой архитектурой протоколов, подобной ЭМВОС, путем оценки влияния их внутренних функциональных характеристик (параметров протоколов) на их основные внешние функциональные характеристики, включающие показатели качества услуг в виде показателей своевременности и достоверности передачи информации, при заданных ресурсах пропускной способности среды передачи и параметрах дестабилизирующих факторов (в виде случайных задержек и искажений в каналах передачи, а также в виде случайных моментов времени появления запросов пользователей на передачу информации). При этом обобщенный внутренний показатель эффективности использования пропускной способности E_N на различных уровнях N может рассматриваться также как *относительная информационная скорость*, или *производительность* сети (или элемента сети) в соответствующем информационном направлении.

В рассмотренных моделях отсутствует явный учет влияния физических отказов. Как правило, любые отказы в сети рано или поздно восстанавливаются: или за счет самоустранения причин, или за счет каких-либо изменений в сети (сознательно управляемых или стихийно). Обобщенная характеристика источников отказов может иметь вид интенсивности последствий (хотя это уже совместная характеристика взаимодействия) отказов. При этом в рамках описанных моделей можно предложить следующие варианты учета физических отказов в зависимости от их последствий.

1. Если последствия физических отказов устраняются в течение интервалов времени намного более коротких, чем ПБД, то их можно просто «добавить» к вероятности ошибки на бит $P_{N.ош.б}$ (желательно с учетом группирования ошибок).

2. Если эти последствия устраняются в течение интервалов времени, соизмеримых с длительностью передачи ПБД, то их можно «добавить» к вероятности стирания $P_{N.ст}$.

Отчасти оба эти случая уже обобщены в модели введением эквивалентной вероятности ошибки 0.5 на месте стертого ПБД. Поэтому, в принципе, эти два случая можно свести к одному.

3. Если эти последствия устраняются в течение интервалов времени, соизмеримых с длительностью передачи большого количества ПБД, то можно их «добавить» к вероятностной оценке своевременности $P_{N.T}$ (однако, при использовании алгоритмов автоматического изменения маршрутов подобная оценка своевременности может оказаться слишком пессимистичной).

4. Если эти последствия устраняются в течение интервалов времени, соизмеримых с длительностью функционирования сети, то можно ввести дополнительный традиционный показатель надежности (живучести, готовности и т.п.), например, в виде вероятности отказа информационного направления $P_{отк}$.

Данный показатель $P_{отк}$ можно использовать автономно или совместно с показателем $P_{N.T}$, в том числе с учетом связности сети. При этом первый показатель может отражать то, как связность и способность изменять маршруты позволяют бороться с техническими отказами, а второй показатель - как они позволяют бороться еще и с длительными локальными перегрузками, которые можно отнести к своеобразным техническим отказам.

ЛИТЕРАТУРА

1. Барабаш П.А., Воробьев С.П., Курносов В.И., Советов Б.Я. Инфокоммуникационные технологии в глобальной информационной инфраструктуре / Под ред. Б.Я. Советова. - СПб.: Наука, 2008. - 552с.

2. Олифер В.Г., Олифер Н.А. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколды. Учебник для ВУЗов. 4-е изд. - СПб.: Питер, 2012. - 944с.

3. Таненбаум З., Уэзеролл Д. Компьютерные сети. 5-е изд. - СПб.: Питер, 2012. - 960с.

ЧАСТЬ 5. ТЕХНИКО-ЭКОНОМИЧЕСКАЯ ОЦЕНКА ХАРАКТЕРИСТИК ТРАНСПОРТНОЙ СЕТИ ВЕДОМСТВЕННОЙ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СИСТЕМЫ

Если во 2-й части данной книги рассматривался подход к анализу транспортной сети широкого применения, используемой в общегосударственных сетях, Интернете и т.п., то здесь предлагается метод приближенной оценки транспортных сетей, применяемых в организациях со специфической структурой и специфическими требованиями к передаче, хранению и защите информации, характерными для подразделений специальных служб связи силовых ведомств, которые, как правило, строят для себя выделенные инфокоммуникационные сети. Разработка принципов построения таких сетей, определение требований к оборудованию с последующей выдачей технических заданий на разработку в промышленность требует оценки многочисленных технических и экономических характеристик этих сетей, как правило, в короткие сроки. Предлагаемая методика может помочь решить эту задачу.

ГЛАВА 11. ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ ТЕХНИКО-ЭКОНОМИЧЕСКОЙ ОЦЕНКИ ТРАНСПОРТНОЙ СЕТИ

11.1. Определение исходных данных для технико-экономической оценки транспортной сети

Технологические решения по построению ведомственной транспортной сети (ВТС) определяются следующими внешними факторами:

задачами, стоящими перед ВТС по обеспечению устойчивого, непрерывного, оперативного и скрытого управления подразделениями;

принятой в ведомстве структурой управления;

способами и средствами деструктивного воздействия противника, выражающимися в ядерном, химическом, огневом и ином поражении, РЭП элементов сети, применении средств информационного противоборства;

характером и интенсивностью потоков информации на информационных направлениях и их перераспределением из-за изменения задач по управлению на различных этапах функционирования системы управления, а также вследствие воздействия противника;

географическими условиями района, где осуществляется эксплуатация ВТС;

наличием времени на построение системы связи.

Технологические решения по построению сети связи определяются также следующими внутренними факторами:

укомплектованностью подразделений базовым комплексом технических средств (КТС);

техническим состоянием средств связи;

обученностью обслуживающего персонала и его способностью осуществлять грамотную эксплуатацию КТС;

наличием и состоянием в районах эксплуатации ВТС операторов сетей связи общего пользования (ССОП) ЕСЭ РФ.

Изменение факторов, определяющих структуру сети связи, влечет за собой и изменение структуры сети.

При оценке технологических решений по построению ВТС существуют следующие ограничения:

структурно-топологические, обусловливаемые технически реализуемыми базовыми вариантами структуры элементов и технологических подсистем сети;

технологические, связанные с определенной на этапе проектирования архитектурой телекоммуникационных технологий;

ресурсные, характеризующие ограниченные силы и средства для построения сети связи заданной структуры;

по топологической и физической реализуемости структуры.

Таким образом, в качестве исходных данных для осуществления технико-экономической оценки принимаются следующие:

определенный типовой район построения ВТС и множество координат расположения обменивающихся информацией объектов, взаимное расположение элементов сети задается матрицей расстояний $\|L\| = \left[l_{gh} \right]$;

интенсивности потоков информации (задана матрица информационного тяготения) по приоритетам и классам обслуживания $\|\Lambda\| = \left[\lambda_{gh} \right]$, где λ_{gh} – интенсивность потока (пак/с) между g-м и h-м центрами коммутации;

типовая структура сети задается матрицей расположения центров коммутации сети и матрицей их связности с определенной типовой пропускной способностью звеньев коммутации;

требования, предъявляемые к показателям эффективности сети связи, заданные в виде матрицы показателей качества;

состав и основные характеристики комплекса технических и аппаратно-программных средств, на базе которых реализуется структура сети;

условия функционирования сети связи, характер воздействия противника на элементы структуры сети;

ограничения, накладываемые на выбор структуры сети, определяемые особенностями используемых алгоритмов управления;

ресурс сил и средств связи, необходимый для построения элементов сети.

11.2. Краткое описание способа оценки

Технико-экономическая оценка технологических решений носит обобщенный характер без учета конкретных условий построения сети в конкретном районе. Оценка осуществляется на основе использования типовых вариантов построения системы связи, базовых структур узлов, линий и направлений связи; усредненной информационной нагрузки и интенсивности воздействия деструктивных факторов на элементы сети.

Технико-экономическая оценка построения ВТС осуществляется по группам показателей. Группы показателей ранжируется по значимости в зависимости от определенных условий эксплуатации сети и задачи оценки, определяемой объектами сравнения.

В каждой группе показателей определяется обобщенный показатель, который в дальнейшем используется для многокритериальной технико-экономической оценки.

Общая задача оценки варианта технической структуры ВТС подразделяется на следующие частные задачи, решаемые последовательно:

оценку качества предоставляемых услуг по определенным приоритетам, зависящим от важности передаваемой информации и класса обслуживания;

оценку разведывательной защищенности элементов сети и сети в целом, а также обеспечиваемого уровня информационной безопасности;

оценку структурного построения сети по устойчивости структуры сети, ее доступности, мобильности и необходимого ресурса для построения типовой структуры в нормативном районе;

оценку возможностей системы оперативно-технического и технологического управления по перестроению сети;

определение технологичности предложенного КТС за счет оценки степени его унификации, стандартизации и модульности;

завершается технико-экономическая оценка определением технико-экономической эффективности на этапе эксплуатационного обслуживания сети связи.

Многокритериальная оценка по совокупности разнородных показателей осуществляется лицом, принимающим решения (группой экспертов) на основе определения эмпирико-эвристически обоснованных предпочтений.

Базовый вариант многокритериальной оценки опирается на минимизацию затрат при выполнении требований по значениям показателей предназначения.

11.3. Выбор показателей существенных свойств транспортной сети и критериев их технико-экономической оценки

Для решения задачи технико-экономической оценки должны быть решены следующие основные подзадачи, связанные с показателями существенных свойств ВТС и критериями их оценки: установление показателей, определение порядка вычисления их значений и установление критериев оценки.

Транспортная сеть в силу своей сложности не может быть исчерпывающим образом охарактеризована с помощью одного показателя. В исходной постановке задача технико-экономической оценки организационно-технических решений по построению сети связи всегда представляется как многоцелевая, для ее характеристики необходима совокупность показателей, увязанная в стройную систему.

Критерий оценки варианта технической структуры ВТС по своей сути является правилом, позволяющим оценивать пригодность варианта, сопоставлять варианты и осуществлять выбор наиболее предпочтительного варианта структуры ВТС, добиваться оптимизации по определенному показателю (показателям). Различают критерии пригодности (достаточности), оптимальности и превосходства (сравнения).

Каждый критерий должен удовлетворять следующим основным требованиям: соответствовать основным положениям теории эффективности; соответствовать основным методам оценки эффективности систем; отражать свойства ведомственной связи, характеризующие ее по своевременности, достоверности и безопасности; отражать свойства систем связи, характеризующие их по готовности, устойчивости, мобильности, пропускной способности, доступности ресурсов, разведывательной защищенности и управляемости; обеспечивать полноту, определенность, декомпозируемость, неизбыточность, минимальность и измеримость при оценке эффективности построения ВТС; измерять эффективность построения ВТС в строгом соответствии с целями и задачами, стоящими перед ВТС; характеризовать качество выполняемых задач при использовании технических средств, в т. ч. комплексов (аппаратных) и средств связи, комплексов (средств) автоматизации управления и связи; позволять оценивать эффективность решения задач связи и функций управления связью; быть чувствительным (критичным) по отношению к тем параметрам систем (подсистем, элементов) связи, оптимальное (рациональное) значение которых необходимо определить; иметь количественное выражение; обладать небольшой дисперсией – давать возможность определять количественное выражение с необходимой и достаточной точностью без значительных затрат и потери времени; давать наиболее точную оценку построения ВТС по возможности с разных сторон; иметь определенный физический смысл и быть достаточно простым.

Для решения задачи технико-экономической оценки было определено шесть групп показателей существенных свойств ВТС.

Первая группа – показатели назначения, характеризующие задачи, возлагаемые на систему связи, определяемые качеством обеспечиваемой связи (предоставлением услуг связи):

своевременность доставки сообщений на направлениях связи;

точность и гарантированность доставки сообщений.

Вторая группа – показатели, отражающие способность сети противостоять деструктивному воздействию противника:

разведывательную защищенность;

безопасность связи.

Третья группа – показатели, характеризующие возможности структурного построения сети:

стойкость элементов структуры сети к деструктивному воздействию определенного поражающего фактора (основным поражающим фактором принято воздействие высокоточного оружия (ВТО);

надежность элементов структуры сети;

связность структуры;

структурную устойчивость направлений связи;

доступность элементов сети;

мобильность элементов сети и сети в целом;

ресурсопотребление структуры.

Четвертая группа – показатели управляемости сети, отражающие оперативность перестроения сети при изменении условий функционирования сети связи.

Пятая группа – показатели технологичности КТС, характеризующие сложность эксплуатации сети связи:

степень унификации и стандартизации КТС элементов сети;

модульность КТС.

Шестая группа – экономические показатели сети, характеризующие капитальные и среднегодовые затраты на техническую эксплуатацию сети связи**.**

Далее дается более подробная характеристика показателей каждой группы.

11.4. Краткая характеристика показателей существенных свойств ведомственной транспортной сети

11.4.1. Показатели качества связи (первая группа)

Качество предоставляемых сетью услуг связи определяется такими показателями доставки пакетов, как задержка доставки пакета, вариация задержки пакета (джиттер) и коэффициент потери пакетов.

При этом требования к значениям данных показателей определяются классом предоставляемой связи и уровнем приоритета передаваемой информации (приоритетом пользователя). Так для интерактивных услуг важными параметрами, определяющими их качество, являются задержка доставки пакета и вариация задержки пакета (джиттер), поэтому к значениям показателей данных свойств предъявляются наиболее жесткие требования, а к значениям коэффициента потери пакетов менее жесткие. Для услуг, обеспечивающих передачу данных, соблюдение режима реального времени не требуется, но предъявляются высокие требования по достоверности передаваемой информации, поэтому для данных услуг определяющим является коэффициент потери пакетов (как правило, для данных услуг потеря пакетов не допустима).

Оценка качества предоставления услуг осуществляется по приоритетам передаваемого трафика. При этом приоритет передаваемого трафика зависит от класса услуг и степени важности передаваемой информации. Например, определим для ВТС два

класса трафика – трафик «реального времени» и трафик, не требующий поддержания режима «реального времени». Важность передаваемой информации будем оценивать по трем степеням. В результате разработан вариант таблицы распределения приоритетов обслуживания.

Таблица 11.1

Уровень приоритета трафика в зависимости от степени важности передаваемой информации и класса предоставляемой услуги связи

	Первая степень важности	Вторая степень важности	Третья степень важности
Режим «реального времени»	1-й приоритет	2-й приоритет	4-й приоритет
Без поддержки режима «реального времени»	3-й приоритет	5-й приоритет	6-й приоритет

Оценка качества предоставляемых услуг осуществляется по задержке доставки, вариации задержки и коэффициенту потери пакетов по представленным в табл. 11.1 приоритетам.

Таким образом, оценка качества предоставляемых услуг оценивается по следующим показателям:

среднему времени доставки сообщения *r*-го приоритета в *i*-м маршруте $t_{\text{дс}i}(r)$;

вероятности своевременной доставки сообщения *r*-го приоритета по *i*-му маршруту $P\ t_{\text{дс}i}(r) \le t_{\text{дс}i}^{\text{тр}}(r)$;

джиттеру задержки, определяемому как среднеквадратичное отклонение значения времени доставки сообщения *r*-го приоритета в *i*-м маршруте $\text{у}_{\text{дс}i}(r)$;

коэффициенту (вероятности) потери пакетов PLR_i^r (IPLR – в IP-сетях, PLR – в сетях с виртуальными соединениями) (согласно Рекомендациям МСЭ-Т коэффициент потерь пакетов определяется как отношение общего количества потерянных пакетов к общему числу переданных пакетов) .

Определим критерии по показателям первой группы.

Для оценки свойств сети связи по показателям первой группы используются критерии пригодности (достаточности). Для использования данного класса критериев необходимо установить требования на численные значения показателей эффективности и осуществлять сравнение с ними полученных значений конкретного варианта структуры сети.

Для выполнения требований по своевременности доставки сообщений должны быть выполнены следующие условия:

$$t_{\text{дс}\,i}(r) \le t_{\text{дс}\,i}^{\text{тр}};$$

$$P\ t_{\text{дс}\,i}(r) \le t_{\text{дс}\,i}^{\text{тр}}(r)\ \ge p^{\text{треб}}\ \ t_{\text{дс}\,i}(r) \le t_{\text{дс}\,i}^{\text{тр}}\ ;\ \text{у}_{\text{дс}\,i}(r) \le \text{у}_{\text{дс}\,i}^{\text{тр}}.$$

Для выполнения требований по точности доставки сообщений должны быть выполнены следующие условия: $\text{PLR}_i^r \le \text{PLR}_i^{r\,\text{треб}}$.

11.4.2. Показатели безопасности связи (вторая группа)

Оценка уровня обеспечения безопасности связи на элементах ВТС производится по коэффициенту защищенности, отражающему реализованные в центрах коммутации механизмы, технические и организационные меры, направленные на защиту передаваемой информации.

Для выполнения требований по безопасности доставки сообщений должны быть выполнены следующие условия: $\overline{k_{\text{защ}}} \geq \overline{k_{\text{защ}}}^{\text{треб}}$.

Для оценки разведывательной защищенности направления связи в качестве показателя примем вероятность вскрытия разведкой противника направления связи и сети связи в целом в течение времени, не превышающего допустимое: $P_{\text{рз}}(t_{\text{вс}} \leq t_{\text{доп}})$.

Вероятность вскрытия разведкой противника направления связи и сети связи в целом в течение времени, не превышающего допустимого, должна быть меньше нормативно установленного значения: $P_{\text{рз}}(t_{\text{вс}} \leq t_{\text{доп}}) \leq P_{\text{рз}}^{\text{доп}}(t_{\text{вс}} \leq t_{\text{доп}})$.

11.4.3. Показатели надежности и живучести (третья группа)

Стойкость элементов структуры сети к определенному поражающему фактору оценивается вероятностью выживания элемента после воздействия z-го поражающего фактора $P^{z}_{\text{выж}}$.

Надежность элементов структуры сети традиционно оценивается коэффициентом исправного действия элемента $K_{\text{и}}$, имеющего смысл вероятности того, что элемент системы окажется в работоспособном состоянии в произвольный момент времени, а также средней продолжительностью простоя $\bar{t}_{\text{пр}}$.

Для комплексной оценки устойчивости элемента введем показатель оперативной готовности элемента $P_{\text{ог}}$, учитывающий стойкость и надежность элемента структуры.

Связность структуры сети характеризуется наличием независимых путей передачи сообщений в сети. Минимальное количество независимых путей на направлениях связи $k_{\text{св}}$ в сети и является показателем связности сети.

Устойчивость является комплексным свойством, включающим в себя надежность, помехоустойчивость и живучесть. Структурную устойчивость ВТС определяют стойкость элементов структуры и их надежность; влияние помехоустойчивости целесообразно учитывать при рассмотрении структуры первичной сети связи, а именно линий связи в составе звена коммутации.

Задача оценки структурной устойчивости сети связи может решаться в следующих основных направлениях:

определение вероятности исправного действия направлений связи и сравнение полученных результатов с требуемым значением, определяемым группой важности информационного направления;

определение вероятности сохранения связности всех элементов сети и сравнение с требуемым;

определение вероятности выживания определенной доли направлений связи и сравнение с требуемым.

В качестве показателей структурной устойчивости сети традиционно принимают вероятность связности двухполюсных сетей связи (направлений связи) $P_{\text{св}i}$, данное событие

имеет место при наличии хотя бы одного исправного пути передачи информации на информационном направлении.

В качестве показателя, характеризующего устойчивость структуры сети связи в целом, примем долю направлений связи D, сохранивших работоспособность.

Доступность ВТС можно рассматривать для конкретного должностного лица, для группы должностных лиц, для соответствующего органа управления (оперативного состава определенного пункта, объекта управления). Также можно осуществлять оценку доступности услуг связи по службам на информационном направлении. Для оценки доступности ВТС введем показатель d_V, который имеет смысл вероятности того, что в данной точке района пользователь может получить доступ не менее чем к V элементам сети связи.

Традиционно к оценке свойства мобильности системы (сети) электросвязи, как способности элемента (УС и др.) системы (сети) перемещаться в ходе ведения операции, подходили с позиции определения продолжительности его свертывания, перемещения и развертывания, и, вероятности своевременного выполнения этих процедур.

Для оценки степени подвижности центра коммутации используется показатель – коэффициент тактической маневренности.

Физический смысл коэффициента маневренности состоит в том, что он определяет долю времени, которое затрачивается на совершение тактического маневра, к общему времени проведения определенного этапа операции ввиду высокой динамичности ведения современной операции.

Для оценки свойств сети связи по показателям третьей группы также будем использовать критерии пригодности (достаточности).

Вероятность выживания элемента после воздействия z-го поражающего фактора должна быть выше нормативно установленного значения $P^z_{\text{выж}} \geq P^z_{\text{выж треб}}$.

Надежность элементов структуры сети $K_u \geq K_{u\ \text{треб.}}$ при времени простоя $t_{\text{пр}} \leq t_{\text{пр треб}}$.

Показатель оперативной готовности $P_{\text{ог}} \geq P_{\text{ог треб}}$.

Связность структуры оценивается по следующему критерию: $k_{\text{св}} \geq k^{\text{тр}}_{\text{св}}$.

По показателю структурной устойчивости сети отметим следующее: вероятность связности направлений связи определяется в зависимости от степени важности направления связи и ее значение должно удовлетворять условию $P_{\text{св}i} \geq P_{\text{св треб}i}$. Значение доли направлений связи, сохраняющих работоспособное состояние должно удовлетворять условию $D \geq D_{\text{треб}}$.

Для оценки доступности будем использовать требование $d_v \geq d_{v\,\text{треб}}$, а для оценки мобильности $K^{\text{Т}}_{\text{М}} \leq K^{\text{Т треб}}_{\text{М}}$.

В качестве показателя оценки ресурсопотребления целесообразно использовать объем сил и средств связи, необходимый для развертывания, эксплуатации и обеспечения нормального функционирования сети связи определенной структуры.

Введем следующие показатели:

количество развертываемых типовых центров коммутации базовой коммутируемой сети $N_{\text{цк}}$;

суммарная потребность в линиях первичной сети связи, оцениваемая по количеству потоков E1 N_{E1}, необходимых для построения структуры сети, удовлетворяющей требованиям по остальным показателям;

объем необходимого резерва сил и средств связи для восстановления элементов сети в ходе проведения операции $V_{\text{рез}}$ (объем сил и средств связи, необходимых для развертывания заданного количества типовых центров и звеньев коммутации).

11.4.4. Показатели управляемости сети (четвертая группа)

Управляемость характеризует способность сети связи реагировать на управленческие воздействия. Управляемость сети с точки зрения оценки технологических решений по построению ВТС оценивается по оперативности сетевого и технологического управления, т. е. уровня управления сетью и элементами сети. Наиболее сложной и продолжительной процедурой на этих уровнях является процедура изменения маршрутов передачи сообщений. Основным показателем качества управляемости принимаем общее время формирования и коррекции плана распределения нагрузки $T_{ц}$ при централизованном (децентрализованном) способе динамического управления.

Соответственно критерием оценки по данной группе будет критерий достаточности $T_{ц} \le T_{ц}^{треб}$.

11.4.5. Показатели технологичности (пятая группа)

Основными показателями, используемыми для оценки стандартизации и унификации КТС в методике приняты следующие:

коэффициент унификации $\eta_{ун}$;

коэффициент повторяемости $\eta_{п}$;

коэффициент стандартизации $\eta_{с}$;

коэффициент межпроектной (межсистемной) унификации $K_{МУ}$;

полное разнообразие модульных машин R_{Σ};

номенклатурное разнообразие модулей R_{v};

номенклатурный потенциал модуля φ_{ir};

номенклатурный потенциал системы модульных машин φ_{v};

целевой потенциал системы модульных машин φ_{z}.

В качестве критериев качества для всех показателей данной группы определены критерии пригодности (соответствия), которые условно можно представить следующим образом: $R \ge R^{треб}$, где R – соответствующий показатель качества; $R^{треб}$ – требуемое значение данного показателя.

11.4.6. Экономические показатели (шестая группа)

Шестая группа показателей определяется в целях проведения технико-экономического анализа по методу «эффект – затраты». «Эффект» оценивается по значениям показателей с первой по шестой групп.

Основным показателем, используемым для проведения экономической оценки являются требуемые затраты $C_{тр}$ на построение сети связи.

В качестве дополнительных показателей используются затраты на создание $C_{созд}$ и среднегодовые затраты на эксплуатацию КТС ВТС $C_{эксп.}$.

В зависимости от этапа исследования для технико-экономической оценки могут быть использованы следующие критерии:

первый вариант

$$C_{созд} \le C_{созд}^{треб} \qquad C_{эксп} \le C_{эксп}^{треб} \qquad C_{созд} \le C_{созд}^{треб},$$

второй вариант

$C_{\text{созд}} \le C_{\text{созд}}^{\text{треб}} \qquad C_{\text{эксп}} \to \min \qquad C_{\text{созд}} \to \min,$

третий вариант

$C_{\text{созд}} \to \min \qquad C_{\text{эксп}} \to \min \qquad C_{\text{созд}} \to \min.$

11.5. Выбор методов технико-экономической оценки транспортной сети

Важнейшей задачей оценки эффективности сети связи является оценка качества предоставляемых услуг связи. Решение этой задачи достигается распределением информационных потоков в сети, составлением квазиоптимального плана распределения нагрузки для статической маршрутизации, оценкой ВВХ сети. Стоит отметить, что оценка ВВХ сети при статических алгоритмах маршрутизации дает худшие результаты, чем при реализации динамической маршрутизации, но для принятия решения по построению структуры сети такое допущение практически оправдано. Расчет ведется на «худший» случай.

Для моделирования процессов функционирования ВТС широко используется математический аппарат теории сетей массового обслуживания (СеМО). При этом СеМО представляет собой граф $G(N, M)$, в котором циркулируют пакеты, переходящие в соответствии с маршрутной таблицей из одного узла сети в другой. Вместе с тем, с точки зрения аналитического моделирования, общим для применяемых в ВТС телекоммуникационных технологий (TCP/IP, FR, ATM, MPLS и др.) является то, что в них поддерживается два основных вида передачи – датаграммный и виртуальный, а также реализуются механизмы управления на основе организации очередей, приоритезации трафика, резервирования ресурсов и др.

При этом для обеспечения требуемого качества обслуживания путем централизованного управления классами обслуживания основным видом передачи является режим составления и коммутации виртуальных каналов.

При виртуальном режиме передачи все пакеты одного сообщения проходят по одному маршруту последовательно через n его фаз. В результате изменение порядка следования пакетов в сообщении не допускается. Виртуальная коммутация осуществляется логически, при этом возможно временное прерывание процесса передачи одного сообщения для передачи другого. В современных сетях с КП предусматривается два типа виртуальных каналов: постоянный, устанавливаемый на длительный срок, а также коммутируемый, устанавливаемый и разъединяемый пользователем по запросу.

В общем случае СеМО бывают однородными и смешанными, открытыми и замкнутыми. В однородных СеМО циркулируют сообщения (пакеты) одного класса, в смешанных сетях циркулируют разнородные сообщения (пакеты) $r = \overline{1,R}$ классов с различными требованиями к качеству обслуживания. В открытых СеМО сообщения поступают извне и, пройдя определенный цикл обслуживания, покидают ее. В замкнутых СеМО сообщения извне не поступают и не покидают ее, количество сообщений, циркулирующих в сети, постоянно.

Для анализа процессов функционирования СеМО могут использоваться точные и приближенные методы.

Точные методы анализа разработаны для однородных экспоненциальных, а также смешанных СеМО (с несколькими классами сообщений). При этом в узлах подобных СеМО должны функционировать:

одноканальные и многоканальные системы массового обслуживания (СМО) с дисциплиной обслуживания «первым пришел – первым обслужен», длительность

обслуживания сообщений всех классов имеет экспоненциальное распределение с общей интенсивностью;

одноканальные СМО с дисциплиной разделения процессора;

многоканальные СМО с бесконечным числом обслуживающих приборов и дисциплиной разделения процессора;

одноканальные СМО с дисциплиной обслуживания «последним пришел – первым обслужен».

Исследование процессов функционирования подобных СеМО осуществляется с применением итерационных алгоритмов свертки и анализа средних значений.

При увеличении размерности сети применение точных методов анализа становится проблематичным из-за большого числа состояний анализируемой модели и возникающими вычислительными трудностями, характерными для NP-полных задач. В данных задачах наблюдается экспоненциальный рост числа операций в зависимости от числа узлов и классов сообщений. Кроме того, необходимость исследования более широкого класса неэкспоненциальных смешанных СеМО (с произвольной длительностью обслуживания, рекуррентным входящим) определяет использование приближенных методов.

Приближенные методы анализа СеМО основаны на использовании имитационного моделирования и аналитических методов.

Имитационное моделирование является мощным средством приближенного анализа СеМО и основывается на теории вероятностей, математической статистики и планирования эксперимента. Вместе с тем имитационное моделирование требует значительных временных ресурсов на разработку и проведение экспериментов, особенно для СеМО большой размерности и получения статистически устойчивых оценок для малых значений вероятностей событий (например, вероятности потери пакета $\leq 10^{-5}$ с точностью порядка 1 %).

Аналитические приближенные методы исследования СеМО в настоящее время достаточно хорошо разработаны и в большинстве случаев не требуют больших временных затрат на машинное моделирование, что и определяет их широкое применение. Преимущество аналитических методов заключается в том, что они позволяют за конечное число шагов получить точечные или интервальные оценки процессов функционирования исследуемых сетей связи. При этом, как показывает практика, характеристики функционирования большинства исследуемых сетей лежат в интервале, задаваемом экспоненциальным (наихудший случай) и детерминированным (наилучший случай) временем обслуживания.

Среди аналитических приближенных методов необходимо выделить метод декомпозиционной аппроксимации, который применяется для анализа СеМО в широком диапазоне изменения входных данных, видов функций распределения входящих потоков (включая потоки от ограниченного числа источников) и длительности обслуживания, дисциплин обслуживания и типов сетевых структур. Основные идеи данного метода заключаются в:

декомпозиции исходной СеМО на отдельные СМО (двухполюсную многофазную СМО), составлении и решении системы уравнений сохранения потоков;

аппроксимации распределений пребывания (обслуживания) сообщений (пакетов) в сети с помощью распределений Эрланга, Кокса, гамма или экспоненциального распределения (в зависимости от условий функционирования сети).

Декомпозиционная аппроксимация позволяет повысить эффективность анализа СеМО в вычислительном отношении и осуществлять расчеты на наихудший случай. При этом точность аппроксимации зависит от конкретной структуры сети, сходимости потоков к простейшему, выбранной аппроксимации функции распределения времени пребывания пакетов в сети и других факторов.

В разработанной методике моделирование ВТС будет осуществляться на основе метода декомпозиционной аппроксимации моделью открытой смешанной СеМО с *r*-классами сообщений. При этом в узлах данной сети функционируют СМО с комбинированным обслуживанием: ожиданием, относительными приоритетами (по классам качества услуг и категориям пользователей) и ненадежными каналами при фиксированном и экспоненциальном времени обслуживания пакетов.

За последние несколько лет было разработано определенное множество разных методов точного и приближенного расчета и оценки устойчивости структур сетей связи. Существуют основные традиционные методы оценки структурной устойчивости сложных систем связи. К ним относятся методы прямого перебора состояний путей, прямого перебора состояний системы, разложения, булевой алгебры, теории игр, корреляционные, комбинированные и статистической оценки. Практическое применение того или иного метода определяется постановкой задачи, степенью точности исходных вероятностей исправного состояния элементов, размерностью исследуемой сети и производительностью вычислительной техники, а также наличием времени на расчеты.

Основным недостатком точных методов является высокая трудоемкость, что делает их малопригодными для практического применения при анализе устойчивости больших сетей. Для решения практических вопросов оценки структуры сети достаточно гарантировать, что истинное значение вероятности устойчивости сети находится в «минимаксных» пределах $P_{\min} \le P_{\text{ист}} \le P_{\max}$. Поэтому разрабатывались различные методы приближенной оценки устойчивости структуры. Это методы оценки Эзари-Прошана, Литвака-Ушакова, экспресс-оценки, моно-экспресс-оценки, оценки Полесского. Методы приближенной двухсторонней оценки дают верхнюю и нижнюю границы для точного значения вероятности связности двухполюсных сетей. Практическая ценность методов двусторонней оценки состоит в том, что при оценке сетей связи, как правило, отсутствует необходимость точного расчета значения показателя устойчивости сети, поскольку исходные данные по устойчивости элементов обладают значительной степенью неопределенности из-за возникающих трудностей в предсказании характера, способа и последовательности соответствующего воздействия на элементы сети со стороны противника.

При решении задач оценки основным методом технико-эконо-мического анализа является анализ по критерию «эффект – затраты».

Анализ по критерию соотношения стоимости и эффекта есть процесс сопоставления альтернативных путей (способов) выполнения задачи, выраженных в терминах полученной выгоды (эффекта) и затраченных ресурсов (стоимости). Он применяется, когда сравниваются аналогичные, однотипные системы, предназначенные для решения определенной задачи.

Все используемые при определении затрат методы в зависимости от объема, характера и качества исходной информации о новых КТС и КТС-аналогах можно разбить на четыре класса: статистические, параметрические, экспертные и нормативные.

Для проведения технико-экономического анализа построения цифровой ВТС с интеграцией служб был выбран нормативный метод оценки затрат на эксплуатацию, предназначенный для оценки затрат на эксплуатацию существующих КТС. В основу метода положен принцип определения прямых среднегодовых эксплуатационных затрат на образец КТС.

Ввиду того, что комплексная оценка сразу по нескольким показателям затруднительна, могут быть использованы методы обобщенного показателя, главного показателя и последовательных уступок. В разработанной методике нашел применение метод главного показателя, и в качестве главного показателя выбран показатель экономической эффективности.

ЛИТЕРАТУРА

1. Давыдов А.Е., Максимов Р.В., Саввицкий О.К. Безопасность ведомственных интегрированных инфокоммуникационных систем. – СПб.: Изд. Политехнического университета, 2011. - 192с.

2. Шуклин А. Транспортные сети мобильных операторов: время переходить на IP. – Экспресс-Электроника, 2006.

3. Воробьев С.П., Давыдов А.Е., Курносов В.И. Жизненный цикл инфокоммуникационных сетей. – М: Управление делами Президента РФ, 2012. – 344с.

ГЛАВА 12. МОДЕЛИ И МЕТОДЫ РАСЧЕТА ПОКАЗАТЕЛЕЙ ЭФФЕКТИВНОСТИ ТРАНСПОРТНОЙ СЕТИ ВЕДОМСТВЕННОЙ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СИСТЕМЫ

12.1. Модели расчета первой группы показателей качества связи транспортной сети

12.1.1. Порядок расчета среднего времени доставки сообщений в транспортной сети на основе виртуальных соединений

Транспортная сеть на основе виртуальных соединений моделируется в виде многофазной СМО, функционирующей в режиме без перегрузок. При этом фазы обслуживания соответствуют совокупности центров коммутации в выбранном маршруте доставки сообщения. Каждая фаза обслуживания моделируется СМО типа $\overrightarrow{M}_r / D/1/\infty$, $\overrightarrow{M}_r / M/1/\infty$ (или СМО $\overrightarrow{M}_r / M/V/WL/PRR$, $\overrightarrow{M}_r / M/G/WL/IPRR$, $\overrightarrow{M}_r / D/V/WL/PRR$, $\overrightarrow{M}_r / D/G/WL/IPRR$ при ограничениях сетевых ресурсов). Основными критериями оценки виртуальных СеМО принимаются среднее время и вероятность своевременной доставки, а также производительность обработки сообщений.

Для ВТС на основе коммутируемых виртуальных соединений, с учетом этапов установления, поддержания и разъединения виртуальных соединений, можно записать следующие выражения для среднего времени доставки сообщения r-го приоритета в i-м маршруте:

$$t_{\text{дс}\,i}(r) = t_{\text{дс}\,0i}(r) + t_{\text{уст}\,i} + t_{\text{под с}\,i}, \tag{12.1}$$

где $t_{\text{дс}\,0i}(r)$ – среднее время доставки сообщения r-го приоритета ($r = \overline{1,R}$) по i-му маршруту $i = \overline{1,I}$ в нормальных условиях функционирования, измеряемое от момента передачи сообщения отправителем, до момента его успешного приема станцией получателем (межконцевая (сквозная) задержка доставки сообщения); $t_{\text{уст}\,i}$ – среднее время установления (разъединения) соединения в i-м маршруте доставки информации $i = \overline{1,I}$, измеряемое от момента передачи узлом-источником запроса на соединение (разъединение) до получения им подтверждения, что соединение установлено (разъединено), для постоянных виртуальных каналов $t_{\text{уст}} = 0$; $t_{\text{под с}\,i}$ – среднее время, затрачиваемое на поддержание непрерывности соединения, которое характеризует совокупность длительностей циклов управления, направленных на восстановление этапа передачи информации при действии различных дестабилизирующих факторов, определенных условиями функционирования ВТС.

Такой подход к оценке показателей своевременности (оперативности или скорости) информационного обмена по его фазам (доступ или установление соединения, передача информации, разъединение) соответствует рекомендациям МСЭ-Т.

Расчеты среднего времени установления (разъединения) соединений, а также среднего времени, затрачиваемого на поддержание непрерывности соединения, определяются конкретными механизмами, реализуемыми протоколами передачи (X.25, TCP/IP, ATM и др.).

Среднее время доставки сообщения r-го приоритета по i-му маршруту в нормальных условиях функционирования (межконцевая задержка) определяется выражением:

$$t_{\text{дс}0\,i}(r) = 2t_{\text{кд}}(r,z) + t_{\text{сс}}(r) + \sum_{q(r)} T_{\text{дп}\,i}(r), \qquad r = \overline{1,R}, \tag{12.2}$$

где $t_{\text{кд}}(r,z)$ – среднее время кодирования (декодирования) информации r-го приоритета, характеризуемое методами обработки данных и обеспечения информационной безопасности заданного класса; $T_{\text{дп}\,i}(r)$ – среднее время доставки пакетов в i-м маршруте; q (r) – среднее число пакетов в сообщении r-го приоритета; $t_{\text{сс}}(r) = t_{\text{сегм}\,i}(r) + t_{\text{с}}(r)$ – среднее время сегментации и сборки пакетов r-го приоритета, которое определяется задержкой на сегментацию на передающей $t_{\text{сегм}\,i}(r)$ и синхронизацией пакетов $t_{\text{с}}(r)$ на приемной стороне.

Среднее время доставки пакетов r-го приоритета в i-м маршруте (средняя задержка передачи пакета IPTD) определяется выражением:

$$T_{\text{дп}\,i}(r) = \sum_{k_i} [t_{\text{пп}\,k}(r) + t_{\text{р}\,k}], \qquad k_i = \overline{1,K_i} \tag{12.3}$$

где k_i – число интервалов связи (фаз обслуживания) в i-м маршруте; $t_{\text{пп}\,k}(r)$ – среднее время пребывания пакета r-го приоритета на k-м звене коммутации (в k-м узле сети); $t_{\text{р}\,k} = S_k / v$ – задержка распространения сигнала на k-м звене коммутации, зависящая от скорости распространения электромагнитных волн в реальных средах v и расстояния S_k. К примеру, для оптического транспорта $t_{\text{р}k} \approx 5 \cdot S_{k\,[\text{км}]}(\text{мкс})$.

Величина $\sum_{k_i} t_{\text{пп}\,k}(r)$ представляет собой суммарную задержку пакета в звеньях коммутации (центрах коммутации) на i-м маршруте. Средние задержки в центрах коммутации (маршрутизаторах), которые можно использовать для практических расчетов, приведены в табл. 12.1.

Таблица 12.1

Примеры типичных задержек, вносимых маршрутизаторами, выполняющими разные роли

Роль	Средняя общая задержка (сумма организации очереди и обработки)	Изменение задержки
Шлюз доступа	10 мс	16 мс
Межсетевой шлюз	3 мс	3 мс
Распределение	3 мс	3 мс
Ядро	2 мс	3 мс

Для ВТС на основе виртуальных соединений, к примеру, MPLS, в составе сети можно выделить два основных типа маршрутизаторов: маршрутизаторы коммутации по меткам (LSR) и граничные коммутирующие по меткам маршрутизаторы (LER). Первые используются в качестве транзитных, выполняют пересылку пакетов по меткам и обладают большой производительностью, вторые являются функционально более сложными, так как выполняют функции обычного IP-маршрутизатора и функцию добавления метки и поэтому обладают меньшей производительностью.

Тогда суммарную задержку пакетов в центре коммутации на i-м маршруте сети MPLS можно представить в виде соотношения:

$$t_{\text{пп}\,i}(r) = \sum_{j=1}^{N_{\text{LSR}}} t_{\text{пп}\,j}(r) + \sum_{l=1}^{N_{\text{LER}}} t_{\text{пп}\,l}(r), \quad (12.4)$$

где N_{LSR} и N_{LER} – соответственно количество транзитных и граничных маршрутизаторов коммутации по меткам на i-м маршруте сети.

Центры коммутации ВТС с достаточной для практических целей точностью описываются моделью СМО $\overrightarrow{M}_r / M / V / WL / PRR$ с комбинированным обслуживанием: с ожиданием, потерями и относительными приоритетами. В обозначении $\overrightarrow{M}_r / M / V / WL / PRR$ принято: $\overrightarrow{M}_r$ – r простейших потоков с приоритетами $r = \overline{1, R}$, поступающих на вход СМО; M – показательная функция распределения длительности обслуживания; V – количество обслуживающих приборов (с одинаковой пропускной способностью); WL – ограниченная очередь; PRR – обслуживание с относительными приоритетами.

В СМО имеется общий для пакетов различных приоритетов буфер объемом K и реализуется следующая дисциплина обслуживания:

а) если в момент поступления пакета с любым приоритетом имеются свободные каналы (состояние СМО: $0 \le i < V - 1$), то он немедленно обслуживается;

б) в случае занятости всех каналов (состояние СМО: $V \le i < V + K$) поступивший пакет l-го приоритета становится в очередь и принимается на обслуживание раньше пакета j-го приоритета, если l < j. Если в момент поступления пакета l-го приоритета в очереди имелось K пакетов (буфер заполнен полностью), то поступивший пакет либо принимается в очередь (если в ней имеются пакеты с более низким приоритетом, при этом последний пакет с низшим приоритетом вытесняется из СМО), либо теряется (если в очереди имеются только пакеты с равным или более высоким приоритетом);

в) пакеты r-го приоритета, находящиеся в очереди, обслуживаются в порядке их поступления.

Согласно такой дисциплине обслуживания в СМО при постановке в очередь и управлении очередью действуют абсолютные, а при обслуживании – относительные приоритеты. Применение абсолютных приоритетов для управления очередью обеспечивает обслуживание пакетов без прерываний, но при этом минимизируются потери и среднее время ожидания приоритетных пакетов.

Среднее время пребывания пакетов r-го приоритета в СМО $\overrightarrow{M}_r / M / V / WL / PRR$ с ненадежными обслуживающими приборами (ОП) складывается из среднего времени ожидания обслуживания $\tilde{w}_r$ и среднего времени обслуживания h ненадежным обслуживающим прибором:

$$\tilde{t}_{\text{пп}}(r) = \tilde{w}_r + h. \quad (12.5)$$

При этом предполагается, что:

на интервале восстановления отказы не возникают;

обслуживающие приборы (ОП) выходят из строя независимо от их занятия с интенсивностью, значительно меньшей интенсивности поступления в СМО пакетов различных приоритетов;

отказы ОП обладают абсолютным приоритетом по отношению к приоритетам пакетов, что при появлении отказа приводит к прерыванию обслуживания пакетов;

выход из строя ОП приводит к его временному исключению из пользования (до восстановления), причем выходы из строя ОП не зависят от поступления в СМО пакетов.

Средняя длительность обслуживания пакетов r-го приоритета h в СМО $\overrightarrow{M}r/M/V/WL/PRR$ с ненадежными ОП отсчитывается от момента начала обслуживания пакета до момента окончания его обслуживания и складывается из собственного времени обслуживания пакета b, а также времени восстановления ОП, когда он выходит из строя во время обслуживания, и может быть рассчитано по формуле:

$$h = \frac{1}{\mu K_{\text{г}}}. \tag{12.6}$$

Среднее время ожидания обслуживания пакетов r-го приоритета в СМО $\overrightarrow{M}_r/M/V/WL/PRR$ с ненадежными ОП рассчитывается на основе рекуррентного выражения:

$$\tilde{w}_r = \begin{cases} \tilde{w}_1^*, & r = 1; \\ \dfrac{\Lambda_r}{\lambda_r} \cdot \left(\tilde{w}_r^* - \dfrac{\Lambda_{r-1}}{\Lambda_r} \cdot \tilde{w}_{r-1}^* \right), & r = \overline{2, R}, \end{cases} \tag{12.7}$$

где $\tilde{w}_r^*$ – среднее время ожидания обслуживания в бесприоритетной СМО с ненадежными ОП и суммарной входящей нагрузкой ρ_r, определяемое из выражения:

$$\tilde{w}_r^* = \begin{cases} \displaystyle\sum_{k=0}^{V-1} E_k \cdot \frac{P_{V-k}(r, V-k)}{1 - P_{(V-k)+K}(r, V-k)} \cdot \frac{1}{\mu \cdot \ V-k} \cdot \left(1 - \frac{\rho_r}{V-k}\right)^{-2} \times \\ \quad \times \left[1 - \ K+1 \ \cdot \left(\frac{\rho_r}{V-k}\right)^K + K \cdot \left(\frac{\rho_r}{V-k}\right)^{K+1} \right] + \frac{E_V}{d \cdot V}, & \dfrac{\rho_r}{V-k} \neq 1; \\ \displaystyle\sum_{k=0}^{V-1} E_k \cdot \frac{P_{V-k}(r, V-k)}{1 - P_{(V-k)+K}(r, V-k)} \cdot \frac{K \cdot \ K+1}{2 \cdot \mu \cdot \ V-k} + \frac{E_V}{d \cdot V}, & \dfrac{\rho_r}{V-k} = 1. \end{cases} \tag{12.8}$$

В выражении (12.8) E_k – вероятность наличия k исправных каналов в приоритетной СМО с ненадежными ОП, определяемая распределением Бернулли:

$$E_k = \frac{C_V^k \cdot \rho_{\text{н}}^k}{\sum_{m=0}^{V} C_V^m \rho_{\text{н}}^m} = C_V^k \cdot K_{\text{П}}^k \cdot \ 1 - K_{\text{П}}^k \ ^{V-k}, \quad C_V^k = \frac{V!}{V-k \ !\cdot k!}, \quad k = \overline{0, V}, \tag{12.9}$$

где $\rho_{\text{н}} = c/d$ – параметр интенсивности нагрузки отказов ОП ($c << \lambda_r$); $K_{\text{П}}$ – коэффициент простоя ОП; $c = (T_0)^{-1}$, $d = T_{\text{П}}^{-1}$ – соответственно интенсивность исправной работы и восстановления ОП; T_0, $T_{\text{П}}$ – среднее время исправной работы и восстановления ОП, имеющие экспоненциальное распределение.

Многоканальные СМО типа $\overrightarrow{M}r/M/G/WL/IPRR$ с относительными приоритетами и резервированием ресурсов.

Согласно классификации Кендалла-Башарина в обозначении СМО $\overrightarrow{M}r/M/G/WL/IPRR$: G – способ неполнодоступного включения ОП; I – индивидуальная очередь к каждому ОП (или группе ОП).

С целью эффективного управления трафиком в условиях ограниченных сетевых ресурсов ВТС и обеспечения заданного качества обслуживания может применяться дисциплина обслуживания с относительными приоритетами и полнодоступным (неполнодоступным) включением каналов, совместным (раздельным) использованием накопителей. Данная дисциплина обслуживания обеспечивает резервирование ресурсов (каналов и накопителей) для трафика с различными требованиями к качеству обслуживания (приоритетами).

Предполагаются, как и ранее, принятыми следующие допущения:

пуассоновская аппроксимация входящих потоков классов $r=\overline{1,R}$;

дисциплина обслуживания с относительными приоритетами $r=\overline{1,R}$ по классам качества услуг и категориям пользователей;

переменная длина пакетов, характеризуемая показательной функцией распределения;

конечная надежность обслуживающих приборов;

ограничение очереди объемом К;

организация V независимых каналов для повышения надежности передачи на направлении связи.

Исследуемая система состоит из $0<V<\infty$ одинаковых обслуживающих приборов (с одинаковой пропускной способностью) и буфера объема $0<K<\infty$. В СМО введены ограничения на использование канальных ресурсов $V_r \le V$ и комплектов ожидания $K_r \le K$ пакетами различных приоритетных классов. Приоритеты объединены в частном случае в две группы: $r=\overline{1,J}$, $r=\overline{J+1,R}$, $J<R$. При этом для пакетов с приоритетами $r=\overline{1,J}$, $J<R$. доступны все V обслуживающих приборов $(V_r=V)$ и выделена часть буфера $(K_r<K)$ из общего объема буфера К. Для вызовов оставшихся приоритетов $r=\overline{J+1,R}$, вводится ограничительный порог – доступна только часть общих ОП $V_r \le V$ и выделена часть буфера $K_r \le K$ из общего объема буфера К, так что $\sum_{r=1}^{R} K_r = K$ Внутри каждого из приоритетных классов $r=\overline{1,J}$, $r=\overline{J+1,R}$, выделенный буфер используется совместно пакетами данных приоритетных классов.

Обслуживание пакетов в исследуемой многоканальной СМО с относительными приоритетами и резервированием ресурсов (РР) происходит в соответствии со следующей дисциплиной:

1. Если в момент поступления пакета с приоритетом $r=\overline{1,J}$, $r=\overline{J+1,R}$ имеются свободные из доступных для данного приоритетного класса ОП (состояние СМО $0<i\le V_r$), то он немедленно поступает на обслуживание.

2. В случае занятости всех доступных ОП (состояние СМО $0 \le i \le V_r + K_r$) организуются раздельные очереди для пакетов с приоритетами $r = \overline{1, J}$, $r = \overline{J+1, R}$, соответственно. При этом в каждой из них реализуется следующая дисциплина обслуживания: при постановке пакета в очередь действуют абсолютные приоритеты, а при выборке пакетов на обслуживание – относительные приоритеты. Применение абсолютных приоритетов при постановке в очередь минимизирует потери и среднее ожидания приоритетных пакетов из групп $r = \overline{1, J}$, $r = \overline{J+1, R}$. В результате в каждой очереди пакет l-го приоритета принимается на обслуживание раньше пакета j-го приоритета, если l < j.

Кроме того, если в момент поступления пакета l-го приоритета в очереди $r = \overline{1, J}$, или $r = \overline{J+1, R}$ имелось K_r пакетов, то поступивший пакет обрабатывается следующим образом: или принимается в очередь (если в ней имеются пакеты с более низким приоритетом, при этом последний пакет с низшим приоритетом вытесняется из СМО), либо теряется (если в очереди имеются только пакеты с равным или более высоким приоритетом).

3. Пакеты r-го приоритета, находящиеся в очереди $r = \overline{1, J}$ или $r = \overline{J+1, R}$, обслуживаются в порядке их поступления.

Таким образом, комбинированная дисциплина обслуживания обеспечивает резервирование сетевых ресурсов на основе стратегии подвижной границы.

Среднее время ожидания обслуживания пакетов r-го приоритета в СМО $\overrightarrow{M}_r / M / G / WL / IPRR$ с относительными приоритетами и резервированием ресурсов рассчитывается на основе рекуррентного выражения:

$$w_r = \begin{cases} w_1^*, & r = 1, \quad r = \overline{J+1}; \\ \dfrac{\Lambda_r}{\lambda_r}\left(w_r^* - \dfrac{\Lambda_{r-1}}{\lambda_r} w_{r-1}^* \right), & r = \overline{2, J} \quad r = \overline{J+2, R}, \end{cases} \tag{12.10}$$

где w_r^* – среднее время ожидания обслуживания в бесприоритетной СМО с суммарной входящей нагрузкой ρ_r, определяемое для любых ρ_r ($0 < \rho_r < \infty$) из выражения:

$$w_r^* = \begin{cases} \dfrac{P_{V_r}(r, V_r)}{1 - P_{V_r + K_r}(r, V_r)} \cdot \dfrac{1 - K_r + 1 \cdot \left(\dfrac{\rho_r}{V}\right)^{K_r} + K_r \cdot \left(\dfrac{\rho_r}{V}\right)^{K_r + 1}}{\mu \cdot V_r \cdot \left(1 - \dfrac{\rho_r}{V_r}\right)^2}, & \dfrac{\rho_r}{V_r} \ne 1; \\ \dfrac{P_{V_r}(r, V_r)}{1 - P_{V_r + K_r}(r, V)} \dfrac{K_r \cdot K_r + 1}{2 \cdot \mu \cdot V_r}, & \dfrac{\rho_r}{V_r} = 1. \end{cases} \tag{12.11}$$

В (11) $P_i(r, V_r)$ – стационарное распределение вероятностей состояний СМО $\overrightarrow{M}_r / M / G / WL / IPRR$:

$$P_i(r,V_r)=\begin{cases}\dfrac{\rho_R^i}{i!}\cdot P_0(R,V_r), & 0\le i\le V_r;\\ Q\cdot\dfrac{\rho_r^i}{i!}\left\{\sum\limits_{m=V_r-\Delta_r}^{V_r-1}\dfrac{\rho_r^m}{m!}+\dfrac{\rho_r^{V_r}}{V_r!}\cdot\sum\limits_{m=1}^{K_r}\left(\dfrac{\rho_r}{V_r}\right)^m\right\}^{-1}, & V_r-\Delta_r\le i<V_r;\\ Q\cdot\dfrac{\rho_r^{V_r}}{V_r!}\cdot\left(\dfrac{\rho_r}{V_r}\right)^{i-V_r}\cdot\left\{\sum\limits_{m=V_r-\Delta_r}^{V_r-1}\dfrac{\rho_r^m}{m!}+\dfrac{\rho_r^{V_r}}{V_r!}\cdot\sum\limits_{m=1}^{K_r}\left(\dfrac{\rho_r}{V_r}\right)^m\right\}^{-1}, & V_r\le i<V_r+K_r,\quad r=\overline{1,J};\\ Q\cdot\left(\dfrac{\rho_r}{V_r}\right)^{i-V_r}\cdot\left\{\sum\limits_{m=1}^{K_r}\left(\dfrac{\rho_r}{V_r}\right)^m\right\}^{-1}, & V_r\le i<V_r+K_r,\quad r=\overline{J+1,R},\end{cases}\qquad(12.12)$$

где $Q=1-\sum\limits_{i=0}^{V_r-\Delta_r-1}P_i(R,V)$ – вероятность того, что все каналы общего для пакетов с приоритетами $r=\overline{1,R}$ ресурса СМО заняты обслуживанием; $P_0(R,V)=\left[\sum\limits_{m=0}^{V_r}\dfrac{\rho_R^m}{m!}+\dfrac{\rho_R^{V_r}}{V_r!}\cdot\sum\limits_{m=1}^{K_r}\left(\dfrac{\rho_R}{V_r}\right)^m\right]^{-1}$ – стационарная вероятность того, что в бесприоритетной системе с V_r каналами, буфером объемом K_r и суммарной входящей нагрузкой $\rho_R=\Lambda_R/\mu$ на обслуживании нет пакетов; $\rho_R=\Lambda_R/\mu$ – суммарная входящая нагрузка пакетов с приоритетами $\overline{1,R}$; $\Delta_r=\sup(V-V_r)-(V-V_r)$ – объем резерва каналов (ОП), выделяемых для трафика с приоритетом $r=\overline{1,J}$ и определяющий подвижность границы метода резервирования ресурсов.

12.1.2. Порядок расчета вариации сквозной задержки в сети, состоящей из нескольких секций

Прямой и строгий метод расчета сквозной вариации задержки в многосекционной сети основывается на выполнении свертки распределений задержки t_k на секциях сети и получении результирующей функции распределения (плотности вероятности) для суммарной сквозной задержки t.

После этого, задаваясь требуемыми значениями порядка квантилей p (доверительных вероятностей) для найденной функции распределения сквозной задержки t определяется квантиль T_p (то есть такое верхнее значение результирующей задержки $IPTD_{upper}=T_p$, которое не будет превышено с вероятностью p):

$$P(t<T_p)=p\ ,\ p=0,95;\ 0,99\ \text{или}\ 0,999\ ,\qquad(12.13)$$

где $P(t<T)$ – результирующая функция распределения сквозной задержки многосекционной сети.

Величина вариации сквозной задержки для квантиля порядка p рассчитывается, как

$$IPDV=IPTD_{upper}-IPTD_{min}\ ,\qquad(12.14)$$

где $\mathrm{IPTD}_{\min}$ – минимальное значение сквозной задержки пакета во всей серии измерений (сумма минимальных задержек в сериях измерений на каждой из секций сети).

Однако получение результирующей функции распределения сквозной задержки в сети на основе свертки распределений задержки на секциях часто оказывается достаточно сложной задачей, прежде всего потому, что частные распределения задержки на секциях неизвестны (не могут быть получены) или недоступны.

Поэтому в Рекомендации МСЭ-Т Y.1541 предлагается альтернативный приближенный метод расчета вариации сквозной (межконцевой) задержки пакетов в сети, основанный на использовании имеющейся информации и не требующий использования дополнительных предположений или сложных методов.

Основная идея состоит в том, чтобы преобразовать случайную величину t с известным средним значением m, вариацией σ^2 (дисперсией) и асимметрией γ в симметричную случайную величину Z, которая является стандартизированной нормальной (среднее значение 0, дисперсия 1) или почти стандартизированной нормальной величиной. Один из таких методов предполагает представление нормированной случайной величины (нормированной задержки передачи пакета) $X = (t-m)/\sigma$ в виде:

$$X = Z + \frac{\gamma}{6}(Z^2 - 1), \tag{12.15}$$

где Z – стандартизированная нормальная (среднее значение 0, изменение 1) случайная величина.

Тогда для результирующей функции распределения сквозной задержки справедлива следующая аппроксимация:

$$P(t < T) \approx \Phi\left(\frac{1}{\gamma}\sqrt{9 + 6\gamma\left(\frac{T-m}{\sigma}\right) + \gamma^2 - \frac{3}{\gamma}}\right), \tag{12.16}$$

где $$\Phi\ x = \frac{1}{\sqrt{2\pi}}\int_{-\infty}^{x} e^{-\frac{x^2}{2}}dx. \tag{12.17}$$

Функция $\Phi\ x$ является одной из форм интеграла вероятностей Лапласа, она табулирована и содержится как встроенная в большинстве известных пакетов прикладных программ. Поэтому из (16) не составляет труда найти квантиль $T_{\text{р}}$ порядка $1-10^{-3}$ (как установлено в Рекомендации Y.1541), а далее – $\mathrm{IPTD}_{\mathrm{upper}}$ и вариацию задержки IPDV.

Порядок определения вариации сквозной задержки

Проведение серии измерений ($i = \overline{1, n}$) задержки пакетов $t_{k\,i}$ на каждой из секций сети ($k = \overline{1, K}$) и расчет среднего значения задержки m_k и вариации задержки σ_k^2 пакетов на каждой из секций:

$$m_k = \frac{1}{n}\sum_{i=1}^{n} t_{k\,i}, \quad \sigma_k^2 = \frac{1}{n}\sum_{i=1}^{n} \left(t_{ki} - m_k\right)^2, \quad k = \overline{1, K}, \tag{12.18}$$

где $t_{k\,i}$ – величина задержки пакета, полученная в i-м измерении (из n) на k-й секции.

Расчет среднего значения и вариации сквозной задержки:

$$m = \frac{1}{n}\sum_{k=1}^{K} m_k, \qquad \sigma^2 = \sum_{k=1}^{K}\sigma_k^2. \tag{12.19}$$

Определение квантилей T_k для каждого сегмента ($k = \overline{1, K}$) задержки с процентной вероятностью $p = 0,999$ обеспечивается путем простой сортировки результатов измерений задержки t_{ki} по возрастанию: $t_{k1} \le t_{k2} \le \ldots \le t_{kn}$, и последующего выбора в качестве квантиля p-го порядка ν-го измерения $t_{k\nu}$ (т. е. $T_k = t_{k\nu}$), где ν – наименьшее целое число, удовлетворяющее условию p ≤ ν / n. Если n = 1000, тогда ν = 999 для p = 0,999.

Расчет асимметрии γ_k и третьего момента μ_k для k-го сегмента производится с использованием формул:

$$\gamma_k = 6\frac{x_r - \dfrac{t_k - m_k}{\sigma_k}}{1 - x_p^2}, \qquad \mu_k = \gamma_k \sigma_k^3, \qquad k = \overline{1, K}, \tag{12.20}$$

где x_p – квантиль порядка p, определяемый из уравнения: $\Phi\ x_p = p$.

Расчет третьего центрального момента μ и асимметрии γ сквозной задержки в предположении независимости распределений задержки на сегментах сети ведется по формуле:

$$\mu = \frac{1}{n}\sum_{k=1}^{K} \mu_k, \qquad \gamma = \frac{\mu}{\sigma^3}. \tag{12.21}$$

Оценка 99,9 процентиля (p = 0,999) сквозной задержки t (в мс) интерфейса UNI-UNI:

$$\mathrm{IPTD}_{\mathrm{upper}} = T_p = m + \sigma\left\{x_p - \frac{\gamma}{6}\ 1 - x_p^2\right\}. \tag{12.22}$$

Оценка вариации сквозной задержки осуществляется в соответствии с выражением (14). В большинстве случаев, единицей измерения значений IPDV являются секунды с разрешением как минимум в 1 микросекунду.

12.1.3. Расчет вероятностно-временных сетевых показателей качества функционирования

В качестве вероятностно-временного показателя качества функционирования сети, характеризующего своевременность доставки сообщений r-го приоритета по i-му маршруту, примем вероятность своевременной доставки сообщения, выражение для которой применительно к сети на основе виртуальных соединений с учетом независимости составляющих задержки передачи в (1) и (2) имеет вид:

$$\begin{aligned} P\ \ t_{\text{дс}\,i}(r) \le t_{\text{дс тр}}(r)\ \ &= P\ \ t_{\text{уст}\ i}(r) \le t_{\text{уст тр}}(r)\ \ P\ \ t_{\text{кд}}(r, z) \le \\ &\le t_{\text{кд доп}}(r, z)\ \ P\ \ t_{\text{сс}}(r) \le t_{\text{сс доп}}(r)\ \ \times \\ &\times \prod_{k\ i}\prod_{q(r)} P\left[\ t_{\text{пп}\ k}(r) \le t_{\text{пп тр}}(r)\right]. \end{aligned} \tag{12.23}$$

где K_i – число интервалов связи (фаз обслуживания) в i-м маршруте ($k_i = \overline{1, K_i}$); $t_{\text{уст тр}}$ – требуемое время установления соединений r-го приоритета; $t_{\text{кд доп}}(r, z)$ – допустимое время кодирования (декодирования) информации r-го приоритета, характеризуемое методами обработки данных и обеспечения информационной безопасности заданного класса; $t_{\text{пп } k}(r)$ – допустимое (требуемое) время пребывания пакета r-го приоритета на k-м звене коммутации (в k-м узле сети); $t_{\text{сс доп}}(r)$ – допустимое время сегментации и сборки пакетов r-го приоритета.

На практике для аппроксимации распределения времени ожидания обслуживания пакета в СМО (времени пребывания пакетов в k-м узле сети ($t_{\text{пп } k}(r)$) используется гамма распределение с плотностью вероятности:

$$f_{K,\gamma}(t_{\text{пп}}) = \begin{cases} \dfrac{\gamma^K}{\Gamma(K)} \cdot t_{\text{пп}}^{K-1} \cdot \exp(-\gamma \cdot t_{\text{пп}}), & t_{\text{пп}} \geq 0; \\ 0, & t_{\text{пп}} < 0, \end{cases} \tag{12.24}$$

где $K = \left(\dfrac{t_{\text{пп}}(r)}{\sigma_{t_{\text{пп}}}} \right)^2 > 0$, $\gamma = \dfrac{K}{t_{\text{пп}}(r)} > 0,$ – параметры гамма распределения; $t_{\text{пп}}(r)$ – среднее время пребывания пакета r-го приоритета в СМО; $\sigma_{t_{\text{пп}}} = \sqrt{t_{\text{пп}}^{(2)}(r) - (t_{\text{пп}}(r))^2}$ – среднеквадратичное отклонение среднего времени пребывания пакета r-го приоритета в СМО; $t_{\text{пп}}^{(2)}(r)$ – второй момент среднего времени пребывания пакета r-го приоритета в СМО; $\Gamma(K)$ – гамма-функция.

С использованием аппроксимации функции распределения времени пребывания пакетов в СМО гамма распределением (22) вероятность того, что время пребывания пакетов на k-м звене коммутации (в k-м узле сети) не превысит требуемого значения, определяется выражением:

$$\text{P}[t_{\text{пп } k}(r) \leq t_{\text{пп тр}}(r)] = \int_0^{t_{\text{пп } k}} f_{K,\gamma}(t_{\text{пп } k}(r))dt, \tag{12.25}$$

где параметры гамма распределения K и γ рассчитываются с использованием соотношений для моментов (первого и второго) времени пребывания пакетов в СМО.

Первые моменты в зависимости от используемой модели СМО узлов сети на основе виртуальных соединений определяются из выражений, определенных для $\overrightarrow{M}_r / M / V / WL / PRR$; $\overrightarrow{M}_r / M / G / WL / IPRR$.

В качестве обобщенных сетевых показателей своевременности можно ввести средневзвешенные по классам и по маршрутам вероятности своевременной доставки сообщений. В частности, средневзвешенная по маршрутам вероятность своевременной доставки сообщений r-го приоритета в сети определяется в виде:

$$\tilde{P}_{\text{св}}(r) = \frac{1}{\Lambda^*(r)} \sum_{i=1}^{I} \lambda_i(r) P\left[t_{\text{дс}i}(r) \leq t_{\text{дс тр}}(r) \right]. \tag{12.26}$$

Средневзвешенная по классам вероятность своевременной доставки сообщений на i-м маршруте сети определяется в виде:

$$\tilde{P}_{\text{св}}(i) = \frac{1}{\Lambda_i^*} \sum_{r=1}^{R} \lambda_i(r) P\left[t_{\text{дс}i}(r) \le t_{\text{дс тр}}(r)\right]. \qquad (12.27)$$

Средневзвешенная по классам и по маршрутам вероятность своевременной доставки сообщений в сети определяется в виде:

$$\tilde{P}_{\text{св}} = \frac{1}{\Lambda^*} \sum_{i=1}^{I} \sum_{r=1}^{R} \lambda_i(r) P\left[t_{\text{дс}i}(r) \le t_{\text{дс тр}}(r)\right]. \qquad (12.28)$$

В выражениях (27)–(28) приняты следующие обозначения:

$\lambda_i(r)$ – интенсивность потока пакетов r-го приоритета в i-м маршруте сети; $\Lambda^* = \sum_{i=1}^{I} \sum_{r=1}^{R} \lambda_i(r)$ – суммарная по всем приоритетам и маршрутам доставки интенсивность потока пакетов в сети; $\Lambda_i^* = \sum_{r=1}^{R} \lambda_i(r)$ – суммарная по всем приоритетам интенсивность потока пакетов в i-м маршруте доставки сети; $\Lambda^*(r) = \sum_{i=1}^{I} \lambda_i(r)$ – суммарная по всем маршрутам доставки интенсивность потока пакетов r-го приоритета в сети; $\lambda_i(r)/\Lambda^*$ – вероятность попадания пакета r-го приоритета в i-й маршрут доставки.

12.1.4. Порядок расчета вероятностных показателей точности (достоверности) и надежности передачи информации в сети

Величина вероятности ошибочных пакетов зависит от вероятности ошибки на бит (которая в свою очередь определяется особенностями реализации физического уровня и среды передачи) и от принятых на вышележащих уровнях (канальном, сетевом и транспортном) процедур обнаружения и исправления ошибок (кодирования).

Величина вероятности потери пакетов определяется вероятностью переполнения буфера (т. е. от объема буфера, входящей в узел нагрузки, принятых дисциплин обслуживания, принципов организации очередей и способов резервирования), а также – вероятностью ошибочных пакетов, так как отброшенные пакеты с обнаруженными ошибками считаются потерянными. Потерянные пакеты могут, как восполняться путем повторной их передачи средствами протокола транспортного уровня (TCP), так и не восполняться (если в качестве транспортного протокола используется UDP).

Поэтому вначале необходимо получить соотношения для расчета вероятности ошибочных пакетов, а затем – для вероятности потерь пакетов.

Цель данного подраздела состоит в том, чтобы связать между собой показатели помехоустойчивости каналов передачи физического уровня и показатели качества передачи пакетов в пакетных сетях. Анализ ведется применительно к стеку протоколов TCP/IP/Ethernet, что не снижает общности рассуждений и применимости самого подхода к вычислению показателей качества передачи пакетов в сетях на основе других протоколов (технологий).

Пусть передача сообщений прикладных процессов осуществляется с помощью стека протоколов TCP(или UDP)/IP/Ethernet (охватывающего уровни ЭМВОС от физического, обозначенного звездочкой без конкретизации технологии физического уровня, до транспортного). Вероятность ошибки символа в канале равна p, ошибки независимы. Предполагается, что в протоколах TCP, IP, Ethernet встроенные

процедуры CRC-кодирования используются только для обнаружения ошибок. Требуется найти остаточную вероятность необнаруженной ошибки, среднюю вероятность ошибки символа в первичном коде прикладного процесса, вероятность повторной передачи на уровне TCP, вероятности потерь пакетов на уровнях Ethernet, IP и UDP. При этом под вероятностью потерь пакетов будем понимать как стирание пакета с обнаруженными ошибками с помощью встроенных процедур CRC-кодирования, так и доставку пакета не по назначению вследствие наличия необнаруженных ошибок в заголовке пакета.

Варианты возможных событий, происходящих в ходе обработки пакетов средствами протоколов Ethernet, IP и TCP ясны из рис. 12.1. На данном рисунке представлены также получаемые ниже соотношения для различных вероятностных показателей.

Отметим, что в протоколах Ethernet 10/100 BASE-T поле контрольной суммы кода CRC составляет 4 байта (32 бита) и формируется для всего кадра, включая поле данных (до 1500 байт), преамбулу (8 байт) и служебную информацию (14 байт). Итого – 1522 байта (12176 бит) + 4 байта контрольной суммы CRC = 1526 байт (12208 бит). При обнаружении ошибок кадр стирается.

В протоколе IP кодируется только заголовок пакета (20 байт = 160 бит), из которых 2 байта (16 бит) отводится на проверочные символы кода CRC. При обнаружении ошибок пакет стирается.

В протоколе TCP контрольная сумма рассчитывается по всему сегменту. Заголовок сегмента TCP занимает 22 байта (176 бит), из которых 2 байта отводится на проверочные символы кода CRC.

Вероятность отсутствия ошибок в последовательности длиной n_{Et} символов (в кадре Ethernet) равна:

$$P_0 = (1-p)^{n_{Et}} . \qquad (12.29)$$

Вероятность P_0 есть не что иное, как вероятность доставки пакета без ошибок на прикладной уровень. Вероятность наличия i ошибок задается i-м членом разложения бинома $(1-p)+p^{\,n}$. К примеру, вероятность одной ошибки в последовательности длиной n равна: $np(1-p)^{n-1}$; вероятность двух ошибок – $n(n-1)p^2(1-p)^{n-2}/2$.

Вероятность обнаружения (не обнаружения) ошибок зависит от типа кода, кодового расстояния и его спектра. Обычно в качестве CRC-кодов используются циклические коды Хэмминга или БЧХ, позволяющие обнаруживать одно-, двух- и трехкратные ошибки, могут использоваться коды, позволяющие обнаруживать и любое число нечетных ошибок.

На уровне Ethernet кадры с обнаруженными ошибками отбрасываются и в дальнейшем подлежат повторной передаче средствами TCP. Так как при обнаружении в Ethernet-кадре ошибок кратности меньше $t_{0Et}+1$ он отбрасывается, то вероятность обнаружения ошибок $P_{\text{обн}\,Et}$ есть не что иное, как вероятность стирания Ethernet-кадра $P_{\text{ст}.Et}$:

$$P_{\text{ст}\ Et} = P_{\text{обн}\ Et} = \sum_{i=1}^{t_{0Et}} C_{n_{Et}}^{i}\, p^{i}(1-p)^{n_{Et}-i}. \qquad (12.30)$$

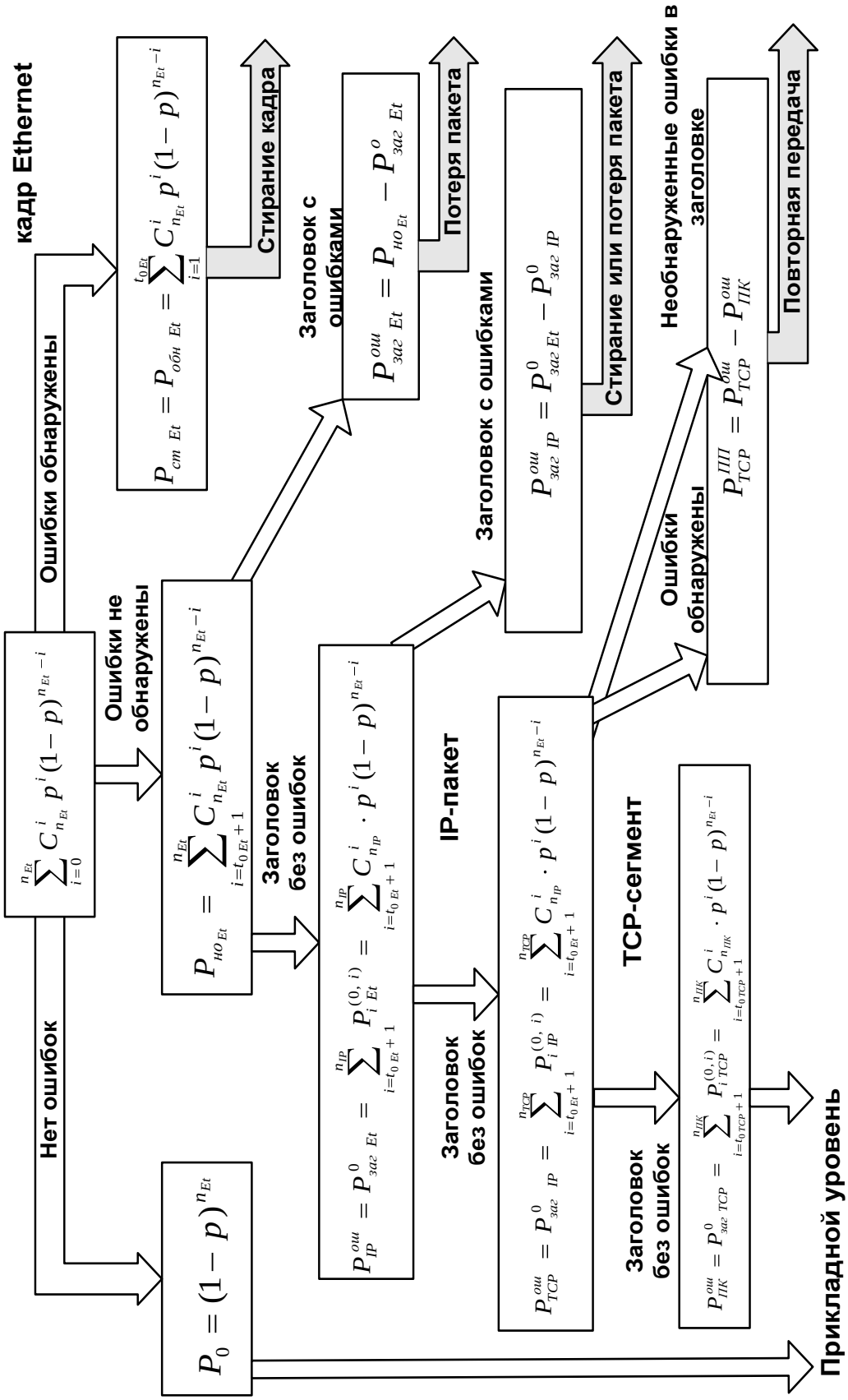


Рис. 12.1. Варианты возможных событий при обработке пакетов средствами протоколов Ethernet, IP, TSP

Вероятность необнаружения ошибок в кадре Ethernet эквивалентна вероятности наличия в последовательности символов кадра ошибок, кратности большей, чем t_{0Et}, и может быть определена по формуле:

$$P_{\text{но}_{Et}} = \sum_{i=t_{0Et}+1}^{n_{Et}} C_{n_{Et}}^{i} p^{i} (1-p)^{n_{Et}-i}. \qquad (12.31)$$

Приведенные выше точные соотношения (12.28), (12.29) сложно использовать для вычислений при больших n. Для программной реализации их целесообразно представлять в виде:

$$\sum_{i}^{n} C_{n}^{i} p^{i} (1-p)^{n-i} = \sum_{i}^{n} \left[(1-p)^{n-i} \prod_{k=1}^{i} p \frac{n-i+k}{k} \right]. \qquad (12.32)$$

Кроме того, при значениях вероятности ошибки символа в канале $p = 10^{-6}$ и менее можно ограничиться первыми членами суммы, входящей в формулы (12.29–12.30).

На сетевой уровень для дальнейшей обработки передается IP-пакет длиной 1500 байт (без заголовка Ethernet-кадра), в котором нет ошибок (12.27) или имеются ошибки только кратности выше t_{0Et}. К примеру, если CRC-код обнаруживает однократные ошибки и Ethernet-кадры с одиночными ошибками отброшены, то для дальнейшей обработки остаются кадры без ошибок и с ошибками кратности от 2-х и более.

Эти ошибки каким-то образом распределены между заголовком и полем данных кадра Ethernet. Они могут полностью попасть в заголовок (IP-пакет без ошибок), полностью в поле данных (в IP-пакет) или частично в заголовок Ethernet-кадра и в поле данных. Вероятность того, что при i-кратных ошибках в Ethernet-кадре в его заголовок попадет k, а в поле данных – j ошибок (k+j = i), определяется соотношением:

$$P_{i\,Et}^{(k,j)} = \frac{C_{n_{\text{заг}\,Et}}^{k} C_{n_{Et}-n_{\text{заг}\,Et}}^{j}}{C_{n_{Et}}^{i}} p(i), \; k = \overline{0,\; n_{\text{заг}\,Et}}; \; j = \overline{0,(n_{Et} - n_{\text{заг}\,Et})};$$

$$k + j = i, \qquad (12.33)$$

где: $p(i) = C_{n_{Et}}^{i} p^{i} (1-p)^{n_{Et}-i} \quad i = \overline{(t_{0Et}+1), n_{Et}}$. (12.34)

Из всего множества вариантов распределения ошибок между заголовком и полем данных Ethernet-кадра (k, j) оставим пока для учета только комбинации (k = 0, j = i), которые соответствуют отсутствию ошибок в заголовке. Будем считать, что наличие ошибок в заголовке (k ≠ 0, j = i) приводит к недоставке кадра по назначению, т. е. к его потере.

Таким образом, вероятность того, что в IP-пакете, извлекаемом из Ethernet-кадра и передаваемом на сетевой уровень для дальнейшей обработки, будет ровно i ошибок, определяется соотношением:

$$P_{i\,\text{IP}} = P_{i\,Et}^{(k=0,\,j=i)} = \frac{C_{n_{\text{заг}\,Et}}^{k=0} C_{n_{\text{IP}}}^{j=i}}{C_{n_{Et}}^{i}} p(i), \; i = \overline{(t_{0E_t}+1), n_{\text{IP}}},$$

$$n_{\text{IP}} = n_{Et} - n_{\text{заг}\,Et}, \qquad (12.35)$$

а вероятность отсутствия ошибок в заголовке Ethernet-кадра (или вероятность того, что все ошибки любой кратности выше t_{0Et} попадут в IP-пакет, размещенный в поле данных кадра Ethernet, равна:

$$P^{\text{ош}}_{\text{IP}} = P^{0}_{\text{заг}\,Et} = \sum_{i=t_{0Et}+1}^{n_{\text{IP}}} P^{(0,\,i)}_{i\,E_t} = \sum_{i=t_{0Et}+1}^{n_{\text{IP}}} \frac{C^{0}_{n_{\text{заг}\,Et}} C^{i}_{n_{\text{IP}}}}{C^{i}_{n_{Et}}} p(i) =$$

$$= \sum_{i=t_{0Et}+1}^{n_{\text{IP}}} C^{i}_{n_{\text{IP}}} p^{i} (1-p)^{n_{Et}-i}. \qquad (12.36)$$

Вероятность $P^{0}_{\text{заг}\,Et}$ есть не что иное, как вероятность извлечения IP-пакета с ошибками из кадра Ethernet и передачи его на уровень IP для дальнейшей обработки.

Вероятность наличия необнаруженных ошибок любой кратности в заголовке кадра Ethernet (т. е. вероятность доставки пакета не по назначению) равна:

$$P^{\text{ош}}_{\text{заг}\,Et} = P_{\text{но}_{Et}} - P^{0}_{\text{заг}\,Et}\,. \qquad (12.37)$$

В IP-пакете, так же как и в Ethernet-кадре, ошибки каким-то образом распределяются между заголовком и полем данных (l, m), l + m = i. Пакеты с числом ошибок в заголовке $l < t_{0\,\text{IP}} + 1$, будут обнаружены и отброшены; с числом ошибок $l > t_{0\,\text{IP}}$ (l ≠ 0, m) будут отправлены не по назначению, и лишь пакеты без ошибок в заголовке (l = 0, m = i) будут переданы по назначению на уровень протокола TCP для дальнейшей обработки.

Вероятность того, что в сегменте TCP, извлекаемом из IP-пакета, будет ровно i ошибок, равна:

$$P_{i\,\text{TCP}} = P^{(l=0,m=i)}_{i\,\text{IP}} = \frac{C^{l=0}_{n_{\text{заг IP}}} C^{m=i}_{n_{\text{TCP}}}}{C^{i}_{n_{\text{IP}}}} P^{(0,\,i)}_{i\,Et} = C^{i}_{n_{\text{TCP}}} p^{i} (1-p)^{n_{Et}-i}\,, \qquad (12.38)$$

а вероятность отсутствия в заголовке IP-пакета ошибок любой кратности (она же – вероятность того, что из IP-пакета извлекается сегмент TCP с ошибками и продвигается на уровень TCP), равна:

$$P^{\text{ош}}_{\text{TCP}} = P^{0}_{\text{заг IP}} = \sum_{i=t_{0Et}+1}^{n_{\text{TCP}}} P^{(0,\,i)}_{i\,\text{IP}} = \sum_{i=t_{0Et}+1}^{n_{\text{TCP}}} \frac{C^{0}_{n_{\text{заг IP}}} C^{i}_{n_{\text{TCP}}}}{C^{i}_{n_{\text{IP}}}} \frac{C^{i}_{n_{\text{IP}}}}{C^{i}_{n_{Et}}} p(i) =$$

$$= \sum_{i=t_{0Et}+1}^{n_{\text{TCP}}} C^{i}_{n_{\text{TCP}}} p^{i} (1-p)^{n_{Et}-i}\,. \qquad (12.39)$$

Вероятность наличия ошибок в заголовке IP-пакета:

$$P^{\text{ош}}_{\text{заг IP}} = P^{0}_{\text{заг}\,Et} - P^{0}_{\text{заг IP}}\,. \qquad (12.40)$$

Итак, пакеты с обнаруженными в IP-заголовке ошибками отбрасываются, пакеты с необнаруженными в заголовке ошибками доставляются не по назначению, а из пакетов без ошибок и с необнаруженными в поле данных ошибками извлекается сегмент TCP и продвигается на транспортный уровень для дальнейшей обработки.

На уровне TCP CRC-код контролирует весь сегмент. Пусть CRC-код на уровне TCP обнаруживает ошибки кратности $t_{0\,\text{TCP}}$.

После выполнения процедуры обнаружения ошибок в сегментах TCP остаются ошибки кратности больше, чем $t_{0\,\text{TCP}}$, которые каким-то образом распределятся между заголовком и полем данных сегмента TCP (q, z). Тогда, рассуждая аналогичным образом, как и для IP-пакета, получим, что вероятность того, что в последовательности символов первичного кода прикладного процесса будет ровно z = i ошибок (q = 0), определится из соотношения:

$$P_{i\,\text{ПК}} = P_{i\,\text{TCP}}^{(q=0,z=i)} = \frac{C_{n_{\text{заг TCP}}}^{q=0} C_{n_{\text{пк}}}^{z=i}}{C_{n_{\text{TCP}}}^{i}} P_{i\,\text{TCP}},\ i = \max(t_{0\,Et}+1,\ t_{0\,\text{TCP}}+1),$$

$$n_{\text{пк}} = n_{\text{TCP}} - n_{\text{заг TCP}}. \qquad (12.41)$$

Остаточная вероятность необнаруженной ошибки в последовательности символов первичного кода прикладного процесса определяется вероятностью наличия в последовательности символов ошибок кратности выше, чем $i = \max(t_{0\,Et}+1,\ t_{0\,\text{TCP}}+1)$ и равна:

$$P_{\text{но ПК}} = P_{\text{заг TCP}}^{0} = \sum_{i}^{n_{\text{ПК}}} P_{i\,\text{ПК}} = \sum_{i}^{n_{\text{ПК}}} C_{n_{\text{пк}}}^{i} p^{i} (1-p)^{n_{Et}-i},$$

$$i = \max(t_{0\,Et}+1,\ t_{0\,\text{TCP}}+1). \qquad (12.42)$$

Результирующая вероятность повторной передачи TCP-сегмента, обусловленная событиями стираний пакетов с обнаруженными ошибками и доставки не по назначению на всех нижележащих уровнях (Ethernet, IP, TCP) равна:

$$P_{\text{повт.пер}} = 1 - P_0 - P_{\text{заг TCP}}^{0}. \qquad (12.43)$$

Полученные выше точные соотношения (12.27)–(12.41) для вероятности потерь пакетов, вероятности правильной передачи и вероятности повторной передачи пакетов позволяют выявить влияние вероятности ошибки в канале на характеристики передачи пакетов в IP-сетях при подстановке в них в качестве p вероятности ошибки на бит, рассчитываемой по известным соотношениям для каналов с шумами, помехами и замираниями сигнала.

Кроме того, они напрямую или косвенно определяют вероятностные показатели достоверности и надежности передачи пакетов в IP-сетях. Так, такой показатель как вероятность (коэффициент) ошибочных пакетов (IPER), определенный как предел (при $N \to \infty$) отношения количества ошибочных пакетов к сумме ошибочных ($N_{n\,\text{ош}}$) и правильно (успешно) принятых пакетов ($N_{n\,\text{усп}}$, $N = N_{n\,\text{ош}} + N_{n\,\text{усп}}$), может быть вычислен для k-го интервала связи (в k-м узле) как:

$$P_{\text{ош пак}}(k) = \lim_{N\to\infty} \text{IPER} = \lim_{N\to\infty} \frac{N_{n\,\text{ош}}(k)}{N(k)} = \frac{P_{\text{заг IP}}^{0}(k)}{P_0(k) + P_{\text{заг IP}}^{0}(k)},$$

$$N = N_{n\,\text{ош}} + N_{n\,\text{усп}} \qquad (12.44)$$

где $P_{\text{заг IP}}^{0}$ – вероятность наличия в IP-пакете необнаруженных ошибок (причем все они сосредоточены в поле данных IP-пакета) рассчитывается по формуле (12.37), а P_0 – вероятность отсутствия в пакете ошибок – по формуле (12.29). Требование отсутствия ошибок в заголовке IP-пакета соответствует тому, что пакет правильно адресован и (хотя и с ошибками) будет доставлен по адресу-назначению.

Вероятность ошибочных пакетов в сквозном маршруте, состоящем из K интервалов, в предположении независимости ошибок на интервалах рассчитывается по формуле:

$$P_{\text{ош пак}} = 1 - \prod_{k=1}^{K} 1 - P_{\text{ош пак}}(k) \quad , \tag{12.45}$$

где $P_{\text{ош пак}}(k)$ – вероятность ошибочных пакетов на k-м звене коммутации определяется выражением (12.44).

Те же пакеты, которые будут иметь ошибки в заголовке IP-пакета (неправильно адресованные пакеты), будут считаться потерянными для адреса-назначения. Потерянные вследствие неправильной адресации IP-пакеты будут вносить свой вклад в общее количество потерянных пакетов (в том числе и из-за переполнения буфера).

Результирующая вероятность потерь пакетов из-за ошибок в заголовках на канальном и сетевом уровнях и из-за стираний кадров с обнаруженными ошибками на канальном уровне определяется выражением:

$$P^{\text{ош}}_{\text{пот пак}} = 1 - P_0 - P^0_{\text{заг IP}} \ , \tag{12.46}$$

или

$$P^{\text{ош}}_{\text{пот пак}} = P_{\text{обн}\,Et} + P^{\text{ош}}_{\text{заг}\,Et} + P^{\text{ош}}_{\text{заг IP}} \ , \tag{12.47}$$

где $P_{\text{обн}\,Et}$, $P^{\text{ош}}_{\text{заг}\,Et}$, $P^{\text{ош}}_{\text{заг IP}}$ рассчитываются по формулам (12.30), (12.36) и (12.39) соответственно.

12.2. Расчет второй группы показателей безопасности связи транспортной сети

12.2.1. Порядок расчета показателей разведывательной защищенности транспортной сети

Для оценки разведывательной защищенности направления связи ВТС вероятность вскрытия разведкой противника направления связи в течение времени, не превышающего допустимое $P_{\text{вс}}(t_{\text{вс}} \le t_{\text{вс доп}})$, рассчитывается по формулам:

$$P_{\text{вс}} \ \ t_{\text{вс}} \le t_{\text{вс доп}} \ = P_{\text{обн}} P_{\text{мо}} P_{\text{пер}} P_{\text{оп}};$$

$$t_{\text{вс ИРИ}} = t_{\text{обн ИРИ}} + t_{\text{мо ИРИ}} + t_{\text{пер ИРИ}} + t_{\text{оп ИРИ}},$$

где $P_{\text{обн}}(t_{\text{обн ИРИ}})$ – вероятность обнаружения (средняя продолжительность) центра коммутации; $P_{\text{мо}}(t_{\text{мо ИРИ}})$ – вероятность определения местоположения (средняя продолжительность) (пеленгования); $P_{\text{пер}}(t_{\text{пер ИРИ}})$ – вероятность перехвата (средняя продолжительность) сообщения (сигнала); $P_{\text{оп}}(t_{\text{оп ИРИ}})$ – вероятность опознавания (средняя продолжительность) радиосредства (объекта).

Другими словами, $(t_{\text{обн ИРИ}})$ можно характеризовать как промежуток времени от начала работы РЭС на передачу, в течение которого не требуется применения специальных мер его защиты от радиоразведки противника.

Продолжительность обнаружения источника излучения (ИРИ) радиоразведкой зависит от многих факторов, среди которых следует отметить: энергетическую

доступность излучения РЭС постам поиска и пеленгования – $P_{\text{ЭМД}\,n}$, $P_{\text{ЭМД пел}}$; $\rho_{\text{и}}$ – интенсивность работы излучающего средства на передачу; $Л_f$ – общую загрузку диапазона частот излучениями других РЭС; техническую оснащенность радиоразведывательного комплекса (РРК) противника и степень обученности его операторов.

Таким образом, случайный характер основных факторов, определяющих продолжительность обнаружения ИРИ радиоразведкой, позволяет использовать для практических расчетов числовые характеристики случайных величин, а именно: среднее время и вероятность обнаружения ИРИ радиоразведкой противника за время t – $\bar{t}_{\text{обн ИРИ}}$, $P_{\text{обн ИРИ}}(t)$.

Расчет вероятности электромагнитной доступности сигнала ИРИ ВТС постам радиоразведки и контроля (РРК) на практике производится графоаналитическим методом из соотношения:

$$P_{\text{ЭМД}} = P\ \ z \geq z_{\text{тр}}\ \ = \Phi(u), \tag{12.48}$$

где Ф(u) – интегральная функция распределения случайной величины $u = \ \bar{z} - z_{\text{тр}}\ \big/ \sigma_z$; $\bar{z}$ – среднее отношение мощности сигнала $P_{\text{с}}$ к мощности помех $P_{\text{п}}$ на входе приемника РРК; $У_z$ – среднеквадратическое отклонение случайной величины z .

Значения функции Ф(u) в зависимости от аргумента u приведены в табл. 12.2.

Таблица 12.2

Значения функции Ф(u) от аргумента u

Ф(u)	0,01	0,02	0,05	0,1	0,15	0,2	0,3	0,4
u	–2,37	–2,1	–1,7	–1,27	–1,0	–0,8	–0,5	–0,2
Ф(u)	0,5	0,6	0,7	0,8	0,85	0,9	0,95	–
u	0	0,2	0,5	0,8	1,0	1,27	1,7	–

Среднее соотношение мощностей сигнала и помех на входе приемника определяется из выражения

$$\bar{z}_{\text{с/п[дб]}} = P_{\text{с}} - P_{\text{п}}.$$

Медианное значение мощности сигнала на входе приемника может быть определено из уравнения радиопередачи

$$P^{\text{вх}}_{\text{с}\ [\text{дб}]} = 10\lg\ P_{\text{прд}}\ G_{\text{прд}}\ G_{\text{прм}}\ \eta_{\text{прд}}\eta_{\text{прм}}\ \xi_{\text{с}}\ \xi_{\text{п}}\ \ + L_{\text{р}}, \tag{12.49}$$

где $P_{\text{прд}}$ – мощность передатчика сигнала; $G_{\text{прд}}$, $G_{\text{прм}}$, $\eta_{\text{прд}}$, $\eta_{\text{прм}}$ – коэффициенты усиления и коэффициенты полезного действия передающей и приемной антенн, соответственно; $\xi_{\text{с}}$ – коэффициент согласования по сопротивлению приемной антенны со входом приемника РРК; $\xi_{\text{п}}$ – ко эффициент согласования по поляризации приемной антенны РРК с полем сигнала ИРИ; $L_{\text{р}}$ – множитель ослабления мощности сигнала на трассе распространения радиоволн (РРВ), зависящий от дальности радиоразведки, частоты сигнала ИРИ, характера РРВ и др. факторов.

Мощность помех на входе приемника $P_{п}^{вх}$ в общем случае обусловлена как внутренними шумами приемника, так и внешними помехами естественного и искусственного происхождения и может определяться расчетным путем, либо на основе статистических данных.

Требуемое отношение мощности сигнала к мощности помехи $z_{с/п}^{тр}$ определяется необходимым качеством выполнения постами поиска, пеленгования и технического анализа своих функций и условиями РРВ на трассе ИРИ–РРК:

$$z_{с/п}^{тр} = z_1 + z_2,$$

где z_1 – необходимое превышение уровня сигнала над уровнем помех в канале без замираний; z_2 – дополнительное превышение уровня сигнала над уровнем помехи, вызванное быстрыми замираниями сигнала при ионосферном или тропосферном РРВ, а также возможными замираниями сигнала в диапазоне метровых и дециметровых волн при дальностях радиоразведки, превышающих 25–30 км.

Конкретное значение z_1 определяется по таблицам с учетом вида модуляции сигнала ИРИ и задач, выполняемых РРК (поиск, пеленгование, радиоперехват). Величина z_2 составляет: 8–12 дБ при ведении радиоразведки ионосферными волнами в КВ диапазоне; 10–12 дБ при тропосферном РРВ для сдвоенного и 2 дБ – для счетверенного приема сигналов тропосферных станций; 2–12 дБ при ведении радиоразведки в диапазоне метровых и дециметровых волн на дальностях более 30 км в зависимости от частоты и дальности.

Среднеквадратическое отклонение (СКО) случайной величины $z_{св}$ рассчитывается по формуле

$$\sigma_z = \sqrt{\sigma_с^2 + \sigma_п^2 + \sigma_{ррв}^2}, \qquad (12.50)$$

где $\sigma_с$, $\sigma_п$ – СКО уровня сигнала и уровня помех, соответственно; $\sigma_{ррв}$ – СКО уровня сигнала, обусловленное изменениями условий РРВ.

Для расчетов используем следующие значения $У_z$: 8–12 дБ при ведении радиоразведки в КВ диапазоне земной волной; 10–16 дБ при ведении радиоразведки в КВ диапазоне ионосферной волной; 5–9 дБ при ведении радиоразведки в диапазоне метровых волн на дальностях менее 30 км и 6–10 дБ при больших дальностях радиоразведки.

Задача расчета дальности радиоразведки по своей сути является обратной задаче определения вероятности электромагнитной доступности (ЭМД) ИРИ. Дальность радиоразведки определяется по графикам $L_р(r)$ в зависимости от рабочей частоты источника, характера подстилающей поверхности и высот подъема передающей и приемной антенн. При этом $L_р$ рассчитывается по формуле:

$$L_р = P_п - 10\lg(P_{прд} G_{прд} G_{прм} \eta_{прд} \eta_{прд} \xi_с \xi_п) + z_{тр} + u\sigma_z. \qquad (12.51)$$

Численное значение параметра u, входящего в данное выражение, определяется по табл. Ф(u) в соответствии с заданной вероятностью ЭМД ИРИ для средств радиоразведки. Как правило, на практике определяют дальность радиоразведки при условии $P_{ЭМД} = 0{,}1$.

Среднеквадратическая линейная ошибка определения координат ИРИ угломерным способом пеленгаторной сетью из $N_{пл}$ пеленгаторов может быть рассчитана с использованием выражения:

$$R_{\text{ск}_N} = 0,01745\sqrt{\frac{\sum_{k=1}^{N}\frac{1}{R_k^2}}{\sum_{i=1}^{N-1}\sum_{j=i+1}^{N}\frac{\sin^2 \text{г}_{ij}}{R_i^2 R_j^2}}}, \qquad (12.52)$$

где $R_i = \Delta^{\circ}_{\text{ск}} r_i$ – удаление линии пеленга i-го пеленгатора от ИРИ.

Оперативная оценка точности местоопределения ИРИ радиоразведки противника чаще осуществляется графоаналитическим методом с помощью специально разработанных графиков нормированных ошибок c_N, которые показывают, во сколько раз ошибка местоопределения ИРИ пеленгаторной сетью из $N_{\text{пл}}$ пеленгаторов больше ошибки местоопределения пеленгаторной сетью из двух пеленгаторов с углом засечки γ_{12} = 109°20′. При этом исходными данными для расчетов являются: база пеленгования B_n, т. е. расстояние между крайними пеленгаторами в сети; $r_{\text{цб}}$ – расстояние от центра базы до ИРИ; угол φ, образуемый линией базы и направлением от центра базы на ИРИ; $N_{\text{пл}}$ – количество пеленгаторов в сети; $\Delta^{\circ}_{\text{ск}}$ – техническая среднеквадратическая угловая ошибка пеленгования.

Расчет $R_{\text{ск}_N}$ осуществляется по формуле

$$R_{\text{ск}_N} = 0,016 B_n \Delta_{\text{ск}} \rho_n. \qquad (12.53)$$

Как указывалось выше, для определения местоположения ИРИ угломерным способом необходимо обеспечить снятие пеленгов на источник не менее чем двумя пеленгаторами сети. В этой связи вероятность местоопределения ИРИ может быть рассчитана с помощью выражения

$$P_{\text{мо}} \approx P_N^{(k\geq 2)} = \left[1+\sum_{i=1}^{N_{\text{пл}}}\frac{P_{\text{пел}_i}}{1-P_{\text{пел}_i}}\right]\prod_{i=1}^{N_{\text{пл}}} 1-P_{\text{пел}_i}, \qquad (12.54)$$

где $P_N^{k\geq 2}$ – вероятность снятия пеленгов на ИРИ не менее чем двумя пеленгаторами из $N_{\text{пл}}$; $P_{\text{пел}\,i}$ – вероятность снятия пеленга на ИРИ i-м пеленгатором.

На практике возможность снятия пеленга на источник излучения определяется в первую очередь ЭМД его излучения пеленгаторному приемнику, поэтому можно принять допущение, о том, что

$$P_{\text{пел}} \cong P_{\text{ЭМД пел}}. \qquad (12.55)$$

Для расчета среднего времени обнаружения ИРИ радиоразведки (РР) противника используется выражение

$$t_{\text{обн ИРИ}} = \frac{1}{\rho_{\text{и}} P_{\text{ЭК}} P_{\text{опозн ИРИ}}}\left[\frac{1}{P_{\text{ЭМД п}}}\left(\frac{\bar{t}_{\text{пр}}(1+1/r_{\text{пр}})}{2\alpha_{\text{и}}\beta_{\text{и}}}+\frac{\bar{t}_{\text{выд}}}{\beta_{\text{и}}}\right)+\frac{\bar{t}_{\text{пел}}}{P_{\text{ЭМД пел}}}\right], \qquad (12.56)$$

где $\rho_{\text{и}}$ – удельная интенсивность работы ИРИ на излучение; $P_{\text{ЭК}}$ – вероятность энергетического контакта приемника поиска с излучением ИРИ, работающим на узконаправленную антенну; $P_{\text{опозн ИРИ}}$ – вероятность опознавания радиоразведкой назначения ИРИ; $P_{\text{ЭМД п}}$, $P_{\text{ЭМД пел}}$ – вероятности ЭМД ИРИ постам поиска и пеленгования,

соответственно; $\bar{t}_{\text{пр}}$ – среднее время прохода постом поиска назначенного (выделенного для ведения радиоразведки) диапазона частот; $r_{\text{пр}}$ – коэффициент эффективности работы поста поиска; $\bar{t}_{\text{выд}}$ – средняя продолжительность выделения постом технического анализа первичных радиоразведывательных признаков сигнала ИРИ; $\bar{t}_{\text{пел}}$ – средняя продолжительность ИРИ пеленгаторной сетью; $\alpha_{\text{и}}$ – вероятность того, что за время работы ИРИ на излучение первичные радиоразведывательные признаки его сигнала будут выделены постом технического анализа; $\beta_{\text{и}}$ – вероятность того, что за время работы на излучение местоположение ИРИ будет определено пеленгаторной сетью.

Вероятность энергетического контакта $P_{\text{эк}}$ рассчитывается, как правило, в случае ведения радиоразведки с летно-подъемных средств по формуле

$$P_{\text{эк}} = 2r\,\text{tg}\ \varphi_0/2\ /\text{Д}_{\text{м}}, \tag{12.57}$$

где r – расстояние от ИРИ до средства радиоразведки; φ_0 – угол диаграммы направленности антенны ИРИ в направлении на средство радиоразведки; $\text{Д}_{\text{м}}$ – протяженность маршрута барражирования носителя средств радиоразведки.

При расчете среднего времени обнаружения ИРИ наземными комплексами радиоразведки вероятность энергетического контакта $P_{\text{эк}}$ принимается равной единице.

Вероятность опознавания радиоразведкой назначения ИРИ $P_{\text{оп}}$ может быть рассчитана с использованием выражения

$$P_{\text{оп}} = 1 - \text{e}^{K_{\text{инф РР}} \ln(1 - P_{\text{тр}})} \tag{12.58}$$

где $K_{\text{инф РР}}$ – коэффициент информированности радиоразведки о назначении ИРИ; $P_{\text{тр}}$ – требуемая для радиоразведки вероятность опознавания назначения ИРИ.

Для проведения расчетов величина $P_{\text{оп ИРИ}}$ принимается равной единице.

Коэффициент эффективности работы поста поиска $r_{\text{пр}}$ для практических расчетов, как правило, принимается равным единице.

Расчет $\text{с}_{\text{и}}$, $\text{б}_{\text{и}}$, $\text{в}_{\text{и}}$ и $\bar{t}_{\text{пр}}$ производится по следующим выражениям:

$$\rho_{\text{и}} = \frac{\bar{t}_{\text{и}}}{\bar{t}_{\text{и}} + \bar{t}_{\text{п}}}, \tag{12.59}$$

$$\alpha_{\text{и}} = \frac{\bar{t}_{\text{и}}}{\bar{t}_{\text{и}} + \bar{t}_{\text{выд}}}, \tag{12.60}$$

$$\beta_{\text{и}} = \frac{\bar{t}_{\text{и}}}{\bar{t}_{\text{и}} + \bar{t}_{\text{пел}}}, \tag{12.61}$$

$$\bar{t}_{\text{пр}} = \frac{\Phi_0}{n_{\text{пп}}\gamma_{\text{Т}}}\left(1 + \frac{\lambda_f}{k_f}\bar{t}_{\text{выд}}\gamma_{\text{Т}}\right), \tag{12.62}$$

где $\bar{t}_{\text{и}}$, $\bar{t}_{\text{п}}$ – среднее время работы ИРИ на излучение (сеанса связи) и среднее время пауз между смежными излучениями (сеансами $_{\text{связи}}$); $\Phi_{\text{о}}$ – диапазон частот, выделенный (назначенный) РРК для ведения разведки; $n_{\text{пи}}$ – количество приемников поиска в составе РРК; $\gamma_{\text{т}}$ – техническая скорость прохода диапазона частот приемником поиска; λ_f – удельная загрузка стандартной полосы частот разведки (1 МГц) работающими радиосредствами; k_f – коэффициент просеивания диапазона частот приемником поиска.

Вероятность обнаружения радиоэлектронных средств (РЭС) радиоразведкой противника за время t может быть рассчитана с помощью выражения

$$P_{\text{обн}}(t) = 1 - \mathrm{e}^{-t/\bar{t}_{\text{обн ИРИ}}}. \qquad (12.63)$$

Таким образом, рассмотренные показатели позволяют всесторонне оценить защищенность отдельных РЭС ВТС от радиоразведки противника.

Следует отметить, что, по мнению американских специалистов, для выполнения задач радиоразведкой, ей достаточно вскрыть не менее 80% элементов системы электросвязи (УС или линий связи). Поэтому под временем вскрытия системы электросвязи радиоразведкой противника будем понимать длительность интервала времени, которое требуется РРК на вскрытие 80% узлов или линий связи. В свою очередь, УС считается вскрытым, если обнаружены 80% РЭС его составляющих.

12.2.2. Порядок расчета показателей безопасности сети связи

Комплекс принятых для защиты информации в ВТС мер по информационной безопасности должен обеспечивать:

защиту от утечки информации по техническим каналам и от НСД к информации при ее обработке, хранении и передаче по каналам связи;

защиту от нарушения целостности и подлинности передаваемой по каналам связи и хранимой в центрах коммутации ВТС информации (обеспечение имитозащиты информации);

аутентификацию пользователей, участвующих в информационном обмене (подтверждение подлинности отправителя и получателя информации);

защиту от отказов получателя или отправителя от фактов передачи или приема информации;

контроль доступа к ИР ВТС;

живучесть СКЗИ от компрометации части ключевой системы (обеспечение криптоживучести ВТС);

возможность доказательства неправомочности действий пользователей и обслуживающего персонала ВТС при нарушениях информационной дисциплины.

Основным механизмом защиты передаваемой в звеньях коммутации информации является шифрование.

Объектами НСД выступают сетевые элементы ВТС (центры коммутации) и каналы связи звеньев коммутации, объединяющие их в сеть. Функциональные требования к средствам обеспечения безопасности связи определяются классом защищенности элементов ВТС. Для определения класса защищенности установлены квалификационные признаки, представленные в табл. 12.3, позволяющие рассчитать коэффициент защищенности центров коммутации и отнести элементы ВТС к определенным классам по уровню защищенности.

Коэффициент защищенности r-го центра коммутации определяется следующим образом:

$$k^r_{\text{защ}} = k^r_{\text{д}} + k^{\kappa}_{\text{упр}} + k^r_{\text{ш}} + k^r_{\text{шр}} + k^r_{\text{атт}} + k^r_{\text{ц}} + k^r_{\text{тест}} + k^r_{\text{вост}} + k^r_{\text{серт}} + k^r_{\text{адм}} + \\ + k^r_{\text{охр}} + k^r_{\text{рег}} + k^r_{\text{уч}} + k^r_{\text{сиг}}. \quad (12.64)$$

При этом если определенные функциональные требования в центре коммутации не обеспечиваются, то значение соответствующего коэффициента принимается равным 0, а в случае реализации – приведенному в табл. 12.3. Следует отметить, что приведенные в таблице коэффициенты являются рекомендуемыми и в зависимости от конкретных условий применения ВТС могут изменять свои значения в пределах определенного ограничения ($k^r_{\text{защ}}$).

Обобщенный показатель защищенности определяется следующим образом:

$$\overline{K}_{\text{защ}} = \sum_{r=1}^{N} K^r_{\text{защ}} \Big/ N, \quad (12.65)$$

где N – количество центров коммутации в составе ВТС.

Таблица 12.3

Функциональные требования к системе обеспечения безопасности связи элементов транспортной сети

Требования к средствам защиты информации	Коэффициент	
	Обозначение	Рекомендуемые значения
Подсистема управления доступом		
Идентификация, проверка подлинности и контроль доступа	$k_{\text{д}}$	0,1
Управление потоками информации	$k_{\text{упр}}$	0,05
Подсистема криптографической защиты		
Шифрование секретной информации	$k_{\text{ш}}$	0,2
Шифрование информации, принадлежащей различным группам пользователей на различных ключах	$k_{\text{шр}}$	0,1
Использование аттестованных криптографических средств	$k_{\text{атт}}$	0,1
Подсистема обеспечения целостности		
Обеспечение целостности программных средств и обрабатываемой информации	$k_{\text{ц}}$	0,05
Периодическое тестирование средств защиты информации от НСД	$k_{\text{тест}}$	0,05
Использование средств восстановления СЗИ от НСД	$k_{\text{вост}}$	0,05
Использование сертифицированных СЗИ	$k_{\text{серт}}$	0,05
Наличие администратора защиты информации	$k_{\text{адм}}$	0,05
Физическая охрана объекта	$k_{\text{охр}}$	0,05
Подсистема регистрации и учета		
Регистрация и учет доступа к ИС	$k_{\text{рег}}$	0,05
Учет носителей информации	$k_{\text{уч}}$	0,05
Сигнализация о попытках нарушения защиты	$k_{\text{сиг}}$	0,05

12.3. Расчет третьей группы показателей надежности транспортной сети

12.3.1. Порядок расчета показателей устойчивости сети

В качестве показателя живучести центра коммутации примем вероятность выживания центра коммутации при воздействии ВТО.

Вероятность выживания центра коммутации $P_{выж}(t)$ определяется при условии, что противник наносит удар по центру коммутации теми средствами, которые преодолели ПВО. Эта вероятность может быть определена по формуле

$$P_{выж}\ t = 1 - P_{унич.}^{\frac{t}{t_ц}}, \tag{12.66}$$

где $t_ц$ – время функционирования средств разведки и огневого поражения противника по принципу «разведал – поразил»; $P_{унич.}$ – вероятность уничтожения центра коммутации за время t.

$$P_{унич.} = P_{пзр} P_{обн} P_{расп} P_к P_{заст} P_{дост} P_{пор}, \tag{12.67}$$

где $P_{пзр}$ – вероятность ведения поиска центра коммутации в заданном районе; $P_{обн}$ – вероятность обнаружения центра коммутации; $P_{расп}$ – вероятность распознавания центра коммутации; $P_к$ – вероятность определения координат, размеров, укрытости и др. характеристик центра коммутации; $P_{заст}$ – вероятность того, что к моменту огневого поражения центр коммутации будет находиться в прежнем районе; $P_{дост}$ – вероятность доставки боеприпаса ВТО (вероятность преодоления средством поражения системы ПВО и противоракетной обороны); $P_{пор}$ – вероятность поражения центра коммутации. При этом

$$P_{обн} = \frac{(1 - K_м) P^*_{обн}}{1 + \xi\eta}, \tag{12.68}$$

где $K_м$ – степень замаскированности центра коммутации; $P^*_{обн}$ – вероятность обнаружения незамаскированного центра коммутации; η– количество ложных районов развертывания центра коммутации; ξ – степень правдоподобия ложных районов развертывания центра коммутации.

Для определения коэффициента замаскированности центра коммутации используется следующая формула

$$K_м = K_и K_{зм} K_л, \tag{12.69}$$

где $K_и$ – степень инженерного оборудования центра коммутации; $K_{зм}$ – коэффициент закрытости местности; $K_л$ – коэффициент, учитывающий тип леса и время года.

Для определения коэффициента закрытости местности воспользуемся следующей формулой:

$$K_{зм} = \frac{S_{зак}}{S_{общ}} \tag{12.70}$$

где $S_{зак}$ – площадь закрытой лесами местности; $S_{общ}$ – общая площадь района ведения операции.

$$P_{заст} = 1 - \frac{t}{t_п} \tag{12.71}$$

где $t_п$ – продолжительность пребывания центра коммутации в данном районе; t – продолжительность времени от момента обнаружения центра коммутации до начала его поражения.

$$P_{пор} = 1 - e^{-\frac{\omega P_1}{K}},$$

где P_1 – вероятность поражения элемента центра коммутации одним боеприпасом; K – количество боеприпасов, применяемых при поражении центра коммутации; ω – количество элементов в составе центра коммутации.

$$P_1 = 1 - e^{-\frac{R^2\ 1-K_и^2}{2\sigma^2}} \qquad (12.72)$$

где R – радиус поражения техники центра коммутации одним боеприпасом; σ – СКО боеприпаса от цели.

Если принять, что центр коммутации является одиночным объектом, противник обладает значительным ресурсом средств поражения и при условии идеальной работы его СУ огневым поражением, то для практических предварительных расчетов могут быть использованы номограммы (рис. 12.2).

Элементами структуры сети связи являются центры коммутации и соединяющие их между собой звенья коммутации. Для расчета показателя надежности элементов воспользуемся следующими выражениями.

Коэффициент готовности (простоя) определяется по следующим формулам:

$$K_г = T_и / (T_и + T_п); \qquad (12.73)$$

$$K_п = 1 - K_г = T_п / (T_и + T_п) \qquad (12.74)$$

где $K_г$ ($K_п$) – коэффициент готовности (простоя) элемента; $T_и$ ($T_п$) – время исправной работы (неисправности (восстановления)) элемента.

Звено коммутации может состоять из нескольких линий связи, образующих последовательное или параллельное соединение.

$$K_{гq} = 1 - \prod_{\vartheta=1}^{\Omega} (1 - K_{гq\vartheta}), \qquad (12.75)$$

где $K_{гq\vartheta}$ – коэффициент готовности ϑ-ой линии связи в звене коммутации $\vartheta = \overline{1,\Omega}$.

Для последовательного соединения

$$K_{гq} = \prod_{\vartheta=1}^{\Omega} K_{гq\vartheta}. \qquad (12.76)$$

Интегральным (комплексным) показателем устойчивости элемента сети связи является показатель оперативной готовности. Данный показатель позволяет учитывать как надежность элемента, так и его живучесть. Для его расчета воспользуемся выражением

$$P_{ог} = K_г P_{выж}. \qquad (12.77)$$

Для определения требуемой связности предлагается использовать следующее соотношение:

$$k_{св} \geq \frac{\lg\ 1 - P_{огнс}^{тр}}{\lg\ 1 - P_{огпп}}, \qquad (12.78)$$

где $P_{огпп}$ – показатель оперативной готовности основного пути передачи (определяемый прежде всего коэффициентами готовности линий связи первичной сети), $P_{огнс}^{тр}$ – требуемое значение показателя оперативной готовности направления связи.

$$P_{\text{огпп}} = \prod_{q=1}^{M} P_{\text{ог}\,q}, \tag{12.79}$$

где М – количество звеньев коммутации в пути передачи, допустимое количество звеньев коммутации в пути определяется технологическими особенностями; $P_{\text{ог}\,q}$ – показатель оперативной готовности q-го звена коммутации.

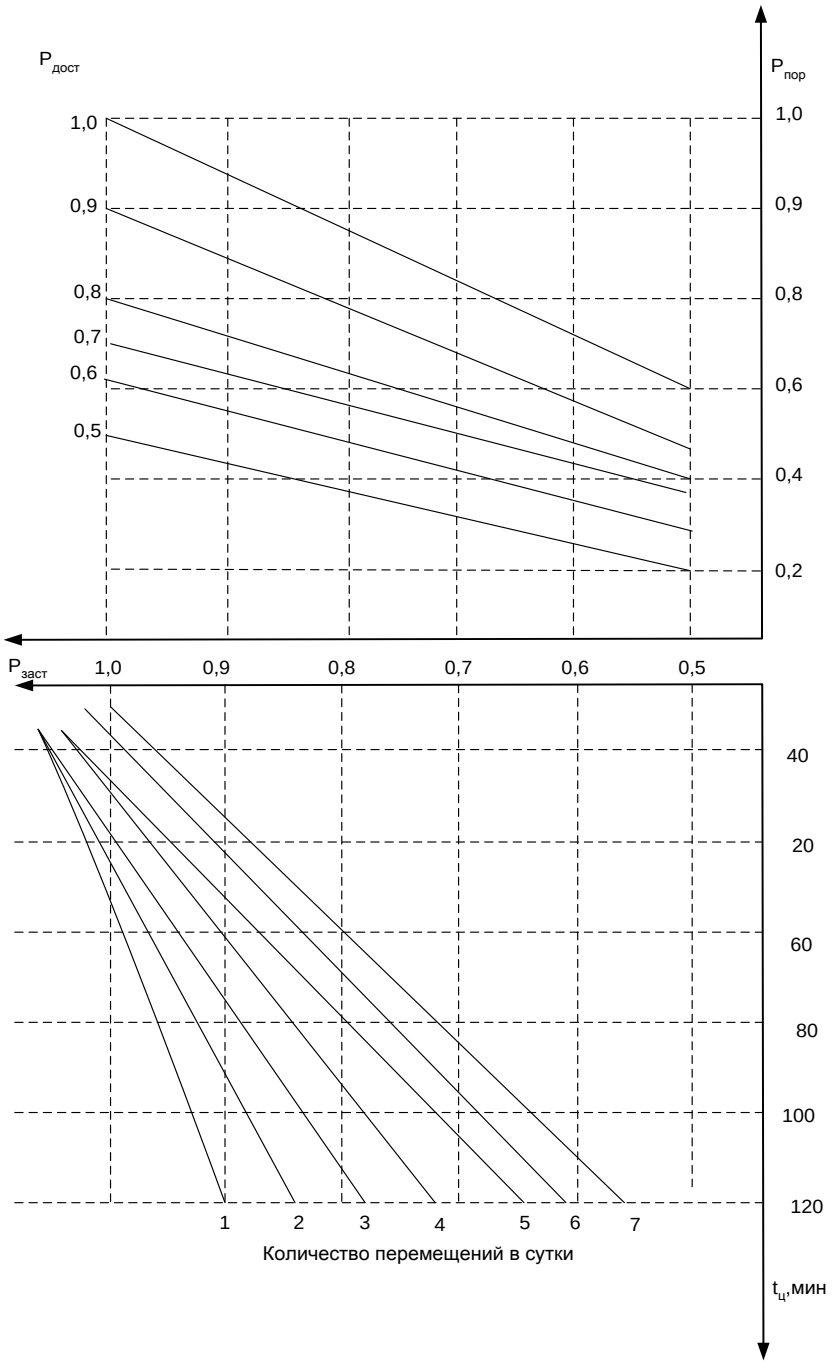


Рис. 12.2. Номограммы для расчета вероятности поражения цели высокоточным оружием в зависимости от ее мобильности

При синтезе структуры в условиях отсутствия стационарной опорной сети для определения коэффициента готовности пути передачи используется следующая формула

$$P_{\text{огпп}} = M^{\text{доп}} P_{\text{ог тип.}}, \tag{12.80}$$

где $M^{\text{доп}}$ – технологически допустимое количество звеньев коммутации в пути передачи пакетов; $P_{\text{ог тип.}}$ – коэффициент готовности типового звена коммутации, определяемый типом используемых линий связи.

Для проверки связности предлагается использовать метод Клейтмана. Сущность метода заключается в следующем.

Выбирается произвольный узел n_0 и проверяется k-связность этого узла с каждым другим узлом. Затем из графа удаляется узел n_0 вместе со всеми смежными дугами, выбирается какой-либо другой узел n_1 и проверяется (k–1)-связность этого узла с каждым из остальных узлов. Так продолжается либо до того момента, когда будет проверено, что узел n_{k-1} односвязный с каждым из оставшихся узлов, либо окажется, что некоторый узел n_i, i = 0, 1, …, k–1, не является (k–i)-связным с одним из оставшихся узлов.

Направление связи для расчета значения показателя живучести представим в виде двухполюсной сети связи.

Расчет вероятности связности приводимых (простых) двухполюсных сетей (ДСС) достаточно прост и проводится путем замены групп последовательно или параллельно соединенных ребер на одно эквивалентное ребро. При этом вероятности существования таких эквивалентных ребер определяются по следующим формулам:

для последовательного соединения

$$P_{\text{посл.}} = \prod_{q=1}^{M} P_q; \tag{12.81}$$

для параллельного соединения

$$P_{\text{пар.}} = 1 - \prod_{q=1}^{M} 1 - P_q \ , \tag{12.82}$$

где P_q – вероятность исправности (показатель оперативной готовности) q – го элемента структуры сети, $q = \overline{1, M}$.

12.3.2. Порядок расчета показателей доступности сети

Как было определено ранее, под доступностью будем понимать свойство ВТС, заключающееся в способности предоставить пользователям (должностным лицам), в т. ч. находящимся в движении, несколько независимых маршрутов для получения требуемого им канального ресурса.

Нетрудно видеть, что показатель доступности отражает пространственный аспект получения пользователями требуемого канального ресурса.

Оценка возможности доступа пользователя одновременно к нескольким элементам сети позволяет говорить о том, что сеть в состоянии обеспечить для него несколько независимых маршрутов и, следовательно, более высокую вероятность получения доступа к услугам связи с первой попытки, а для самой сети, соответственно, судить о возможности маневра ресурсом сети в интересах обеспечения устойчивого функционирования связи на необходимых информационных направлениях.

Транспортная сеть может характеризоваться зоной покрытия $\{S_i\}$ и зоной пересечения $\{S_o\}$, которые зависят от тактико-технических характеристик (ТТХ) радиопередающих (приемных, антенно-фидерных) устройств, высоты поднятия антенн на элементах сети связи, рабочей частоты и помеховой обстановки в районе выполнения задач.

Для определения значения S_ν в настоящее время принят упрощенный подход, при котором зоны покрытия каждого i-го элемента сети связи апроксимируются геометрическими окружностями. При этом размеры радиуса зон покрытия обычно определяются в лучшем случае исходя из предельных значений соотношений уровня радиосигнала станций к уровню помех при равномерном распространении радиоволн на

всех направлениях или вообще исходя из дистанции прямой видимости корреспондирующих станций, без учета конкретного рельефа местности и помеховой обстановки в точках приема сигнала.

Так, расчет S_i производится по следующей формуле:

$$S_i = \pi R_i^2, \tag{12.83}$$

где $R_i = K(f)\sqrt{H_{ai}}$ – радиус зоны покрытия i-го элемента сети связи, зависящий от H_a – высоты подъема антенн и f – рабочей частоты линии связи.

Для оценки доступности сети связи введем показатель d_V, который имеет смысл вероятности того, что в данной точке района ведения боевых действий пользователь может получить доступ не менее чем к V элементам сети связи. Данный показатель может быть рассчитан по формуле:

$$d_v = \frac{S_v}{S_{общ}}, \tag{12.84}$$

где $S_{общ}$ – общая площадь полосы боевых действий объединения; S_v – площадь зоны пересечения не менее чем V элементов сети связи (предоставляющих независимые пути доставки сообщений).

В целях расчета показателя доступности для группы должностных лиц оперативного состава ПУ будем рассматривать направление связи как СМО. При этом направление связи моделируется однофазной полнодоступной бесприоритетной системой распределения информации Mi /M / V /L, имеющая V обслуживающих приборов (путей передачи информации), на которую поступают заявки, образующие примитивный поток.

Выбор данной модели обусловлен, прежде всего, ограниченным числом должностных лиц в группе и, как правило, одинаковой их приоритетностью. Дисциплина обслуживания (с явными потерями) обусловлена постановкой задачи и смыслом выбранного показателя.

Для расчета показателя доступности $P_{дi}^{n}\ t$ используется формула

$$P_{дi}^{n}\ t = 1 - P_{п\,t}, \tag{12.85}$$

где $P_{п\,t}$ – потери по времени, численно равные вероятности занятости всех V линий пучка.

Нахождение $P_{п\,t}$ осуществляется по формуле Энгсета:

$$P_{пt} = \frac{C_N^V л^V\ 1 - л^{N-V}}{\sum_{в=0}^{V} C_N^{т} л^{т}\ 1 - л^{S-т}}, \tag{12.86}$$

где N – число источников нагрузки; ς – число занятых источников; λ– интенсивность поступающей от одного источника нагрузки (Эрл).

При решении данной задачи необходимо учитывать, что количество имеющихся путей передачи информации на заданном направлении связи в требуемый момент времени является случайной величиной, значение которой зависит от многих факторов (используемого рода связи, характера воздействия противника, интенсивности нагрузки на заданном информационном направлении и др.).

В целом показатель доступности можно рассчитывать по формуле

$$P_{дi}\ t = P_{дi}^{n}\ t\ d_v. \tag{12.87}$$

12.3.3. Порядок расчета показателя мобильности транспортной сети

Оценка степени подвижности центра коммутации определяется на основе коэффициента тактической маневренности:

$$K_{\text{м}}^{\text{т}} = \frac{T_{\text{м}}^{\text{т}}}{T_{\text{ц}}}, \tag{12.88}$$

где $T_{\text{м}}^{\text{т}}$ – продолжительность совершения тактического маневра; $T_{\text{ц}}$ – продолжительность определенной фазы, этапа, операции (боя).

Продолжительность совершения тактического маневра определяется как

$$T_{\text{м}}^{\text{т}} = \overline{t}_{\text{св}} + \overline{t}_{\text{п}} + \overline{t}_{\text{р}}, \tag{12.89}$$

где $\overline{t}_{\text{св}}$ – продолжительность свертывания центра коммутации; $\overline{t}_{\text{п}}$ – продолжительность перемещения центра коммутации; $\overline{t}_{\text{р}}$ – продолжительность развертывания центра коммутации.

Продолжительность развертывания центра коммутации рассчитывается по формуле

$$t_{\text{р}} = Q_{\text{тз}} K_{\text{пкм}} / N_{\text{лс}}, \tag{12.90}$$

где $Q_{\text{тз}}$ – суммарный объем трудозатрат на развертывание аппаратных центра коммутации; $K_{\text{пкм}}$ – коэффициент, учитывающий природно-климатические и метеорологические условия развертывания, при условии оценки различных вариантов построения в одних и тех же условиях можно принять равным 1; $N_{\text{лс}}$ – количество личного состава принимающего участие в развертывании.

Продолжительность свертывания УС (элемента) ВТС рассчитывается по формуле

$$t_{\text{св}} = 0,9 t_{\text{р}}. \tag{12.91}$$

Продолжительность совершения перемещения (марша) центра коммутации (элемента) ВТС рассчитывается по формуле

$$t_{\text{п}} = L_{\text{М}} K_{\text{М}} / \overline{V_{\text{П}}}, \tag{12.92}$$

где $L_{\text{М}}$ – расстояние совершения перемещения (марша); $K_{\text{М}}$ – поправочные коэффициенты для расчета продолжительности перемещения (при условии оценки различных вариантов построения в одних и тех же условиях можно принять равным 1); $\overline{V_{\text{П}}}$ – средняя скорость перемещения центра коммутации в км/ч. При расчете продолжительности совершения перемещения (марша) центра коммутации требуется учитывать продолжительность привалов через каждые 3–4 часа движения.

Продолжительность активного функционирования центра коммутации зависит от его способности обеспечить работу ПУ в движении и поддерживать функционирование определенного направления связи. Если центр коммутации может обеспечить работу ПУ только на стоянке, время $T_{\text{а}}$ равняется продолжительности функционирования УС в одном районе.

Необходимо отметить, что центры коммутации должны обеспечивать функционирование ПУ на всех этапах, связанных с перемещением. Поэтому

$$T_{\text{а}} = T_{\text{ф}} + \overline{t}_{\text{св}} + \overline{t}_{\text{п}} + \overline{t}_{\text{р}} = T_{\text{ф}} + T_{\text{м}}^{\text{т}}, \tag{12.93}$$

где $T_{\text{ф}}$ – продолжительность функционирования в районе, которое определяется от момента завершения развертывания УС и установления связей до начала свертывания; $\overline{t}_{\text{св}}$ – продолжительность свертывания центра коммутации; $\overline{t}_{\text{п}}$ – продолжительность перемещения центра коммутации; $\overline{t}_{\text{р}}$ – продолжительность развертывания центра коммутации.

Коэффициент $K_{\text{а}}$ определяет относительную продолжительность активного функционирования направления связи и характеризует продолжительность его полезного использования

$$K_{\text{а}} = \frac{T_{\text{а}}}{T_{\text{ц}}}. \tag{12.94}$$

Величина $T_{\text{ц}}$ рассчитывается исходя из выражения

$$T_{\text{ц}} = T_{\text{ф}} + T_{\text{м}}^{\text{т}}. \tag{12.95}$$

В зависимости от условий, определяющих изменение структуры направления связи путем перемещения центра коммутации, может изменяться подход к нахождению продолжительности цикла функционирования.

Данная продолжительность может быть обусловлена продолжительностью времени, необходимого противнику на вскрытие центра коммутации с точностью, достаточной для принятия решения на поражение.

Вероятность нанесения огня (удара) по центру коммутации увеличивается в том случае, если его продолжительность функционирования в одной позиции (районе) превышает продолжительность, необходимую для его вскрытия $T_{\text{ф}} \geq t_{\text{вск}}$

Для того, чтобы не попасть под огонь (удар) противника, эту продолжительность функционирования необходимо определять как

$$T_{\text{ф}} = t_{\text{вск}} - (t_{\text{св}} + t_{\text{п}}^{\text{бу}}), \tag{12.96}$$

где $t_{\text{п}}^{\text{бу}}$ – продолжительность времени, необходимого на выход из района на безопасное удаление, рассчитываемое по выражению

$$t_{\text{п}}^{\text{бу}} = D_{\text{Э}} K_{\text{М}} / \overline{V_{\text{П}}}, \tag{12.97}$$

где $D_{\text{Э}}$ – диаметр эллипса рассеивания снарядов при стрельбе артиллерии или диаметр эллипса захвата головки наведения ВТО; $K_{\text{М}}$ – поправочные коэффициенты для расчета продолжительности перемещения (как правило, принимает значение 0,8); $\overline{V_{\text{П}}}$ – средняя скорость перемещения центра коммутации.

Для проведения расчетов диаметр эллипса рассеивания принят: для артиллерии 700 м; для ВТО до 1200 м.

Продолжительность выхода из района на безопасное удаление необходимо учитывать в $t_{\text{св}}$ и тогда формула расчета продолжительности свертывания примет вид

$$t_{\text{св}} = 0{,}9 t_{\text{р}} + D_{\text{Э}} K_{\text{М}} / \overline{V_{\text{П}}}. \tag{12.98}$$

12.3.4. Порядок расчета показателей ресурсопотребления транспортной сети

Для оценки ресурсопотребления сети связи применяется обобщенный показатель R, который является функцией от количества центров коммутации $N_{цк}$, необходимого для построения данного варианта структуры сети, количества потоков E1 первичной сети связи N_{E1}, требуемого количества резервных типовых центров коммутации $N_{ЦК\,рез}$ и имеет вид

$$R = f(N_{ЦК}, N_{E1}, N_{ЦК_{рез}}) \qquad (12.99)$$

Одним из наиболее удобных способов построения обобщенного показателя является использование обобщенной функции желательности Харрингтона. В основе построения обобщенного показателя лежит идея преобразования натуральных значений частных показателей в безразмерную шкалу желательности (табл. 12.4). Ее назначение – установление соответствия между физическими и психологическими параметрами (субъективными оценками лица принимающего решения (ЛПР) желательности (предпочтительности) того или иного показателя).

Таблица 12.4

Стандартные значения на шкале желательности

Вид желательности	Отметка
Очень хорошо	1,00–0,80
Хорошо	0,8–0,63
Удовлетворительно	0,63–0,37
Плохо	0,37–0,20
Очень плохо	0,20–0,00

Значение частного показателя, переведенное в безразмерную величину желательности, обозначим d_u, $u = \overline{1, n}$, где n – количество частных показателей. При этом в рассматриваемом случае мы можем только определить верхнюю границу ресурса сети, определяемую наличием перед операцией сил и средств связи $r_{u\max}$. Значения всех частных показателей должны удовлетворять условию $r_u \le r_{u\max}$. Пусть значение частного показателя $r_{u\max}$ соответствует отметке по шкале желательности Харрингтона равной 0,2. Границы значений частных показателей для остальных отметок определяется экспертным опросом.

После того, как выбрана шкала желательности и частные отклики преобразованы в частные функции желательности определяется значение обобщенного показателя (обобщенной функции желательности) по формуле

$$R = \sqrt[3]{d_{ЦК} d_{E1} d_{ЦК_{рез}}}. \qquad (12.100)$$

Суммарная потребность в потоках E1, определяющая необходимый ресурс первичной сети для каждого звена коммутации находится по выражению

$$N_{E1} = \frac{\sum_{q=1}^{Q} C\ l_q}{2048}, \qquad (12.101)$$

где $C\ l_q$ – пропускная способность q-го звена коммутации (кбит/с); Q – количество звеньев коммутации в структуре ВТС.

Задача расчета количественного состава резерва связи в общем виде может быть сформулирована следующим образом. Имеется ВТС определенной структуры, состоящая из S типовых центров коммутации, имеющих интенсивность отказов равную ξ; подсистема технического обслуживания обеспечивает восстановление вышедших из строя центров коммутации с интенсивностью δ. Поток отказов можно принять простейшим из-за суммирования большого числа видов деструктивного воздействия на элементы сети связи $\eta = (\xi - \delta)\,S$. Требуется определить необходимое число типовых центров коммутации $V_{рез}$ для обеспечения устойчивой работы сети в течение определенного отрезка времени t (периода ведения операции).

Для расчета объема необходимого резерва может быть использовано следующее выражение:

$$V_{рез} = e^{-\text{з}t}\,\text{з}t \sum_{V=1}^{\infty} \frac{\text{з}t^{\;V-1}}{V-1\,!}\,, \qquad (12.102)$$

Введем минимальный критический порог невосполнимых потерь центров коммутации V^*, до значения которого сеть связи способна выполнять свои функции за счет избыточности структуры и алгоритмов управления потоками сообщений в сети.

В этом случае воспользуемся отношением

$$\eta = (\xi - \delta)\,S_{кр}, \qquad (12.103)$$

где $S_{кр} = S - V^*$ – критическое количество центров коммутации, обеспечивающих выполнение ВТС ее функций.

Если принять в качестве критического порога количество центров коммутации, удаление которых нарушает связность сети, а расчет потребного объема резерва производить количеством типовых центров коммутации, то для определения критического порога необходимо решить задачу определения минимального количества центров коммутации, уничтожение которых нарушает связность сети. Для этих целей решается задача поиска минимального вершинного разреза структуры сети.

12.4. Расчет четвертой группы показателей управляемости транспортной сети

Оценка управляемости ВТС будет осуществляться по оперативности системы технологического управления сетью.

Система управления сетью предназначена для выполнения ряда функций, основными из которых являются:

сбор и обработка информации о состоянии сети и ведение статистики по показателям работоспособности и качеству обслуживания;

управление потоками информации в сети;

реорганизация сети при ее разрушениях или резких изменениях входной нагрузки;

текущая оценка эффективности сети.

Управляемость сети связи во многом определяется способом реализации системного алгоритма управления потоками информации.

Оценка сложности практической реализации системных алгоритмов является весьма актуальной проблемой, так как в значительной степени определяет объем, производительность, а, следовательно, и стоимость вычислительных и аппаратурных средств.

Статические алгоритмы формирования плана распределения нагрузки являются наиболее простыми и экономичными. Однако раз и навсегда зафиксированные маршруты не обеспечат эффективного функционирования сети при изменениях входящей нагрузки и активном, целенаправленном деструктивном воздействии

противника на элементы сети. Поэтому наиболее оптимальным считается динамическое управление, которое реализуется в двух основных вариантах:

централизованная вычислительная процедура алгоритма управления потоками информации;

децентрализованная вычислительная процедура алгоритма разового детерминированного способа управления потоками информации.

Реализация выбранного алгоритма может быть осуществлена различными способами, количество которых невелико. Поэтому оптимизацию алгоритмов динамического управления можно проводить путем сравнения результатов аналитических решений.

Будем оценивать сложность реализации алгоритма по времени реализации вычислительной процедуры формирования и коррекции плана распределения информации, объему необходимых вычислительных средств и времени выбора направления связи в центре коммутации.

При оценке учитываются: структурные характеристики сети; время передачи служебной информации от ПУС к центру коммутации; величину входящего трафика, задаваемого матрицей $\left\|\lambda_{ij}\right\|$.

Для получения оценок сложности реализации алгоритма управления будем считать, что структура сети задана графом G (N, M), описываемым матрицей смежности $g \;\; N \times M$, где N – количество вершин графа, соответствующее числу ЦК сети, а M – количество звеньев коммутации. Обозначим также через S_i – количество звеньев коммутации, инцидентных одному узлу коммутации.

Централизованный способ реализации алгоритма управления характеризуется тем, что план распределения нагрузки формируется одним ПУ сетью для всех центров коммутации и используется для распределения потока сообщений, возникающего в интервале между коррекциями плана. Примем, что для определения первоначального плана распределения нагрузки и его коррекции при централизованном способе управления используется матричный метод.

По матрице смежности $g = \left\| g_{ij} \right\|$ формируется матрица кратчайших путей $Kp\left|N\right|$. Первоначально элементы матрицы Kp определяются как

$$Kp_{ii} = 0; \;\; Kp_{ij} = Kp_{ji} \begin{cases} 1 \;\; \text{при } q_{ij} = 1, \\ \infty \text{ при } q_{ij} \neq 1, \end{cases} \; i = \overline{1, N}; \;\; j = \overline{1, N}. \qquad (12.104)$$

Затем вычисляется те элементы, которые обозначены ∞:

$$Kp_{ij} = Kp_{ji} = \min \;\; (Kp_{in} + Kp_{nj}), \; n = \overline{1, N} \;\; . \qquad (12.105)$$

Тогда верхняя оценка времени формирования матрицы кратчайших путей $T_{кр}$ составит:

$$\begin{aligned} T_{кр} \leq {} & N_э (t_5 + 2t_1) + N_э (t_5 + t_1) + 2N_э (t_5 + t_3) + 2(N_3 - M) \times \\ & \times \; t_1 (N_э + 1)2 + Nt_4 + (2N_э + 1)t_5 \;\; , \end{aligned} \qquad (12.106)$$

где $N_э = N(N-1)/2$; t_1 – продолжительность выполнения ЭВМ операций сложения и вычитания; t_2 – продолжительность выполнения ЭВМ операции умножения; t_3 – продолжительность выполнения ЭВМ логических операций; t_4 – продолжительность выполнения ЭВМ операции сдвиг; t_5 – продолжительность выполнения ЭВМ передачи управления.

Следующий этап – формирование дистанционной таблицы $D \;\; S_l \times (N+1)$ узла по матрице *Kp*:

$$d_{ij}^{l} = \left\{ \begin{array}{c} 0 \text{ при } j = l \cap g_{ln} = 1 \\ 1 \text{ при } g_{ln} = 1 \cap j = n \\ Kp_{ij} + 1 \text{ при } g_{ln} = 1 \cap j \neq l,\ j \neq n \end{array} \right\} j, n = \overline{1, N},\ i = \overline{1, S_l} \tag{12.107}$$

$$d_{i\,N+1}^{l} = n \text{ при } g_{ln} = 1, \tag{12.108}$$

где l – номер узла, для которого формируется дистанционная таблица.

Элемент $d_{i\,N+1}^{l}$ определяет расстояние (по числу ветвей) от узла l к узлу j через соседний с l узел i.

Время формирования дистанционной таблицы узла определяется следующим образом:

$$T_{\text{д}} \leq N(t_3 + t_s) + S_l \;\; N(t_1 + t_s) + 2t_1 \;\; . \tag{12.109}$$

По дистанционной таблице составляется маршрутная матрица узла, которая передается из ПУС по сети технологического управления соответствующим центрам коммутации. Маршрутная матрица $M \;\; S_l \times N$, $l = \overline{1, N}$, представляет собой список направлений центров коммутации, упорядоченных в соответствии с критерием оптимизации плана распределения нагрузки на сети. Элемент d_{nj}^{l} является путем i–го выбора при установлении маршрута между узлами l и j $(j, l = \overline{1, N},\ i = 1, S_j)$.

$$m_{ij}^{l} = \left\{ \begin{array}{l} n \text{ при } d_{nj}^{l} = \min d_{kj}^{l} (d_{kj}^{l} \neq 0) \\ 0 \text{ при } j = l \end{array} \right\}. \tag{12.110}$$

Время формирования маршрутной матрицы $M \;\cdot$ узла l составит:

$$T_{\text{м}}^{l} \leq N(t_3 + t_s) + S_l (t_1 + t_s)(N - 1) \;\; S_l \;\; 3t_1 + S_l (t_1 + t_3 + t_s) \;\; . \tag{12.111}$$

При суммировании по всем центрам коммутации

$$\begin{aligned} &\sum_{i+1}^{N} (T_{\text{м}}^{l} + T_{\text{д}}^{l}) \leq 2N^2 (t_3 + t_5) + 2M \;\; 4Nt_1 + (N + 1)t_5 + \\ &+ (N - 1) S_{\max} (t_1 + t_3 + t_5) \;\; . \end{aligned} \tag{12.112}$$

Общее время формирования и коррекции плана распределения нагрузки при централизованном способе динамического управления определяется как:

$$T_{\text{ц}} \leq T_{\text{кр}} + \sum_{i=1}^{N} (T_{\text{М}}^{l} + T_{\text{Д}}^{l}) + \text{в} + T_{\text{пер}}, \tag{12.113}$$

где $T_{\text{пер}}$ – время передачи служебной информации:

$$T_{\text{пер}} = (N S_{\max} + 1) \;\; 1 + \text{ent}(\log_2 N) \;\; / C_{\text{э}}, \tag{12.114}$$

где $C_{\text{э}}$ – эксплуатационная скорость передачи служебной информации; β – время записи маршрутных матриц из оперативной памяти ЭВМ на внешние носители для передачи по каналам сети технологического управления соответствующим центрам коммутации. Можно принять

$$\text{в} = 0{,}1 \sum_{i=1}^{N} (T_{\text{М}}^{l} + T_{\text{Д}}^{l}). \tag{12.115}$$

Выбор маршрута в центре коммутации производится путем считывания номера в соответствующем столбце матрицы маршрутов. При этом время выбора маршрута

$$T_{\text{в.ц.}} \le S_l(t_1 + t_{\text{а}}), \tag{12.116}$$

где $t_{\text{а}}$ – время анализа возможности передачи информации по считанному маршруту.

Децентрализованная вычислительная процедура алгоритма управления потоками по методу «рельефа» характеризуется тем, что план распределения нагрузки представляет собою матрицы маршрутов, формируемые ПУС каждого из центров коммутации путем обмена служебной информацией.

Пусть процесс определения первоначального плана распределения нагрузки начинается одновременно на всех центрах коммутации. Известно, что соседние центры коммутации *l*-го центра коммутации отмечены единицами в соответствующих разрядах вектора $V = \left|V^l\right|, l = \overline{1, N},$ хранящегося в центре коммутации.

Исходная таблица «рельефа» *l*-го центра коммутации определяется как

$$R = \left|r_{ij}\right|, i = \overline{1, S_l}, \ j = \overline{1, N+1}. \tag{12.117}$$

Здесь

$$r_{ij}^l = \begin{cases} 0 \text{ при } j = l, \\ 1 \text{ при } V_j = 1, \ j = \overline{1, N}, \\ \infty \text{ в остальных случаях.} \end{cases} \tag{12.118}$$

$$r_{iN+1}^l = \begin{cases} j \text{ при } V_j = 1, \\ 0 \text{ в остальных случаях.} \end{cases} \tag{12.119}$$

Время выполнения группы операций, связанных с первоначальным вычислением R и минимального вектора min R, составляет

$$T_{\text{р}}^l = t_1 + Nt_3 + 2Nt_5 + S_l \ \ t_3(N+3) + t_1(N+6) \ . \tag{12.120}$$

Верхняя оценка

$$T_{\text{р}}^l \le t_1 + Nt_3 + 2Nt_5 + S_{\max} \ \ t_5(N+3) + t_1(N+6) \ . \tag{12.121}$$

Сформированный минимальный вектор передается всем соседним узлам. Получив минимальный вектор, СУ центра коммутации-получателя заменяет строку R с номером, соответствующим номеру центра коммутации-отправителя служебной кодограммы, на min R, каждый элемент которого предварительно увеличен на длину звена коммутации, связывающего рассматриваемые смежные центры коммутации. При этом элемент, стоящий на l-м месте, обнуляется. Время выполнения этой группы операций

$$T_{\text{р}}^2 \le S_l \ \ t_{\text{а}} + t_1 + N(t_1 + t_5 \ , \tag{12.122}$$

где $t_{\text{а}}$ – время анализа адреса центра коммутации-отправителя.

Наибольшее время выполнения этой группы операций

$$T_{\text{р}}^2 \le S_{\max} \ \ 2t_1 + N(t_1 + t_5) \ . \tag{12.123}$$

Последняя группа операций – формирование нового минимального вектора, сравнение с предыдущим и, в случае их отличия, передача нового минимального вектора всем соседним центрам коммутации. Время выполнения этой группы операций, без учета цикла передачи составит:

$$T_{\text{р}}^3 \le 2(t_3 + t_5)N + t_1 + (N-1) \ \ S_{\max}(t_1 + t_3 + t_5) + 2t_1 + t_5 \ \ \ 2t_1 + N \ . \tag{12.124}$$

Операции определения маршрутных матриц центров коммутации аналогичны операциям формирования маршрутов матрицы ПУС при централизованном способе. Будем считать, что время их выполнения составит $T_м$.

Время формирования плана распределения нагрузки в *l*-м центре коммутации при децентрализованном способе по методу «рельефа» определяется следующим образом:

$$T_р = T_р^1 + r(T_р^2 + T_р^3 + T_{пер}) + T_м, \qquad (12.125)$$

где r – наибольший по числу звеньев коммутации кратчайший путь по графу G; $T_{пер}$ – время передачи вектора в *l*-м центре коммутации, которое в данном случае составляет

$$T_{пер} = \frac{(N+1)\ 1+\mathrm{ent}(\log_2 N}{C_э} \times 10^3 \text{мс}. \qquad (12.126)$$

Коррекция плана распределения информации начинается по сигналам подсистемы контроля качества обслуживания. При этом в первую группу операций алгоритма динамического управления входят:

вычеркивание одной или нескольких строк в «рельефе» (по числу отказавших звеньев коммутации);

формирование минимального вектора, сравнение его с предыдущим и, в случае отличия, передача соседним центрам коммутации.

Время определения звена коммутации $T_{вр}^l$ – это время считывания элемента матрицы маршрутов, т. е.

$$T_{вр}^l \le S_l(t_1 + t_а). \qquad (12.127)$$

Тогда время коррекции плана распределения информации составит

$$T_р^k \le T_р - T_р^l + T_{вр}^l. \qquad (12.128)$$

Служебная информация с минимальным вектором $1 \times N$ при формировании первоначального плана распределения информации передается между центрами коммутации r раз.

Децентрализованная вычислительная процедура разового детерминированного способа управления потоками отличается от рассмотренных тем, что план распределения нагрузки не формируется, а звено коммутации определяется в центре коммутации каждый раз при поступлении сообщений (пакетов).

Примем, что для определения длин кратчайших путей используется матричный метод. Тогда в каждом центре коммутации должна храниться матрица смежностей $g = \|g_{ij}\|$, которая первоначально формируется путем обмена служебными кодограммами или передается *l*-м центром коммутации всем остальным центрам. В первом случае для формирования исходной матрицы смежностей затрачивается время

$$T_ф^1 = r(N+2)\ 1+\mathrm{ent}(\log_2 N)\ / C_э. \qquad (12.129)$$

Во втором случае

$$T^2 = r(N^2+1)\ 1+\mathrm{ent}(\log_2 N)\ / C_э. \qquad (12.130)$$

Вычислительная процедура алгоритма составляется аналогично описанной выше.

Время выбора звена коммутации определяется следующим образом:

$$T_{вдр}^l = 2N(t_1 + t_3 + t_5) + N(t_1 + 2t_3) + t_1 + S_l(t_1 + t_а) + \\ + (r-1)\ 2N(t_1 + t_3 + t_5) + N\,t_3(N-2)\ . \qquad (12.131)$$

Время коррекции матрицы:

$$T_{\text{др}}^{k} \le r(T_{\text{ф}}^{1} + t_{\text{а}}) + t_{\text{а}} + N(t_1 + t_5). \qquad (12.132)$$

12.5. Расчет пятой группы показателей технологичности комплексов технических средств транспортной сети

От совершенства конструкции центров коммутации ВТС, обоснованного уровня унификации агрегатов, входящих в их состав зависит ее грамотная техническая эксплуатация, своевременное и качественное техническое обслуживание и ремонт, а так же поддержание центров в постоянной боевой готовности.

Унификация состоит в многократном повторении в конструкции центра коммутации одних и тех же элементов, что способствует сокращению номенклатуры составных частей и уменьшению стоимости изготовления, упрощению эксплуатации и ремонта.

Степень унификации оценивают коэффициентом унификации, который представляет собой отношение числа унифицированных составных частей конструкции к общему их числу, либо отношение стоимости унифицированных составных частей центра коммутации к его стоимости С:.

$$з_{\text{ун}} = \frac{\sum C_{\text{ун}}}{C} 100\%. \qquad (12.133)$$

Степень внутренней унификации оценивается коэффициентом повторяемости

$$з_{\text{п}} = \left(1 - \frac{N_{\text{н}}}{N_{\text{д}}}\right) 100\%, \qquad (12.134)$$

где $N_{\text{н}}$ – число наименований составных частей центра коммутации; $N_{\text{д}}$ – общее число составных частей центра коммутации.

Важным показателем оценки степени унификации центра коммутации ВТС является коэффициент межпроектной (межсистемной) унификации, который рассчитывается по следующей формуле:

$$K_{\text{МУ}} = \frac{\sum_{i=1}^{H} (n_i - \text{и})}{\sum_{i=1}^{H} (n_i - n_{\max})}, \qquad (12.135)$$

где Н – общее количество рассматриваемых проектов (систем); n_i – количество типоразмеров составных частей в i-м проекте; и – общее количество типоразмеров составных частей, применяемых в группе из Н проектов, исключая типоразмеры, сокращаемые за счет взаимной увязки; n_{max} – максимальное количество типоразмеров составных частей одного проекта.

Степень стандартизации оценивается коэффициентом

$$з_{\text{с}} = \frac{N_{\text{с}}}{N} 100\%, \qquad (12.136)$$

где $N_{\text{с}}$ – число стандартных составных частей центра коммутации; N – общее число составных частей центра коммутации.

Использование модульного принципа построения центров коммутации ВТС по всем стадиям жизненного цикла позволяет:

в ОКР – сократить сроки разработки и номенклатуру заново разрабатываемых элементов нового облика ВТС;

в серийном производстве – увеличить серийность производства модулей и способствует развитию специализации в отрасли;

в эксплуатации – уменьшить объемы и сложность работ по обслуживанию и подготовке к использованию, сократить номенклатуру оборудования и запасных частей.

Изложенное обусловливает тенденцию к снижению затрат на модульные центры коммутации ВТС относительно традиционных центров коммутации по всем стадиям жизненного цикла и отражает специфику модульной стратегии развития телекоммуникационных сетей.

В качестве частных показателей, отражающих основные структурные особенности модульных центров коммутации ВТС, введем следующие показатели их конструктивного совершенства.

1. Полное разнообразие модульных центров коммутации:

$$R_{\sum} = \prod_{r} \sum_{i} \sum_{d} S_{dir}, \qquad (12.137)$$

где S – структурный элемент центра коммутации – модуль; i, r, d – индекс соответственно типа, класса и вида модуля.

Полное разнообразие модульных центров коммутации характеризует возможное количество обликов, теоретически реализуемое на основе комбинаторных свойств системы.

2. Номенклатурное разнообразие модулей:

$$R_V = \prod_{r} \sum_{i} \sum_{d} S_{dir}. \qquad (12.138)$$

Этот показатель характеризует возможный состав модулей различных типов, классов и видов в системе модульных центров коммутации.

3. Номенклатурный потенциал модуля:

$$\varphi_{ir} = R_{\sum} \Big/ \sum_{d} \sum_{ri} S_{dir}. \qquad (12.139)$$

Данный показатель позволяет оценить в среднем количество возможных обликов центров коммутации на базе данного типа модуля.

4. Номенклатурный потенциал ТС, построенной на базе:

$$\varphi_{v} = R_{\sum} \Big/ R_{v}. \qquad (12.140)$$

Такой показатель отражает удельный потенциал качественной загрузки отрасли различными модулями и характеризует комбинаторные возможности системы.

5. Целевой потенциал системы модульных центров коммутации:

$$\varphi_{v} = R_{\sum} \Big/ Z_{\sum}, \qquad (12.141)$$

где $R_{\sum}$ – количество задач, операций в целевой функции центра коммутации. Этот показатель отражает потенциальные возможности системы модульных центров коммутации к достижению идеального целераспределения на основе адаптивных свойств системы модульных центров коммутации.

12.6. Расчет шестой группы экономических показателей транспортной сети

Для проведения технико-экономического анализа различных вариантов построения сетей связи примем, что каждый из вариантов должен обеспечить определенный эффект, а именно обеспечить передачу требуемого объема информации с заданным качеством с обязательным выполнением требований по показателям технической эффективности (первая–четвертая группы эффективности). При этом предпочтительным будет являться вариант, имеющий меньшую стоимость.

Под стоимостью системы связи понимают весь комплекс затрат в денежном выражении, связанный с проведением НИР, выполнением аванпроекта, разработкой системы связи, разработкой и производством техники для оснащения системы, капитальным строительством стационарных сооружений связи, а также ее эксплуатацией. В наиболее общем виде суммарные затраты на систему связи можно классифицировать по назначению и направлениям вложения средств. По назначению выделяют затраты на создание и эксплуатацию системы связи. Под созданием системы связи понимается процесс исследования и обоснования разработки сети связи, разработки системы связи (проведение ОКР по созданию системы), разработки, производства и поставки техники связи, строительства стационарных сооружений связи. Под эксплуатацией системы связи будем понимать процесс применения ее по назначению, т. е. использование (эксплуатация) КТС личным составом подразделений в соответствии с задачами по их применению.

Затраты на эксплуатацию системы связи включают среднегодовые затраты на эксплуатацию КТС и среднегодовые затраты на содержание личного состава, не входящего непосредственно в экипажи КТС.

По направлениям вложения средств затраты подразделяются на капитальные и текущие

К капитальным затратам относятся расходы на НИОКР по созданию ВТС и техники связи; серийное производство техники связи; создание опытных (стендов) районов; доставку изделий от предприятий-изготовителей до объектов, складов и баз; капитальный ремонт изделий, их доставку к месту ремонта и обратно, стоимость строительства капитальных стационарных сооружений.

К текущим затратам относят расходы на содержание, хранение, техническое обслуживание и текущий ремонт техники, а также расходы на аренду ресурса из ССОП ЕСЭ. Текущие затраты обусловлены сферой эксплуатации системы связи. В общем случае они представляют собой сумму затрат на содержание личного состава, горюче-смазочные материалы, хранение, техническое обслуживание и ремонт (кроме капитального) КТС.

Исходя из классификации и анализа затрат, в общем виде требуемые затраты $C_{тр}$ на построение сети связи можно представить следующим выражением

$$C_{тр} = C_{созд} + C_{эксп}, \qquad (12.142)$$

где $C_{созд}$ – затраты на создание сети связи; $C_{эксп}$ – затраты на эксплуатацию сети связи.

Для расчета затрат на создание сети, строительство капитальных стационарных сооружений используют составляющие, зависящие от протяженности линий связи и независящие. Не зависящими от протяженности являются затраты на сооружение центров коммутации.

Стоимостной функционал иерархической ВТС определяется следующим образом:

$$C_{созд} = \sum_{r=2}^{R}\left(E_н \sum_{i=1}^{I} щ_{ir} c_i^у n_{ir} + \sum_{\vartheta=1}^{\Theta} щ_{\vartheta r} l_\vartheta k_{кан\text{-}км} + \sum_{\vartheta=1}^{\Theta} щ_{\vartheta r-1,r} l_\vartheta k_{кан\text{-}км} + \right.$$
$$\left. + \sum_{г=1}^{Г} щ_{гr} e_г s_{гr} \right), \qquad (12.143)$$

где $E_н$ – нормативный коэффициент эффективности капитальных вложений; n_{ir} – число центров коммутации i-го типа на r-й ступени иерархии построения ВТС; $s_{гr}$ – число центров технического обеспечения γ-го типа на r-й ступени; l_ϑ – протяженность создаваемых линий связи; $k_{кан\text{-}км}$ – затраты на 1 кан.-км создаваемых линий связи.

$$щ_{ir}, щ_{jr}, щ_{j\,r-1,r}, щ_{ϑr}, щ_{ϑ\,r-1,r} = \begin{matrix} 1, \text{ если } i, j, г \in r,(r-1), \\ 0 \text{ в противоположном случае} \end{matrix}.$$

Первый компонент в выражении представляет собой капитальные затраты на узловое оборудование, второй – арендную плату за каналы связи внутриуровневых подсетей, третий – арендную плату за каналы связи межуровневых подсетей, а четвертый – капитальные затраты на строительство линий связи внутри зоны, пятый – капитальные затраты на строительство линий связи между зон, а шестой – эксплуатационные расходы на содержание центров технического обеспечения.

Приближенно затраты на 1 кан.-км создаваемых линий связи могут быть определены по формуле:

$$k_{\text{кан.-км}} \cong \frac{2}{L}\left(\frac{a}{v^b} + c\right) + \frac{k'_{\text{л}}}{v}, \qquad (12.144)$$

где L – длина линии связи; V – пропускная способность линии; k' – затраты на 1 км линейной части линии передачи, представляющие собой величину, постоянную для определенного типа линии связи и системы передачи; a, b, c – коэффициенты, постоянные для определенного типа системы передачи.

Расчеты показывают, что эксплуатационные затраты имеют наибольший удельный вес в полной стоимости затрат на образец, достигающий 70 %.

Под КТС будем понимать аппаратные центров коммутации базовой сети, аппаратную центра коммутации – станции доступа ПУ, комплексную аппаратную связи абонентского модуля ПУ.

Все перечисленные образцы техники связи включают средства связи, средства обеспечения связи (средства подвижности, источники электропитания, зарядные устройства, техническое имущество, средства измерений и др.). В целом данные образцы техники представляют собой комплексный объект связи.

При оценке технико-экономической эффективности система связи рассматривается как совокупность КТС и персонала (личного состава), осуществляющего ее эксплуатацию и управление ее функционированием (органы управления).

Номенклатура, количество образцов КТС и численность личного состава определяются организационно-штатной структурой соединений, частей и подразделений связи для соответствующей системы связи как существующей, так и перспективной. Для расчетов затрат на содержание личного состава перспективной сети связи используются типовые расчетные единицы экипажей аппаратных связи, а также выработанные предложения по организационно-штатным структурам частей и соединений связи.

Среднегодовые затраты на эксплуатацию КТС могут быть определены по выражению

$$\overline{C}_{\text{э}} = C_{\text{лс}} + C_{\text{гсм}} + C_{\text{АКБ}} + C_{\text{эл}} + C_{\text{то тр}} + C_{\text{аренды}}, \qquad (12.145)$$

где $\overline{C}_{\text{э}}$ – среднегодовые затраты на эксплуатацию; $C_{\text{лс}}$ – затраты на содержание личного состава экипажа КТС; $C_{\text{ГСМ}}$ – затраты на горюче-смазочные материалы; $C_{\text{АКБ}}$ – затраты на приобретение и эксплуатацию аккумуляторных батарей (АКБ); $C_{\text{эл}}$ – затраты на потребляемую электроэнергию для обеспечения эксплуатации КТС; $C_{\text{то тр}}$ – затраты на проведение технического обслуживания и текущего ремонта КТС; $C_{\text{аренды}}$ – среднегодовые затраты на аренду канального ресурса.

Для расчета затрат на содержание личного состава, используется следующее выражение

$$C_{\text{лс}} = \sum_{s=1}^{S}\left(\sum_{l=1}^{L} C_{\text{лс}sl}^{\text{оу}} N_{sl}\right) + \sum_{z=1}^{Z}\left(\sum_{l=1}^{L} C_{\text{лс}zl}^{\text{эк}} N_{zl}\right), \qquad (12.146)$$

где $l = \overline{1, L}$ – категории сотрудников; $z = \overline{1, Z}$ – экипажи КТС; $s = \overline{1, S}$ – органы управления; N_{sl} – количество личного состава в *l*-ой категории s-го органа управления; N_{zl} – количество личного состава в *l*-ой категории z-го экипажа; $C_{\text{лс}\,l}$ – стоимость содержания сотрудника *l*-ой категории.

Время эксплуатации ($t_{\text{э}i}$) создаваемой системы связи может задаваться в Программе создания и развития данной сети или определяться в соответствии с нормативными документами ведомства.

Среднегодовые затраты на содержание личного состава ($\overline{C}_{\text{лс}\,j}$) рассчитываются в соответствии с федеральными законами, постановлениями Правительства РФ, нормативными документами соответствующего ведомства и организационно-штатной структуры подразделений связи.

Затраты на горюче-смазочные материалы, в основном, зависят от средств подвижности и могут определяться по выражению

$$C_{\text{ГСМ}} = C_{\text{г}} \frac{N_{\text{г}} R}{100} + C_{\text{М}} N_{\text{М}} \frac{\left[\, N_{\text{г}} R \;/100\right]}{100} + C_{\text{то тр}}, \qquad (12.147)$$

где $C_{\text{ГСМ}}$ – среднегодовые затраты на горюче-смазочные материалы; $C_{\text{г}}$ – стоимость одного литра горючего; $C_{\text{М}}$ – стоимость одного литра масла; $C_{\text{то тр}}$ – стоимость горюче-смазочных материалов, используемых при проведении технического обслуживания и текущего ремонта средств подвижности; $N_{\text{г}}$ – норма расхода горючего на 100 км; $N_{\text{М}}$ – норма расхода масла на 100 литров горючего; R – годовая норма расхода ресурса средств подвижности (км).

Для расчета среднегодовых затрат на приобретение АКБ различного предназначения за время эксплуатации КТС определяются по формуле

$$C_{\text{АКБ}} = \frac{\sum_{\text{о}} C_{\text{АКБо}} N_{\text{АКБо}}}{T_{\text{Э}}}, \qquad (12.148)$$

где $C_{\text{АКБ}\,\xi}$ – стоимость АКБ конкретного типа ξ-го предназначения; $N_{\text{АКБ}\,\xi}$ – количество АКБ ξ-го предназначения.

Стоимость электроэнергии, потребляемой КТС от промышленной электросети, определяется по формуле:

$$C_{\text{эл}} = t\, C_{\text{кВт}} \sum_{\text{т}} M_{\text{т}} N_{\text{т}}, \qquad (12.149)$$

где t – время работы КТС; $C_{\text{кВт}}$ – стоимость одного кВт/час; M_{ς} – потребляемая мощность (кВт) ς-ой аппаратной КТС; N_{ς} – количество аппаратных ς-го типа.

При определении затрат на текущий ремонт средств связи учитываются виды используемых при этом запасного имущества и приборов (ЗИП-О, ЗИП-Г), их кратность, количество электрорадиоэлементов, электротехнических изделий и др. запасных частей, поставляемых россыпью в течение года эксплуатации (ЗИП-О), а также стоимость содержания мастерских по ремонту и техническому обслуживанию средств связи, приходящаяся на один образец в течение года эксплуатации. В соответствии с этим, среднегодовые затраты на проведение текущего ремонта средств связи определяются по формуле:

$$C_{\text{то тр}} = \sum_{\text{т}} C_{\text{ЗИП Г т}} C_{\text{ЗИП О т}} C_{\text{М т}} N_{\text{т}}, \qquad (12.150)$$

где $C_{\text{ЗИП Г т}}$ – стоимость части группового ЗИП, приходящаяся на один образец ς-ой аппаратной КТС; $C_{\text{ЗИП О т}}$ – стоимость части одиночного ЗИП, приходящаяся на один образец ς-ой аппаратной КТС; $N_ς$ – количество аппаратных ς-го типа; $C_{\text{м}ς}$ – стоимость содержания мастерских по ремонту и техническому обслуживанию, приходящаяся на один образец ς-го типа.

На основе анализа эмпирических соотношений для расчета $C_{\text{ЗИП Г}ς}$ при отсутствии фактических данных о стоимости ЗИП используется следующее выражение

$$C_{\text{ЗИП Г т}} = 0,006\frac{C_{n\text{т}}}{T_{\text{эт}}}, \tag{12.151}$$

где $C_{\text{п}ς}$ – стоимость серийного образца аппаратных ς-го типа; $T_{\text{э}ς}$ – время эксплуатации аппаратной ς-го типа.

Для расчета $C_{\text{ЗИП О}ς}$:

$$C_{\text{ЗИП О т}} = \frac{C_{\text{пт}}}{100T_{\text{эт}}}. \tag{12.152}$$

Для расчета $C_{\text{м}ς}$

$$C_{\text{ЗИП Г т}} = 0,08\frac{C_{\text{пт}}}{T_{\text{эт}}}. \tag{12.153}$$

Для расчета затрат на аренду канального ресурса необходимо знать стоимость аренды каналов между центрами коммутации ВТС. Расчет среднегодовых затрат на аренду канального ресурса рассчитывается по формуле:

$$C_{\text{аренды}} = \sum\nolimits_{j=1}^{j} \text{щ}_{jr} c_j^{\text{к}} m_{jr} + \sum\nolimits_{j=1}^{j} \text{щ}_{jr-1,r} c_j^{\text{к}} m_{jr-1,r}. \tag{12.154}$$

где m_{jr} – число каналов связи j-го типа на r-й ступени иерархии построения ТС; $m_{jr-1,r}$ – число каналов связи j-го типа на (r–1, r)-й ступени; $c_j^{\text{к}}$ – стоимость аренды каналов j-го типа,

$$\text{щ}_{jr}, \text{щ}_{jr-1,r} = \begin{Bmatrix} 1, \text{ если } j \in r,(r-1,\ r) \\ 0 \text{ в противоположном случае} \end{Bmatrix}. \tag{12.155}$$

В качестве непрерывной аппроксимации функции $c_j^{\text{к}}$ в практике структурно-сетевых расчетов используется

$$c_j^{\text{к}} = \begin{cases} 170 - 150\,\text{e}^{-3l/4}, \text{ если } l \le 3000 \text{ км} \\ 170 - 26(-3), \text{ если } l > 3000 \text{ км} \end{cases}. \tag{12.156}$$

12.7. Оценка альтернативных вариантов построения транспортной сети

Оценка технологических решений по построению перспективной системы связи должна осуществляться в следующей последовательности.

Первый этап. Проверка выполнения оперативно-тактических и технико-экономических требований с учетом накладываемых ограничений, в качестве которых, как правило, выступают выделенные финансовые ресурсы. Пригодность технологических

решений часто оценивается с точки зрения строгого выполнения нормативных требований, т. е. применяются критерии пригодности.

Второй этап. Сравнение решений по построению ВТС с существующими системами. Если на этапе определения оперативно-тактических и технико-экономических требований, предъявляемых к перспективной системе связи, были установлены более высокие нормативы, то данный вид анализа может не проводиться, либо он может осуществляться по отдельным показателям эффективности.

Третий этап. Сравнение разрабатываемой ВТС с системами-аналогами, либо с сетями, построенными на других технологических основах. При этом используются критерии сравнения и в отношении значений показателей эффективности могут быть сделаны выводы «превосходства», «равнозначности», «отставания».

Проект ВТС создается на базе определенных на этапе концептуального проектирования сетевых шаблонов элементов сети и типовых сетевых схем районов, зон и так далее.

Оценка построения сети связи осуществляется на основе расчета значений показателей качества и их сравнения с заданными оперативно-техническими требованиями. Проект признается не приемлемым, если хотя бы по одному критерию не выполняются требования к значениям показателей существенных свойств.

Более сложной задачей является сравнение разработанных альтернативных решений, удовлетворяющих заданным оперативно-техническим требованиям.

Решаемая задача многокритериальной оценки опирается на информацию об относительной важности критериев в количественной форме. Это информация о величинах замещений значений критериев между собой, о значениях коэффициентов важности частных критериев, количественная информация о допустимой степени взаимной компенсации значений тех или иных критериев.

При решении задачи многокритериальной оценки в разработанной методике все критерии приняты независимыми по предпочтению от остальных. Каждый оцениваемый альтернативный вариант характеризуется определенным вектором значений показателей качества.

В целях многокритериальной оценки альтернативных вариантов построения ВТС используется матрица потерь $\|M_a Q\|$ альтернатив α_j и показателей качества Q_i вида

$$\begin{array}{cccccc} & a_1 & \dots & a_j & \dots & a_m \\ Q_1 & x_{11} & \dots & x_{1j} & \dots & x_{1m} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ Q_i & x_{i1} & \dots & x_{ij} & \dots & x_{im}, \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ Q_n & x_{ni} & \dots & x_{nj} & \dots & x_{nm} \end{array}$$

где Q_n – вариант построения ВТС; a_m – показатель оценки; x_{nm} – фактические значения i-го показателя эффективности при построении j-го варианта ТС.

В каждой группе показателей качества вектор частных показателей сворачивается в скаляр Q, определяется обобщенный показатель с помощью агрегирующей функции.

Общим случаем функции агрегирования является средняя степенная функция

$$\varphi(x) = \left[\frac{1}{m} \sum_{i=1}^{m} x_i^p \right]^{\frac{1}{p}}, \; p \neq 0, \; i = \overline{1, m}, \tag{12.157}$$

где m – количество частных показателей; величина p, стоящая в показателях степени, отражает допустимую степень компенсации малых значений одних равноценных критериев большими значениями других критериев. Чем больше значение величины p,

тем больше степень возможной компенсации. Если величина $p \to -\infty$, то не допустима никакая компенсация и требуется выравнивание значений всех критериев, если $p \to 0$, то требуется обеспечение примерно одинаковых уровней значений отдельных частных критериев. В рамках данной методики используются линейная аддитивная (р = 1) и квадратичная (р = 2) свертки.

Для сопоставления результатов по критериям различной размерности следует определить в каждой строке минимальную $(\min_i x_{ij})$ и максимальную $\max_i x_{ij}$ оценки. Для показателей эффективности, которые необходимо максимизировать, формируется матрица по формуле вида:

$$X_{ij} = \frac{\max\limits_j x_{ij} - x_{ij}}{\max\limits_j x_{ij} - \min\limits_i x_{ij}}. \qquad (12.158)$$

Если же значение показателя необходимо минимизировать, то формируется матрица потерь вида

$$X_{ij} = \frac{x_{ij} - \min\limits_i x_{ij}}{\max\limits_j x_{ij} - \min\limits_i x_{ij}}. \qquad (12.159)$$

В целях выбора предпочтительного варианта построения ВТС по матрице потерь рассчитывается оценочный показатель по формуле

$$ш_j = \sum_i о_i \varphi_{ij}, \qquad (12.160)$$

где $о_i$ – весовой коэффициент значимости i-го показателя эффективности. Весовой коэффициент значимости определяется методами экспертной оценки в зависимости от конкретных условий построения ВТС.

Предпочтительным вариантом построения ВТС является вариант, у которого сумма относительных потерь минимальна $ш_j = \min$.

ЛИТЕРАТУРА

1. Строгалев В.П., Толкачева И.О. Имитационное моделирование. – М.: МГТУ им. Баумана, 2008.

2. Федеральный закон «О связи» от 07.07.2003 №126-ФЗ.

3. Правила подготовки и использования ресурсов Единой сети электросвязи Российской Федерации в целях обеспечения функционирования сетей связи специального назначения, утверждены Постановлением Правительства РФ от 22 февраля 2006 года (с изменениями на 10 марта 2009 года).

4. Требования к организационно-техническому обеспечению устойчивого функционирования сетей связи общего пользования, утверждены приказом Мининформсвязи №113, 2007.

5. Давыдов А.Е., Максимов Р.В., Савицкий О.К. Технические средства и методы защиты информации от утечки по техническим каналам на объектах информатизации. – СПб.: Изд. Политехнического университета, 2012 - 194с.

ЧАСТЬ 6. МЕТОДЫ АНАЛИЗА И ОПТИМИЗАЦИИ ЖИЗНЕННОГО ЦИКЛА ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ

В первой книге настоящей энциклопедии рассмотрены основные понятия и определения жизненного цикла (ЖЦ) инфокоммуникационных сетей (ИКС) на стадиях разработки, эксплуатации и развития системы, представлены структура и модели ЖЦ ИКС, определены задачи его исследования.

Жизненный цикл инфокоммуникационных сетей рассматривается как большая система более высокого уровня сложности, чем сама ИКС, т.к. включает в себя, кроме собственно ИКС, сложнейшие процессы организации и проведения разработки ее технических средств и программного обеспечения, включая подбор и подготовку кадров, а также процессы эксплуатации, расширения и развития служб и услуг сети вплоть до ее утилизации, работу с пользователями сети, штрафную, льготную и тарифную политики и др. Такая сложная система требует новых подходов к оценке ее эффективности, новых методов анализа и оптимизации.

Как любая сложная система, жизненный цикл ИКС характеризуется набором технических, вероятностно-временных и экономических характеристик, а также эффективностью, определяемой пользой для ее владельцев и пользователей от результатов жизнедеятельности системы.

Оценка этих характеристик требует разработки соответствующих методов анализа, а необходимость построения наиболее оптимальной структуры жизненного цикла, приносящего максимальную пользу владельцам и пользователям в течение всей жизни системы, требует создания методов оптимизации жизненного цикла ИКС по выбранному критерию эффективности.

Такие методы в отечественной технической литературе практически отсутствуют, впрочем, как и результаты исследований по другим аспектам построения ЖЦ сложных систем.

В научно-технической литературе по анализу и оптимизации ИКС критерий эффективности рассматривается, как правило, применительно к физической структуре сети. В некоторых работах учитывается и архитектура сети, т.е. влияние выбранных протоколов, интерфейсов, алгоритмов обработки информации на эффективность системы.

Такой подход вполне устраивает разработчика, а часто и заказчика, т.к. он наиболее понятен на стадии разработки системы людям, специализирующимся в области проектирования систем и обычно не участвующим в эксплуатации системы. Но на этой стадии возможен только теоретический расчет эффективности и других показателей системы, результаты которого и предъявляются заказчику.

На следующей стадии ЖЦ эксплуатацией и развитием системы занимаются другие люди, другие специалисты, задачи которых кардинально отличаются от задач проектировщиков. У них может быть даже другой критерий эффективности, в частности, для коммерческих систем он, как правило, определяется прибылью, доходом. И этот показатель больше начинает зависеть не только от технических характеристик системы, но и от условий эксплуатации, организации работ, качества услуг, контингента пользователей и т. п. Реальная эффективность системы становится переменной величиной во времени, ее нужно постоянно отслеживать и управлять ею.

Появляется задача оценки эффективности на данный момент и прогноза на последующие этапы. Для получения реальной картины эффективности системы, изменяющейся во времени, необходимо учитывать расходы и доходы не только на стадии эксплуатации, но и на стадии разработки. Отсюда вытекает задача исследования эффективности ЖЦ системы, представляющего собой сложную динамическую систему, охватывающую все процессы разработки, эксплуатации и развития, а также физическую структуру и архитектуру системы.

Авторы энциклопедии относятся к категории специалистов-разработчиков, имеющих довольно слабое отношение к практической эксплуатации разрабатываемых ими сетей и систем. Поэтому часть материалов этой книги, относящаяся к анализу, оптимизации и моделям стадии эксплуатации ЖЦ ИКС, имеет чисто теоретический характер, дающий общий подход к исследованию эксплуатационных процессов. По нашему мнению, каждая компания, занимающаяся эксплуатацией и развитием ИКС, должна иметь в своем составе небольшое подразделение высококвалифицированных специалистов, ориентированных на исследования жизненного цикла своей сети с целью постоянной оценки эффективности системы и выработки рекомендаций по ее повышению. В таких группах обязательно вырастут крупные ученые − специалисты в области анализа и оптимизации стадии эксплуатации и развития ЖЦ различных систем, которые не могут сформироваться в среде специалистов-разработчиков.

Практика создания и эксплуатации ИКС различного назначения показала, что эффективность создаваемой системы определяется не расчетными характеристиками ее структуры и архитектуры, а ее отдачей в определенном смысле в процессе эксплуатации, что и обуславливает введение понятия эффективности жизненного цикла ИКС. Сегодня практически все разработки сложных систем начинаются с рассмотрения подробных бизнес – планов их проектов, которые должны давать обоснованный прогноз эффективности системы в процессе ее эксплуатации.

Предлагаемые в главах 13-16 настоящей книги материалы по выбору критерия эффективности ЖЦ ИКС, оценке временных и экономических характеристик на моделях тематических циклов, а также предложения по методам оптимизации ЖЦ, представляют собой первую попытку решения некоторых проблем анализа и оптимизации ЖЦ ИКС.

ГЛАВА 13. СТРУКТУРА И МОДЕЛИ ЖИЗНЕННОГО ЦИКЛА ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ

В первой книге энциклопедии достаточно подробно рассмотрены структура жизненного цикла (ЖЦ) инфокоммуникационных сетей (ИКС) и его тематические циклы, которые необходимы для разработки и описания их моделей. Чтобы постоянно не отсылать читателя к первой книге, которой у него под рукой может и не быть, мы здесь, в какой-то мере повторяясь, еще раз кратко рассмотрим структуру ЖЦ ИКС на стадиях разработки и эксплуатации.

13.1. Структура жизненного цикла инфокоммуникационных сетей

Практика отечественных разработок выработала определенную этапность разработки и создания сложных систем. В соответствии с [1] ЖЦ ИКС состоит из двух стадий: разработки и стадии эксплуатации и развития.

Стадия разработки (СР) включает следующие этапы:

1. Научно-исследовательская работа (НИР) или аванпроект (АП).
2. Эскизный проект (ЭП).
3. Техническое проектирование (ТП).
4. Рабочий проект (РП).
5. Испытания.

В конкретных разработках число этапов может быть больше или меньше.

На каждом этапе ЖЦ решаются некоторые комплексы задач. Причем все эти комплексы достаточно автономны и самоценны. Например, комплекс задач, по разработке принципиальных и функциональных схем всех видов новой аппаратуры, комплекс задач по разработке алгоритмов, протоколов, интерфейсов, разработка программного обеспече-

ния (ПО) и т.д. Процессы решения каждого комплекса задач, как правило, итеративны и могут повторяться по несколько раз. Их анализ может способствовать построению модулей структуры ЖЦ систем и более точной оценке его характеристик.

Назовем процессы решения комплексов таких задач тематическими циклами ЖЦ ИКС, обозначая каждый цикл некоторым именем в соответствии с его тематикой. Тогда жизненный цикл системы можно разбить на ряд тематических циклов, определяющих содержание работ на некотором этапе разработки. Тематические циклы образуют содержательную последовательность работ и взаимодействуют друг с другом путем передачи результатов от предшествующих тематических циклов к последующим. Тематические циклы в значительной степени автономны как по содержанию работы, так и по составу исполнителей и могут пересекаться во времени.

Таким образом, в общем виде структура ЖЦ ИКС с привязкой к этапам реализации может быть представлена в виде, показанном на рис. 13.1 [1].

Стадия разработки. Начинается с замысла, идеи создания новой системы или модернизации уже существующей и заключается в разработке принципов и алгоритмов функционирования системы, функциональных и принципиальных схем оборудования, конструкторской документации и программного обеспечения (ПО), создании опытных образцов, испытательных стендов, опытных районов или опытной зоны, проведении всех видов испытаний. Разработка, как правило, осуществляется кооперацией предприятий, в которую входят специализированные научно-исследовательские институты, опытно-конструкторские бюро, опытные производства и другие предприятия. Головная роль в кооперации поручается обычно крупному системному предприятию, имеющему соответствующий опыт разработки и создания таких больших систем и коллективы высококвалифицированных системных специалистов.

Поскольку стадия разработки является чисто затратной составляющей в жизненном цикле системы, уменьшающей его общую эффективность, то важной задачей головного предприятия и других предприятий кооперации должна быть задача минимизации всех затрат на разработку. Однако, у предприятий-разработчиков нет каких-либо побуждающих стимулов для уменьшения затрат. Скорее, наоборот, завышенные сметы расходов создают для разработчиков более комфортные финансовые условия. Это одна из причин, почему заказчики систем (компании-операторы, ведомства и др.) стремятся приступать к их созданию лишь при наличии на рынке средств инфокоммуникаций всего необходимого оборудования. Когда в начале 90-х годов в России открылся рынок средств связи Запада, отечественная промышленность средств связи, привыкшая к дорогостоящим, многолетним разработкам, финансируемых из государственного бюджета, быстро развалилась.

Принятые в практике стандартные этапы проектирования систем (НИР, ЭП, ТП и т.д.) могут включать в себя один или несколько тематических циклов. Эти этапы (до эксплуатационного) являются затратными в ЖЦ системы, для оценки которых должны использоваться модели структуры ЖЦ ИКС и его циклов. Эти модели определяют структуру и последовательность работ в каждом тематическом цикле и их взаимосвязь. Очевидно, что каждый разработчик может по-своему строить эти циклы и чем детализированней они будут, тем точнее оценка затрат времени и средств.

Стадия разработки может строиться по различным сценариям в зависимости от целей, поставленных перед разработчиком системы. В частности, достаточно распространенными сценариями могут быть следующие.

Сценарий А – ведется разработка полностью всей системы, ее технических комплексов, алгоритмического и программного обеспечения.

Сценарий В – разработка системы ведется частично на покупных технических средствах и программном обеспечении, частично на средствах собственной разработки.

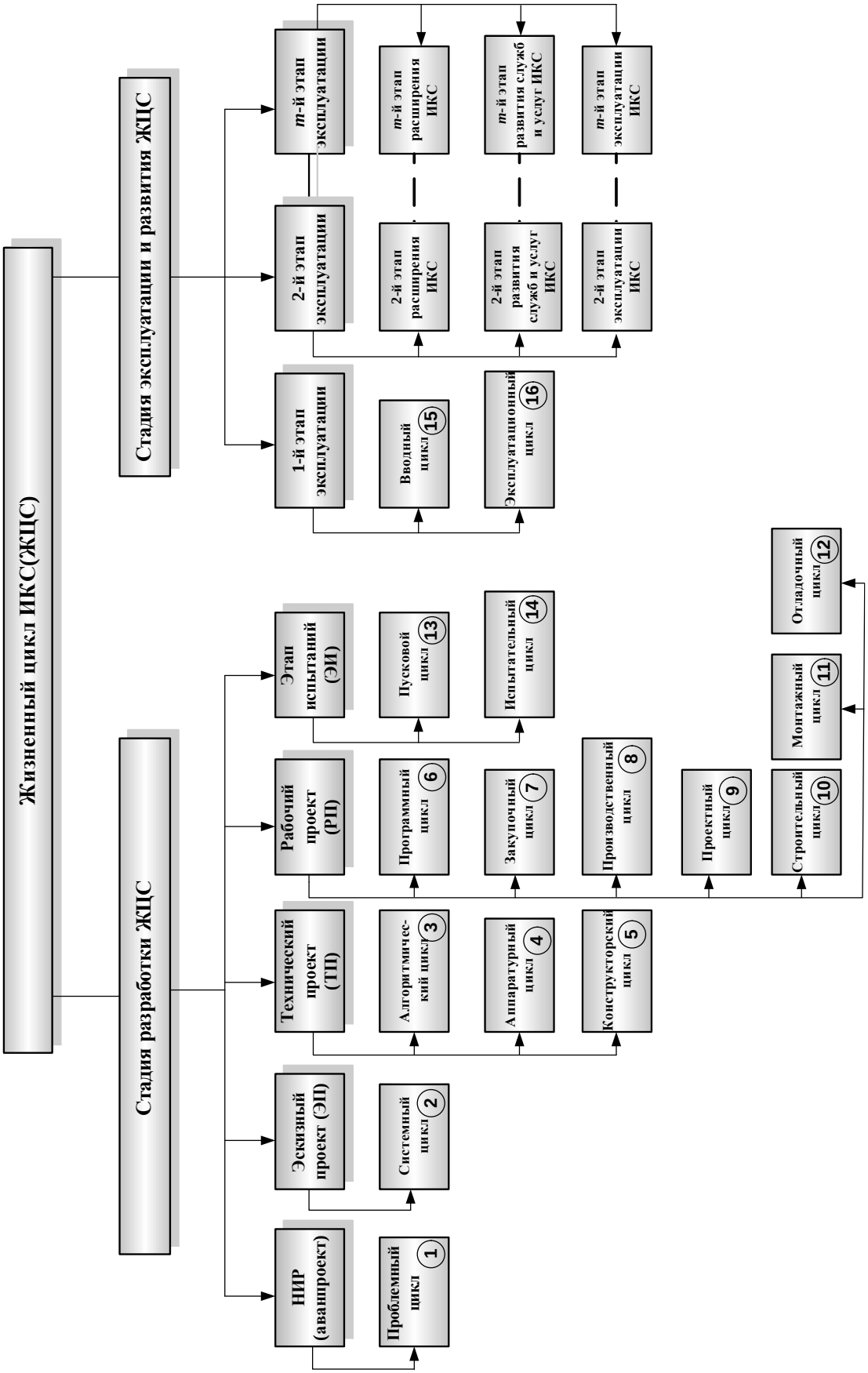


Рис. 13.1 - Структура жизненного цикла ИКС

Сценарий *C* – система разрабатывается полностью на покупных технических средствах и программном обеспечении.

Сценарий *D* – разработка системы может закончиться некоторым комплексным стендом системы с полной отработкой комплексов технических средств (КТС) и программного обеспечения, а также внедрением КТС в серийное производство. Дальнейшее оснащение объектов системы, подключение абонентов, отладку объектов и ввод в эксплуатацию берет на себя заказчик (как правило, оператор системы).

Сценарий *E* – по этому сценарию разработка может завершиться созданием опытного района (ОР) системы, в состав которого входят все типы технических средств, размещенных на объектах заказчика. В этом случае к объектам подключаются абоненты системы и осуществляется более полная ее отладка. Дальнейшее расширение системы осуществляет заказчик.

Сценарий *G* – вариантом этого сценария может быть создание опытной зоны (ОЗ) системы со значительно увеличенным по сравнению с ОР числом объектов и подключенных к ним абонентов.

Каждый сценарий может иметь несколько вариантов в зависимости от выбранного числа задач, соотношения закупаемых и разрабатываемых средств и т. д.

Решение задачи оптимизации на множестве этих вариантов может дать сценарий, оптимальный, например, по критерию затрат.

На рис. 13.2 в качестве примера показан граф сценариев ЖЦС на стадии разработки, где вершины обозначают варианты сценариев, предложенные выше, *N* и *K* – начало и конец стадии разработки.

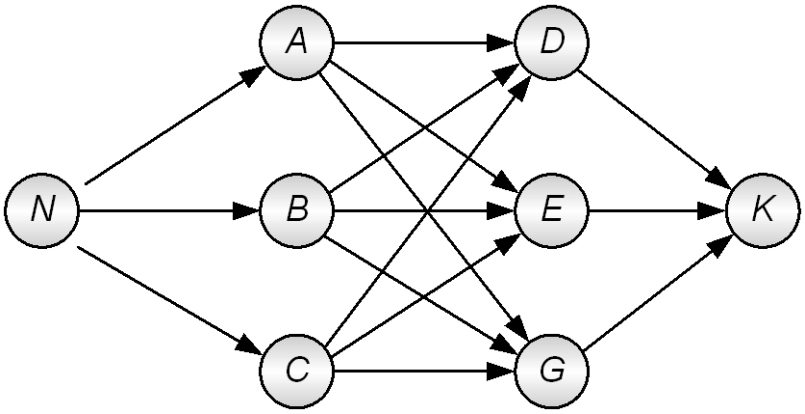


Рис. 13.2. Граф сценариев ЖЦС на стадии разработки

В данном примере показаны девять возможных сценариев ЖЦС на стадии разработки, а именно: NADK, NAEK, NAGK, NBDK, NBGK, NBEK, NCDK, NCEK, NCGK. Для нахождения на этом множестве наиболее оптимального сценария необходимо разработать математические модели ЖЦС, методы его анализа и оптимизации.

Стадия эксплуатации и развития системы. После СР система развивается одновременно (необязательно) в двух направлениях: расширение абонентской емкости и соответствующее развитие комплексов технических средств (КТС), включение и развитие новых комплексов служб и услуг. Время развития в обоих направлениях разбивается на периоды, в каждом из которых реализуется некоторый вариант расширения емкости системы или внедрения нового комплекса служб и услуг. Эти варианты можно выстраивать на временной оси в различном порядке следования, создавая таким образом множества сценариев развития емкости и новых служб и услуг системы, из которых могут выбираться оптимальные по выбранному критерию сценарии.

На рис. 13.3 показана структура СЭР ЖЦ ИКС.

Первый этап эксплуатации системы включает в себя два тематических цикла (вводный и эксплуатационный), завершающих СР. На этом этапе начинается эксплуатация фрагмента системы и оборудования, созданных на СР. Последующие этапы называются этапами эксплуатации и развития системы, каждый из которых включает в себя соответствующие этапы расширения, развития служб и услуг и эксплуатации системы.

Рис. 13.3. Структура стадии эксплуатации и развития ЖЦ ИКС

Расширение системы подразумевает увеличение абонентской емкости, создание и включение в эксплуатацию нового оборудования, новых объектов, новых трасс. Развитие служб и услуг подразумевает создание и включение в эксплуатацию новых информационных и телекоммуникационных служб и услуг, например, службы телемедицины, телеобразования, телекоммуникационной службы электронной почты и др. [2]. Этапам расширения и развития новых служб и услуг предшествуют соответствующие стадии их разработки, которые по сложности и длительности могут не уступать основной стадии разработки системы (например, разработка информационной службы телеобразования). Таким образом, такие разработки нового оборудования и новых служб могут иметь собственные жизненные циклы, которые завершаются внутри ЖЦ основной системы (рис. 13.4).

Многообразие сочетаний разработок и внедрения различного оборудования, служб и услуг во времени создают многообразие возможных сценариев ЖЦ системы и ее составляющих и широкое поле для их оптимизации.

На рис. 13.4 показана структура *i*-го этапа расширения системы и развития ее служб и услуг.

Если этап расширения системы заключается в создании и вводе в эксплуатацию очередного объекта, аналогичного созданным на предыдущих этапах, то из СР исключаются этапы НИР, эскизного, технического проектов, а также программный и производственный циклы рабочего проекта. Между этими вариантами существует множество сценариев для оптимизации и развития системы.

Рис. 13.4. Структура *i*-го этапа эксплуатации, расширения и развития служб и услуг ИКС

Если СР – полностью затратная составляющая ЖЦ системы, то в СЭР появляется доходная составляющая, обеспечивающая окупаемость и прибыльность системы. Прибыль – это основной параметр, используемый для оценки эффективности коммерческих систем.

13.2. Модели структуры жизненного цикла инфокоммуникационных сетей

Наиболее общая модель структуры ЖЦ, описывающая создание системы, начиная с постановки проблемы, разработки концепции, оборудования, алгоритмического и программного обеспечения (АО и ПО) и заканчивая циклом эксплуатации некоторого базового комплекса, показана на рис. 13.5.

Цифры на рисунке соответствуют обозначениям тематических циклов, представленных в разделе 13.1 (рис.13.1).

Модель описывает взаимосвязи тематических циклов ЖЦ системы на временной оси и последовательность переходов от одного цикла к другому. На рис. 13.5 показана также примерная привязка циклов ЖЦ ИКС к производственным этапам проектирования систем и оборудования.

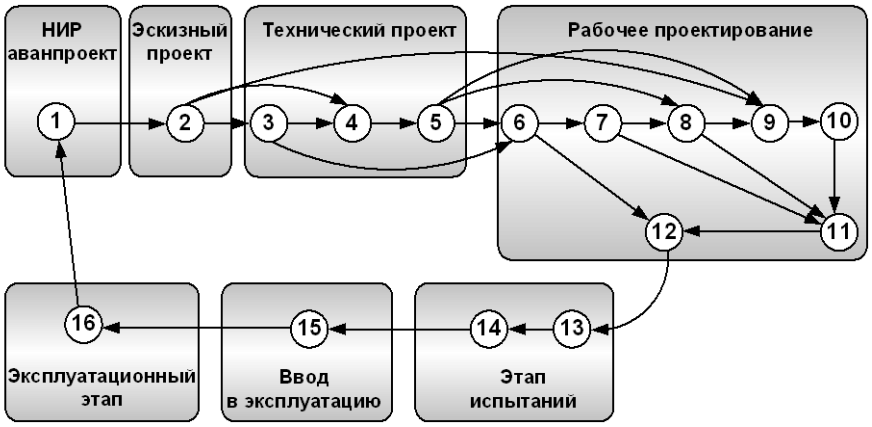


Рис. 13.5. Модель структуры жизненного цикла ИКС

Каждый цикл в значительной степени автономен как по содержанию работы, так и по составу исполнителей. Соответственно, каждый цикл должен иметь свою системную модель, используемую для математических экспериментов и непрерывно развиваемую и уточняемую. Обязательным условием согласованности работы на ЖЦ является применение единого (принятого для системы целиком) критерия эффективности.

Жизненный цикл в данной модели завершается эксплуатационным циклом некоторого базового комплекса технических средств, разработанного на стадии разработки. Как правило, в дальнейшем система развивается, расширяется, дополняется новыми техническими средствами, службами и услугами. Такое развитие требует новых разработок, испытаний, внедрения, т.е. фактически нового жизненного цикла для новых средств на базе уже созданной системы. Этот процесс может быть обозначен на модели рис. 13.5 обратной связью от эксплуатационного цикла к проблемному, что и было основанием для введения понятия и термина «жизненный цикл».

Модель рис. 13.5 соответствует сценарию *A* и *B* стадии разработки, описанному в разделе 13.1, когда в этой стадии присутствуют все тематические циклы, включая разработку и внедрение в серийное производство собственной аппаратуры. Если возникает необходимость разработки новой аппаратуры, то на практике такие разработки могут быть оформлены в виде отдельных ОКР, которые могут поручаться другим предприятиям.

В этом случае процесс разработки на модели распараллеливается, начиная с системного цикла (или с алгоритмического). Модель структуры жизненного цикла системы усложняется (рис. 13.6).

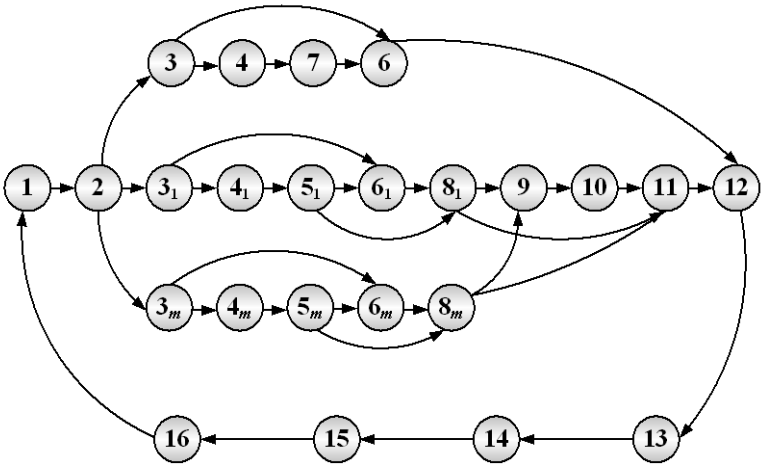


Рис. 13.6. Модель структуры жизненного цикла ИКС с параллельными процессами разработки новой аппаратуры

На рис. 13.6 основная ветвь 3–4–7–6 отображает работу головного системного предприятия, решающего системные задачи структуры, архитектуры, программного обеспечения системы, включая задачи выбора и закупки покупного оборудования. Ветви (3_1–4_1–5_1–6_1–8_1),…,(3_m–4_m–5_m–6_m–8_m) отображают m разработок (ОКР) новой аппаратуры. Важной задачей головного предприятия является координация работ предприятий-соисполнителей по всем другим ветвям с основной целью – одновременно завершить работы к началу монтажного цикла в части оборудования и к началу отладочного цикла в части программного обеспечения.

Модель сценария *C* стадии разработки, когда система строится полностью на покупных технических средствах, показана на рис. 13.7.

Все обозначения на рис. 13.7, как и на последующих, соответствуют обозначениям рис. 13.1.

По сравнению с основной моделью рис. 13.5 здесь отсутствуют два цикла – конструкторский (5) и производственный (8), что во многих случаях значительно сокращает затраты времени и средств на ЖЦ системы. Возможны многие другие варианты структуры жизненного цикла. На рис. 13.8 показан наиболее простой вариант модели, когда осуществляется несущественная модернизация системы, касающаяся совершенствования ИКС или введения новых услуг на программном уровне. Ясно, что затраты времени и средств на оставшихся в модели циклах будут, как правило, меньше по сравнению с первыми вариантами моделей.

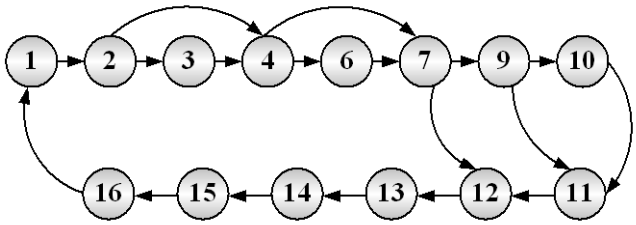


Рис. 13.7. Модель структуры жизненного цикла ИКС с построением системы полностью на покупных средствах

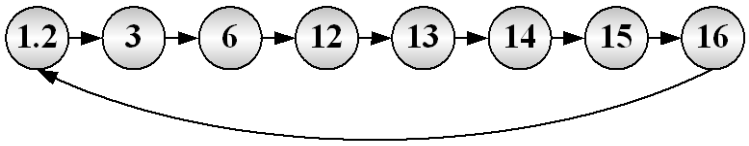


Рис. 13.8. Модель структуры жизненного цикла ИКС при простых модернизациях на программном уровне

13.3. Модели структуры жизненного цикла инфокоммуникационных сетей с расширением и развитием служб и услуг

На практике стадия эксплуатации и развития ИКС представляет собой длительный процесс расширения абонентской емкости системы, увеличения ее технических ресурсов за счет прокладки новых трасс, внедрения новых объектов, а также развития ее услуг за счет внедрения все новых и новых информационных и телекоммуникационных служб. Телефонные и телеграфные сети от примитивных абонентских установок и станций с ручной коммутацией в течение прошлого века переоснастились цифровыми станциями с автоматической коммутацией и абонентскими установками различной сложности вплоть до персональных ЭВМ. Мировая «паутина» Интернет из простой сети передачи данных «Арпанет» превратилась в инфокоммуникационную сеть с интеграцией различных служб и каждый год продолжает удивлять нас внедрением новых информационных и телекоммуникационных услуг.

Очевидно, что любая из этих и других систем изначально имела возможность развиваться по различным сценариям, среди которых был и наиболее оптимальный. Это положение справедливо и для современных инфокоммуникационных сетей.

Пусть R – множество вариантов расширения системы:

$$R = \{R_i, t_i\}_{i=1}^{r},$$

где R_i – вариант расширения системы со временем реализации t_i, r – число запланированных вариантов расширения системы, а

$K = \{K_j, t_j\}_{j=1}^{k}$ – множество вариантов реализации комплексов служб и услуг, где K_j – j-й вариант комплекса служб и услуг со временем реализации t_j, k –число вариантов комплексов служб и услуг, планируемых к внедрению.

Каждый вариант расширения системы означает расширение абонентской емкости на определенную величину и соответствующее подключение новых технических комплексов (мультиплексоров, коммутаторов и т. п.), строительство новых высокоскоростных трасс (ВОК, радио, спутниковые и др.), а варианты реализации комплексов служб и услуг – внедрение новых телекоммуникационных и информационных служб и услуг, например, электронная почта, службы телемедицины, телеобразования, различных информационных порталов и т. д. Для каждого такого варианта требуется определенное время реализации, называемое этапом развития системы. Последовательность этих этапов на временной оси может быть самой различной, образуя определенный сценарий. На рисунках 13.9 – 13.11 показаны примеры возможных вариантов ЖЦ систем.

На рис. 13.9 представлена модель ЖЦ системы, в которой на стадии разработки (СР) полностью прорабатываются все вопросы создания как базовых комплексов технических средств и служб (БКТСС), так и рассчитанных на перспективу технических средств из множества R и служб и услуг из множества K. Таким образом, такой вариант предусматривает дальнейшее развитие системы только после завершения цикла эксплуатации и возврата к первому циклу для разработки новой модификации системы (обратная связь на рис. 13.9). Эта модель правомерна для небольших систем, в которых или вовсе отсутствуют множества R и K, или они маломощны.

На рис. 13.10 показана модель структуры ЖЦ, характерная для крупных систем, в которых стадия эксплуатации (СЭ) совмещается с развитием системы (СЭР) и в которой процессы внедрения новых комплексов технических средств идут параллельно с внедрением новых комплексов служб и услуг. В данном случае на СР системы разрабатывается базовый комплекс технических средств и служб, который предъявляется на испытания и вводится в эксплуатацию (1 этап). Далее совместно с эксплуатацией осуществляется поэтапное развитие системы в части внедрения новых комплексов технических средств из множества *R* и новых служб из множества *K*.

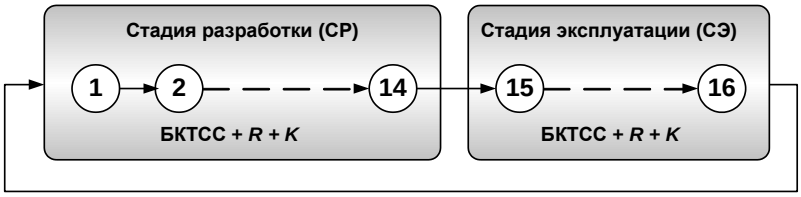


Рис. 13.9. Модель структуры ЖЦ систем с полной разработкой и вводом в эксплуатацию базовых и всех дополнительных комплексов технических средств и услуг

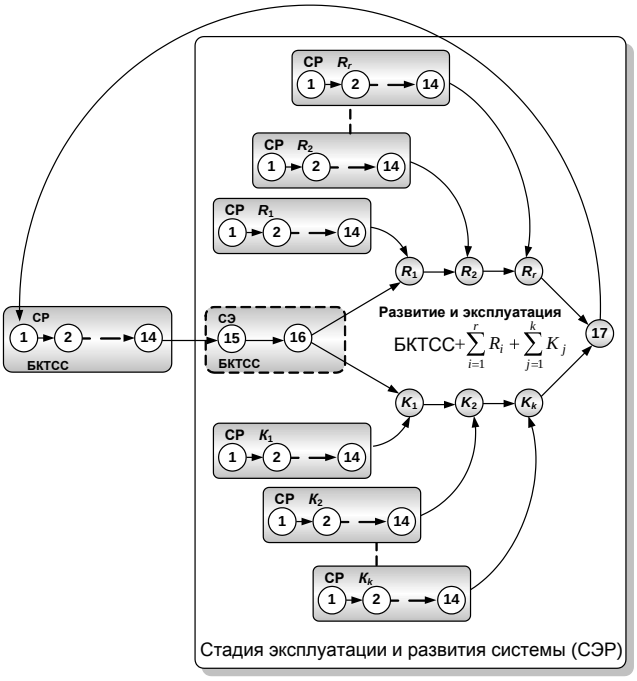


Рис. 13.10. Модель структуры ЖЦ систем с параллельным внедрением новых комплексов технических средств и новых служб

Этим внедрениям предшествуют стадии разработки каждого нового комплекса и новой службы, которые, таким образом, имеют свой внутренний жизненный цикл, совмещенный с ЖЦ всей системы. Модель предполагает множество сценариев развития ЖЦ системы, что обеспечивает широкие возможности для оптимизации жизненного цикла и нахождения наиболее оптимального сценария. Элемент 17 на рисунке обозначает завершающий этап эксплуатации системы до окончания ее ЖЦ.

На рис. 13.11 показана та же модель, но с последовательным внедрением новых комплексов технических средств и новых служб. Предполагается, что новые КТС разрабатываются и внедряются для обеспечения соответствующих новых служб, т. е. R_1 поддерживает K_1, R_2–K_2 и т. д.

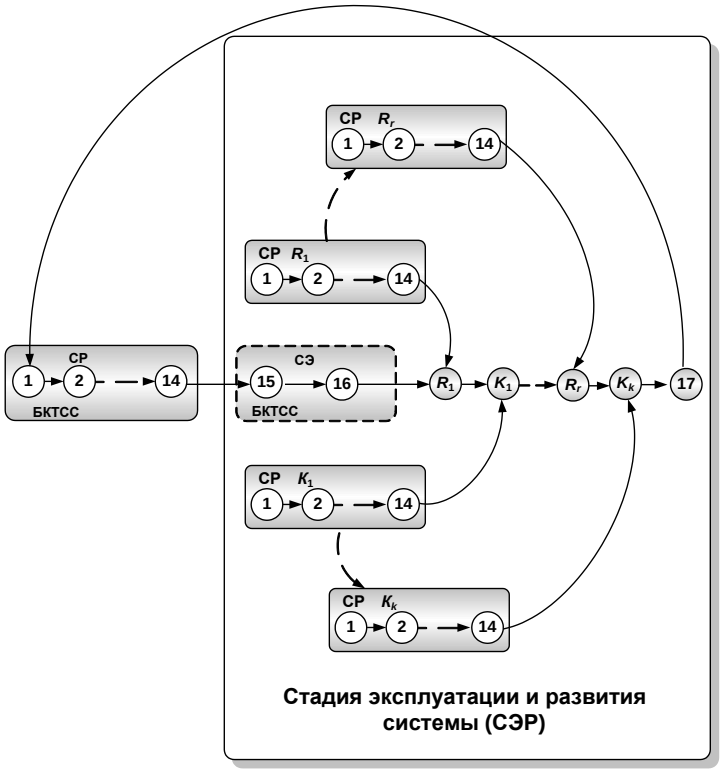


Рис. 13.11. Модель структуры ЖЦ систем с последовательным внедрением новых комплексов технических средств и новых служб

13.4. Модели процессов разработки системного алгоритмического обеспечения сложных систем

При разработке больших инфокоммуникационных сетей с большим числом разнотипного оборудования и сложным алгоритмическим обеспечением возникает вопрос о разделении ответственности за разработку комплексов технических средств и алгоритмического и программного обеспечения (АО и ПО).

Эти два направления, аналогично теоретическим направлениям анализа и оптимизации физической структуры и архитектуры системы, требуют специалистов различного профиля, разного опыта и разной квалификации.

В таких разработках обычно назначают двух первых заместителей главного конструктора (ГК), один из которых несет ответственность за АО и ПО, а второй – за комплекс технических средств (КТС). Первый является заместителем ГК по системным вопросам, включая АО и ПО, второй – заместителем ГК по КТС. Они самостоятельно организуют работу по своим направлениям, а их координацию осуществляет главный конструктор.

Идеология построения и функционирования сети, ее концепция разрабатывается специалистами первого направления. Ошибки, которые допускаются здесь, являются наиболее дорогостоящими в ЖЦ сети, т.к. проявляются на более поздних этапах разработки и приводят зачастую к существенным переработкам проекта, а иногда и отказу от него.

Поэтому в качестве примера мы рассмотрим организацию работ именно по этому направлению и предложим модель процесса разработки системного АО сети и АО ее элементов с выходом к циклу разработки ПО.

Модель процесса разработки АО сети по сценарию *A* или *B* (раздел 13.1), основанная на работе [3], показана на рис. 13.12.

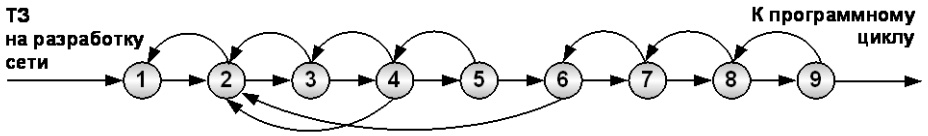


Рис. 13.12 - Модель разработки АО сети

На рис. 13.12 обозначено:

1 – **общие принципы функционирования сети;**

2 – **обобщенный алгоритм функционирования сети;**

3 – **комплексные алгоритмы взаимодействия элементов сети;**

4 – **системные алгоритмы функционирования элементов сети;**

5 – **ТЗ на разработку АО элементов сети;**

6 – **принципы функционирования элемента сети *i* –го типа, $i = \overline{1, M}$; *M* – число типов элементов сети (центров коммутации, маршрутизаторов, мультиплексеров, абонентских пунктов и т. д.)**

7 – **внешнее АО элемента сети *i*-го типа;**

8 – **внутреннее АО элемента сети *i*-го типа;**

9 – **ТЗ на ПО элемента сети *i*-го типа.**

Предложенная модель охватывает проблемный, системный и алгоритмический циклы, увязывая множество алгоритмов сети в единый комплекс. Результаты разработки задач в узлах модели 1÷5 составляют в совокупности системное алгоритмическое обеспечение (САО) сети, которое должно быть завершено на проблемном цикле.

Первым узлом модели являются общие принципы функционирования сети. Они охватывают основные решения по таким кардинальным вопросам, как выбор принципов нумерации и адресации, передачи информации, принципов коммутации, управления и приоритетного обслуживания, взаимодействия с пользователями сети и др.

Этот документ обязательно согласовывается с заказчиком и определяет всю идеологию функционирования сети. Он разрабатывается небольшой группой наиболее квалифицированных системных специалистов и служит основным руководящим документом, используемым далее специалистами при разработке обобщенного алгоритма функционирования сети.

Обобщенный алгоритм – это второй узел модели, определяет конкретные технические решения по протоколам на всех участках сети и их увязку между собой, содержит более подробную проработку принципов функционирования сети, основные сведения о форматах и кодах, а также информацию по эксплуатационно-техническому обслуживанию. Этот документ также согласовывается с заказчиком, с ним знакомят всех системных алгоритмистов и используют в дальнейшем при разработке АО отдельных элементов сети.

Третий узел модели – комплексные алгоритмы взаимодействия элементов сети, разрабатываемые в виде схем алгоритмов и их описаний, подробных протоколов управления и передачи информации между всеми элементами сети (включая взаимодействие с техническими средствами пользователей) и на всех уровнях, увязанные с системными алгоритмами эксплуатационно-технического обслуживания.

Четвертый узел модели – системные алгоритмы функционирования элементов сети, разрабатываемые аналогично предыдущим в виде схем алгоритмов и их описаний. Они содержат все алгоритмы коммутации, управления, обслуживания очередей, архивации, межуровневых интерфейсов, которые должны быть реализованы в данном элементе сети (центре коммутации, маршрутизаторе, мультиплексоре, концентраторе, абонентских пунктах и др.)

На этом завершается разработка системного АО, документа, дающего общую картину построения и функционирования инфокоммуникационной сети, позволяющего одинаково понимать все принципиальные технические решения заказчику, руководству проекта, основным разработчикам технических средств, алгоритмического и программного обеспечения.

После его создания разрабатываются ТЗ (пятый узел модели) на АО всех элементов сети и их модификаций.

Комплексные алгоритмы взаимодействия и системные алгоритмы элементов служат приложениями к ТЗ. В соответствии с ТЗ начинается разработка АО и ПО элементов сети, содержащего принципы функционирования элементов, внешнее АО, внутреннее АО и ПО.

Принципы функционирования элементов сети (шестой узел модели) определяют общую структуру АО элементов и его функциональные подсистемы.

Внешнее АО (седьмой узел модели) разрабатывается как подробный алгоритм работы увязанных между собой отдельных подсистем без привязки к техническим средствам. Оно дает возможность разработчикам АО элементов сети изучить и свободно владеть системным АО, иметь документ, инвариантный к изменениям структуры комплекса технических средств элементов.

После выбора технических средств и разработки структуры КТС создается внутреннее АО элементов сети (восьмой узел модели) с привязкой к структуре КТС. На этом этапе функции разделяются между отдельными частями КТС с учетом их производительности, объемов памяти, базового ПО и разрабатываются взаимоувязанные алгоритмы, реализуемые отдельными техническими средствами. Внутреннее АО также является приложением к ТЗ на разработку ПО элемента сети (девятый узел модели).

Хорошо отработанное внутреннее АО элементов сети позволяет привлекать к разработке их ПО другие организации, специализирующиеся на разработке программного обеспечения. Это также один из факторов оптимизации процесса разработки.

Рассмотренная модель разработки АО сети дает возможность заместителю ГК по системным вопросам самостоятельно оценивать необходимые затраты времени и финансовых средств на разработку АО, планировать график разработки, подбирать нужных специалистов и представлять главному конструктору все необходимые данные для построения общей модели ЖЦ системы в части стадии разработки.

Кроме модели рис. 13.12 строятся еще более детализированные модели по отдельным составляющим АО, позволяющие более точно оценить временные и стоимостные характеристики процесса разработки алгоритмического обеспечения. В качестве примера на рис. 13.13 представлена модель процесса разработки системного АО, основанная на опыте разработок автора [3].

Такая детализация позволяет более уверенно подбирать соответствующих специалистов, более рационально строить план-графики проведения работ, более точно рассчитывать временные характеристики процесса разработки и требуемые финансовые ресурсы.

Аналогичные модели процессов разработки комплексов технических средств различных элементов сети (центров коммутации, маршрутизаторов и т. п.) должны разрабатываться заместителем ГК по техническим средствам для планирования, контроля, оценки временных и финансовых характеристик процессов разработки технических средств.

Результаты этих оценок для АО, ПО и КТС являются базой для построения моделей ЖЦ стадии разработки системы и оценок соответствующих характеристик, выполняемых главным конструктором.

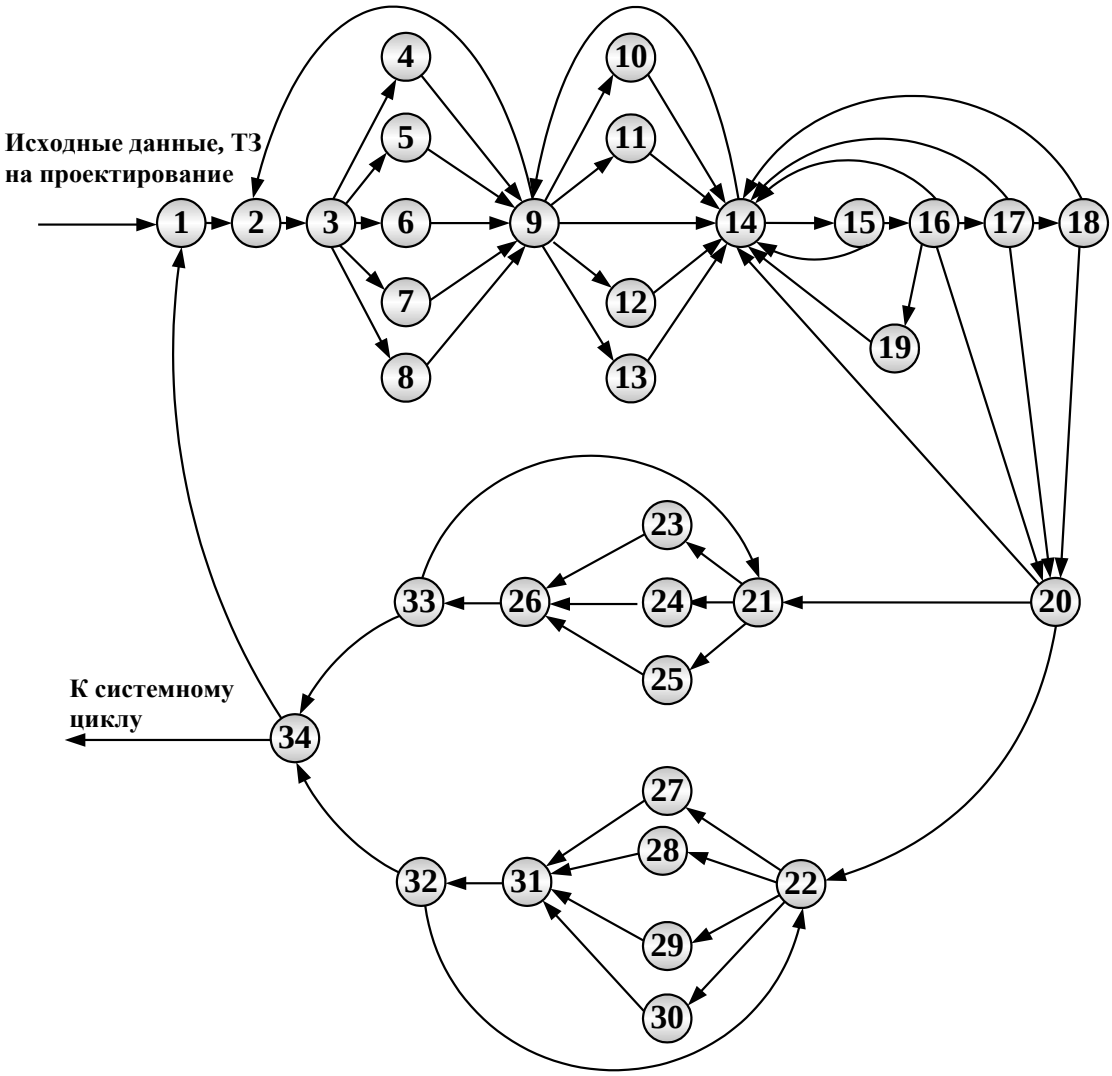


Рис. 13.13. Модель процесса разработки системного АО

На рис. 13.13 обозначено:

1 – **планирование разработки концепции построения и функционирования сети, организация работ;**

2 – **формирование заданий на разработку основных принципов функционирования сети;**

3 – **разработка и выбор методов передачи и коммутации сигналов;**

4 – **коды и форматы передаваемой информации;**

5 – **методы обеспечения живучести сети;**

6 – **методы обеспечения требований к верности передачи информации и к ВВХ;**

7 – **разработка принципов адресации;**

8 – **разработка принципов маршрутизации и управления потоками;**

9 – **разработка физической структуры сети, ее анализ и оптимизация;**

10 – **разработка принципов управления сетью;**

11 – **разработка принципов эксплуатационно-технического обслуживания;**

12 – **разработка принципов обеспечения безопасности связи;**

13 – **разработка принципов обеспечения информационной безопасности;**

14 – **концепции построения и функционирования сети;**

15 – **разработка архитектуры сети;**

16 – **разработка обобщенного алгоритма передачи информации в сети;**

17 – **разработка обобщенного алгоритма управления связью;**

18 – **разработка обобщенного алгоритма эксплуатационно-технического обслуживания;**

19 – **разработка обобщенного алгоритма обеспечения безопасности связи;**

20 – **разработка обобщенного алгоритма функционирования сети;**

21 – **разработка ТЗ на комплексные алгоритмы взаимодействия элементов сети;**

22 – **разработка ТЗ на системные алгоритмы функционирования элементов сети;**

23 – **разработка межуровневых протоколов в комплексных алгоритмах;**

24 – **разработка алгоритмов эксплуатационно-технического обслуживания трактов связи на участках сети;**

25 – **разработка алгоритмов управления трактом связи на участках сети;**

26 – **разработка комплексных алгоритмов функционирования всех участков сети;**

27 – **разработка алгоритмов функционирования подсистем элементов связи;**

28 – **разработка интерфейсов между подсистемами в элементах сети;**

29 – **разработка подсистем управления в элементах сети;**

30 – **разработка подсистем эксплуатационно-технического обслуживания в элементах сети;**

31 – **разработка системных алгоритмов функционирования элементов сети;**

32 – **комплексное описание алгоритмов функционирования элементов сети;**

33 – **комплексное описание алгоритмов взаимодействия элементов сети;**

34 – **описание системного алгоритмического обеспечения сети.**

13.5. Оценка временных и экономических характеристик жизненного цикла инфокоммуникационных сетей

При заключении договоров на проведение работ по разработке и созданию систем встает задача оценки затрат времени и финансовых средств на различные этапы проектирования. Как правило, этапы разработки не пересекаются как во времени, так и в финансовых затратах. Поэтому приблизительная оценка затрат времени на ЖЦ ИКС может быть осуществлена по простой формуле:

$$T_{жц} = T_р + T_э, \tag{13.1}$$

где T_p – время разработки системы; $T_э$ – время эксплуатации системы.

T_P определяется суммой отрезков времени, затрачиваемых на этапы разработки системы (рис. 13.1):

$$T_P = \sum_{i=1}^{n} T_i, \tag{13.2}$$

где T_i – время i-го этапа разработки системы, $i = \overline{1,n}$, n – число этапов разработки.

Финансовые затраты на ЖЦ системы в соответствии со стандартной методикой определяются из выражения:

$$C_{ЖЦ} = C_P + C_о + C_э, \tag{13.3}$$

где C_P – финансовые затраты на разработку системы; C_o – финансовые затраты на оснащение объектов системы техническими средствами; $C_э$ – финансовые затраты на эксплуатацию и развитие системы (зависят от продолжительности эксплуатации).

Затраты на разработку в соответствии с рис. 13.1 определяются по формуле:

$$C_p = \sum_{i=1}^{n} C_i, \tag{13.4}$$

где C_p – финансовые затраты на стадии разработки системы, n – число этапов разработки, C_i – затраты на i-м этапе разработки, $i = \overline{1,n}$.

Исходными данными для оценки финансовых затрат на оснащение техническими средствами объектов системы, вводимых в эксплуатацию, должны быть (рис.13.14):

количество объектов системы – M;

количество типов технических средств на m–м объекте – N_m, $m = \overline{1,M}$;

количество технических средств γ_m-го типа на m-м объекте – $K_{m\gamma_m}$, $\gamma_m = \overline{1,N_m}$;

стоимость технического средства γ_m-го типа на m-м объекте – $C_{m\gamma_m}$.

Общая стоимость оборудования на каждом объекте, исходя из представленных исходных данных, показана на рис. 13.14.

Тогда полная стоимость оснащения всех объектов системы:

$$C_0 = \sum_{m=1}^{M} C_m = \sum_{m=1}^{M} \sum_{\gamma_m=1}^{N_m} C_{m\gamma_m} K_{m\gamma_m} \tag{13.5}$$

Таким образом, общие накопленные затраты на j-м этапе эксплуатации системы составят:

$$C_{жц}^{(j)} = \sum_{i=1}^{n} C_i + \sum_{m=1}^{M} \sum_{\gamma_m=1}^{N_m} C_{m\gamma_m} K_{m\gamma_m} + C_{оэj} \qquad (13.6)$$

Зная доходы системы на j-м этапе эксплуатации нетрудно оценить накопленную прибыль за жизненный цикл системы до j-го этапа эксплуатации и развития включительно:

$$П_{жц}^{(j)} = \sum_{\eta=1}^{j} D_{\eta}^{(j)} - C_{жц}^{(j)} , \qquad (13.7)$$

где $D_{\eta}^{(j)}$ – доход за η-й этап эксплуатации и развития системы, $\eta = \overline{1, j}$, $C_{жц}$ – определяется формулой (13.6).

Входящая в выражение (13.6) составляющая $C_{оэj}$ представляет собой накопленные затраты на j-м этапе эксплуатации и развития системы, включающие в себя все затраты на разработку средств для расширения системы, развития служб и услуг, а также эксплуатационные расходы. Если затраты на стадию разработки η-го этапа расширения системы обозначить через $C_{p\eta}$, затраты на стадию разработки η-го этапа развития служб и услуг через $C_{y\eta}$, а затраты на эксплуатацию системы на η-м этапе через $C_{э\eta}$, $\eta = \overline{1, j}$, то:

$$C_{оэj} = \sum_{\eta=1}^{j} (C_{р\eta} + C_{y\eta} + C_{э\eta}) \qquad (13.8)$$

Тогда:

$$C_{жц}^{(j)} = \sum_{i=1}^{n} C_i + \sum_{m=1}^{M} \sum_{\gamma_m=1}^{N_m} C_{m\gamma_m} K_{m\gamma_m} + \sum_{\eta=1}^{j} (C_{р\eta} + C_{у\eta} + C_{э\eta}) \qquad (13.9)$$

Таким образом, на любом этапе эксплуатации и развития системы, зная накопленный доход и используя выражения (13.7) и (13.9), можно оценить накопленную прибыль на данном этапе и эффективность жизненного цикла системы.

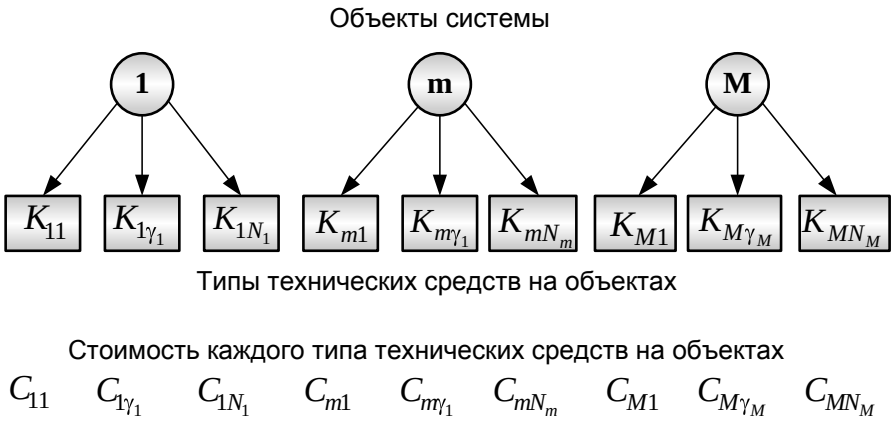


Рис. 13.14. Схема для оценки стоимости оборудования на объектах системы

ЛИТЕРАТУРА

1. Воробьев С.П., Давыдов А.Е., Курносов В.И. Жизненный цикл инфокоммуникационных сетей. – М.: Управление делами президента РФ, 2012. – 344 с.

2. Воробьев С.П., Курносов В.И., Советов Б.Я. Инфокоммуникационные технологии в Глобальной информационной инфраструктуре. – СПб.: Наука, 2008. – 552 с.

3. Воробьев С.П. Технология и методологические основы проектирования системного алгоритмического обеспечения сетей передачи информации // Средства связи. Вып. 3. 1989. - С. 60–67.

ГЛАВА 14. МОДЕЛИ ЭТАПОВ ЖИЗНЕННОГО ЦИКЛА ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ

В главе 13 предложена модель структуры жизненного цикла (ЖЦ) инфокоммуникационной сети (ИКС), на базе которой может осуществляться анализ временных и финансовых характеристик всего ЖЦ ИКС, а также оптимизация ЖЦ на множестве сценариев разработки, эксплуатации и развития ИКС. В структуру модели входят 16 тематических циклов, каждый из которых определяет содержание работ на определенном этапе создания и развития системы.

Для более точной оценки временных и финансовых характеристик ЖЦ ИКС необходимо построить модели для анализа этих характеристик каждого тематического цикла.

Учитывая, что тематические циклы могут пересекаться во времени, а этапы разработки, как правило, не пересекаются, модели тематических циклов в данной главе рассматриваются с привязкой к этапам проектирования. Тематическое содержание каждого цикла, число элементов в циклах и их функции предложены исходя из опыта разработок автора и не являются обязательными для руководителей других разработок. Каждый главный конструктор может самостоятельно строить модели тематических циклов и жизненного цикла системы в целом, опираясь на свой опыт и цели проектирования и используя материал данной книги как методологическое пособие.

14.1. Модели проблемного цикла

Если модели процессов разработки алгоритмического обеспечения системы, рассмотренные в разделе 13.4, являются инструментарием заместителя ГК по АО и ПО, то предлагаемая здесь модель проблемного цикла, охватывающего разработку системного АО, является инструментом ГК для анализа характеристик процессов разработки на проблемном цикле. Естественно, что ГК использует для построения своей модели проблемного цикла исходные данные от своего заместителя по АО и ПО. Методология разработки системного АО достаточно хорошо проработана и проверена на практике [2] .

На рис.14.1 показана модель структуры проблемного цикла жизненного цикла ИКС.

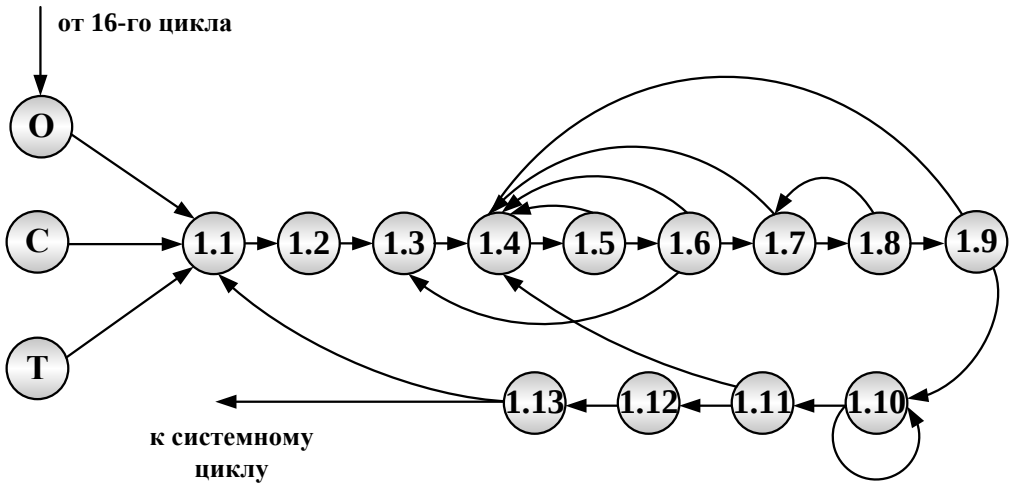


Рис. 14.1. Модель структуры проблемного цикла ЖЦ ИКС

На рисунке обозначены:

О – **общественная потребность;**

С – **социальная база;**

Т – **техническая база;**

1.1 – **постановка проблемы;**

1.2 – **оценка существующей сети;**

1.3 – **формулировка ограничений по реализуемости и затратам;**

1.4 – **разработка принципов построения и функционирования сети;**

1.5 – **разработка физической структуры сети;**

1.6 – **оптимизация структуры сети;**

1.7 – **разработка обобщенного алгоритма функционирования сети;**

1.8 – **разработка комплексных алгоритмов взаимодействия элементов сети;**

1.9 – **исходное описание сети;**

1.10 – **разработка бизнес-плана;**

1.11 – **оценка эффективности;**

1.12 – **ТЗ на разработку сети;**

1.13 – **уточнение проблемы.**

Здесь и далее первая цифра в обозначениях соответствует номеру тематического цикла в последовательности тематических циклов ЖЦ ИКС (от 1 до 16), а вторая цифра – номеру задачи в данном тематическом цикле.

Проблемный цикл начинается с анализа общественной (корпоративной, ведомственной) потребности в услугах ИКС, социальной и технической базы; на основании этого анализа формируется проблема создания новой или модернизации старой сети. Разработчик ИКС начинает работу с изучения и оценки существующей сети, ее структуры, возможностей, характеристик. Формулируются ограничения по реализуемости требований и затратам.

С учетом существующей технической базы разрабатываются общие принципы построения и функционирования ИКС, где приводятся основные решения по методам коммутации, передачи и защиты информации, управления и обслуживания, принципам нумерации и адресации, взаимодействия с пользователями ИКС и другими сетями и др.

Далее в соответствии с моделью рис. 14.1 осуществляется разработка и оптимизация физической структуры ИКС с определением функций основных ее элементов(коммутаторы, маршрутизаторы, мультиплексоры и т. п.). На полученную физическую структуру как бы накладывается логическая структура в виде обобщенного алгоритма функционирования сети и комплексных алгоритмов взаимодействия элементов сети. Обобщенный алгоритм является дальнейшим уточнением принципов функционирования с привязкой к физической структуре сети и определяет конкретные решения по протоколам на всех участках ИКС и их увязку между собой, а также по форматам и кодам, эксплуатационно-техническому обслуживанию и др. Этот документ согласовывается с заказчиком, с ним знакомят всех системных разработчиков и используют в дальнейшем при разработке алгоритмического обеспечения (АО) элементов ИКС.

Комплексные алгоритмы взаимодействия элементов сети разрабатываются в виде схем алгоритмов, подробных протоколов управления и передачи информации на уровнях

1–3 ВОС, увязанные с системными алгоритмами эксплуатационно-технического обслуживания.

Решение описанных выше задач проблемного цикла дают возможность приступить к разработке бизнес-плана проекта и оценке его эффективности. На основании этих документов заказчик принимает решение о целесообразности или нецелесообразности реализации проекта. Проблема может быть уточнена и цикл повторяется. В случае положительного решения о продолжении работы формируется техническое (тактико-техническое) задание на проектирование ИКС и осуществляется переход ко 2-му системному циклу (эскизный проект).

Вообще говоря, задачи, которые отражаются в модели проблемного цикла, а также всех других циклов ЖЦ ИКС, в существующей практике разработок присутствуют в технических заданиях, планах работ подразделений, план-проспектах отчетных материалов и в самих отчетах.

Смысл построения моделей тематических циклов состоит в том, чтобы осмыслить и упорядочить последовательность решения задач, увязать их в единый комплекс, а также дать оценку временных и финансовых характеристик каждого цикла, которые используются для оценки характеристик всего жизненного цикла ИКС, разработки и обоснования бизнес-плана проекта и нахождения в дальнейшем наиболее оптимального сценария ЖЦ ИКС.

Конечно, характеристики ЖЦ можно оценивать и непосредственно на модели ЖЦ, используя исходные данные из опыта уже проведенных разработок. Очевидно, что эти оценки будут менее точными, но вполне достаточными во многих случаях, особенно в самом начале разработок.

Высокая точность оценок характеристик тематических циклов достигается еще и тем, что решение комплексов задач в элементах этих циклов также имеет итеративный характер и для них могут быть построены более тонкие модели.

Рассмотрим построение модели элемента проблемного цикла 1.4 «Разработка принципов построения и функционирования ИКС» на примере разработки Общегосударственной системы передачи данных (ОГСПД) в НИР «Масштаб», проведенной ЛНПО «Красная Заря» в 1979 г. (научный руководитель проф. Захаров Г.П.) по заказу ЦНИИС Министерства связи СССР.

Структура модели представлена на рис. 14.2.

Этот маленький пример показывает, что построение моделей тематических циклов и их элементов позволяет:

оценить глобальные масштабы задач, стоящих перед системными разработчиками;

определить специализацию, квалификацию и число специалистов, необходимых для решения представленных в модели задач;

сделать прогнозные оценки времени и средств, необходимых для решения каждой задачи и всего комплекса задач в элементе данного цикла;

определить место и ответственность каждого специалиста за решение конкретных задач;

сформировать план-графики проведения работ;

оценить необходимость еще большей детализации составляющих модели, т.е. построения более детальных моделей для каждой или отдельных составляющих;

использовать полученные результаты для оценки характеристик всего тематического цикла и жизненного цикла в целом;

по окончании работы провести сравнительный анализ прогнозных характеристик с фактически полученными для использования результатов анализа в последующих разработках.

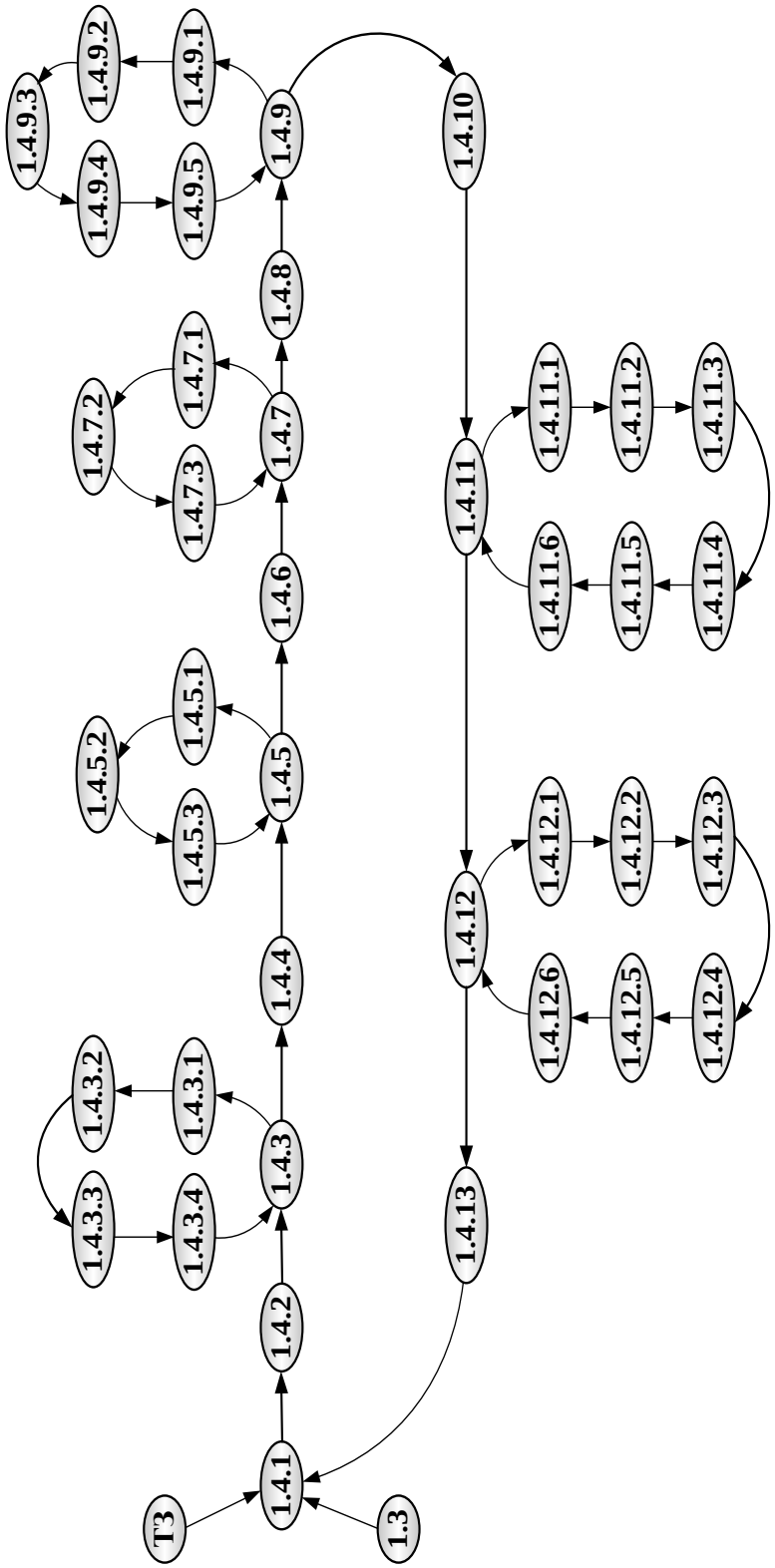


Рис. 14.2. Модель элемента 1.4 проблемного цикла «Разработка принципов построения и функционирования сети

На рисунке обозначены:

ТЗ – **техническое задание;**

1.3 – **элемент модели проблемного цикла;**

1.4.1 – **выбор направления работ;**

1.4.2 – **анализ основных требований к сети;**

1.4.3 – **принципы построения ОГСПД;**

1.4.3.1 – **анализ способов коммутации;**

1.4.3.2 – **разработка вариантов структуры сети;**

1.4.3.3 – **анализ и оптимизация структуры сети;**

1.4.3.4 – **выбор способа коммутации и структуры сети;**

1.4.4 – **принципы развития ОГСПД на базе ИЦСС и метода коммутации пакетов (КП);**

1.4.5 – **принципы передачи информации по ОГСПД с КП;**

1.4.5.1 – **режим «Диалог»;**

1.4.5.2 – **режим передачи больших массивов информации (БМИ);**

1.4.5.3 – **режим «Доставка» сообщений (электронная почта);**

1.4.6 – **принципы коммутации пакетов в ОГСПД;**

1.4.7 – **принципы управления сетью;**

1.4.7.1 – **режим «Маршрутизация»;**

1.4.7.2 – **режим «Ограничение потоков»;**

1.4.7.3 – **режим управления структурой сети;**

1.4.8 – **основные функции элементов ОГСПД-КП;**

1.4.9 – **принципы взаимодействия ОГСПД-КП с абонентскими пунктами и другими сетями;**

1.4.9.1 – **принципы взаимодействия с АП;**

1.4.9.2 – **принципы взаимодействия с ВЦ;**

1.4.9.3 – **принципы взаимодействия с сетями ПД-КК и абонентского телеграфа;**

1.4.9.4 – **принципы взаимодействия с сетью ТФ-ОП;**

1.4.9.5 – **принципы взаимодействия с ведомственными сетями;**

1.4.10 – **форматы сообщений и пакетов;**

1.4.11 – **алгоритмы обмена информацией в ОГСПД;**

1.4.11.1 – **алгоритмы обмена на межцентровых участках при различных типах каналов связи;**

1.4.11.2 – **алгоритмы обмена на абонентских участках;**

1.4.11.3 – **алгоритмы обмена в режиме «Диалог»;**

1.4.11.4 – **алгоритмы обмена в режиме «БМИ»;**

1.4.11.5 – **алгоритмы обмена в режиме «Доставка»;**

1.4.11.6 – **алгоритмы обмена управляющей информацией;**

1.4.12 – **принципы построения технических средств ОГСПД-КП;**

1.4.12.1 – **центры коммутации пакетов (ЦКП);**

1.4.12.2 – **концентраторы;**

1.4.12.3 – **зоновые центры коммутации сообщений и пакетов (ЦКСП);**

1.4.12.4 – **магистральные центры коммутации пакетов (МЦКП);**

1.4.12.5 – **устройства сопряжения с другими сетями;**

1.4.12.6 – **абонентские пункты;**

1.4.13 – **принципы построения и функционирования опытного района ОГСПД-КП.**

Для оценки характеристик проблемного цикла мы рассмотрим методику приближенных расчетов на модели этого цикла (рис. 14.1). Право каждого главного конструктора, используя данную методику, детализировать свои модели до любого доступного ему уровня.

Общая стоимость работ на проблемном цикле может быть оценена по формуле:

$$C_1 = \sum_{i=1}^{k_1} C_{зi}^{(1)} + \sum_{j=1}^{m_1} C_{Дj}^{(1)}, \qquad (14.1)$$

где C_1 – общая стоимость работ на первом (проблемном) цикле;

$C_{зi}^{(1)}$ – фонд заработной платы (ФЗП) разработчиков i-й задачи, $i = \overline{1, k_1}$ (в случае модели, изображенной на рис. 14.1. – k_1=13);

k_1 – число решаемых задач на первом проблемном цикле;

$C_{дj}$ – дополнительные затраты на проблемном цикле, включая расходы на страхование имущества, на аренду помещений и коммуникационных линий, на комплектующие, материалы, приборы, канцелярские принадлежности и пр., $j = \overline{1, m_1}$;

m_1 – число видов дополнительных затрат на проблемном цикле;

$C_{3i}^{(1)} = C_{ФЗi}^{(1)} + C_{НЗi}^{(1)}$, где $C_{ФЗi}^{(1)}$ – фонд заработной платы (ФЗП) группы разработчиков i-й задачи на проблемном цикле;

$C_{НЗi}^{(1)}$ – налоги на ФЗП группы разработчиков i-й задачи.

Оценка затрат по формуле (14.1) справедлива, очевидно, для случая, когда все работы проблемного цикла ведутся на одном предприятии. Если эти задачи решаются несколькими предприятиями, в которых рассмотренные выше расходы различаются, то выражение (14.1) принимает вид:

$$C_1 = \left(\sum_{i=1}^{k_{11}} C_{3i}^{(1)} + \sum_{j=1}^{m_{11}} C_{Дj}^{(1)} \right) + \left(\sum_{\Omega=1}^{k_{12}} C_{3\Omega}^{(1)} + \sum_{\delta=1}^{m_{12}} C_{Д\delta}^{(1)} \right) + \ldots + \left(\sum_{\xi=1}^{k_{1l}} C_{3\xi}^{(1)} + \sum_{\eta=1}^{m_{1l}} C_{Д\eta}^{(1)} \right), \qquad (14.2)$$

где l – число групп задач и, соответственно, предприятий, выполняющих эти задачи;

$k_{11}, k_{12}, \ldots, k_{1l}$ – число задач в каждой группе, $k_{11} + k_{12} + k_{1l} = k_1$;

$m_{11}, m_{12}, \ldots, m_{1l}$ – число видов дополнительных затрат на каждом предприятии.

Затраты времени на проблемный цикл практически совпадают со временем проведения НИР или аванпроекта, оговоренным в договоре на работу. Поэтому перед заключением договора целесообразно уметь делать оценки времени проведения этих работ. Если работа ведется на одном предприятии, такая оценка возможна с использованием модели рис. 14.1, но с учетом возможности пересечения временных интервалов выполнения задач

$$T_1 = a_{11}t_{11} + a_{12}t_{12} + \ldots + a_{1k_1}t_{1k_1} = \sum_{j=1}^{k_1} a_{1j-1}t_{1j}, j = \overline{1, к_1}, a_{10=1}, \qquad (14.3)$$

где T_1 – затраты времени на решение задач проблемного цикла;

t_{1j} – интервал времени для решения j-й задачи проблемного цикла;

a_{1j} – коэффициент, учитывающий пересечение интервала времени для решения j-й задачи с предыдущим интервалом, $a_{1j} = 0 \div 1$.

Интервалы времени t_{1j} и коэффициенты a_{1j} определяются методом экспертной оценки с использованием диаграмм, показанных на рис. 14.3.

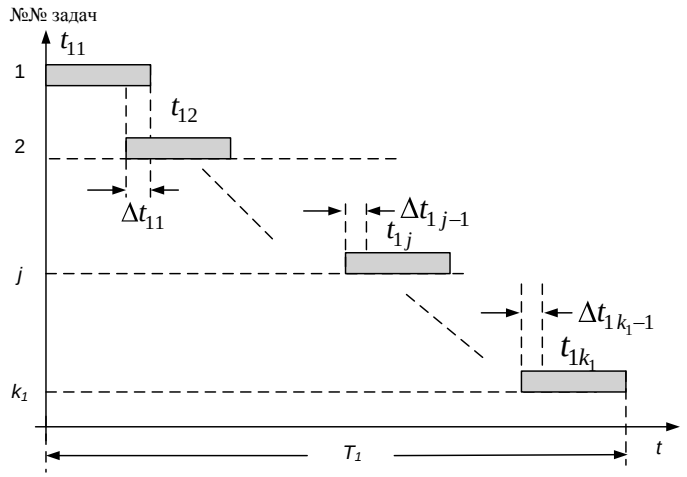


Рис. 14.3. Временная диаграмма решения задач на проблемном цикле

Если задачи проблемного цикла распределены между несколькими предприятиями, то всегда имеется головная организация, выдающая технические задания на решение групп задач другим предприятиям и принимающая результаты их работ для использования в окончательном решении и отчетных материалах. Поэтому затраты времени на проблемный цикл в данном случае определяются затратами времени головной организации.

Рассмотренная модель проблемного цикла разрабатывалась с учетом использования ее в сценариях *А* и в стадии разработки, когда система проектируется с «чистого листа» и возникает необходимость разработки новых аппаратуры, алгоритмов, программных средств. Изменится ли эта модель для более распространенного сегодня сценария С, когда система создается полностью на готовых технических средствах?

По нашему мнению, структура модели правомерна и для сценария С, т. к. она отражает разработку системных вопросов.

Однако, решение задач значительно упрощается. Так, если вернуться к развернутому элементу 1.4 (рис. 14.2), то можно увидеть, что такие задачи, как разработка принципов передачи информации, принципов коммутации, принципов взаимодействия с другими сетями, алгоритмов обмена информацией, принципов построения технических средств и др. или упрощаются или исчезают в связи с тем, что они решены в закупаемых средствах. При этом ответственность главного конструктора за решения, принятые на проблемном цикле, остается чрезвычайно высокой.

14.2. Модели системного цикла

Модель структуры системного цикла ЖЦ ИКС показана на рис. 14.4.

На основании исходного описания и ТЗ из проблемного цикла, а также характеристик регионов, где должна разворачиваться сеть, уточняется описание ИКС, ее физическая и логическая структура. Уточнение физической структуры позволяет перейти к описанию системных алгоритмов функционирования каждого элемента сети. Системные алгоритмы элементов сети разрабатываются в виде схем алгоритмов, содержащих алгоритмы коммутации, управления, обслуживания очередей, архивации, межуровневых интерфейсов и т. д., которые должны быть реализованы в данном элементе ИКС. На базе системных алгоритмов функционирования элементов сети разрабатываются ТЗ на АО элементов, которые совместно с комплексными алгоритмами взаимодействия являются приложениями к ТЗ на разработку элементов ИКС.

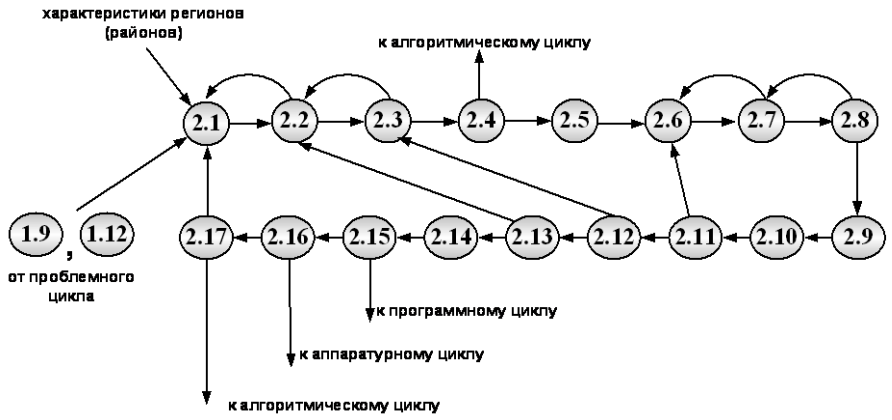


Рис. 14.4. Модель структуры системного цикла ЖЦ ИКС

На рис. 14.4 обозначено:

(2.1) **– описание сети;**

(2.2) **– уточнение физической структуры и архитектуры сети;**

(2.3) **– разработка системных алгоритмов функционирования элементов сети;**

(2.4) **– разработка ТЗ на алгоритмическое обеспечение (АО) элементов сети;**

(2.5) **– разработка принципов построения элементов сети;**

(2.6) **– разработка внешнего АО элементов сети;**

(2.7) **– разработка структуры элементов сети;**

(2.8) **– разработка внутреннего АО элементов сети;**

(2.9) **– компонентный состав элементов сети;**

(2.10) **– элементная база;**

(2.11) **– оптимизация АО сети;**

(2.12) **– оценка реализуемости АО сети;**

(2.13) **– оценка затрат;**

(2.14) **– уточнение бизнес-плана;**

(2.15) **– ТЗ на ПО элементов сети;**

(2.16) **– ТЗ на разработку элементов в сети;**

(2.17) **– уточнение описания сети.**

АО элементов сети должно содержать принципы функционирования, внешнее и внутреннее АО элементов. Принципы функционирования определяют общую структуру АО элементов и его функциональные подсистемы.

После определения компонентного состава и элементной базы осуществляется оптимизация АО сети и оценка его реализуемости и затрат на выбранных технических средствах. В случае отрицательной оценки принимаются новые технические решения, уточняется описание сети и цикл повторяется. При положительной оценке уточняется бизнес-план и формируются ТЗ на разработку элементов сети и их ПО.

Методика оценки затрат времени и финансовых средств на системном цикле аналогична соответствующей методике проблемного цикла.

Общая стоимость работ системного цикла определяется с использованием модели рис. 14.4.

$$C_2 = \sum_{i=1}^{k_2} C_{3i}^{(2)} + \sum_{j=1}^{m_2} C_{Дj}^{(2)}, \qquad (14.4)$$

где C_2 – общая стоимость работ на системном цикле;

$C_{3i}^{(2)}$ – заработная плата разработчиков *i*-й задачи системного цикла,

$i = \overline{1, к_2}$ (в случае модели рис. 14.4 – $к_2$=17);

$C_{Дj}^{(2)}$ – дополнительные затраты *j*-го вида на системном цикле, $j = \overline{1, m_2}$;

m_2 – число видов дополнительных затрат на системном цикле.

Затраты времени на системный цикл:

$$T_2 = \sum_{i=1}^{k_2} a_{2i} t_{2i}, \; i = \overline{1, k_2}, \; a_{21} = 1, \qquad (14.5)$$

где t_{2i} – интервал времени для решения *i*-й задачи системного цикла;

a_{2i} – коэффициент, учитывающий пересечение интервала времени для решения *i*-й задачи системного цикла с предыдущим интервалом.

Как и в случае проблемного цикла для сценария С стадии разработки задачи системного цикла упрощаются в части разработки системных алгоритмов, внешнего и внутреннего АО элементов сети и некоторые другие задачи.

Мы подробно рассмотрели первые два цикла ЖЦ ИКС, т.к. они в наибольшей степени влияют на все последующие циклы и результат проектирования сети в целом. Ошибки, допущенные на этих этапах и обнаруженные в отладочном и испытательном циклах, стоят очень дорого, т.к. могут привести к значительной переработке комплексов технических средств и ПО. Поэтому разработчики должны быть вооружены хорошей научно-методологической базой, позволяющей при расчетах, анализе и оптимизации сети избегать крупных ошибок.

Предложенные методы и модели будут использоваться и на последующих этапах ЖЦ для уточнения и корректировки получаемых результатов. Так, на алгоритмическом и программном циклах важна оценка сложности реализации программ для уточнения необходимых объемов памяти, быстродействия и других характеристик КТС. При завершении этапов технического, рабочего проектирования и испытаний системы решаются задачи структурного анализа и оптимизации ИКС с целью уточнения топологии и характеристик сети, и на всех этапах уточняются характеристики бизнес-плана проекта. Важную роль на всех этапах проектирования играют различные руководства, стандарты, положения, методики.

14.3. Модели тематических циклов этапа технического проектирования.

В этап технического проектирования включены три тематических цикла: алгоритмический, аппаратурный и конструкторский. Исходными данными для этого этапа являются результаты работ проблемного и системного циклов, а результаты работ алгоритмического, аппаратурного и конструкторского циклов должны быть достаточны для начала рабочего проектирования.

Еще раз считаем необходимым напомнить, что структура и содержание этапов тематических циклов определяются главным конструктором на основании собственного опыта, задач и целей разработки.

14.3.1. Модель алгоритмического цикла

Модель структуры алгоритмического цикла показана на рис. 14.5, где обозначено:

3.1 – требования к алгоритмам комплексов технических средств (КТС) объектов ИКС;

3.2 – разработка внутренних алгоритмом КТС объектов сети с привязкой к техническим средствам;

3.3 – формализованное описание копмплекса алгоритмов объектов ИКС;

3.4 – оценка реализуемости алгоритмов;

3.5 – разработка ТЗ на программное обеспечение (ПО) КТС объектов сети;

3.6 – уточнение алгоритмов.

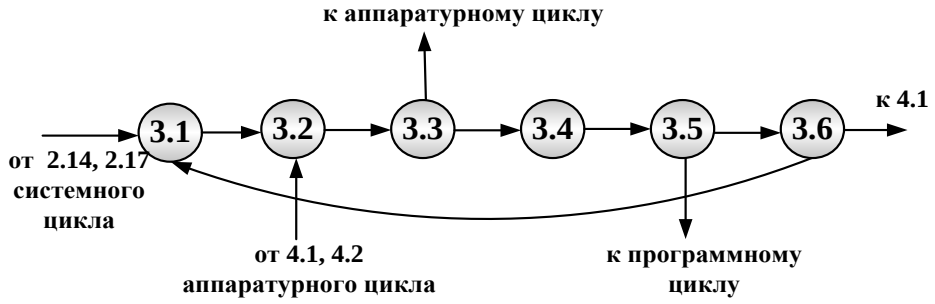


Рис. 14.5. Модель структуры алгоритмического цикла ЖЦ ИКС

Алгоритмический цикл начинается с изучения и анализа внешних системных алгоритмов функционирования объектов системы, подготовленных на предыдущем системном цикле.

Параллельно на аппаратурном цикле разрабатывается структура КТС объектов, функциональные и принципиальные схемы аппаратуры. Далее осуществляется привязка внешних системных алгоритмов к структуре КТС и разрабатывается комплекс внутренних алгоритмов объекта с привязкой к техническим средствам. Описание внутренних алгоритмов формализуется на выбранном языке, подготавливается ТЗ на разработку ПО для передачи подразделениям программистов. На этом же цикле целесообразно оценить сложность реализации разработанных алгоритмов на выбранном комплексе технических средств и при необходимости уточнить алгоритмы.

Алгоритмы являются основным средством повышения эффективности системы и качества предоставляемых услуг. Аппаратурный комплекс наиболее консервативен, он быстро начинает отставать от все повышающихся требований к системе, поскольку разработка, производство, установка и ввод в эксплуатацию новой аппаратуры требует нескольких лет. Особенно консервативно в этом смысле производство. Алгоритмы же могут разрабатываться и заменяться гораздо быстрее – в месячные, даже недельные сроки. Их разработка требует интеллектуальных, а не материальных ресурсов. Поэтому алгоритмы будут не только компенсировать недостатки морально стареющего оборудования, но и создавать новые возможности на всем жизненном цикле системы.

14.3.2. Модель аппаратурного цикла

Модель структуры аппаратурного цикла показана на рис. 14.6, где обозначено:

4.1 – **разработка структуры КТС объектов;**

4.2 – **разработка функциональных схем КТС;**

4.3 – **разработка принципиальных схем стоек, блоков, плат;**

4.4 – **разработка контрольно-измерительной аппаратуры и средств управления;**

4.5 – **определение состава и номенклатуры покупного оборудования;**

4.6 – **макетирование оборудования;**

4.7 – **настройка макетов и КТС;**

4.8 – **оценка характеристик оборудования;**

4.9 – **оценка необходимых ресурсов;**

4.10 – **разработка конструкторских требований к аппаратуре;**

4.11 – **уточнение характеристик КТС.**

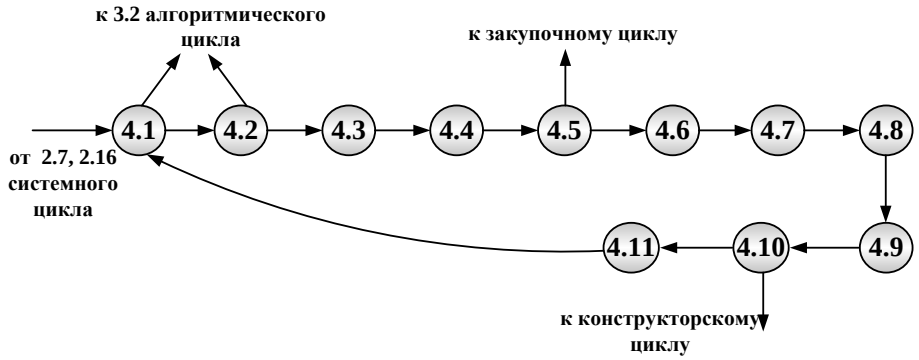


Рис. 14.6. Модель структуры аппаратурного цикла ЖЦ ИКС

Аппаратурный цикл может начинаться одновременно с алгоритмическим. Его задача состоит в выборе (для закупки) или разработке и создании (если необходимой аппаратуры нет в продаже или ее закупка нецелесообразна) соответствующих устройств, средств и подсистем. Работа цикла начинается с разработки структуры комплексов технических средств всех типов объектов системы, после чего разрабатываются функциональные и принципиальные схемы стоек, блоков, плат. Основной метод разработки – макетирование, основной выход цикла – макеты и конструктивные требования.

14.3.3. Модель конструкторского цикла

Модель структуры конструкторского цикла показана на рис. 14.7, где обозначено:

5.1 – **ТЗ на конструирование аппаратуры;**

5.2 – **разработка конструкторских единиц (плат, блоков, стоек и др.;**

5.3 – **конструирование аппаратуры;**

5.4 – **разработка конструкторской документации;**

5.5 – **оценка конструкторских характеристик;**

5.6 – **оценка затрат;**

5.7 – **уточнение конструкторских решений.**

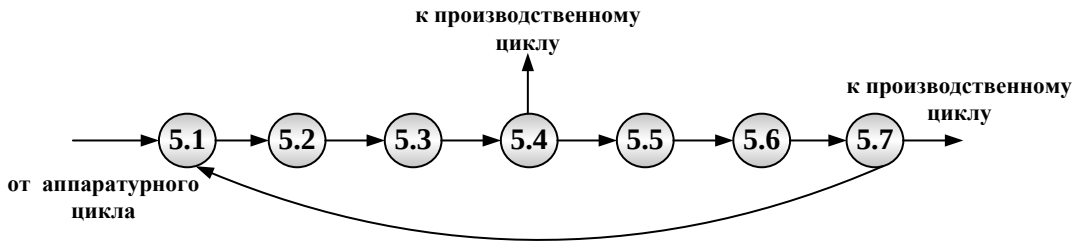


Рис. 14.7. Модель структуры конструкторского цикла ЖЦ ИКС

Конструкторский цикл связывает аппаратурный с производственным. Он получает от аппаратурного конструктивные требования и выдает в производство полный комплект конструкторской документации. В распоряжение этого цикла поступают также макеты аппаратуры и результаты их испытаний.

14.3.4. Оценка затрат времени и финансовых средств этапа технического проектирования

Предложенные модели дают возможность оценить временные и финансовые характеристики каждого тематического цикла и этапа технического проектирования (ЭТП) в целом. Комплексная модель структуры ЭТП показана на рис. 14.8.

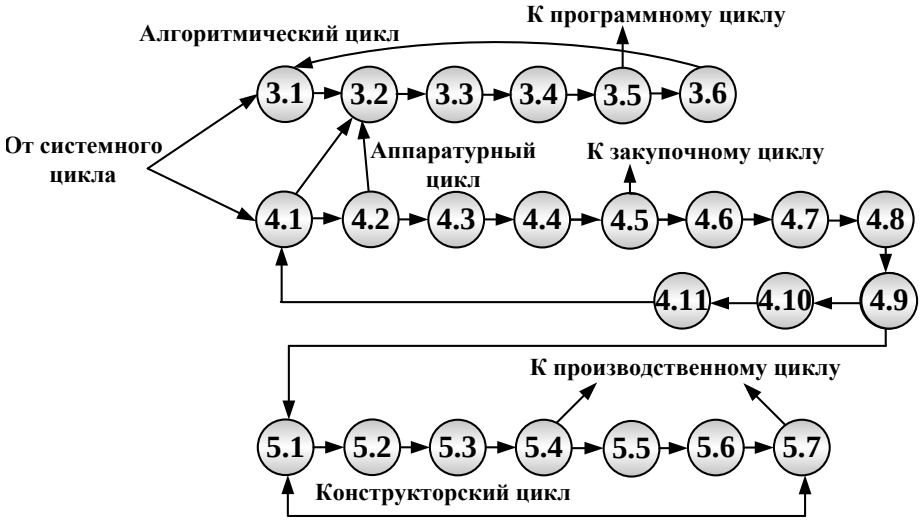


Рис. 14.8. Модель структуры этапа технического проектирования жизненного цикла ИКС

Первая цифра в обозначениях на рис. 14.5–14.8 соответствует номеру цикла в последовательности тематических циклов ЖЦ ИКС (от 1 до 16), а вторая цифра – номеру задачи в данном тематическом цикле.

Финансовые затраты $C_З$ для алгоритмического цикла:

$$C_З = \sum_{i=1}^{k_з} C_{Зi}^{(3)} + \sum_{j=1}^{m_з} C_{Дj}^{(3)}, \qquad (14.6)$$

где $C_{Зi}^{(3)}$ – заработная плата группы разработчиков *i*-й задачи алгоритмического цикла;

$C_{Дi}^{(3)}$ – дополнительные затраты на алгоритмическом цикле (амортизационные расходы, расходы на страхование имущества, на аренду помещений, коммуникационных линий и т. д.);

k_3 – число задач алгоритмического цикла (в случае модели рис. 14.5 – k_3 =6);

M_3 – число видов дополнительных затрат на алгоритмическом цикле.

Финансовые затраты C_4 для аппаратурного цикла:

$$C_4 = \sum_{i=1}^{k_4} C_{3i}^{(4)} + \sum_{j=1}^{m_4} C_{Дj}^{(4)} - \sum_{\gamma=1}^{l} a_\gamma C_{M\gamma}, \tag{14.7}$$

где $C_{3i}^{(4)}$, $C_{Дj}^{(4)}$, k_4, m_4 – соответствуют обозначениям формулы (14.6), но для аппаратурного цикла;

$C_{M\gamma}$ – затраты на разработку и производство макета γ-го типа;

l – число типов макетов;

a_γ – количество макетов γ-го типа.

Финансовые затраты C_5 для конструкторского цикла:

$$C_5 = \sum_{i=1}^{k_5} C_{3i}^{(5)} + \sum_{j=1}^{m_5} C_{Дj}^{(5)}, \tag{14.8}$$

где $C_{3i}^{(5)}$, $C_{Дj}^{(5)}$, k_5, m_5 – соответствуют обозначениям формулы (14.6), но для конструкторского цикла;

Таким образом, затраты на этап технического проекта $C_{тп}$ представляют собой сумму затрат на алгоритмический, аппаратурный и конструкторский циклы:

$$C_{ТП} = C_3 + C_4 + C_5 = \sum_{\xi=3}^{5}\sum_{i=1}^{k_\xi} C_{3i}^{(\xi)} + \sum_{\xi=3}^{5}\sum_{j=1}^{m_\xi} C_{Дj}^{(\xi)} + \sum_{\gamma=1}^{l} a_\gamma C_{M\gamma}, \tag{14.9}$$

где ξ – номер цикла.

Затраты времени на алгоритмический цикл T_3 определяются на основе модели рис. 14.8.

$$T_3 = a_{31}t_{31} + a_{32}t_{32} + \ldots a_{3K_{3-1}}t_{3K_3} = \sum_{j=1}^{k_3} a_{3j-1}t_{3j}, \quad j = \overline{1, K_3}, \; a_{30}=1, \tag{14.10}$$

где t_{3j} – интервал времени для решения j-й задачи алгоритмического цикла;

a_{3j-1} – коэффициент, учитывающий пересечение интервала времени для решения i-й задачи с предыдущим интервалом, $a_{3j} = 0 \div 1$.

Соответственно, затраты времени на аппаратурный Т4 и конструкторский T_5 циклы определяются аналогично (14.10) с изменением обозначений на цифру 4 для аппаратурного и цифру 5 для конструкторского циклов:

$$T_4 = \sum_{j=1}^{k_4} a_{4j-1}t_{4j}, \; j = \overline{1, K_4}, \; a_{40} = 1 \tag{14.11}$$

$$T_5 = \sum_{j=1}^{k_5} a_{5j-1}t_{5j}, \quad j = \overline{1, K_5}, \; a_{50} = 1. \tag{14.12}$$

Общие затраты времени на этап технического проекта $T_{тп}$:

$$T_{тп} = T_3 + b_3T_4 + b_4T_5, \tag{14.13}$$

где b_3 - коэффициент, учитывающий пересечение интервала времени на аппаратурный цикл с интервалом времени алгоритмического цикла, b_3=0-1;

b_4 - коэффициент, учитывающий пересечение интервала времени на конструкторский цикл с интервалом времени аппаратурного цикла, b_4= 0−1.

На практике технический проект обычно заканчивается макетными испытаниями и отчетом, который подводит итог работе всех трех циклов и как бы уравнивает интервалы времени этих циклов. Поэтому расчеты по предложенной методике нужны в начале этапа технического проектирования для оценки требуемого времени и подготовки договорных материалов.

14.4. Модели тематических циклов этапа рабочего проектирования

В этап рабочего проектирования входят следующие тематические циклы: программный, закупочный, производственный, проектный, строительный, монтажный и отладочный.

14.4.1. Модель программного цикла

На рис. 14.9 показана модель структуры программного цикла, где обозначено:

6.1 **– изучение комплекса алгоритмов и ТЗ на ПО;**

6.2 **– выбор языка программирования;**

6.3 **– программирование;**

6.4 **– отладка программ;**

6.5 **– оценка вычислительного ресурса;**

6.6 **–оценка затрат;**

6.7 **–уточнение программного комплекса.**

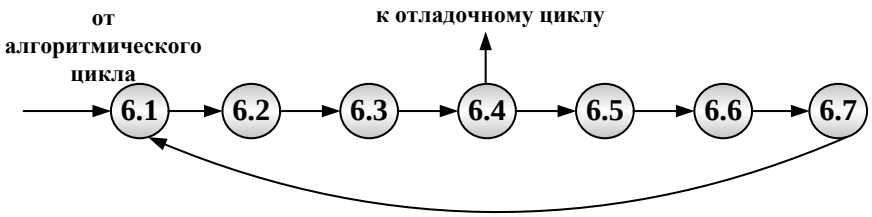


Рис. 14.9. Модель структуры программного цикла

Программный цикл должен воплотить алгоритмический комплекс (в соответствии с ТЗ на ПО) в рабочие программы на выбранных для системы компьютерах.

Отработка алгоритмов может вначале производиться на больших компьютерах, а затем переноситься на компьютеры системы. Поскольку программатура состоит из программ существенно различного назначения (от программ приоритетов и тарификации, оптимизации распределения услуг во времени и пространстве до программ абонентского вызова) и различной сложности (от миллионов до нескольких сотен операций), их композиция оказывается, как правило, очень сложной. Поэтому очень важна предварительная оценка внутренних алгоритмов КТС системы по критерию сложности реализации. В программатуре должна быть предусмотрена возможность развития и наращивания

в соответствии с развитием алгоритмического комплекса через соответствующие резервы в вычислительном комплексе.

Сложность программирования зависит от территориальной распределенности системы и вычислительной сети, в которой множество компьютеров связаны каналами передачи данных, а также от выбора языка программирования. Выбор языка высокого уровня – это особая проблема. В зависимости от сложности и объемов ПО работа программного цикла может идти параллельно с другими тематическими циклами этапа рабочего проектирования вплоть до отладочного цикла.

14.4.2. Модель закупочного цикла

Модель структуры закупочного цикла показана на рис. 14.10.

На рис. 14.10 обозначено:

- (7.1) – **маркетинг;**
- (7.2) – **анализ потребностей;**
- (7.3) – **оценка конъюктуры;**
- (7.4) – **планирование закупок;**
- (7.5) – **закупка оборудования;**
- (7.6) – **поставка оборудования;**
- (7.7) – **корректировка планов закупки.**

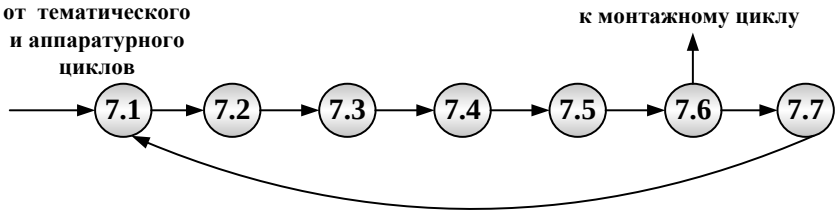


Рис. 14.10. Модель структуры закупочного цикла

Закупочный цикл – это особый цикл, который может начинаться еще на этапе системного цикла, если главному конструктору на основании описания системы ясно, без какой аппаратуры он не может обойтись как на этапах разработки, так и эксплуатации системы (например, контрольно-измерительное оборудование). Работа цикла может продолжаться вплоть до монтажного цикла, а в некоторых случаях и дальше.

14.4.3. Модель производственного цикла

Производственный цикл начинается после получения конструкторской документации с ее изучения, разработки производственных технологий, изготовления оснастки, организации и отладки производства.

Учитывая, что эксплуатационный цикл может длиться продолжительное время, наряду с выпуском изделий, разработанных аппаратурным циклом, необходимо осваивать выпуск иностранных изделий, закупленных за рубежом. Следовательно, необходимо уделять внимание заводским конструкторским бюро, которым предстоит переконструирование зарубежной аппаратуры. Все это должно учитываться в общих затратах времени и финансовых средств на ЖЦ системы.

Модель структуры производственного цикла показана на рис. 14.11.

На рис. 14.11 обозначено:

8.1 – **изучение конструкторской документации и разработка производственных технологий;**

8.2 – **изготовление оснастки;**

8.3 – **организация и отладка производства;**

8.4 – **запуск в производство;**

8.5 – **изготовление аппаратуры;**

8.6 – **контроль качества и оценка затрат.**

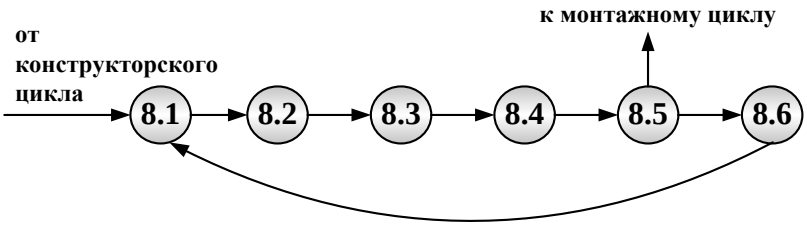


Рис. 14.11 - Модель структуры производственного цикла

14.4.4. Модель проектного цикла

Модель структуры проектного цикла показана на рис. 14.12, где обозначено:

9.1 – **ТЗ на проектирование;**

9.2 – **проектирование объектов;**

9.3 – **проектирование трасс;**

9.4 – **проектирование зданий;**

9.5 – **проектирование помещений;**

9.6 – **комплексный проект строительства;**

9.7 – **оценка затрат и сроков.**

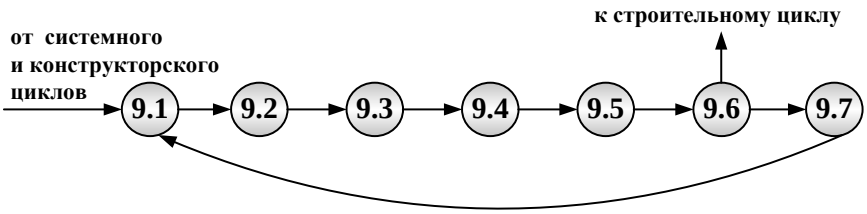


Рис. 14.12. Модель структуры проектного цикла

Проект системы и конструкторская документация являются основой для начала проектного цикла системы. Важными этапами проектного цикла являются тщательное обследование территорий региона, правильный выбор радиотрасс, обеспечивающих хорошее прохождение радиоволн и низкий уровень помех, привязка объектов системы к источникам электроэнергии. Соответствующее внимание должно быть уделено инженерному комплексу – энергоресурсу, подаче воды и воздуха для охлаждения аппаратуры, кондиционированию, отоплению и т. п. Для ускорения создания системы желательно максимально использовать готовые здания.

Выходом проектного цикла является строительные проект, в котором должны быть также решены задачи рационализации и оптимизации строительства – наиболее трудоемкой части сооружения системы. Проект должен предусматривать поэтапное развитие, наращивание и освоение мощностей системы.

14.4.5. Модель строительного цикла

Модель структуры строительного цикла показана на рис. 14.13, где обозначено:

10.1 – проведение изысканий;

10.2 – поставка материалов, машин, механизмов и другого строительного оборудования;

10.3 – строительство трасс;

10.4 – строительство зданий;

10.5 – инженерный комплекс;

10.6 – оборудование помещений;

10.7 – контроль качества и затрат.

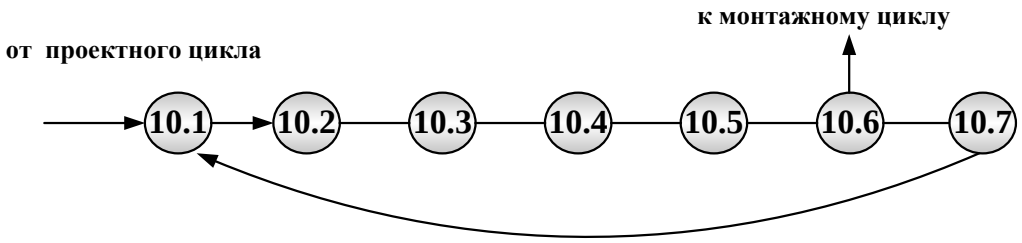


Рис. 14.13. Модель структуры строительного цикла

Строительный цикл начинается с проведения изысканий для строительства зданий, телекоммуникационных трасс и других сооружений. Необходимо вписаться в архитектурные ансамбли, обновить и достроить готовые сооружения, проложить подземные трассы, установить радиооборудование, в том числе спутниковое. Основой строительства является строительный проект, но это не догма, а только строгий ориентир, которому необходимо следовать и реализовывать творчески и оптимально.

Важнейшим фактором в строительстве является обеспечение долговечности и надежности зданий и сооружений, в особенности световодных и кабельных подземных трасс. Большое значение имеет внутренняя отделка помещений. Персонал должен быть надежно защищен от электромагнитных полей, аппаратура от пыли и электромагнитных помех.

Немалые затраты связаны с доставкой и складированием оборудования и материалов, обеспечением неприкосновенности зеленых насаждений и т. д. Оптимизация затрат на строительство – весомый вклад в повышение эффективности всего ЖЦ системы.

14.4.6. Модель монтажного цикла

Монтажный цикл начинается с завершения строительного при готовности производственного и закупочного циклов. Важнейшим фактором в организации работ этого цикла

является согласование готовности объектов и оборудования в условиях разнородности поставщиков и транспортных неурядиц. Большое значение имеет правильная последовательность монтажных работ. План монтажа должен обеспечить широкий и равномерный фронт работ, отсутствие взаимных помех между организациями и простоев персонала и оборудования. Организация монтажных работ, контроль качества, финансовых и других ресурсов должны быть компьютеризированы – как на объектах, так и при объединении объектов. Необходимо учитывать, что в этом цикле практически всегда требуется «домонтаж» – дополнительные монтажные работы, устраняющие огрехи прошлых этапов, что отражено обратной связью на модели рис. 14.14, как, впрочем, и для других циклов.

Вместе с домонтажом выполняется предварительная отладка (покомплектная и объектовая), которая позволяет обеспечивать исходную работоспособность аппаратуры.

Главным этапом монтажных работ является объединение объектов в единую систему, функционирующую как целое. На этапе монтажа это связано с подключением трасс и радиоканалов.

Модель структуры монтажного цикла показана на рис. 14.14, где обозначено:

Рис. 14.14. Модель структуры монтажного цикла

14.4.7. Модель отладочного цикла

Отладочный цикл начинается после монтажа и предварительной настройки оборудования. В него входит пообъектовая и комплексная отладка всей системы, обеспечивающая воссоединение аппаратуры с программатурой, установление функционального соответствия и работоспособности, включая все виды управления. Особое значение имеют контролирующие программы, обеспечивающие строгий контроль всех основных программ и аппаратуры – как в части надежности, так и случайных сбоев. Контролирующие программы отлаживаются как автономно, так и в комплексе со всей программатурой.

Основное средство отладки – тестирование. Тестовые программы разделяются на два вида: контрольные и имитационные. Контрольные тесты действуют как в масштабе каждого объекта, так и во взаимодействии нескольких объектов. Они предназначены для проверки и отладки отдельных функций и комплекса функций, формирующих каждую услугу. Таким образом проверяются все услуги.

Имитационные тесты действуют как абоненты, заказывающие разные услуги при различной нагрузке. Важно отладить систему на пиковые нагрузки и оценить функциональное соответствие в различных условиях.

Особого внимания требует отладка интерактивного режима и деятельности человеческого компонента. При этом в процессе отладки идет одновременно подготовка личного состава, который начинает приобретать соответствующие навыки. В интерактивный режим входит обучение и тренировка оперативного состава.

Модель отладочного цикла показана на рис. 14.15, где обозначено:

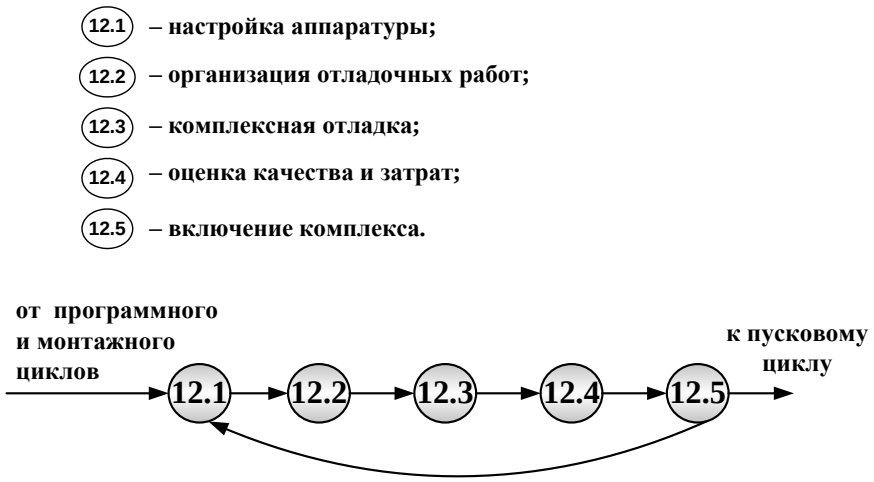


Рис. 14.15. Модель структуры отладочного цикла

Предложенное описание моделей тематических циклов этапа рабочего проектирования не является догмой. Каждая конкретная разработка имеет свои особенности, которые должен учитывать главный конструктор при построении моделей этапов разработки и оптимизации жизненного цикла своей системы.

14.4.8. Оценка затрат времени и финансовых средств этапа рабочего проектирования

Расчеты затрат времени и финансовых средств для отдельных тематических циклов этапа рабочего проектирования производятся аналогично предыдущему подразделу, но с номерами соответствующих циклов. Для оценки общих затрат на этапе рабочего проектирования (ЭРП) используется комплексная модель структуры ЭРП, показанная на рис. 14.16.

Финансовые затраты для отдельных тематических циклов рассматриваются по формулам:

- для программного цикла:

$$C_6 = \sum_{i=1}^{k_6} C_{Зi}^{(6)} + \sum_{j=1}^{m_6} C_{Дj}^{(6)}, \qquad (14.14)$$

где для модели рис. 14.16 $к_6 = 7$;

- для закупочного цикла:

$$C_7 = \sum_{i=1}^{k_7} C_{Зi}^{(7)} + \sum_{j=1}^{m_7} C_{Дj}^{(7)} + C_{П} + C_{Т},, \qquad (14.15)$$

где $C_{П}$ – стоимость покупного оборудования, определяемое количеством оснащаемых объектов системы M, количеством типов технических средств на γ-м объекте $N\gamma$, количе-

ством технических средств ν-го типа на γ-м объекте $n_{\nu\gamma}$ и стоимостью технического средства ν-го типа для γ-го объекта $C_{\nu\gamma}$,

$$C_{П} = \sum_{\gamma=1}^{M}\sum_{\nu=1}^{N_{\nu\gamma}}\sum_{\nu=1}^{n_{\nu\gamma}} C_{\nu\gamma}; \qquad (14.16)$$

C_T – расходы на транспортировку покупного оборудования, k_7 = 7 для модели рис. 14.16;

- для производственного цикла:

$$C_8 = \sum_{i=1}^{k_8} C_{Зi}^{(8)} + \sum_{j=1}^{m_8} C_{Дj}^{(8)} + C_{МК}, \qquad (14.17)$$

где $C_{МК}$ – стоимость материалов и комплектующих для организации производства технических средств, k_8 = 8 для модели рис. 14.16;

- для проектного цикла:

$$C_9 = \sum_{i=1}^{k_9} C_{Зi}^{(9)} + \sum_{j=1}^{m_9} C_{Дj}^{(9)}, \qquad (14.18)$$

где k_9 = 7 для модели рис. 14.16;

- для строительного цикла:

$$C_{10} = \sum_{i=1}^{k_{10}} C_{Зi}^{(10)} + \sum_{j=1}^{m_{10}} C_{Дj}^{(10)} + C_{ММ}, \qquad (14.19)$$

где $C_{ММ}$ – стоимость машин и механизмов, строительных материалов и др. оборудования, K_{10} = 7 для модели рис. 14.16;

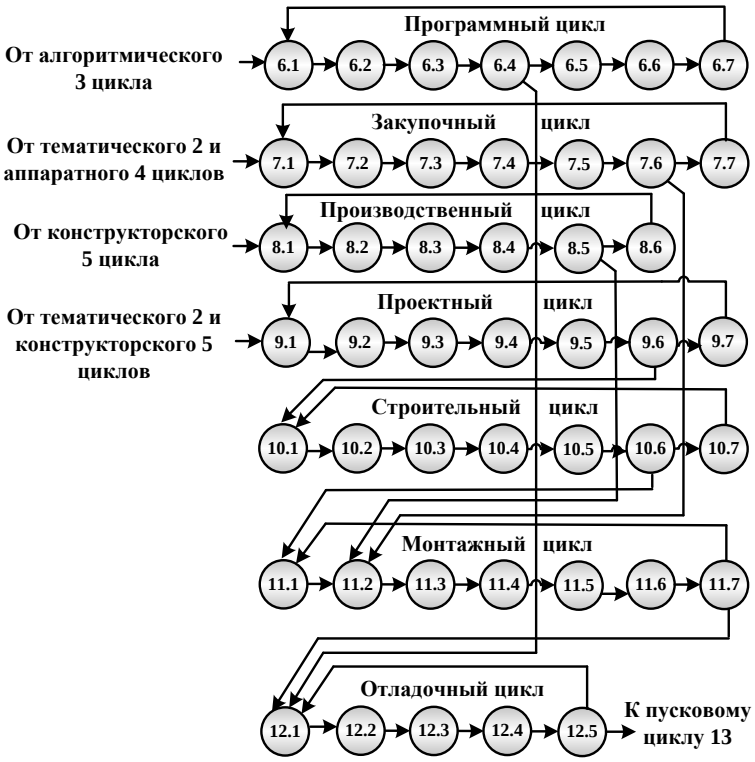


Рис. 14.16. Модель структуры этапа рабочего проектирования жизненного цикла ИКС

- для монтажного цикла:

$$C_{11} = \sum_{i=1}^{k_{11}} C_{3i}^{(11)} + \sum_{j=1}^{m_{11}} C_{Дj}^{(11)}, \qquad , \tag{14.20}$$

где K_{11} = 7 для модели рис.14.16;

- для отладочного цикла:

$$C_{12} = \sum_{i=1}^{k_{12}} C_{3i}^{(12)} + \sum_{j=1}^{m_{12}} C_{Дj}^{(12)}, \tag{14.21}$$

здесь k_{12} = 5 для модели рис. 14.16.

Общие затраты на этап рабочего проектирования:

$$C_{рп} = \sum_{i=6}^{12} C_i = \sum_{\gamma=6}^{12} \left(\sum_{i=1}^{k_\gamma} C_{3i}^{(\gamma)} + \sum_{j=1}^{m_\gamma} C_{Дj}^{(\gamma)} \right) + C_П + C_Т + C_{МК} + C_{ММ} \tag{14.22}$$

Для оценки затрат времени на этот этап целесообразно построить варианты временных диаграмм реализации тематических циклов, один из которых показан на рис. 14.17.

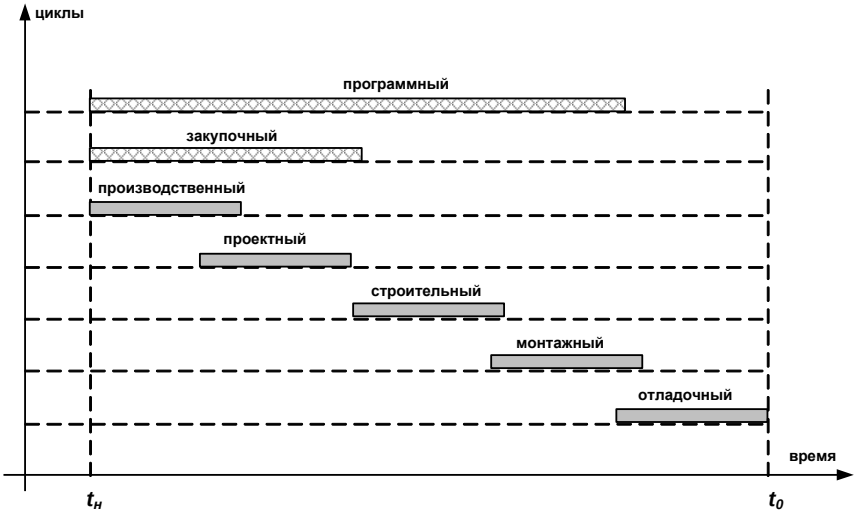


Рис. 14.17. Временная диаграмма реализации тематических циклов этапа рабочего проектирования

Здесь показано, что программный цикл не влияет практически на начало реализации других циклов, вплоть до монтажного. Это может быть использовано для лучшей отработки и автономной отладки ПО, как наиболее сложной и ответственной составляющей всей системы. Закупочный цикл в некоторых случаях может длиться вплоть до строительного с возможностью дозакупок и на следующих циклах. Эти два цикла могут начинаться одновременно с производственным, влияющим на начало следующих циклов.

Таким образом, начало этапа рабочего проектирования, обозначенное $t_н$, в данном случае совпадает с началом производственного цикла, а окончание – $t_о$ – завершением отладочного цикла.

Время реализации этапа рабочего проектирования $T_{РП}$ может быть определено по формуле:

$$T_{РП} = \sum_{\gamma=8}^{12} d_\gamma T_\gamma , \tag{14.23}$$

где T_γ – время реализации γ-го цикла, γ = 8-12;

d_γ – коэффициент, учитывающий пересечение интервалов времени реализации (γ-1)-го и γ-го циклов, d_γ = 0-1;

Время реализации любого γ-го цикла определяется с использованием рис.14.16 аналогично формулам 14.11 и 14.12, т.е.:

$$T_i = \sum_{j=1}^{k_i} a_{ij-1} t_{ij}\ , \qquad \text{i = 6-12.} \tag{14.24}$$

14.5. Модели тематических циклов этапа испытаний системы

В этап испытаний входят пусковой и испытательный циклы ЖЦ ИКС. Структуры этих циклов определяются главным конструктором и руководителями работ, причем их детализация значительно отличается на разных этапах ЖЦ. На проблемном и тематическом циклах модели этапа испытаний представляются в достаточно общем виде (см. рис. 14.16), необходимом для расчета затрат времени и финансовых средств при разработке бизнес-плана проекта, а на испытательном и эксплуатационном этапах модель должна соответствовать фактической структуре цикла и фактическим затратам времени и финансовых средств, которые необходимы для оценки прибыльности и окупаемости системы.

14.5.1. Модель пускового цикла

Модель структуры пускового цикла показана на рис. 14.18, где обозначено:

13.1 – полное включение системы;

13.2 – наладка системы;

13.3 – наладка управления;

13.4 – оценка характеристик системы;

13.5 – контрольный запуск;

13.6 – подготовка личного состава;

13.7 – рабочий пуск.

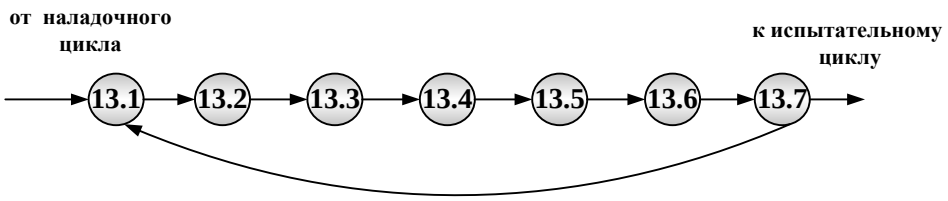


Рис. 14.18. Модель структуры пускового цикла

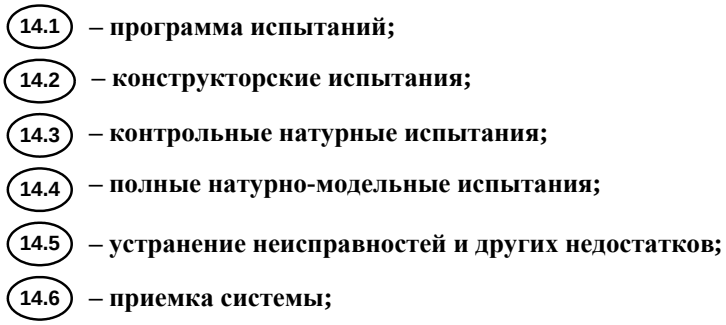
При полном включении системы, как правило, обнаруживаются новые недостатки, в основном, на программном уровне. После их устранения и установления комплексной работоспособности осуществляется пуск. Для этого прежде всего необходимо подготовить личный состав, обучить все смены, каждого человека на своем месте, обеспечить взаимодействие смен и людей в сменах.

После пуска система вводится в режим непрерывной работы, в котором устанавливается и отрабатывается нормальный темп работы, обрабатывается каждая услуга на всем информационном пространстве.

На пусковом цикле продолжается отработка управления. Техническое управление проверяется в части технической оснащенности и квалификации личного состава. Функциональное управление, подготовленное на отладочном цикле с помощью тестов, на пусковом отлаживается в полном соответствии с ситуационной нагрузкой. Основная работа приходится на оперативное управление, которое существенно зависит от экспертных оценок и осуществляется в интерактивном режиме.

14.5.2. Модель испытательного цикла

Модель структуры испытательного цикла показана на рис.14.19, где показано:



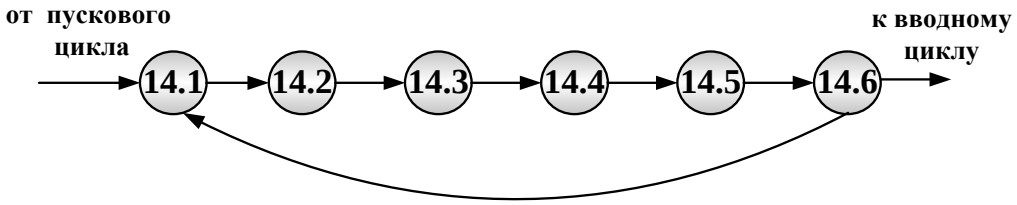


Рис. 14.19. Модель структуры испытательного цикла

Испытательный цикл начинается с разработки программы испытаний, работа над которой может идти параллельно с пусковым циклом.

Основу испытательного цикла составляют натурные испытания. Однако сделать испытания чисто натурными практически невозможно, т.к. для этого требуются огромные ресурсы и длительное время. Поэтому натурные испытания обычно объединяются с имитационным моделированием, включающим формирование ситуаций, имитацию поступления требований на услуги, случайный характер хода событий, вывод на печать и отработку результатов. В дальнейшем имитационное моделирование используется для подготовки персонала, а также тестирования системы. В процессе испытаний устанавливаются недостатки системы, связанные с несовершенством замысла или технического проекта. Это – ориентировка на модернизацию и развитие системы. Цикл заканчивается актом приемки системы, подписанным приемной комиссией.

14.5.3. Оценка затрат времени и финансовых средств этапа испытаний системы

Следуя уже предложенной выше методике, затраты финансовых средств для пускового цикла C_{13} могут быть оценены по формуле:

$$C_{13} = \sum_{i=1}^{k_{13}} C_{3i}^{(13)} + \sum_{j=1}^{m_{13}} C_{Дj}^{(13)}, \qquad (14.25)$$

где $k_{13} = 7$ для модели рис. 14.16.

Для испытательного цикла:

$$C_{14} = \sum_{i=1}^{k_{14}} C_{3i}^{(14)} + \sum_{j=1}^{m_{14}} C_{Дj}^{(14)}, \qquad (14.26)$$

где $k_{14} = 6$ для модели рис. 14.17.

Общие расходы $C_И$ на этап испытаний:

$$C_И = C_{13} + C_{14} \qquad (14.27)$$

Затраты времени для пускового цикла:

$$T_{13} = \sum_{i=1}^{k_{13}} a_{13i} t_{13i}, \qquad (14.28)$$

для испытательного цикла:

$$T_{14} = \sum_{i=1}^{k_{14}} a_{14i} t_{14i} \qquad (14.29)$$

Общие затраты времени на этап испытаний:

$$T_И = T_{13} + d_{14}\, T_{14}, \qquad (14.30)$$

где d_{14} – коэффициент, учитывающий пересечение интервала времени испытательного цикла с интервалом пускового цикла, d_{14} = 0-1.

14.6. Модели тематических циклов эксплуатационного этапа

Ввод системы в эксплуатацию предполагает подключение абонентов и клиентов, установление регламента их обслуживания и обеспечение управления системой в полном объеме. Последовательность подключения абонентов (коллективных и индивидуальных) и клиентов определяется тем комплексом услуг, который реализован на данном этапе ИКС. Каждый коллективный абонент посещается (в течение необходимого времени) группой ввода, которая обучает персонал учреждения (предприятия) способам пользования набором услуг и регламенту. Подключаются также городские телефонные станции и провайдеры Интернет. Подключение индивидуальных абонентов производится, как правило, группами (дом, микрорайон и т. д.). Каждого индивидуального абонента инструктирует персонал системы на дому. Управление системой вводится в строй по мере подключения абонентов. На этом этапе оптимизируется система оплаты услуг.

14.6.1. Модель вводного цикла

Модель вводного цикла показана на рис. 14.20, где обозначено:

15.1 – подготовка к вводу оборудования, программ и абонентов;

15.2 – подключение абонентов;

15.3 – установление регламента;

15.4 – ввод системы управления;

15.5 – полный ввод аппаратуры и программ системы.

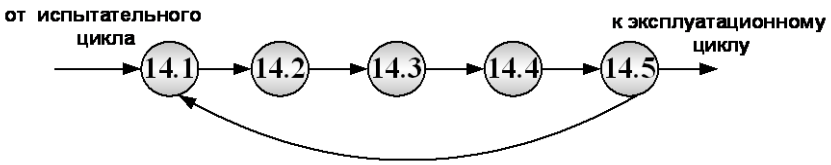


Рис. 14.20. Модель структуры вводного цикла

14.6.2. Модель эксплуатационного цикла

В данном рассмотрении эксплуатационный цикл ограничивается эксплуатацией некоторого базового комплекса технических средств с базовым набором служб и услуг, который был создан на данной стадии разработки. Эксплуатационный цикл здесь длится до следующего этапа эксплуатации и развития системы, который должен рассматриваться отдельно. На нем окончательно уточняется регламент и налаживается система управления.

Модель эксплуатационного цикла показана на рис. 14.21, где обозначено:

16.1 – **уточнение регламента;**

16.2 – **подключение новых абонентов;**

16.3 – **отладка системы управления;**

16.4 – **оценка технического состояния;**

16.5 – **отработка тарифной политики;**

16.6 – **оценка прибыли;**

16.7 – **оценка эффективности системы.**

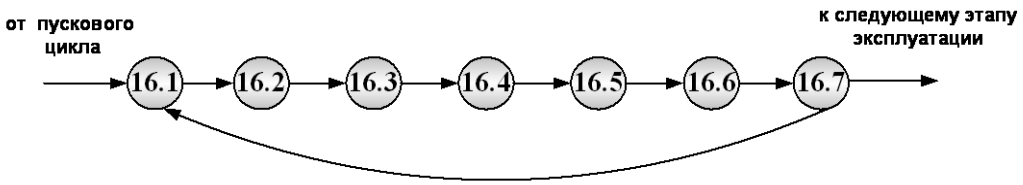


Рис. 14.21. Модель структуры эксплуатационного цикла

Затраты финансовых средств для вводного С15 и эксплуатационного С16 циклов определяются по формулам:

$$C_{15} = \sum_{i=1}^{k_{15}} C_{Зi}^{(15)} + \sum_{j=1}^{m_{15}} C_{Дj}^{(15)} \qquad (14.31)$$

$$C_{16} = \sum_{i=1}^{k_{16}} C_{Зi}^{(16)} + \sum_{j=1}^{m_{16}} C_{Дj}^{(16)}. \qquad (14.32)$$

В целом для эксплуатационного этапа затраты финансовых средств:

$$C_{Э} = C_{15} + C_{16} \qquad (14.33)$$

Затраты времени для пускового цикла:

$$T_{15} = \sum_{i=1}^{k_{15}} a_{15i} t_{15i}, \quad a_{15i}=1, \qquad (14.34)$$

для испытательного цикла:

$$T_{16} = \sum_{i=1}^{k_{14}} a_{16i} t_{16i}, \qquad a_{16i}=1, \tag{14.35}$$

в целом для этапа эксплуатации:

$$T_Э = T_{15} + d_{16}\, T_{16}, \tag{14.36}$$

где d_{16} – коэффициент, учитывающий пересечение интервала времени вводного цикла с интервалом эксплуатационного цикла, d_{16} =0-1.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Воробьев С.П., Давыдов А.Е., Курносов В.И. Жизненный цикл инфокоммуникационных сетей. - М.: Управление делами президента РФ, 2012. -344с.*

2. *Воробьев С.П. Технология и методологические основы проектирования системного алгоритмического обеспечения сетей передачи информации // Средства связи. 1989, № 3. С. 60–67.*

ГЛАВА 15. КРИТЕРИИ ЭФФЕКТИВНОСТИ ЖИЗНЕННОГО ЦИКЛА ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ

В разработке, создании, эксплуатации и развитии инфокоммуникационных систем и сетей (ИКС) принимают участие предприятия и компании-разработчики, производственные предприятия, строительные и монтажно-наладочные организации, эксплуатирующие компании, организации-заказчики (государство, ведомства, компании-операторы, частные компании и др.). Каждый из участников выполняет в этом процессе определенные задачи, и, естественно, рассматривает всю систему с точки зрения решения этих задач. Отсюда множество критериев, которые используются для оценки эффективности создаваемой системы. Но главенствующее положение в оценке системы, как правило, принадлежит заказчику – лицу, которое платит деньги за создание системы. Коммерческие компании, компании-операторы, для которых важнейшим показателем является прибыль, руководствуются экономическими критериями, причем распространяют их на все этапы разработки и эксплуатации системы. Поэтому сегодня ни одна разработка коммерческой ИКС не начинается без серьезного, скрупулезного рассмотрения бизнес-плана проекта, который должен показать окупаемость и прибыльность системы в достаточно короткие сроки. Таким образом, в бизнес-планах рассматривается эффективность жизненного цикла системы, включая стадию разработки (кредит на разработку и создание 1-й очереди системы) и прогнозируемую стадию эксплуатации (прогнозы доходов, расходов и прибыли). Зачастую прогнозируемая стадия эксплуатации ограничивается периодом окупаемости системы.

Очевидно, что пришло время для создания научных методов исследования и обоснования бизнес-планов на основе новой теории анализа и оптимизации жизненного цикла системы.

В данной главе исследуются критерии эффективности всего жизненного цикла сети (ЖЦС). Эффективность – категория комплексная, охватывающая все ролевые функции – техническую, социальную, экономическую. Этому должен удовлетворять критерий эффективности – как рабочий инструмент, согласующий в количественной форме характеристики компонентов системы между собой и с внешней средой и обеспечивающий возможность принятия оперативных и стратегических решений на всех этапах жизненного цикла.

Предлагаются два варианта критерия эффективности, которые могут быть использованы при проектировании и эксплуатации ИКС: темп удвоения капитала и среднегодовая накопленная прибыль.

15.1. Требования к критерию эффективности жизненного цикла инфокоммуникационных сетей

Эффективность жизненного цикла ИКС определяется той пользой, которую получают население, государственные органы, наука, образование, медицина, промышленность, бизнес, силовые и правоохранительные органы и др. от функционирования системы в течение ее ЖЦ и решения ею политических, социальных, технических и экономических задач. Это эффективность с точки зрения пользователя.

Для владельца системы (компании-оператора) эффективность ИКС тем выше, чем большую суммарную прибыль она принесет в течение своего жизненного цикла. Конечно, некоторые специальные системы могут иметь другие критерии. Например, максимум остаточной живучести сети после воздействия противника [1]. Разработчик системы чаще всего использует критерий минимума приведенных затрат на разработку и создание системы в структуре и составе, заданных Заказчиком. Для этого он использует методы анализа и оптимизации структуры и архитектуры сети, уже упомянутые выше.

Очевидно, что эффективность жизненного цикла ИКС зависит не только от ее технических характеристик, но и от множества других факторов, влияющих на систему в течение десятилетий ее жизнедеятельности. К основным таким факторам относятся:

организация работ по разработке, созданию, эксплуатации и развитию ИКС;

квалификация разработчиков и эксплуатирующего персонала;

технический уровень системы и ее технических средств;

количество и качество предоставляемых пользователю служб и услуг;

оптимальный выбор стратегии развития системы;

тарифная, приоритетная, штрафная политики;

рекламная политика и др.

Ясно, что эффективность системы будет меняться с течением времени в зависимости от множества этих факторов. Задача руководства и обслуживающего персонала – постоянно отслеживать все изменения эффективности и поддерживать ее уровень в необходимых пределах.

Жизненный цикл ИКС имеет две основные стадии – разработки и эксплуатации и развития. Эти две стадии различаются своими целями, задачами, структурой построения, организацией работ, а также во многих случаях участвующими в работе коллективами. Будем различать два варианта построения ЖЦ ИКС.

Первый вариант – создание новой сети на базе новых технических средств (в основном подлежащих разработке), когда есть эксплуатирующая организация, выступающая в роли Заказчика, и Разработчик сети, как правило, научно-исследовательское предприятие, выполняющее разработку, производство технических средств, создание опытного района, проведение испытаний, сдачу системы Заказчику и сопровождение дальнейших работ. В этом случае на стадиях разработки и эксплуатации системой занимаются разные люди, разные организации, у которых и целевые функции значительно различаются. При этом стадия разработки здесь является чисто затратным этапом, а на стадии эксплуатации появляется доходная составляющая, которая и будет в конечном счете определять эффективность жизненного цикла. Выбор единого критерия эффективности для этих двух стадий – задача непростая.

Данный вариант создания новой сети часто встречается при построении различных ведомственных и корпоративных сетей.

Второй вариант – модернизация уже существующей сети силами компании, владеющей сетью и осуществляющей ее эксплуатацию. В этом случае процессы разработки и эксплуатации совмещены и связаны с одним коллективом людей, что позволяет рассматривать единый критерий эффективности для обоих процессов, пригодный для оценки эффективности жизненного цикла единой модернизируемой сети.

Такой вариант построения ЖЦ ИКС характерен для больших операторских компаний, эксплуатирующих глобальные сети.

При выборе и обосновании критерия эффективности ЖЦ ИКС целесообразно ориентироваться на требования к критериям эффективности сложных систем, выработанных в теории эффективности [2,3]:

1. Критерий эффективности должен быть физически измеримой, предметной величиной.

2. Критерий эффективности должен быть скалярной величиной. Векторные, множественные, тензорные оценки недопустимы, поскольку их компоненты в определенных условиях могут оказаться альтернативными.

3. Критерий эффективности должен быть универсальным, т.е. применимым к системе (ЖЦ) в целом, к подсистемам и компонентам (этапам, циклам).

4. Критерий эффективности должен быть оперативным, не требовать длительного времени для получения оценки состояния ЖЦ.

5. Критерий эффективности должен быть прогностичным, т.е. в равной степени применим к ретроспективе, текущему моменту, перспективе.

6. Критерий эффективности должен быть интуитивно приемлем, т.е. не создавать трудностей в восприятии и понимании.

7. Критерий эффективности должен быть оптимизационным. Оптимизации подлежат распределение расходных ресурсов, прибыль, тарифная политика, инвестиционная и кредитная политика.

Критерий должен позволять оптимизировать распределение ресурсов, чтобы правильно сочетать затраты на содержание системы (надежность и качество обслуживания), интенсивное развитие (увеличение состава и качества услуг) и экстенсивное развитие (расширение контингента пользователей). Оптимизация должна охватывать тарифную и штрафную политику. В частности, практика показывает, что тарифы на новые услуги и установку оборудования новым пользователям могут быть сниженными, а затем они повышаются, когда пользователи привыкнут к услугам и не смогут без них обойтись. Оптимизации подлежат также прибыль, инвестиционная и кредитная политика.

К наиболее универсальным критериям, которые могут увязать разные стадии ЖЦ ИКС и позволяют оптимизировать технико-экономическую политику эксплуатирующей организации, относятся экономические критерии.

15.2. Темп удвоения капитала

Критерий эффективности жизненного цикла инфокоммуникационных систем при создании их в условиях рыночной экономики должен обеспечивать разработчикам и владельцам этих систем возможность принятия оптимальных тактических и стратегических решений по организационным, экономическим и техническим вопросам на всех этапах ЖЦ. Так, на первых этапах (НИР, эскизный проект) одна из основных задач – обоснование проекта (бизнес-плана), позволяющее принять решение о целесообразности или нецелесообразности вложения средств в этот проект.

На всех других этапах (до эксплуатационного) необходима корректировка тактики и стратегии создания системы с целью получения максимального эффекта. На эксплуатационном этапе проверяется эффективность заложенных решений и принимаются меры по поддержанию ее на необходимом уровне (введение новых услуг, изменение регламента эксплуатационно-технического обслуживания, уточнение тарифной политики и т. д.).

Для рыночной экономики критерий эффективности инфокоммуникационных систем должен охватывать текущий и перспективный коммерческий интерес, быть удобным в применении и интуитивно приемлемым. В качестве такого критерия в [4] предлагается «темп удвоения капитала» (ТУК), который автор рассматривает применительно к технической системе, хотя в сущности он относится к ее жизненному циклу. Смысл предложенного критерия состоит в следующем. На рис. 15.1 показан процесс формирования прибыли на стадии эксплуатации системы.

Как правило, для создания первой очереди коммерческих систем берется кредит, который в дальнейшем необходимо возвратить. Пусть на создание первой очереди в течение времени $(0, t_0)$ израсходовано K_0 денежных единиц (начальный капитал). Этот капитал K_0 является исходной величиной для определения эффективности системы (на ее жизненном цикле). После ввода системы в эксплуатацию она начинает приносить прибыль, которая расходуется на возвращение кредита. Через время Δt_1 суммарная прибыль составит K_0 и долги будут возвращены. Время $t_1 = t_0 + \Delta t_1$ есть период самоокупаемости системы, который используется в качестве критерия эффективности во многих практических и науч-

ных разработках сложных систем. Однако, он не отражает перспективного коммерческого интереса и перспектив развития системы.

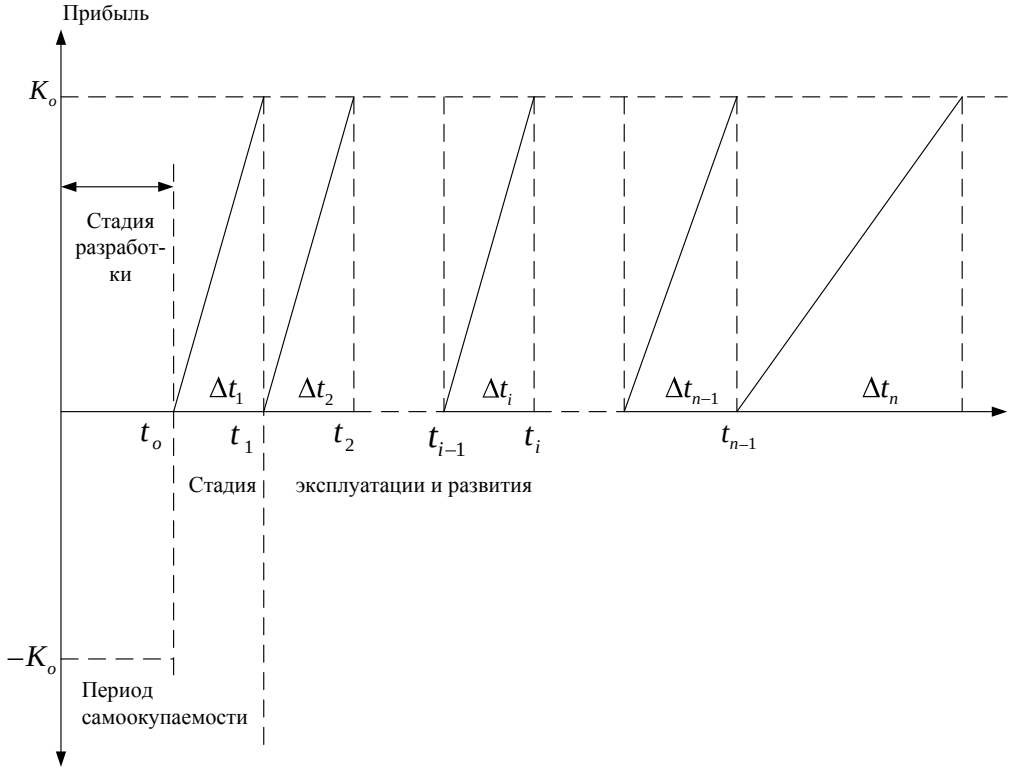


Рис. 15.1. Периоды удвоения капитала

На рис. 15.1 характер линейного роста прибыли в промежутках Δt_i, также как расходов на стадии разработки $(0,t_0)$ условен, зависит от многих факторов и практически может быть любым.

Время t после момента t_0 делится на периоды Δt_i, $i=\overline{1,n}$, где n определяет завершающий период жизненного цикла системы, в каждый из которых чистая прибыль системы, предназначенная с момента t_1 для ее развития и распределения, составляет величину K_0, т.е. увеличивает основной капитал на величину первоначальных затрат K_0 (если вся прибыль идет на развитие системы).

Очевидно, что чем меньше Δt_i, тем эффективнее работает система. Чтобы зависимость эффективности от значения критерия была прямой, в качестве критерия принимается величина Δt_i^{-1}, названная темпом удвоения капитала.

Коэффициент 2 увеличения капитала условен (может быть коэффициент 3/2 или 3), однако он получил хорошую апробацию за рубежом в других объектах техносферы (энергетике, транспорте, строительстве аэропортов).

Пусть t_i – моменты удвоения капитала. Тогда:

- полные накопленные затраты на создание и эксплуатацию системы за время t_i

$$C_n(t_i)=\sum_{\gamma=1}^{i}\sum_{j=1}^{S_\gamma} r_{\gamma j}\ ,i=\overline{1,n}, \tag{15.1}$$

где S_γ – число статей расходов за период Δt_γ,

$r_{\gamma j}$ – величина расхода по *j*-й статье за период Δt_γ;

- полный накопленный доход за время t_i

$$D_n(t_i) = \sum_{\gamma=1}^{i} \sum_{j=1}^{g_\gamma} d_{\gamma j}, i = \overline{1,n}, \tag{15.2}$$

где g_γ – число статей доходов за период Δt_γ;

$d_{\gamma j}$ – величина дохода по *j*-й статье за период Δt_γ;

- накопленная прибыль за время t_i, идущая на развитие системы и распределение

$$П_н(t_i) = D_n(t_i) - C_n(t_i),\ i = \overline{1,n} \tag{15.3}$$

- прибыль, идущая на совершенствование и развитие системы (увеличение основного капитала) за период Δti

$$П_{ki} = q_i[\Pi_н(t_i) - \Pi_н(t_{i-1})], \tag{15.4}$$

где q_i – коэффициент, определяющий отчисления от прибыли на развитие системы за период Δt_i;

- распределяемая прибыль за период Δt_i

$$П_{pi} = (1 - q_i)[\Pi_н(t_i) - \Pi_н(t_{i-1})] \tag{15.4}$$

Так как по определению $П_н(t_i) - П_н(t_{i-1}) = K_0$, то

$$П_{ki} = q_i K_0,\ П_{pi} = (1 - q_i)K_0 \tag{15.5}$$

Критерий эффективности системы $Э_i$ есть переменная во времени величина, зависящая от многих факторов:

$$Э_i = Э(t_i, q_i, \Pi_н(t_i), K_0) \tag{15.6}$$

Практически задачей разработчиков и администрации системы является прогнозирование и контроль выше названных характеристик на всех этапах ЖЦ.

Для решения данной задачи необходима разработка математических моделей ЖЦС, методов математического моделирования и математического эксперимента.

Критерий ТУК имеет следующие несомненные достоинства:

1) Критерий позволяет определить целесообразность капиталовложений и в коммерческом и в социальном смысле.

2) Критерий не только вычисляем, но и физически измеряем при помощи обычных часов.

3) Оценка эффективности по этому критерию действует как стимул, т.е. работает так, что на его основании можно принимать как стратегические на годы (нужно ли строить новую трассу световодной или ограничиться кабельной?), так и оперативные решения (стоит ли разрабатывать свою технику или лучше закупить зарубежную? Как формировать тарифы? В каком направлении развивать состав услуг? И многое другое).

4) Критерий прогностичен, т.к. позволяет оценивать как рациональность пройденного пути, так и перспективность развития системы и создающего ее коллектива. Прогностичность основывается на:

- сравнимости создаваемой системы с любыми другими системами (если их оценивать по этому критерию);

- оценке вклада системы в эффективность обслуживаемого социума.

15.3. Среднегодовая накопленная прибыль

Предлагаемый подход к определению критерия эффективности жизненного цикла инфокоммуникационных сетей исходит из основных целей эксплуатации коммерческих систем и естественных задач операторов этих систем постоянно отслеживать их финансовые характеристики: доходы, расходы, прибыль.

На рис. 15.2 показаны кривые зависимостей накопленных доходов $D_н$ и расходов $C_н$ от времени, построенные на основе данных реального проекта создания многофункциональной территориальной системы массового информационного обслуживания на базе сетей кабельного телевидения [5].

Кривая накопленной прибыли Пн(ti) рассчитывается по формуле:

$$\Pi_н(t_i) = D_н(t_i) - C_н(t_i), \tag{15.7}$$

где t_i – текущее время от начала разработки, i = 1, 2, ..., 20, т.е. рассматривается период разработки, создания и эксплуатации системы длительностью в 20 лет.

Годовая прибыль $П_г(t_i)$, показанная на рисунке, рассчитывается по формуле:

$$\Pi_г(t_i) = \Pi_н(t_i) - \Pi_н(t_{i-1}) \tag{15.8}$$

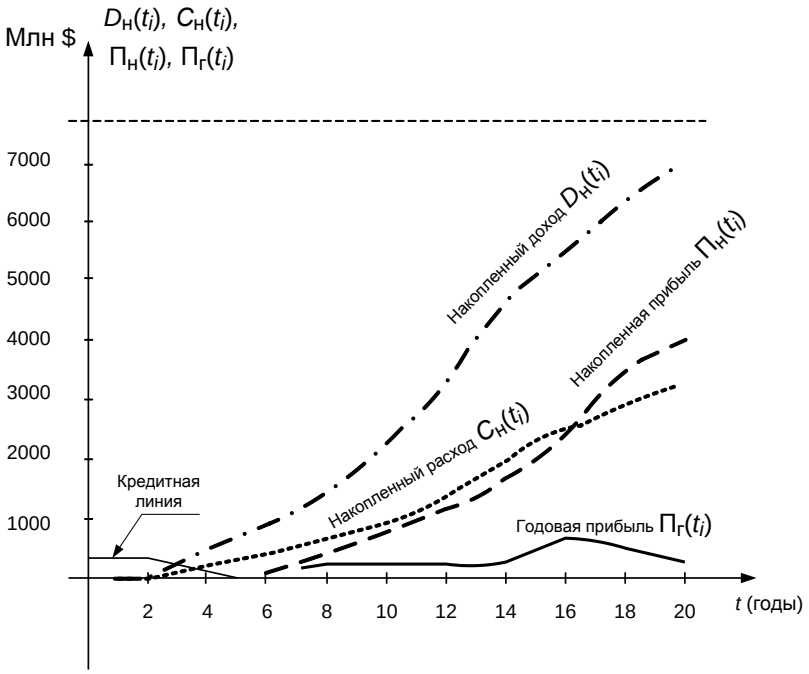


Рис. 15.2. Зависимость накопленных затрат $C_н(t_i)$, доходов $D_н(t_i)$, накопленной прибыли $П_н(t_i)$ и годовой прибыли по временным этапам ЖЦС

Первые два года велась разработка и создание первой очереди системы за счет кредита в 200 млн.$, с третьего года началась ее эксплуатация. Через три года эксплуатации кредит был выплачен (вся прибыль шла на возвращение долга). Таким образом, на шестом году после начала разработки система становится прибыльной.

Величина накопленной прибыли $\Pi_н(t_i)$ за некоторый промежуток времени t_i сама по себе зачастую используется в качестве критерия эффективности системы. Чем больше $\Pi_н(t_i)$, тем эффективнее работает система с учетом и социальной, и технической, и коммерческой составляющих (удовлетворение потребностей абонентов и рост абонентской емкости, высокое качество предоставляемых услуг, высокая прибыль для развития системы и распределения). Однако при этом не учитывается величина промежутка времени, за

которое получено данное значение Пн (чем меньше этот промежуток, тем эффективнее система). Поэтому предлагается в качестве критерия эффективности жизненного цикла инфокоммуникационной системы использовать усредненное на промежутке времени ti среднегодовое значение накопленной прибыли [6], которое назовем стратегическим критерием $Э_с(t_i)$, т.к. он позволяет оценивать эффективность как всего ЖЦС, так и любого его этапа:

$$Э_с(t_i) = \frac{П_н(t_i)}{t_i} \tag{15.9}$$

Чем больше значение $Э_с(t_i)$, тем эффективнее работает система на промежутке t_i.

На рис. 15.3 показан характер зависимости $Э_с(t_i)$ от времени. На начальном этапе критерий $Э_с(t_i)$ имеет отрицательное значение, т.к. стадия разработки является полностью затратной, поэтому $D_н(t_i)$ в формуле (15.7) равен 0 и значение $П_н(t_i)$ определяется только затратами на разработку и создание первой очереди системы за счет взятого кредита. С начала эксплуатации первые три года вся прибыль уходила на выплату кредита и значение критерия также было отрицательным, приближаясь к нулевому значению при t_i = 5. Это время есть время возврата кредита или период самоокупаемости системы. В этот период может ставиться задача оптимизации жизненного цикла системы с целью минимизации затрат на разработку и периода самоокупаемости. С этой целью необходимо разработать некоторое множество реальных сценариев разработки и эксплуатации системы на промежутке времени, удовлетворяющем оператора как время самоокупаемости и на этом множестве определить оптимальный сценарий по критерию максимума $Э_с(t_i)$. Аналогично задача оптимизации ЖЦС может решаться на любых других этапах ее эксплуатации, а также для всего ЖЦС в целом.

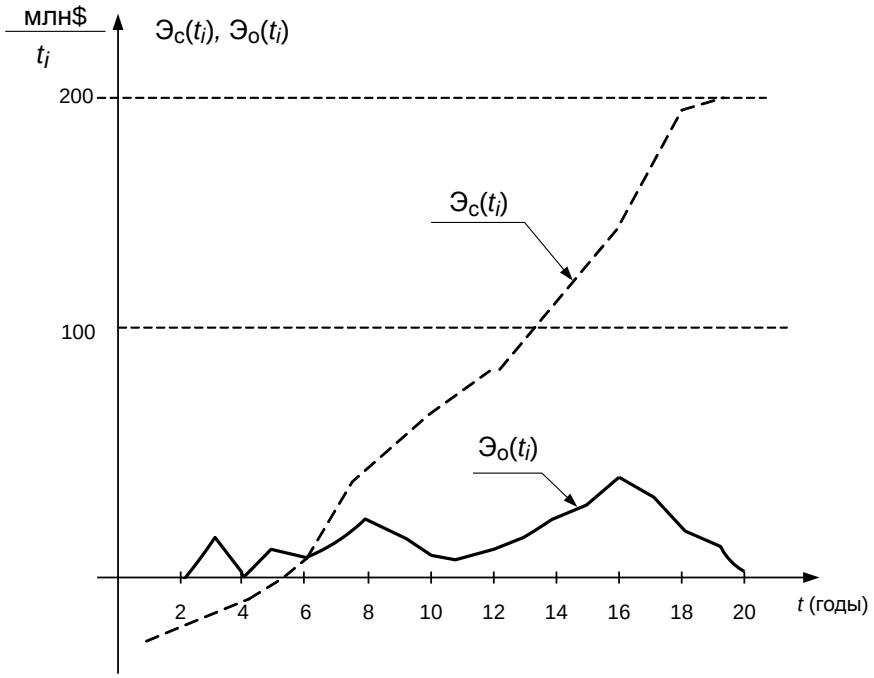


Рис. 15.3. Зависимость стратегической $Э_с(t_i)$ и оперативной эффективностей ЖЦ системы по временным этапам

Другой показатель эффективности, который мы назвали оперативной эффективностью:

$$Э_o(t_i) = Э_c(t_i) - Э_c(t_{i-1}) \qquad (15.10)$$

представляет собой годовое приращение эффективности. Характер кривой $C_o(t_i)$, показанный на рис. 15.3, может помочь оператору скорректировать развитие системы, побудить его найти более оптимальный вариант сценария ЖЦ. При оптимальном сценарии ход кривой должен быть плавно нарастающим или параллельным оси абсцисс, а ее спад говорит или о просчетах в развитии системы, или о выработке ее ресурсов и предстоящем банкротстве.

Кроме достоинств ранее рассмотренного критерия ТУК, критерий $Э_c(t_i)$:

обеспечивает оценку эффективности на всем ЖЦС с учетом стадии разработки;

не создает трудностей в восприятии и понимании, т.к. базируется на понятных категориях прибыли и времени;

значение критерия находится в прямой зависимости от роста прибыли и в обратной от времени, на котором он измеряется;

обеспечивает простое сравнение вариантов реализации ЖЦС по кривым изменения величин критерия на всех этапах ЖЦ;

является оптимизационным критерием, обеспечивая нахождение оптимального варианта построения ЖЦС из множества возможных вариантов путем максимизации накопленной прибыли на минимальном отрезке времени.

15.4. Эффективность жизненного цикла системы на стадии разработки

Как уже отмечалось, стадия разработки является чисто затратной составляющей в жизненном цикле системы, увеличивающей расходную часть $C_н(t_i)$ в формуле (15.7) и уменьшающую накопленную прибыль $П_н(t_i)$, что, в конечном счете, уменьшает общую эффективность всего жизненного цикла.

Следовательно, исследуя жизненный цикл на стадии разработки, необходимо находить такие решения, которые бы минимизировали эту затратную составляющую.

Затраты на стадию разработки Ср состоят из затрат на всех этапах разработки, включая разработку и изготовление макетов и опытных образцов, а также затрат на покупное оборудование для стендов, опытного района и т. п., т. е.

$$C_р = \sum_{i=1}^{m} C_i\,, \qquad (15.11)$$

где C_i – затраты на i-м этапе разработки, $i = \overline{1, m}$,

m – число этапов разработки.

Таким образом, задача главного конструктора проекта состоит в нахождении такого сценария организации работ на стадии разработки и такого состава оборудования, который доставлял бы минимум общих затрат C_p при выполнении всех требований технического задания к характеристикам системы.

Последнее условие говорит о тесной связи поставленной задачи оптимизации затрат на стадии разработки с задачами оптимизации структуры и архитектуры сети, т.к. именно при их решении определяются типы комплексов технических средств, применение которых обеспечивает выполнение требований технического задания к техническим характеристикам сети.

Таким образом, оптимизация жизненного цикла системы на стадии разработки по критерию общих затрат *С*р осуществляется с помощью решения задач оптимизации

структуры и архитектуры сети в части затрат на оборудование, а также поиска оптимального сценария организации работ и сокращения времени разработки.

Наиболее оптимальным сценарием организации работ считается такой сценарий, который не требует проведения большого числа опытно-конструкторских работ (ОКР) по разработке нового оборудования. Разработчик обязан хорошо знать рынок оборудования телекоммуникаций и уметь квалифицированно решать задачи оптимизации структуры и архитектуры сети на различных вариантах готового оборудования.

Отечественный опыт проектирования сетей передачи данных в 60–70-е годы прошлого столетия показывает, что отсутствие такого умения и недоступность рынка готового оборудования приводила к затягиванию разработок систем связи и внедрения их в эксплуатацию на десятки лет.

Несомненно, что сценарий, основанный на закупке готового оборудования, наиболее приемлем для телекомпаний, эксплуатирующих сети, т.к. при этом они не несут расходов на ОКР по созданию нового оборудования. Но такие ОКР должны вестись и ведутся другими компаниями, иначе закончился бы прогресс в развитии технических средств и сетей инфокоммуникаций. Таким образом, ОКРы опосредованно участвуют в жизненном цикле любой аппаратуры.

Кроме того, необязательно, что сценарий с покупным оборудованием будет наиболее оптимальным по общим затратам на оборудование для оснащения всей сети. Возможно, что в результате ОКР может быть разработана более совершенная и дешевая аппаратура, которая, будучи более малогабаритной и высокопроизводительной потребует меньшего объема закупок и меньших затрат. Эта экономия может оказаться достаточной для покрытия всех расходов на ОКР и организацию серийного производства.

Оптимизация жизненного цикла системы на стадии разработки по критерию минимума затрат не учитывает фактора времени, затрачиваемого на разработку. Очевидно, что заказчик проекта заинтересован в минимальных сроках проведения разработки. Кроме того, время разработки непосредственно влияет на величину критерия эффективности.

В соответствии с (15.9) при увеличении времени разработки, входящего в знаменатель этого выражения, эффективность ЖЦ уменьшается.

Чтобы объединить затраты финансовых ресурсов и времени в единый критерий, предлагается в качестве критерия эффективности стадии разработки рассматривать произведение этих величин, т.е.

$$Э_p = C_p T_p \qquad (15.12)$$

где $T_р$ – время разработки.

Оптимизация стадии разработки по критерию $Э_р$ может дать оптимальные значения финансовых затрат и времени на разработку системы.

По мнению автора, на практике могут быть использованы оба критерия в зависимости от конкретных условий. Поскольку затраты на разработку присутствуют в обоих критериях, то дополнительный объем вычислений второго критерия по формуле (15.12) невелик. Если по результатам расчетов оптимальные сценарии стадии разработки окажутся разными, это будет поводом главному конструктору для размышлений и более глубокого анализа.

ЛИТЕРАТУРА

1 Воробьев С.П. Анализ характеристик живучести сетей связи различной структуры // Техника средств связи, Сер. ТПС, 1987, вып. 8. С. 22–28.

2 Дружинин В.В., Конторов Д.С. Системотехника. - М.: Радио и связь, 1985. - 200 с.

3 Конторов Д.С., Конторов М.Д., Слока В.К. Радиоинформатика. - М.: Радио и связь, 1994. - 296 с.

4 Шехтман Л.И. Эффективность телекоммуникационных систем. Предпринт № 934. - М.: РТИ РАН, 1993. - 84 с.

5 Барабаш П.А., Воробьев С.П., Махровский О. В., Шибанов В.С. Мультисервисные сети кабельного телевидения. 2 -е издание. СПб.: Наука, 2004. - 405 с.

6 Воробьев С.П., Давыдов А.Е., Курносов В.И. Жизненный цикл инфокоммуникационных сетей. – М: Управление делами Президента РФ, 2012. – 344с.

ГЛАВА 16. ОПТИМИЗАЦИЯ ЖИЗНЕННОГО ЦИКЛА ИНФОКОММУНИКАЦИОННЫХ СЕТЕЙ

16.1. Задачи оптимизации жизненного цикла инфокоммуникационных сетей

Жизненный цикл инфокоммуникационных сетей составляет десятилетия, в течение которых могут меняться социальная и политическая обстановка в стране, появляться новые хозяева системы, изменяться цены на оборудование и услуги и т.д. Эти факторы, непосредственно влияющие на эффективность ЖЦ системы, весьма нестабильны и практически непрогнозируемы.

В ЖЦ ИКС входит достаточно длительная стадия разработки, имеющая чисто затратный характер, к которой трудно применить предложенный ранее критерий эффективности (среднегодовая накопленная прибыль).

После стадии разработки ответственность за систему, ее характеристики и жизненный цикл передается от коллектива разработчиков совершенно новому коллективу компании-оператора, который имеет свои взгляды на систему, ее цели и задачи.

Учитывая эти факторы, необходимо согласиться с тем, что в разные периоды жизнедеятельности ИКС подходы к оптимизации ее ЖЦ могут быть разными.

Предлагается выделить следующие типы задач оптимизации ЖЦ ИКС.

1. Задача оптимизации стадии разработки ЖЦ системы.

Задача оптимизации стадии разработки решается в самом начале проблемного цикла для нахождения оптимального сценария стадии разработки по критерию минимума накопленных затрат или минимума произведения накопленных затрат на время разработки (глава 15). Она может ставиться и на последующих этапах разработки для корректировки сценария по результатам предыдущих этапов. Эта задача охватывает 14 тематических циклов стадии разработки, последним из которых является испытательный цикл со всеми видами испытаний системы и сдачей ее заказчику.

В некоторых случаях заказчика интересует выполнение оговоренных сроков возврата кредита, который он брал на разработку системы. Тогда оптимизации подлежат все 16 тематических циклов, рассмотренных ранее в структуре ЖЦ ИКС. При этом в концепцию системы должны быть заложены технические средства, информационные и телекоммуникационные службы, подключение необходимого числа абонентов, обеспечивающих такую прибыль на эксплуатационном цикле, которая была бы достаточна для возврата кредита в заданные сроки. Критерием оптимизации в этом случае может быть максимум прибыли за определенный промежуток времени. Если сроки возврата кредита не являются критичными, то 15-й и 16-й тематические циклы могут быть включены в стадию эксплуатации системы, а дальнейшая оптимизация ЖЦ осуществляться по критерию максимума среднегодовой накопленной прибыли.

2. Задача оптимизации всего ЖЦ ИКС от замысла до утилизации с максимально обозримым сроком эксплуатации по критерию максимума среднегодовой накопленной прибыли. Предварительно должны быть проведены анализ и оптимизация структуры и архитектуры сети. Такая задача должна ставиться и решаться также в начале проблемного цикла для выбора оптимальных структуры, архитектуры и жизненного цикла сети, принятия решения о начале разработки и подготовки бизнес-плана проекта.

Анализ и оптимизация структуры и архитектуры ИКС дадут возможность оценить количество и типы строящихся объектов, номенклатуру разрабатываемого и покупного оборудования, стоимости строительства объектов, зданий, сооружений, трасс и т.п., а также стоимость оборудования и ПО, технические характеристики системы. Эти оценки являются исходными данными для построения моделей жизненного цикла системы и определения его характеристик. Очевидно, что точность расчетов по структуре, архитек-

туре, жизненному циклу сети будут зависеть от точности исходных данных, которые в этот период весьма приблизительны, и от таланта главного конструктора прогнозировать перспективы развития системы. Тем не менее, это единственный известный сегодня способ принимать наиболее правильные решения.

Для уточнения характеристик системы и ее ЖЦ такая задача должна ставиться и решаться на последующих этапах стадии разработки вплоть до эксплуатационного цикла. Результаты последних расчетов (после испытательного цикла) будут опираться уже на конкретные комплексы технических средств и ПО и более точную конфигурацию сети. К этому моменту целесообразно получить от компании-оператора уточненные исходные данные по планам расширения и развития системы, а также планируемым экономическим характеристикам.

3. Задача оптимизации стадии эксплуатации, расширения и развития системы.

Эта задача, как самостоятельная, может ставиться после разработки системы и сдачи ее заказчику (компании-оператору). Компания-оператор, планируя свою деятельность, оценивает различные сценарии эксплуатации и расширения системы, развития ее служб и услуг и на множестве этих сценариев решает задачу оптимизации стадии эксплуатации по критерию максимума среднегодовой накопленной прибыли на прогнозируемом времени эксплуатации. При расчете эффективности стадия разработки учитывается величиной фактических финансовых и временных затрат. Таким образом, для различных сценариев рассчитывается эффективность всего жизненного цикла системы, но при постоянном значении фактических затрат времени и финансовых средств на разработку системы. Такая процедура оценки эффективности должна осуществляться на всех последующих этапах эксплуатации с учетом фактических результатов на предыдущих этапах с целью нахождения более оптимального сценария и оценки возможности продления ранее определенных сроков эксплуатации.

Очевидно, что оптимальные сценарии, определенные на различных этапах эксплуатации, будут отличаться от сценария, полученного в результате оптимизации ЖЦ системы в начале стадии разработки.

Новые сценарии можно рассматривать как корректировку ошибок прогнозирования, которые неизбежны в начальной стадии ЖЦ системы.

Общий алгоритм постановки и решения задач оптимизации на этапах ЖЦ ИКС может быть представлен следующим образом.

НИР, аванпроект (проблемный цикл)

а) Ставится и решается задача анализа и оптимизации физической структуры сети. В результате определяется номенклатура объектов, коммутационных узлов, абонентских пунктов, информационных порталов, каналов связи, состав оборудования и их стоимостные характеристики, вероятностно-временные и технические характеристики системы, удовлетворяющие требованиям ТЗ.

б) Решается задача оптимизации архитектуры ИКС. В результате определяется номенклатура протоколов, интерфейсов, стыков на различных участках и уровнях сети, оценивается сложность их реализации в вычислительных комплексах и стоимостные характеристики ПО.

в) Прогнозируются суммарные технико-экономические характеристики оборудования, узлов, объектов.

г) На основании полученных результатов ставится задача оптимизации ЖЦ ИКС № 2, т.е. разрабатывается практически реализуемое (все фантастические с точки зрения разработчиков сценарии отбрасываются) множество сценариев стадии разработки, для каждого из которых строятся соответствующие модели тематических циклов и стадии разработки в целом.

д) На построенных моделях оцениваются временные и стоимостные характеристики тематических циклов и стадии разработки в целом.

е) На множестве сценариев стадии разработки находится оптимальный сценарий и два-три близких к нему.

ж) Ставится задача оптимизации ЖЦ ИКС № 1, т.е. разрабатывается практически реализуемое множество сценариев в ЖЦ ИКС (по согласованию с заказчиком), для каждого из которых строится полная модель ЖЦ.

з) На моделях ЖЦ определяются временные и стоимостные характеристики этапов и ЖЦ в целом.

и) На множестве сценариев ЖЦ определяется оптимальный сценарий по критерию среднегодовой накопленной прибыли.

к) Результаты оптимизации представляются руководству и заказчику для принятия решения.

Далее алгоритм оптимизации по пунктам а)÷к) повторяется на этапах эскизного и технического проектов, причем каждый раз используются уточненные исходные данные по результатам предыдущих этапов.

В конце рабочего проекта, когда будут определены фактические затраты на закупку покупного оборудования, производство, проектные работы, строительство и монтаж, целесообразно повторить алгоритм оптимизации по пунктам а)÷к).

По результатам этапа испытаний системы может потребоваться новый виток анализа характеристик, оптимизации структуры, архитектуры и жизненного цикла ИКС.

На этапе испытаний как правило осуществляется полная передача системы компании-оператору. Разработчик совместно с оператором решает задачу оптимизации ЖЦ ИКС № 3, используя фактические характеристики стадии разработки и планируемые этапы расширения и развития системы, предоставляемые оператором.

В дальнейшем в процессе эксплуатации системы оператор должен постоянно отслеживать изменение значения среднегодовой накопленной прибыли, осуществляя поэтапное расширение абонентской емкости системы, подключение новых узлов, оборудования, каналов связи, ввод новых информационных и телекоммуникационных служб и услуг. Каждый такой этап должен сопровождаться решением задачи оптимизации ЖЦ ИКС № 3, результаты которого помогут оператору скорректировать планы дальнейшего развития системы и поддерживать ее эффективность в заданных пределах.

Если эффективность системы начинает падать, а оптимизация ее дальнейшего ЖЦ не дает сценария, позволяющего увеличить эффективность системы, то это значит, что оператору предстоит принять решение о завершении жизненного цикла данной системы.

16.2. Постановка задач оптимизации структуры и архитектуры инфокоммуникационных сетей

При оптимизации ЖЦ ИКС обязательно присутствуют задачи оптимизации ее структуры и архитектуры. Для их решения используются соответствующие методы, краткая характеристика которых приводится ниже.

Для оптимизации структуры и архитектуры ИКС могут быть использованы методы, разработанные для телекоммуникационных сетей с учетом потоков информации, создаваемых различными информационными телепортами [1–5].

В укрупненном плане задачу оптимизации структуры развивающейся сети принято рассматривать как Т-этапную процедуру преобразования взвешенного, изменяющегося от итерации к итерации графа (где подлежащие определению веса – это длины ребер, пропускные способности каналов и производительности станционных средств, их загрузка и т.д.), интерпретирующего структуру сети при известных для каждого этапа потребности в связи, прогнозируемом телекоммуникационном ресурсе и различных ограничениях технологического, экономического и эксплуатационного характера. Традиционно задача оптимизации структуры нацеливается на минимизацию расходов по созданию сети и пред-

ставляется совокупностью частных задач – оптимизации графа сети, размещения узлов коммутации (УК) на территории сети, распределения потоков и выбора пропускных способностей УК и каналов связи [4].

Предполагаются заданными:

продолжительность T жизненного цикла сети с разбивкой на t этапов, t=1, 2, …, T;

функция развития сети, определяющая прогноз числа N_t оконечных пунктов (ОП) (с разбивкой по типам), планируемых к подключению на t-м этапе;

количество $n^{(t)}$ городов-кандидатов на установку станционных средств на t-м этапе;

прогноз абонентского трафика (удельной интенсивности исходящего потока) от каждого ОП $\lambda^{(a)}(u, t)$, $t=\overline{1,T}$, $u=\overline{1,U}$ (U – число предоставляемых услуг);

технико-экономические показатели станционных технических средств i-го типа (узлов коммутации, мультиплексоров, телепортов и т.д.): производительность g(i), канальная емкость S(i), стоимость C(i), функция эксплуатационных расходов e(i,t), $i=\overline{1,I}$ (I – число типов УК);

технико-экономические показатели каналов связи (наземных, кабельных, радиорелейных, волоконно-оптических, спутниковых): пропускная способность V(j), функция стоимости (арендной платы) $c(v, j, l)$ (l – длина каналов) и функция эксплуатационных расходов e(j, t), $j=\overline{1,J}$ (J – число разрешенных к применению КС);

надежностные показатели оборудования, задаваемые коэффициентом готовности K_{rj}, $K_{rj}(l)$ и средним временем восстановления d_i, $d_j(l)$ соответственно для станционного и линейного оборудования;

географические координаты $\{X_\xi, Y_\xi\}$ мест размещения ОП, $\xi=\overline{1,N}$, и городов $\{X_p, Y_p\}$, $p=\overline{1,n}$ – кандидатов на установку УК на t-м этапе;

нормы на вероятность своевременной доставки информации (сообщения, пакета и т.п.) $Q_З$ и среднее время доставки $T_З$;

характер информационного тяготения между ОП, задаваемой аналитически, либо таблично;

некоторая начальная структура W_0 (в частном случае $W_0=0$).

Требуется синтезировать последовательность структур развивающейся сети (W_1, W_2, …, W_t), доставляющую минимум критерию полных затрат на протяжении жизненного цикла

$$\Pi = \sum_{t=1}^{T} (\Pi(W_{t-1} / W_t) + Э(W_t) \qquad (16.1)$$

при выполнении ограничений на:

среднее время $T \leq T_З$ доставки информации;

вероятность своевременной доставки $Q \geq Q_З$ для «наихудшего» маршрута;

допустимость применения техники i(j)-го типа на t-м этапе, задаваемую вектором $A=[a_{kt}]$, $t=\overline{1,T}$, $k=\overline{1,I+J}$, причем если $a_{kt}=1$, то на t-м этапе допускается использование оборудования k-го типа и наоборот, при $a_{kt}=0$ – использование техники k-го типа нецелесообразно в силу ее морального устаревания и снятия с производства, либо к t-му периоду данная техника еще не может быть произведена (закуплена);

число портов i-го УК;

программно-аппаратную совместимость технических средств между собой, задаваемую бинарной матрицей совместимости $B=[b_{ij}]$, где $b_{ij}=1$, если оборудование программно и аппаратно совместимо между собой и $b_{ij}=0$ – в противоположном случае.

В формуле (16.1) приняты следующие обозначения:

$П(W_{t-1}/W_t)$ – стоимость дооснащения (реконструкции) сети (t-1)-го этапа для перехода на t-й этап;

$(W_{t-1}/W_t)=W_{t-1/t}$ – формализм, обозначающий вновь добавленный фрагмент сети;

$Э(W_t)$ – текущие расходы по содержанию оборудования сети на этапе t.

Решение задачи основывается на следующих основных принципах [4,5]:

представление задачи декомпозиции стандартной задачей оптимизации структуры сети;

представление задачи оптимизации (реконструкции) структуры сети взаимоувязанной совокупностью частных задач – оптимизации графа сети, распределения потоков, размещения УК, выбора пропускных способностей узлов коммутации и каналов связи;

проведение расчетов вероятностно-временных характеристик (ВВХ) T и Q в процессе оптимизации структуры сети по принципу «гарантированного» результата, предполагающего формализацию процессов доставки информации экспоненциальными моделями массового обслуживания, считаемыми в практике сетевого проектирования наихудшим случаем. Детальная оптимизация архитектуры, дискретный выбор оптимального профиля протоколов проводится отдельно, на заключительных этапах оптимизации сети;

выбор комбинированной стратегии развития, предполагающей не только «освоение» (добавление УК, ОП и др.) новых, еще не охваченных связью регионов, а также их сопряжение с существующей сетью, но и переподключение абонентов и замену некоторых технических средств на более производительные, обуславливаемую, например, экономией затрат или ростом транзитного трафика. При этом выведенные из эксплуатации ТСС предполагается использовать на последующих этапах развития;

приведение разновременных затрат к начальному моменту времени с помощью операции дисконтирования;

возможность получения множественности решений задачи (16.1) для различных темпов подключения абонентов, очередности предоставления услуг связи и т.п., обеспечиваемая заданием различных функций развития сети и их показателей.

В результате решения задачи определяются:

количество подсетей P, для каждой подсети суммарный внешний трафик Λ_p и нормы на вероятностно-временные характеристики T_{p3} и Q_{p3};

число УК i–го типа и КС j–го типа в каждой подсети;

приведенные затраты с учетом эксплуатационных расходов для каждой подсети и сети в целом.

Подробную методику решения задачи можно найти в работах проф. Захарова Г.П. и проф. Лохмотко В.В.

Задача оптимизации архитектуры ИКС решается опосредованно через оптимизацию по критерию сложности реализации протоколов всех уровней архитектуры, как это показано в главе 8 настоящей книги.

16.3. Графы для оптимизации стадии разработки инфокоммуникационных сетей

Сценарии ЖЦ ИКС образуются из некоторых подмножеств решений по принципам построения, создания, эксплуатации и развития системы и их реализаций и изображаются в виде ориентированного графа G=(R, Y), где R – множество вершин, каждая из которых соответствует определенному решению или его реализации, а Y – множество упорядоченных пар вершин (или ориентированных ребер), соответствующих определенному значению эффективности на данном этапе.

Учитывая, что критерии эффективности стадии разработки и стадии эксплуатации могут различаться, рассмотрим в первую очередь принципы построения множества сценариев стадии разработки, как начальной стадии ЖЦ ИКС.

Пусть $R=\{R_i\}$ – множество всевозможных решений по принципам построения системы, организации и планирования ее разработки и т.д., где $R_i=\{r_{ij}\}$ – множество решений по конкретным проблемам (например, по принципам коммутации, управления, по организации производства или закупок и т.п.), $i=\overline{1,n}$ – номер подмножества в множестве R, j – номер конкретного решения в множестве R_i.

На рис. 16.1 показан общий вид графа $G_p=(R, Y)$, построенного для оптимизации стадии разработки ЖЦ ИКС по критерию минимума приведенных затрат. Граф G_p содержит одну вершину r_0 только с исходящими ребрами (начало пути) и одну вершину r_k с входящими ребрами (конец пути). Каждая вершина графа соответствует определенному решению r_{ij} из множества R_i, а ребра из множества Y – затратам денежных средств на принятие этих решений.

Множества R_i формируются из наиболее важных альтернативных решений, принимаемых на данном тематическом цикле и во многом определяющих облик системы и дальнейший ход разработки. Цена решения, соответствующая исходящим ребрам, определяется с помощью моделей соответствующих тематических циклов, рассмотренных в главе 14, и равна суммарным затратам на данном тематическом цикле.

Для лучшего понимания структуры графа G_p на рис. 16.1 рассмотрим некоторые примеры альтернативных решений на различных тематических циклах.

Узлы 1.1, …, $1.j_1$, …, $1.k_1$ графа, относящиеся к проблемному циклу, соответствуют, например, принятию решения о методе коммутации для разрабатываемой сети (коммутация пакетов, каналов, гибридная коммутация и др.).

Узлы 2.1, …, $2.j_2$, …, $2.k_2$ графа (системный цикл) могут соответствовать решениям о разработке тех или иных комплексов инфокоммуникационных служб и услуг.

Узлы 3.1, …, $3.j_3$, …, $3.k_3$ графа (алгоритмический цикл) – решениям о разработке всех алгоритмов и протоколов собственными силами, или только части алгоритмов и протоколов, или полном заимствовании всех алгоритмов и протоколов и т.д.

Узлы 4.1., …, $4.j_4$, …, $4.k_4$ (аппаратурный цикл) – решениям о разработке всего оборудования собственными силами, закупке части оборудования, закупке всего комплекса оборудования и т.д.

Узлы 5.1, …, $5.j_5$, …, $5.k_5$ (конструкторский цикл) – решениям об использовании тех или иных базовых конструкций и т.д.

Узлы 6.1., …, $6.j_6$, …, $6.k_6$ (программный цикл) – решениям об использовании тех или иных языков программирования и т.д.

Узлы 7.1, …, $7.j_7$, …, $7.k_7$ (закупочный цикл) – решениям о заключении договоров на поставку оборудования с теми или иными компаниями-изготовителями.

Узлы 8.1., …, $8.j_8$, …, $8.k_8$ (производственный цикл) – решениям о заключении договоров на производство оборудования с теми или иными заводами-изготовителями.

Узлы 9.1, …, $9.j_9$, …, $9.k_9$ (проектный цикл) – решениям о заключении договоров на разработку проектов системы и ее объектов с теми или иными проектными организациями.

Узлы 10.1, …, $10.j_{10}$, …, $10.k_{10}$ (строительный цикл) – решениям о заключении договоров на строительство объектов, зданий, сооружений, трасс и т.п. с теми или иными строительными фирмами.

Узлы 11.1, …, $11.j_{11}$, …, $11.k_{11}$ (монтажный цикл) – решениям о заключении договоров на монтажные работы с теми или иными монтажными организациями.

Узлы 12.1, …, $12.j_{12}$, …, $12.k_{12}$ (отладочный цикл) – решениям о заключении договоров на отладку оборудования с теми или иными отладочными организациями.

Узлы 13.1, …, $13.j_{13}$, …, $13.k_{13}$ (пусковой цикл) - решениям о различных программах проверки служб и услуг, или систем управления.

Узлы 14.1, …, $14.j_{14}$, …, $14.k_{14}$ (испытательный цикл) – решениям о различных программах проведения испытаний системы.

Множество траекторий на графе G_p назовем пространством сценариев стадии разработки ИКС.

Из рис. 16.1 видно, что даже при небольших значениях k_1, k_2, …, k_{14} число возможных сценариев стадии разработки так велико, что нахождение оптимального сценария может стать неподъемной задачей.

На практике опытные разработчики существенно сокращают объем работ, отбрасывая из рассмотрения нереальные или неперспективные сценарии. Так, например, если на аппаратурном цикле принято решение не разрабатывать оборудование, а полностью закупить его на рынке, то из рассмотрения исключаются все сценарии, проходящие через те узлы графа, которые связаны с разработкой (конструкторский, программный, производственный циклы).

Рассмотренный граф G_p (рис. 16.1) позволяет решать задачу оптимизации стадии разработки ИКС по критерию минимума приведенных затрат, т.к. тематические циклы, модели которых используются при расчетах, по затратам независимы. По времени тематические циклы могут пересекаться или работать параллельно. Поэтому критерий минимума произведения приведенных затрат на время разработки, введенный в главе 15, не может быть использован на графе G_p.

Для этого на стадии разработки необходимо найти непересекающиеся во времени этапы, включающие в себя целое число тематических циклов, что позволяет применить критерий $Э_p$.

Пример структуры стадии разработки, которая может быть использована для построения нужного графа, показана на рис. 16.2.

На этом же рисунке представлен граф G_p=(A, Y), построенный на базе множества конкретных решений (или событий) A={Ai}, $i=\overline{1,6}$, привязанных к окончаниям определенных этапов (в основном, стандартных) стадии разработки системы.

Для большей конкретизации узлы графа представляют собой конкретные решения, количество которых ограничено, а ребра – значения эффективности $Э_p=C_p \cdot T_p$ на данном этапе, C_p – затраты финансовых средств, T_p – затраты времени на данном этапе.

На рис. 16.2 обозначены:

a_0 – начало пути;

узел 1.1 – принято решение о применении метода КП;

узел 1.2 – принято решение о применении метода КК;

узел 2.1 – разработка служб электронной почты и телефонной связи;

узел 2.2 – разработка служб электронной почты, телефонной и видеосвязи.

узел 3.1 – решение о разработке КТС и ПО собственными силами;

узел 3.2 – решение о частичной разработке КТС и ПО собственными силами, частично закупить на рынке;

узел 3.3 – решение о закупке всего КТС и ПО;

узел 4.1 – организация и проведение разработки собственными силами, производства и проектов системы;

узел 4.2 – организация и проведение частичной разработки собственными силами, частичная закупка КТС и ПО, разработка проектов системы на этой основе;

узел 4.3 – организация закупки всего КТС и ПО, разработка проектов системы на этой основе;

узел 5.1 – организация строительных, монтажных, наладочных работ на основе КТС и ПО собственной разработки;

узел 5.2 – организация строительных, монтажных и наладочных работ на основе КТС и ПО частично собственной разработки, частично покупных;

узел 5.3 – организация строительных, монтажных, наладочных работ на основе покупных КТС и ПО; узел 6.1 – организация пусковых и испытательных работ на основе КТС и ПО собственной разработки;

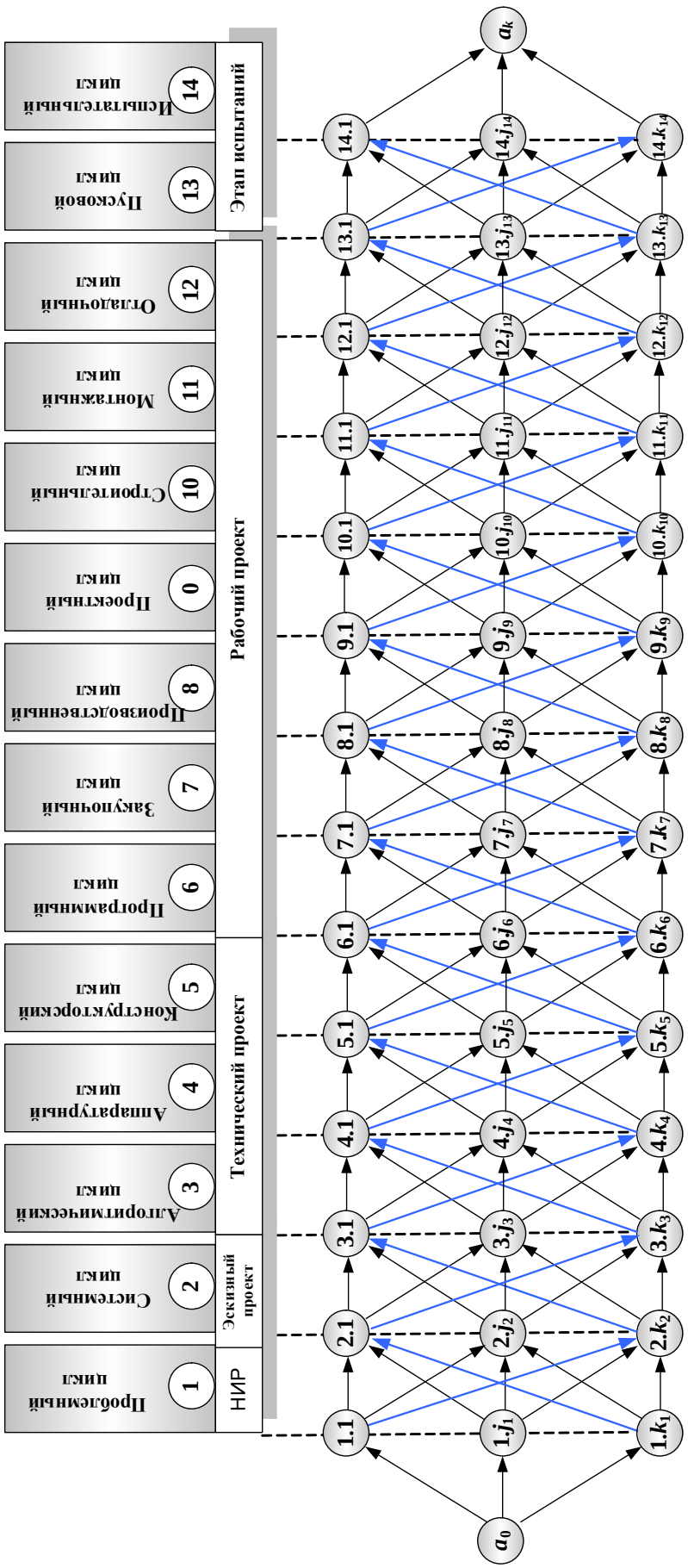


Рис. 16.1. Общий вид графа G_p стадии разработки жизненного цикла ИКС

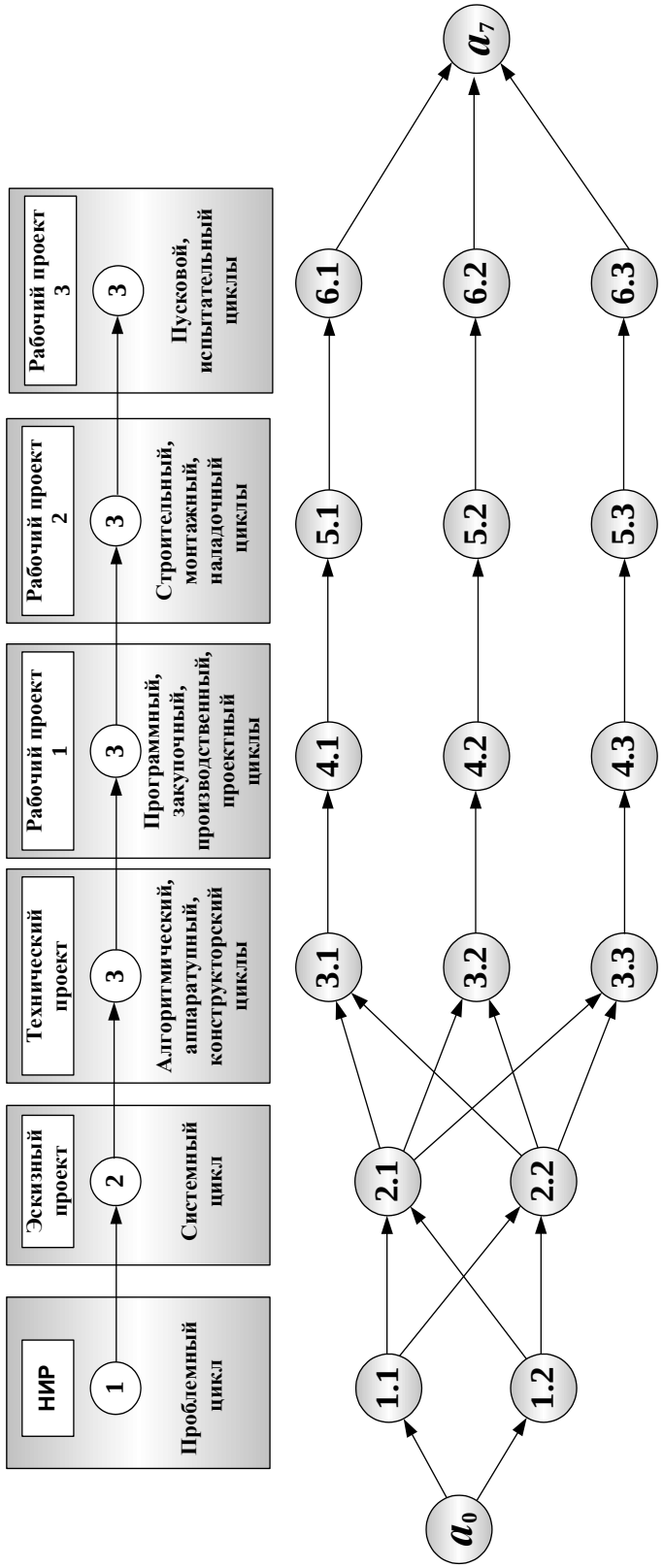


Рис. 16.2. Граф для оптимизации стадии разработки по критерию $Э_р = C_р T_р$

узел 6.2 – организация пусковых и испытательных работ на основе КТС и ПО частично собственной разработки, частично покупных;

узел 6.3 – организация пусковых и испытательных работ на основе покупных КТС и ПО;

a_7 – конец пути.

Анализ рис. 16.2 показывает, что граф G_p может быть преобразован в более простой граф G_r за счет объединения этапов 4, 5 и 6, как показано на рис. 16.3. На рисунке узлы до третьего этапа включительно имеют тот же смысл, что и на рис. 16.2. Узлы шестого этапа ($6^*.1$, $6^*.2$, $6^*.3$) объединяют в себе затраты средств на предыдущих четвертом и пятом этапах, т.е. цена ребер $6^*.j\text{-}a_7$, j=1, 2, 3, равна:

$$Э_p(6^*.j\text{-}a_7)=Э_r(4.j\text{-}5_j)+Э_r(5.j\text{-}6.j)+Э_r(6.j\text{-}a_7).$$

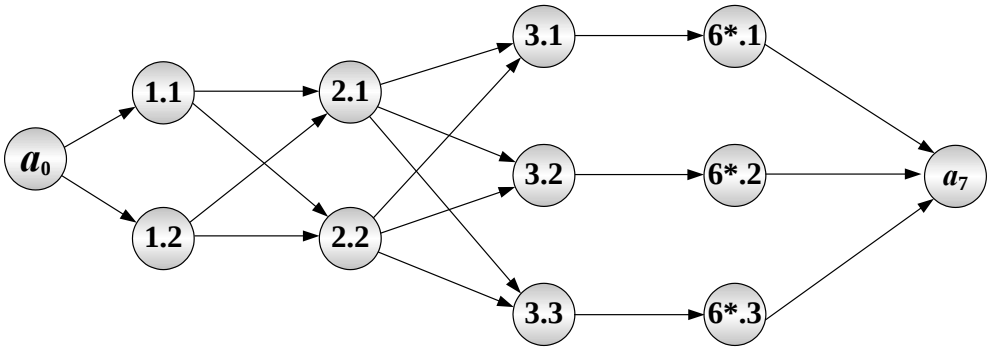


Рис. 16.3. Преобразованный граф G_r

Видно, что рассмотрение только наиболее важных и реалистичных решений, упрощение графа путем объединения узлов и ребер позволяют существенно уменьшить число возможных сценариев ЖЦ ИКС и таким образом значительно сократить объем вычислений по нахождению оптимального сценария.

16.4. Графы для оптимизации жизненного цикла инфокоммуникационных сетей

Множество сценариев ЖЦ ИКС составляют траектории событий, которые могут произойти на жизненном пути системы от замысла до утилизации. К более чем десятку этапов стадии разработки, рассмотренной выше, добавляется не меньшее количество этапов эксплуатации и развития системы, которые многократно увеличивают множество возможных сценариев ЖЦ.

Расширим введенное ранее множество решений $A=\{A_i\}$ для стадии разработки за счет решений, принимаемых на различных этапах эксплуатации и развития. Оставим те же обозначения, изменив только пределы значений i от 1 до некоторого m, которое соответствует номеру последнего этапа ЖЦ системы. Тогда общий вид графа $G_{жц}$ жизненного цикла ИКС можно представить рисунком 16.4, на котором первая часть графа полностью соответствует графу G_p стадии разработки (рис. 16.4), а с 15-го и 16-го этапов (пусковой и эксплуатационный циклы) начинается стадия эксплуатации системы.

Этапы эксплуатации и развития, обозначенные на рис. 16.4 цифрами от 15 до m, их длительность, а также задачи по эксплуатации, развитию и расширению системы на каждом этапе, определяются компанией-оператором. Поэтому при решении задачи оптимизации всего ЖЦ ИКС в начале разработки (например, для составления бизнес-плана проек-

та) обязательна консультация с оператором относительно его планов по эксплуатации и развитию системы.

Мероприятия, решения, которые могут быть использованы на стадии эксплуатации для поддержания эффективности ЖЦ системы в нужных пределах, можно сгруппировать в следующие основные множества:

Множество решений по расширению абонентской емкости системы $A_{аб}$. Множество решений по расширению и внедрению новых информационных служб и услуг $A_{ис}$, например, для систем телеобразования, телемедицины, для банков и бирж и т.д. [6].

Множество решений по расширению и внедрению новых телекоммуникационных служб и услуг, например, новые службы подвижной радиосвязи, новые средства сетевого управления и т.д. [6].

Множество решений по тарифной политике $A_т$.

Множество других решений по взаимодействию с пользователем $A_п$ (штрафная, льготная, рекламная политики и др.).

Множество решений по расширению и внедрению новых комплексов технических средств на узлах и объектах системы $A_{КТС}$.

Множество решений по увеличению пропускной способности системы $A_{ПС}$ (новые методы передачи, быстродействующие каналы связи, новые протоколы и т.д.).

Множество решений по совершенствованию службы эксплуатации $A_э$.

Множество комбинированных решений $A_{кр}$, в котором каждое решение представляет собой комбинацию двух или более решений из перечисленных выше множеств и другие.

Таким образом, на каждом γ-м этапе, γ=15,m, (рис. 16.4) варианты j_γ-х решений представляют собой выборку из перечисленных множеств решений.

Сценарии ЖЦ ИКС составляются из траекторий, проходящих через узлы графа от начала пути a_0 до конца пути a_k. В общем виде сценарий ЖЦ может быть описан цепочкой узлов (рис. 16.4):

$$a_0 1.j_1 – \ldots – i.j_i – \ldots – 14.j_{14} – 15.j_{15} – 16.j_{16} – 17.j_{17} – \ldots – \gamma.j_\gamma – \ldots – m.j_m – a_k,$$

$$j_1 = \overline{1,k_1};\ j_i = \overline{1,k_i};\ j_{14} = \overline{1,k_{14}};\ j_{15} = \overline{1,k_{15}};\ j_{16} = \overline{1,k_{16}};\ j_{17} = \overline{1,k_{17}};$$

$$j_\gamma = \overline{1,k_\gamma};\ j_m = \overline{1,k_m}.$$

Здесь $k_1 \ldots k_m$ – число вариантов решений на каждом этапе ЖЦ, которые выбраны руководством проекта для данного графа ЖЦ ИКС.

Очевидно, что даже для не очень сложных систем количество сценариев ЖЦ огромно и нахождение оптимального сценария может стать очень сложной задачей.

В начале разработки на проблемном цикле точное решение такой сложной задачи практически вообще невозможно, т.к. разработчик плохо представляет и не чувствует тонкостей стадии эксплуатации, на которой и начинает проявляться эффективность жизненного цикла системы. Поэтому на практике всегда идет упрощение графа путем отбрасывания на основании опыта и интуиции непригодных вариантов сценариев.

В качестве примера рассмотрим такой упрощенный граф (рис. 16.5), в котором стадия разработки полностью повторяет уже рассмотренный ранее преобразованный граф $G_г$ (рис.16.3).

Узлам, начиная с 7-го этапа, могут соответствовать следующие решения и их реализации:

узлы 7.1 – 7.3 – решения о подключении к сети групп абонентов x_1, x_2, x_3 с тарифами № 1, № 2, № 3 соответственно;

узлы 8.1 – 8.3 – решения о подключении к сети групп абонентов x_4, x_5, x_6 с программами льгот и штрафных санкций № 1, № 2, № 3 соответственно;

узлы 9.1 – 9.3 – решения о подключении к сети групп абонентов x_7, x_8, x_9 и информационных служб № 1, № 2, № 3 соответственно.

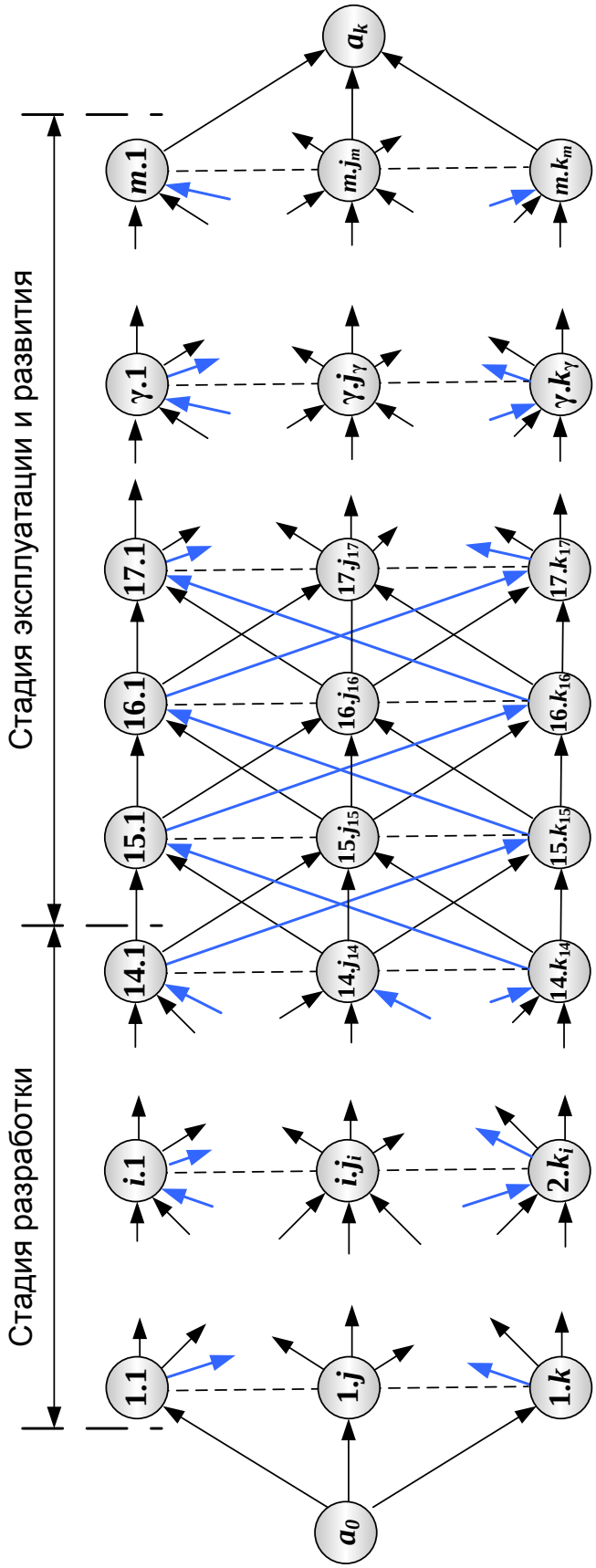


Рис. 16.4. Общий вид графа $G_{ЖЦ}$ жизненного цикла ИКС

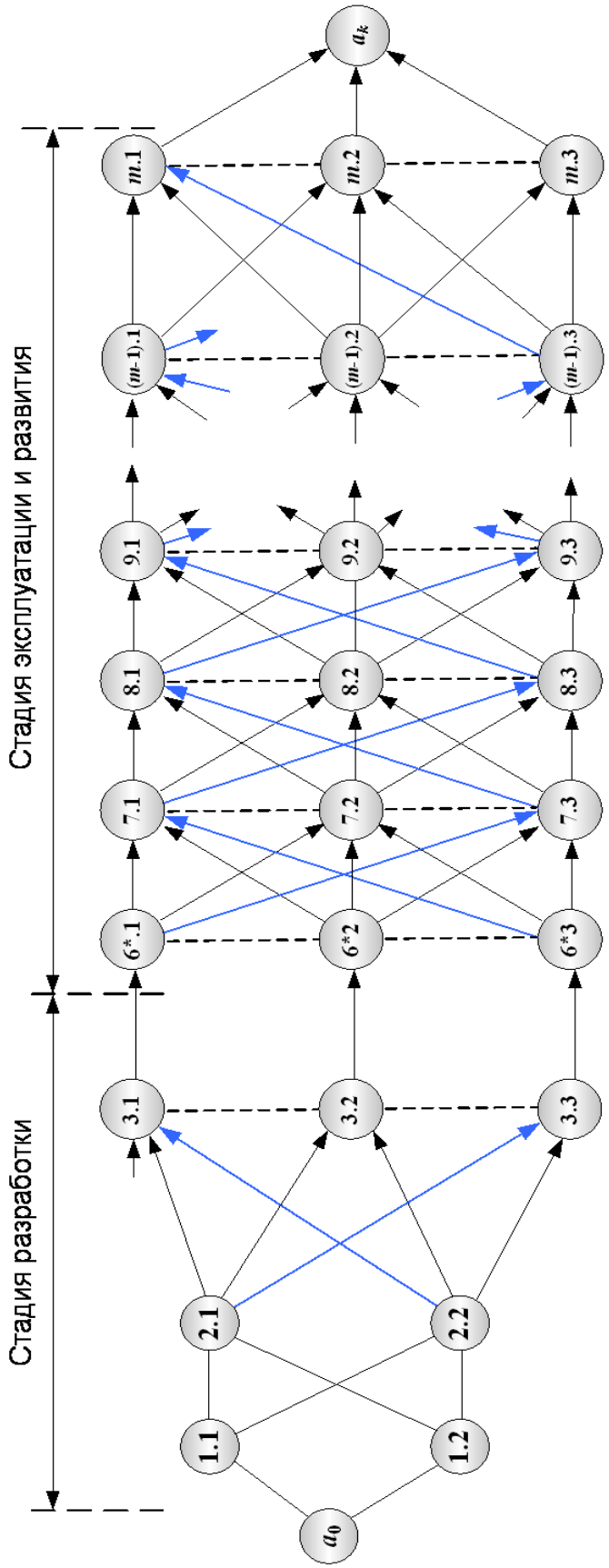


Рис. 16.5. Пример упрощенного графа жизненного цикла ИКС

На последующих этапах должно продолжаться подключение новых групп абонентов до полной емкости сети, варьироваться новые информационные и телекоммуникационные службы и услуги, а также другие решения из множеств $A_Т$, $A_П$, $A_{КТС}$, $A_{ПС}$, $A_Э$, $A_{КР}$.

В конце жизненного цикла (m-1, m-й этапы), когда все запланированные для развития ресурсы будут исчерпаны или устареют система и ее услуги, могут быть сделаны попытки уменьшения тарифов, введения новых льгот и т.п. Но главное, нужно своевременно завершить жизненный цикл системы и производить ее полную модернизацию или замену на более современную. Для этого необходимо постоянно отслеживать эффективность сети по критерию среднегодовой накопленной прибыли и производить расчеты по оптимизации оставшихся этапов эксплуатации, которые помогут найти ту временную точку, после которой никакие реальные мероприятия и решения не смогут удержать падение эффективности системы.

Оптимизация стадии разработки и стадии эксплуатации и развития на практике будет происходить независимо по причинам, уже рассмотренным ранее.

Задача оптимизации всего жизненного цикла ИКС должна ставиться на стадии разработки для того, чтобы увязать технические решения, принимаемые при разработке, с процессами эксплуатации системы. Например, если стадия разработки оптимизируется независимо от стадии эксплуатации по критерию минимума затрат, то может быть выбран наиболее дешевый сценарий стадии разработки с недорогими техническими средствами, которые на стадии эксплуатации окажутся неэффективными. Возможно, что более дорогие технические средства или решения в эксплуатации дадут больший эффект и быстро окупятся. Оптимизация на графе полного жизненного цикла системы дает возможность избежать такой ситуации. Как уже отмечалось, полученный оптимальный сценарий полного жизненного цикла системы не может быть точным, но он будет ориентиром для главного конструктора.

16.5. Графы для оптимизации стадии эксплуатации и развития инфокоммуникационных сетей

Граф сценариев стадии эксплуатации и развития $G_Э$ строится аналогично рассмотренному в предыдущем разделе графу $G_{ЖЦ}$ с учетом стадии разработки только в части общих затрат времени и финансовых средств на разработку. Это учитывается путем назначения цен ребрам, исходящим из начала пути, которые соответствуют указанным затратам. Тогда граф стадии эксплуатации и развития ИКС $G_Э$ в общем виде может быть представлен рисунком 16.6, где первые два этапа соответствуют вводному и эксплуатационному циклам общей структуры ЖЦ ИКС. Цены ребер $a_р$–1.δ_1, $\delta_1 = \overline{1, l_1}$ одинаковы и соответствуют фактическим затратам времени и финансовых средств на стадию разработки, или величине кредита, взятого на создание системы; l_1 – число вариантов возможных решений на вводном цикле.

Принципы построения графа $G_Э$ соответствуют рассмотренным в разделе 16.4 для графа $G_{ЖЦ}$ в части стадии эксплуатации и развития и основаны на множествах различных решений и мероприятий по развитию и эксплуатации сети, введенных в этом разделе. Конечно, формирование множеств решений остается за руководством компании-оператора, которое фактически получает возможность с помощью предложенной методики более квалифицированно и ответственно проверить свои планы развития системы и организации ее эксплуатации, а также составить достаточно точные прогнозы на будущее.

Представляется целесообразным в данном разделе рассмотреть проблему эксплуатации и развития ИКС, когда этой проблемой занимается сама компания-оператор, практически не привлекая разрабатывающих организаций. В России рынок инфокоммуникаций заполнен разнообразной зарубежной техникой, поэтому для коммерческих компаний-

операторов более выгодно самостоятельно развивать свою систему на базе готовых средств без риска вкладывать деньги в дорогостоящие и длительные разработки. В качестве примера можно привести бурное развитие в последнее десятилетие компаний-операторов систем кабельного телевидения, которые успешно внедряют современные мультисервисные сети в городах России [7].

Жизненный цикл таких систем имеет некоторые особенности. Он начинается внутри стадии эксплуатации старой отживающей системы, которая тем не менее продолжает приносить доход и имеет свой достаточно стабильный круг абонентов.

Другая особенность состоит в том, что новая система хотя и строится на базе уже существующей системы и оснащается готовыми техническими средствами, тем не менее она требует определенной разработки в части ее структуры и архитектуры, выбора технических средств, разработки бизнес- плана и проекта системы, а также строительных, монтажных, наладочных работ и др.

Как правило, эти работы на базе старой системы по своим объемам, стоимости значительно уступают варианту с полной стадией разработки и могут быть выполнены специалистами компании-оператора, квалификация которых сегодня достаточно высокая. Поэтому они могут быть выполнены в 1-2 этапа параллельно с эксплуатацией старой системы и, следовательно, рассматриваться как затраты ресурсов на стадии эксплуатации.

Такой смешанный вариант старой и новой систем можно назвать модернизацией и рассматривать ее жизненный цикл без разделения на стадии, но понимая, что он по существу соответствует, в основном, стадии эксплуатации.

На рис. 16.7 показан общий вид графа жизненного цикла модернизируемой системы, ее структуры и архитектуры, выбора комплекса технических средств, а варианты решений на графе 1.1 – $1.L_1$ – могут соответствовать, например, выбору компании-поставщика оборудования, L_1 – возможное число таких поставщиков.

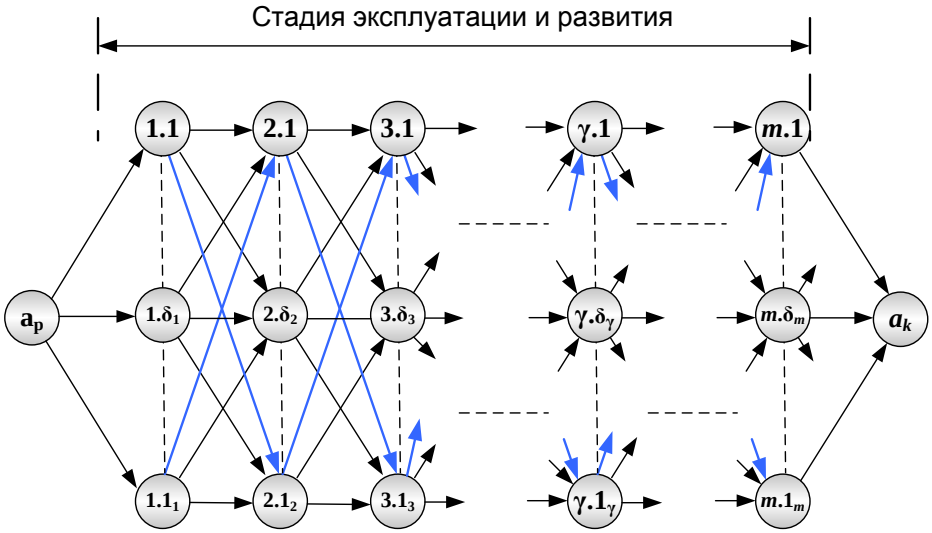


Рис. 16.6. Общий вид графа $G_Э$ стадии эксплуатации и развития ИКС

Последующие этапы на графе $2.\xi_2$ – $M.\xi_M$ соответствуют вариантам технических и организационных решений по модернизации и эксплуатации системы. Вверху на рисунке показаны этапы разработки модернизируемой системы, модернизации и эксплуатации старой системы и стадия эксплуатации модернизированной системы.

На всех этапах ЖЦ присутствует доходная составляющая, поэтому оптимизация жизненного цикла такой системы может вестись по критерию максимума среднегодовой накопленной прибыли.

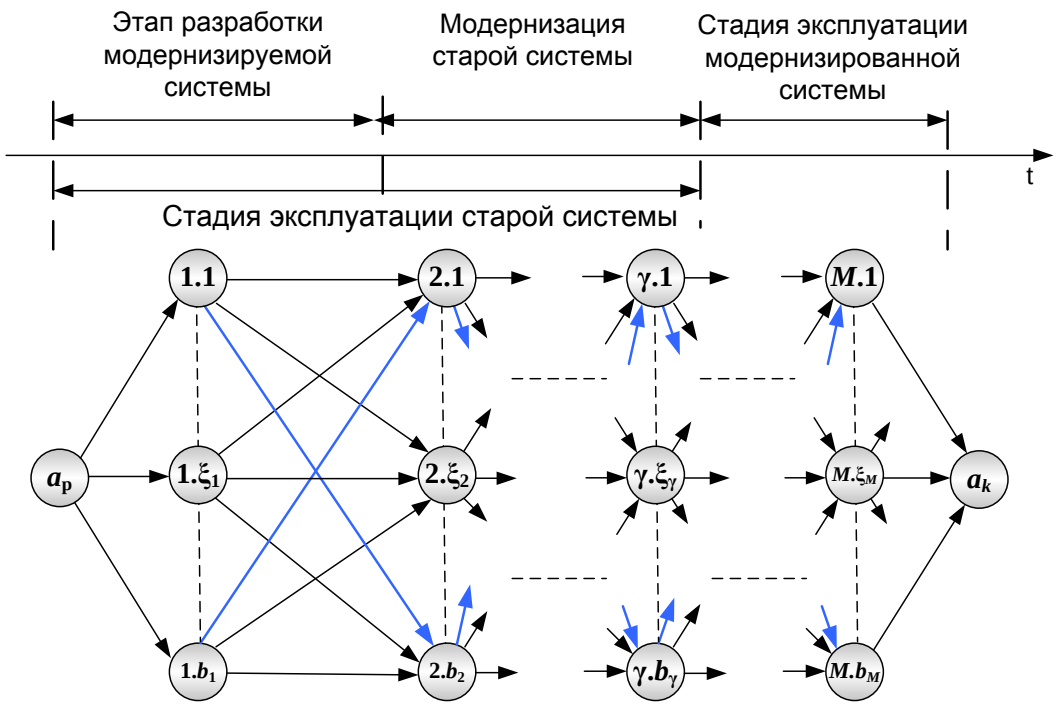


Рис. 16.7. Общий вид графа жизненного цикла модернизируемой системы

16.6. Метод оптимизации жизненного цикла инфокоммуникационных сетей

Рассмотренные выше графы ЖЦ ИКС и его различных этапов являются основой для оптимизации жизненного цикла системы с применением известных методов поиска кратчайших путей на графах.

Задача оптимизации жизненного цикла ИКС ставится следующим образом.

Исходные данные:

категории абонентов сети и их число;

ориентировочный график подключения абонентов к сети;

число этапов (циклов, стадий) ЖЦ ИКС – m

результаты структурной и архитектурной оптимизации ИКС, технические и экономические характеристики системы;

цены (или тарифы по аренде) за приобретаемое оборудование и его эксплуатацию;

перечень и предполагаемый график внедрения новых информационных и телекоммуникационных служб;

множество различных решений, мероприятий, реализаций, привязанных к этапам ЖЦ ИКС – $A=\{A_1, A_2, \ldots, A_\xi, \ldots, A_m\}$, где A_ξ – подмножество решений, мероприятий реализаций на ξ-м этапе ЖЦ ИКС;

варианты штатной структуры и оплаты труда разрабатывающих и эксплуатирующих организаций;

варианты тарифной, льготной, штрафной, рекламной и других политик на стадии эксплуатации системы и др.

Очевидно, что перечень исходных данных может быть уточнен и дополнен руководителями работ в зависимости от конкретных условий разработки и эксплуатации ИКС.

В качестве критерия оптимизации рекомендуются критерии, предложенные в главе 15.

Ограничения:

нормы на показатели качества обслуживания пользователей в течение жизненного цикла ИКС;

величина взятого кредита и сроки его возврата;

сроки выполнения этапов ЖЦ;

другие ограничения, определяемые руководством соответствующих этапов ЖЦ системы.

Решение задачи оптимизации начинается с построения графа жизненного цикла ИКС, как это было показано в предыдущих разделах.

На рис. 16.8 представлен общий вид графа $G_ж$=(A, Y) для оптимизации ЖЦ ИКС, на котором обозначено:

A_1, A_2, …, $A_ξ$, …, A_m – подмножества решений, мероприятий, реализаций по принципам построения, создания и эксплуатации ИКС на этапах жизненного цикла;

$a_ξi_ξ$ –вершины графа, соответствующие $i_ξ$-му решению, мероприятию, реализации на ξ-м этапе ЖЦ;

$k_ξ$ – число вариантов решений, мероприятий, реализаций на ξ-м этапе ЖЦ;

m – общее число этапов ЖЦ ИКС;

Y – множество упорядоченных вершин (или ориентированных ребер) графа.

Граф $G_ж$ (рис. 16.8) содержит одну вершину a_0 только с исходящими ребрами (начало пути) и одну вершину a_n только с входящими ребрами (конец пути).

Из вершин a_0 к вершине a_n возможно множество путей, проходящих через различные вершины графа. Эти пути составляют множество сценариев жизненного цикла ИКС, из которых и необходимо найти оптимальный сценарий.

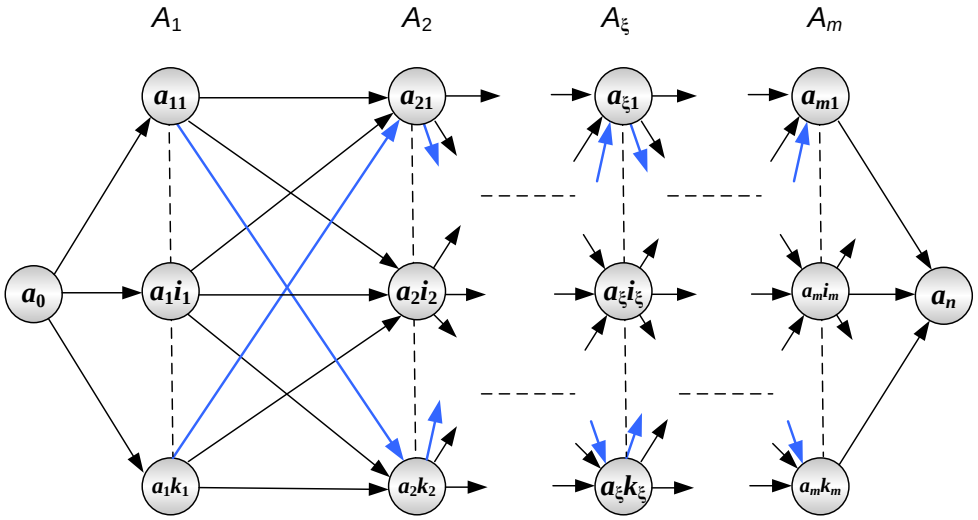


Рис. 16.8. Граф $G_ж$ для оптимизации жизненного цикла ИКС

Для решения задачи каждому ребру yЄY присвоим некоторую цену C(y), которая будет определяться в зависимости от целей исследования или затратами времени и финансовых средств, или доходами, или прибылью, или величиной критерия эффективности в той вершине графа (на том этапе), из которого исходит данное ребро. После определения графа $G_ж$ и его ребер задачу оптимизации можно свести к нахождению кратчайшего пути между вершинами a_0 и a_n при выполнении системы ограничений на характеристики жизненного цикла.

Если заданы варианты решений на всех этапах, обеспечивающие в любых сочетаниях выполнение ограничений на характеристики ЖЦ, и число их невелико, то эффективным средством поиска кратчайшего пути является алгоритм Дейкстры [8]. Если возникает

задача поиска кратчайших путей между любыми парами вершин графа $G_ж$, то могут быть использованы алгоритмы Флойда или Данцига.

Во многих случаях необходимо знать не только первый кратчайший путь, но и второй, третий и последующие по длине пути. В теории графов подобные задачи решаются с помощью так называемого алгоритма двойного поиска, который находит q первых кратчайших путей из некоторой фиксированной вершины ко всем остальным вершинам исходного графа, или с помощью обобщенных алгоритмов Флойда и Данцига, позволяющих находить q первых кратчайших путей между каждой парой вершин исходного графа [8].

Однако, указанные алгоритмы оказались чрезмерно сложными для решения задач оптимизации ЖЦ ИКС, где число вершин графа $G_ж$ достаточно велико. Так, обобщенные алгоритмы Флойда и Данцига требуют выполнения приблизительно по N^3 обобщенных операций сложения и сравнения (N – число вершин исходного графа), а алгоритмы двойного поиска по $1/2q \cdot N^4$ таких же операций.

В [5] предложен более простой алгоритм поиска одного или q кратчайших путей из a_0 в a_n с их ранжированием по длине пути, учитывающий специфичность структуры графа $G_ж$ и необходимость поиска кратчайших путей только между двумя вершинами a_0 и a_n.

Этот алгоритм использован и описан в главе 8 настоящей книги для решения задачи оптимизации алгоритмического обеспечения инфокоммуникационных сетей. Он же может быть использован и для оптимизации жизненного цикла ИКС, как показано в [9].

ЛИТЕРАТУРА

1. *Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями. - М.: Высшая школа, 1979.*
2. *Захаров Г.П. Методы исследования сетей передачи данных. - М.: Радио и Связь, 1982.*
3. *Зайченко Ю.П., Гонта Ю.В. Структурная оптимизация сетей ЭВМ. – Киев: Наукова думка, 1986.*
4. *Лохмотко В.В., Пирогов К.И. Анализ и оптимизация цифровых сетей интегрального обслуживания. - Минск. «Навука і Тэхніка», 1991. - 192 с.*
5. *Воробьев С.П. Технология и методологические основы проектирования системного алгоритмического обеспечения сетей передачи информации // Средства связи, 1989. № 3. С. 60–67.*
6. *Барабаш П.А., Воробьев С.П., Курносов В.И., Советов Б.Я. Инфокоммуникационные технологии в Глобальной информационной инфраструктуре. - СПб.: Наука, 2008. - 552 с.*
7. *Барабаш П.А., Воробьев С.П., Махровский О.В., Шибанов В.С. Мультисервисные сети кабельного телевидения. 2-е издание. - СПб.: Наука, 2004 - 405 с.*
8. *Майника Э. Алгоритмы оптимизации на сетях и графах. – М.: Мир, 1981.*
9. *Воробьев С.П., Давыдов А.Е., Курносов В.И. Жизненный цикл инфокоммуникационных сетей. – М: Управление делами Президента РФ, 2012-344с.*

СПИСОК УСЛОВНЫХ ОБОЗНАЧЕНИЙ И АББРЕВИАТУР

Русскоязычные

АДИКМ – адаптивная (разностная) дифференциальная импульсно-кодовая модуляция
АИМ – амплитудно-импульсная модуляция
АКД – аппаратура окончания канала данных
АКС – адресное кодовое слово
АЛ – абонентская линия
АП – абонентский пункт
АПД – аппаратура передачи данных
АО – алгоритмическое обеспечение
АРБ – абонентский радиоблок
АС – абонентская система
АСП – аналоговая система передачи
АСУ – автоматизированная система управления
АТ – абонентский терминал
АТС – автоматическая телефонная станция
АУ – абонентское устройство
АУП – абонентская установка пользователя
АФАР – активная фазированная антенная решетка
АФМ – амплитудно-фазовая модуляция
АЧХ – амплитудно-частотная характеристика
БД – банк данных
БЗ – банк знаний
БИ – банк информации
БИС – большая интегральная схема
БКК – быстрая коммутация каналов
БКП – быстрая коммутация пакетов
БКТСС – базовый комплекс технических средств и служб
БПП – блок приемопередатчиков
БС – базовая станция
БСД – базовая станция доступа
БЭЧВ – бортовой эталон времени и частоты
ВВХ – вероятностно-временные характеристики
ВКС – видеоконференцсвязь
ВМО – Всемирная метеорологическая организация
ВНП – валовой национальный продукт
ВОК – волоконно-оптический кабель
ВОЛС – волоконно-оптическая линия связи
ВОРИПД – волоконно-оптический распределенный интерфейс передачи данных
ВОС – взаимосвязь открытых систем
ВСК – выделенный сигнальный канал
ВСС – взаимоувязанная сеть связи
ВТ – служба виртуального терминала
ГИИ – глобальная информационная инфраструктура
ГИС – геоинформационные системы
ГК – гибридная коммутация
ГТС – городская телефонная сеть
ГЦТКС – глобальная цифровая телекоммуникационная сеть
ЕСЭ – Единая сеть электросвязи

ЖЦ – жизненный цикл
ЖЦС – жизненный цикл системы (сети)
ЗС – земная станция
ИБ – информационный блок
ИБД – интерфейсные блоки данных
ИКИ – инфокоммуникационная инфраструктура
ИКМ – импульсно-кодовая модуляция
ИКС – инфокоммуникационная сеть
ИКТ – инфокоммуникационные технологии
ИП – информационные процессы
ИПС – информационно-поисковая служба
ИС – информационная служба
ИСЗ – искусственный спутник земли
ИСО – международная организация по стандартизации
ИСЦСС – интегральная сервисная цифровая сеть связи
ИТ – информационные технологии
ИУС – интерфейсное устройство станции
ИЦС – интегральная цифровая сеть
КА – космический аппарат
КАМ – квадратурная амплитудная модуляция
КБ – конструкторское бюро
КБС – контроллер базовой станции
КДОН/ОК – коллективный доступ с опознаванием несущей и обнаружением конфликтов
КК – коммутация каналов
КМД – кольцевая сеть с маркерным доступом
КО – качество обслуживания
КП – коммутация пакетов
КПД – коэффициент полезного действия
КрК – кроссовая коммутация
КС – коммутация сообщений
КТВ – кабельное телевидение
КТС – комплекс технических средств
КТЧ – канал тональной частоты
КУ – канал управления
Кц – концентратор
ЛАЛ – лазерная атмосферная линия
ЛВС – локальная вычислительная сеть
ЛЦТ – линейный цифровой тракт
ЛЭП – линия электропередач
МАК – мультисервисный абонентский концентратор
МДВР – множественный доступ с временным разделением
МДКР – множественный доступ с кодовым разделением
МДПР – множественный доступ с пространственным разделением
МДЧР – множественный доступ с частотным разделением
МИКС – межведомственная инфокоммуникационная сеть
МКД – мультисервисный коммутатор доступа
МККР – Международный консультативный комитет по радио
МККТТ – Международный консультативный комитет по телефонии и телеграфии
МКРЧ – Международный комитет по регистрации частот

МОС – Международная организация стандартов
МРТС – межрегиональная транспортная сеть
МС – местная (или мобильная) станция
МСКТВ – мультисервисная сеть кабельного телевидения
МСУ – мультисервисный сетевой узел
МСЭ – международный союз электросвязи
МТ – мобильный телефон
МФС – международный функциональный стандарт
МЦКП – магистральный центр коммутации пакетов
НГЛК – номер группы логических каналов
НИИ – научно-исследовательский институт
НИР – научно-исследовательская работа
НЛК – номер логического канала
НСТ – новые сетевые технологии
НТП – научно-технический прогресс
ОАУ – объекты административного управления
ОВ – оптоволокно
ОГ – орбитальная группировка
ОГСПД – Общегосударственная система передачи данных
ОГСПГ – Общегосударственная система передачи газет
ОГСТГС – Общегосударственная система телеграфной связи
ОГСТФС – Общегосударственная система телефонной связи
ОГСФС – Общегосударственная система факсимильной связи
ОК – оптический кабель
ОКР – опытно-конструкторская работа
ОКС – общий канал сигнализации
ООД – оконечное оборудование данных
ОП – оконечный пункт
ОПК – оборонно-промышленный комплекс
ОР – опытный район
ОС – операционная система
ОУ – объект управления
ОЦК – основной цифровой канал
ОШ – общая шина
ПА – подвижный абонент
ПБД – протокольные блоки данных
ПД – передача данных
ПК – персональный компьютер
ПО – программное обеспечение
ПП – прикладные процессы
ПП – приемо-передатчик
ПСПС – пейджинговые системы подвижной связи
ПЦИ – плезиохронная цифровая иерархия
РВ – радиовещание
РИИ – российская информационная структура
РОС – решающая обратная связь
РОС-АП – решающая обратная связь с адресным переспросом
РОС-ОЖ – решающая обратная связь с ожиданием
РОС-ПП – решающая обратная связь с повторной передачей последовательности
РП – радиоприемник

РРВ – распространение радиоволн
РРЛ – радиорелейные линии
РРС – радиорелейные станции
РС – ретрансляционная станция
РСД – ретрансляционная станция доступа
РСОП – радиотелефонные системы общего пользования
РТС – региональная транспортная сеть
РЭС – радиоэлектронное средство
РЦ – региональный центр
САД – сеть абонентского доступа
САО – системное алгоритмическое обеспечение
САТ – стационарный абонентский терминал
САУ – служба административного управления сетью
СБ – служба безопасности
СБАД – сети беспроводного абонентского доступа
СБД – сервисные блоки данных
СГППСС – сеть глобальной персональной подвижной спутниковой связи
СЕ – сигнальная единица
СКД – сети коллективного доступа
СКС – структурированная кабельная сеть
СМО– сеть массового обслуживания
СОД – сеть обмена данными
СП – система передачи
СПВ – система персонального вызова
СПД – сеть передачи данных
СПДОП-КП – сеть передачи данных общего пользования с коммутацией пакетов
СПР – сеть подвижной радиосвязи
СПРВ – система персонального радиовызова
СР – стадия разработки
СРП – сборщик-разборщик пакетов
ССОП – сеть связи общего пользования
ССПС – сотовая система подвижной связи
ССС – система спутниковой связи
СТ – сквозной тракт
СТС – сельская телефонная сеть
СУ – система управления
СЦИ – синхронная цифровая иерархия
СЭ – стадия эксплуатации
СЭОУИ – сервисный элемент общей управляющей информации
СЭР – стадия эксплуатации и развития
СЭУА – сервисный элемент управления ассоциацией
СЭУО – сервисный элемент удаленных операций
ТВ – телевидение
ТВ ВЧ телевидение высокой четкости
ТГ – телеграфные каналы
ТГА – телеграфный аппарат
ТДС – технологическая диспетчерская связь
ТЗ – техническое задание
ТКС – телекоммуникационная сеть
ТО – терминальное оборудование
ТС – транспортная сеть

ТСПС – транкинговая система подвижной связи
ТУК – темп удвоения капитала
ТФ – телефонная связь
ТфОП – телефонная сеть общего пользования
ТЧ – тональная частота
УАТС – учрежденческая АТС
УД – узел доступа
УДС – управление доступом к среде
УЗО – устройство защиты от ошибок
УК – узел коммутации
УМСС – универсальная мобильная система связи
УМТС – универсальная мобильная телекоммуникационная система
УС – узел связи
У-ЦСИС – узкополосная цифровая сеть с интеграцией служб
ФБ – функциональный блок
ФИМ – фазово-импульсная модуляция
ФКС – федеральная комиссия по связи
ФМШПС – фазово-манипулированный широкополосный или шумоподобный сигнал
ФХ – функциональная характеристика
ЦАЛ – цифровая абонентская линия
ЦК – цифровой канал
ЦКК – центр коммутации каналов
ЦКП – центр коммутации пакетов
ЦКПС – центр коммутации пакетов и сообщений
ЦКС – центр коммутации сообщений
ЦС – центральная станция
ЦСИО – цифровые сети с интеграцией обслуживания
ЦСИС – цифровые сети с интеграцией служб
ЦСИУ – цифровые сети с интеграцией услуг
ЦСП – цифровые системы передачи
ЦСПАЛ – цифровые системы передачи для абонентских линий
ЧТП – частотно-территориальное планирование
ШВ – шкала времени
ШК – широкополосный канал
ШПС – широкополосный сигнал
ШСМ – широкополосные спутниковые мультисервисные (сети)
Ш-ЦСИО – широкополосная цифровая сеть интегрального обслуживания
Ш-ЦСИС – широкополосная цифровая сеть с интеграцией служб
ЭВМ – электронно-вычислительная машина
ЭМВ – электромагнитные волны
ЭМВОС – эталонная модель взаимосвязи открытых систем
ЭМС – электромагнитная совместимость
ЭПУ – элемент прикладных услуг
ЭС – экспертная система
ЭТО – эксплуатационно-техническое обслуживание

Англоязычные

AAL – ATM adaptation Layer (уровень адаптации ATM)
ABR – Available Bit Rate (доступная скорость в битах)
AC – Access Control (управление доступом)

ACSE – Association Control Service Element (см. СЭУА)
ACTS – Advanced Communications Technologies services (передовые технологии и услуги связи – Европейская исследовательская программа)
ADSL – Asymmetric Digital Subscriber Line (асимметричная цифровая абонентская линия)
ANSI – American national Standards Institute (Американский национальный институт стандартов)
APCO – Association of Public safety Communications Officials international (ассоциация официальных представителей служб связи органов общественной безопасности)
ARPA – Advanced Research Projects Agency (агентство перспективных научных исследований)
ATD – Asynchronous Time Division (асинхронное временное разделение)
ATM – Asynchronous Transfer mode (сеть асинхронной передачи данных)
BGP – Border Gateway Protocol (пограничный межсетевой протокол)
BIDS – Broadband Integrated Distributed Star (широкополосная интегрированная «звездообразная» сеть доступа)
B-ISDN – Broadband ISDN (см. Ш-ЦСИС)
BPL – Broadband over Power Line (широкополосный доступ по силовым линиям)
BPON – Broadband over a Passive Optical Network (широкополосные сети на базе пассивных оптических сетей)
BS – Base Station (см. БС)
CAP – Carrierless Amplitude and Phase modulation (амплитудно-фазовая модуляция без несущей)
CAS – Channel Associated Signaling (см. ВСК)
CASE – Computer Aided software Engineering (компьютерное автоматизированное проектирование программного обеспечения)
CBR – Constant Bit Rate (постоянная скорость в битах)
CD – Collision detection (обнаружение коллизий)
CCS – Common Channel Signaling (см. ОКС)
CDMA – Code Division Multiplexing Access (см. МДКР)
CEPTO – Conference of European Postal and Telecommunications Operators (Европейская конференция администраций почт и связи)
CIR – Committed Information Rate (гарантированная скорость передачи)
CLLM – Consolidated Link Layer Management (объединенный протокол управления каналом)
CM – Cycle Master (главная станция)
CMIP – протокол общей управляющей информации
CMISE – Common Manager Information Service Element (см. СЭОУИ)
CMTS – Cable Modem Termination System (терминальная система кабельных модемов)
CSMA/CD – carrier-sense-multiply-access with collision detection (см. КДОН/ОК)
CT – Cordless Telephony (беспроводная телефония)
CWDM – Coarse Walength Division Multiplexing (грубое спектральное мультиплексирование)
DA – Destination Address (адрес назначения)
DAVIC – Digital Audio/Visual Interface Council (совет по цифровым аудио/видео интерфейсам)
DCE – Data Channel Equipment (см. АКД)
DCT – Discrete Cosine Transform (дискретное косинусоидальное преобразова-

ние)
DECT – Digital European Cordless Telephone (Европейский стандарт цифровой беспроводной телефонии)
DLCI – Data Link Connection Identifier (идентификатор виртуального канала данных)
DMT – Discrete Multi Tone (многочастотный способ модуляции)
DOCSIS – Data Over Cable Service Interface Specifications (спецификация на передачу данных через сеть кабельного телевидения)
DoD – Department of Defense (Министерство Обороны США)
DSL – Digital Subscriber Loop или Line (см.ЦАЛ)
DSLAM – Digital Subscriber Loop Access Multiplexer (см. ЦСПАЛ)
DSP – Digital Signal Processor (специальные цифровые сигнальные процессоры)
DSSS – Direct Sequence Spread Spectrum (см. ФМ ШПС)
DSU – Date Service Unit (см. УОД)
DTE – Data Terminal Equipment (см. ООД)
DVB – Digital Video Broadcasting (стандарт цифрового видеовещания)
EC – European Commission (Европейская комиссия)
EDGE – Enhanced Date Rates for GSM Evolution (технологии высокоскоростного радиодоступа)
ETSI – European Telecommunications Standards Institute (Европейский институт телекоммуникационных стандартов)
FC – Frame Control (управление кадром)
FCS – Frame Check Sequence (проверочная последовательность)
FCS – Fast Circuit Switching (быстрая коммутации каналов)
FDD – Frequency Division Duplex (частотное разделение каналов)
FDDI – Fiber Distributed Data Interface (оптоволоконный интерфейс распределения данных)
FDM – Frequency Division Multiplexing (метод частотного мультиплексирования)
FDMA – Frequency Division Multiple Access (см. МДЧР)
FEC – Forwarding Equivalence Class (класс эквивалентности трафика)
FHSS – Frequency Hopping Spread Spectrum (см. ППРЧ)
FPLMTS – Future Public Land Mobile Telecommunications Systems (перспективная сухопутная мобильная телекоммуникационная система общего пользования)
FPS – Fast Packet Switching (быстрая коммутация пакетов)
FR – Frame Relay (ретрансляция кадров)
FRAD – Frame Relay Access Device (устройство доступа к сети FR)
FTP – File Transfer Protocol (протокол передачи файлов)
FTTH – Fiber To The Home (оптическая система передачи до квартиры)
GMPCS – Global Mobile Personal Communications by Satellite (глобальная персональная система мобильной спутниковой связи)
GOSIP – Government Open System Interconnection Profile (правительственные профили)
GPRS – General Packed Radio Service (услуги пакетной передачи)
GSM – Group Special Mobile (рабочая группа для разработки единого европейского стандарта цифровой мобильной радиосети)
GUI – Graphic User Interface (графический интерфейс пользователя)
HDLC – High-level Data Link Control (высокоуровневый протокол управления звеном данных)

HDSL – High bit rate Digital Subscriber Line (высокоскоростная цифровая АЛ)
HFC – Hibrid Fiber-Coaxial (гибридная оптико-волоконная структура)
HSCSD – High Speed Circuit Switched Date (высокоскоростная передача данных с коммутацией каналов)
HTTP – Hyper Text Transport Protocol (протокол передачи гипертекстовой информации)
IAB – Internet Architecture Board (совет по архитектуре Интернет)
IANA – Internet Assigned Numbers Authority (агентство по выделению имен и уникальных параметров протоколов Internet)
ICMP – Internet Control Message Protocol (протокол обмена управляющими сообщениями)
ICP – Internet Content Provider (поставщик интернет-контента)
IDN – Integrated Digital Network (см. ИЦС)
IDN – International Data Numbers (международная система нумерации)
IETF – Internet Engineering Task Force (инженерная проблемная группа Интернет)
IFOS – Integrated Fiber-Optic Subscriber system (интегрированная оптоволоконная система абонентского доступа)
IGMP – Internet Group Management Protocol (межсетевой протокол управления группами)
IGRP – Interior Gateway Routing Protocol (протокол маршрутизации внутренних шлюзов)
IMS – IP Multimedia Subsystem (подсистема среды IP-мультимедиа)
IMT-2000 – International Mobile Telecommunication-2000 (международные мобильные телекоммуникации 2000 – проект)
IN – Intelligent Network («интеллектуальная сеть»)
IP – Internet Protocol (межсетевой протокол)
IPX – Internet Protocol extended (расширенный Интернет-протокол)
IRTF – Internet Research Task Force (научно-исследовательская проблемная группа Интернет)
ISDN – Integrated Services Digital Network (см. ЦСИС).
ISO – International Standards Organization (см. МОС)
ISP – Internet Service Provider (оператор услуг Интернет или интернет-провайдер)
IST – Information Society Technologies (исследовательская программа Комиссии ЕС «Технологии информационного общества»)
ISU – Integrated Service Unit (специальное абонентское устройство)
ITU – International Telecommunication Union (см. МСЭ)
IXP – Internet exchange Points (точки обмена интернет-трафиком)
LAN – Local Area Network (локальные сети)
LANE – LAN Emulation (эмуляция локальной сети)
LAPB – Link Access Protocol, Balanced (процедура управления звеном данных)
LAPF – Link Access Protocol, Frame Relay (процедура управления звеном FR)
LCI – Local Channel Identifier (идентификатор логического канала)
LCN – Logical Channel Number (см.НЛК, НГЛК)
LDP – Label Distribution Protocol (протокол распределения меток)
LLC – Logical Link Control (управление логическим каналом)
LMDS – Local Multipoint Distribution Service (технология трансляции телевизионных программ)
LMI – Local Management Interface (интерфейс локального управления)
LPP – Lightweight presentation protocol (упрощенный протокол представления)

LSP – Label Switching Path (путь, по которому проходит пакет в MPLS-сети)
LSR – Label Switching Router (маршрутизатор, коммутирующий по меткам)
MAC – Media Access Control (управление доступом к физической среде)
MAN – Metropolitan Area Network (городские сети)
MIB – Management Information Base (информационная база управления)
MII – Media Independent Interface (независимый от среды интерфейс)
MMDS – Multichannel Multipoint Distribution System (технология предоставления многоканальных многоточечных распределительных услуг)
MPEG – Motion Pictures Expert Group (группа разработки совместимых стандартов компрессии телесигналов)
MR FCS – Multirate FCS (многоскоростная быстрая коммутация каналов)
MPLS – Multi Protocol Label Switching (многопротокольная коммутация меток)
MPOA – Multi Protocol Over ATM (многопротокольная маршрутизация по ATM)
MRCS – Multirate Circuit Switching (многоскоростная коммутация каналов)
MRFCS – Multirate FCS (многоскоростная быстрая коммутация каналов)
MSC – Mobile Switches Center (мобильный центр коммутации)
MT – Mobile Terminal (см. МС)
MVDS – Multipoint Video Distribution System (технология трансляции телевизионных программ)
NGN – Next Generation Network (сеть следующего поколения)
NGS – New Generation Services (услуга нового поколения)
NII – National Information Infrastructure (национальная информационная инфраструктура)
N-ISDN – Narrow-band ISDN (см. У-ЦСИС)
NMS – Network Management System / Service (сетевые системы (службы) управления)
NNI – Network Network Interface (интерфейс межсетевого взаимодействия)
NWK – NetWorK (сетевой уровень)
OSI – Open System Interconnection (см. ВОС)
OSPF – Open Shortest Path Firs (открытый протокол предпочтительного выбора кратчайшего пути)
PAD – Packet Assembler-Disassembler (см. СРП)
PAM–S – Pulse-amplitude modulation (см. АИМ)
PCD – Pulse code modulation (см. ИКМ)
PDH – Plesiochronous Digital Hierarchy (см. ПЦИ)
PDU – Protocol Data Unit (см. ПБД)
PHY – Physical Layer (протокол физического уровня)
PLP – Packet-Layer Protocol (протокол сетевого уровня)
PMA – Physical Media Access (доступ к физическому уровню)
PMA – Physical Medium Attachment (подуровень физического присоединения)
PMD – Physical Medium Dependent (подуровень зависимости от физической среды)
PON – Passive Optical Network (пассивная оптическая сеть)
POP – Point of Presence (точка присутствия)
PPM – Pulse-Position Modulation (см. ФИМ)
PPP – Point-to-Point Protocol (протокол «точка-точка»)
PSDN – (сети пакетной коммутации)
PSE – Packet Switching Exchange (см. ЦКП)
PVC – Permanent Virtual Circuit (постоянный виртуальный канал)
QAM – Quadrature Amplitude Modulation (см. КАМ)
QoS – Quality of Service (качество сервиса)

QPSK – Quadrature Phase Shift Keying (квадратурно-фазовая модуляция)
RFID – Radio Frequency Identification (радиочастотная идентификация)
RLL – Radio Local Loop (абонентский радиодоступ)
ROSE – Remote Operations Service Element (см. СЭУО)
RSVP – Resource reSerVation Protocol (протокол резервирования ресурсов)
RTP – Real-time Transport Protocol (протокол передачи данных в реальном времени)
SA – Source Address (адрес источника)
SARM – Set Asynchronous Response Mode (установка асинхронного режима ответа)
SCCP – Signaling Connection Control Part (подсистема управления соединениями сигнализации)
SCP – Service Control Point (узел управления услугами)
SDH – Synchronous Digital Hierarchy (см. СЦИ)
SDMA – Space Division Multiple Access (см. МДПР)
SDSL – Symmetric Digital Subscriber Line (симметричная абонентская цифровая линия)
SG – Signaling Gateway (шлюз сигнализации)
SGSN – Serving GPRS Support Node (службы пакетной передачи данных сервисного узла)
SIM – Subscriber Identity Module (модуль идентификации абонента)
SLA – Service Level Agreement (соглашение об уровне обслуживания)
SNMP – Simple Network Management Protocol (простой протокол управления сетью)
SNRM – Set Normal Response Mode (установка нормального режима ответа)
SP – Switch Point (пункт сигнализации)
SQL – Structured Query Language (язык структурированных запросов)
SSP – Service Switching Point (узел коммутации услуг)
STB – Set-Top Box (специальная ТВ-приставка)
STM – Synchronous transport modul (синхронный транспортный модуль)
STP – Signaling Transfer Point (транзитный пункт сигнализации)
SU – Signal Unit (см.СЕ)
SVC – Switch Virtual Circuit (временной виртуальный канал)
TCP – Transmission Control Protocol (протокол управления передачей)
TDD – Time Division Duplex (временное разделение)
TDM – Time Division Multiplexing (мультиплексирование с временным разделением)
TDMA – Time Division Multiple Access (см. МДВР)
TE – Terminal Equipment (см. ТО)
TETRA – Trans-European Trunked Radio (стандарт трансевропейской транкинговой системы радиосвязи)
TMN – Telecommunication Management Network (сеть управления связью)
TPON – Telephony over a Passive Optical Network (телефония на базе пассивных оптических сетей)
UA – Unnumbered Acknowledgement (ненумерованное подтверждение)
UDP – User Datagram Protocol (дейтаграммный протокол пользователя)
UI – Unnumbered Information (управляющий кадр).
UMTS – Universal Mobile Telecommunication System (см. УМТС)
UNI – User Network Interface (интерфейс «пользователь-сеть»)

UTP – Unshielded Twisted Pair (кабель на основе неэкранированной витой пары)

UWB – Ultra Wideband (сверхширокополосные сети)

VBR – Variable Bit Rate (переменная скорость в битах)

VC – Virtual Channel (виртуальный канал)

VDSL – Very high data rate Digital Subscriber Line (высокоскоростная абонентская цифровая линия)

VoD – Video on Demand (видео по запросу)

VoDSL – Voice over DSL (передача речевых сигналов по цифровым линиям САД)

VoFR – Voice over Frame Relay (голос поверх Frame Relay)

VoIP – Voice over IP (голос поверх IP)

VP – Virtual Path (виртуальный путь)

VPN – Virtual Private Network (виртуальная частная сеть)

WAN – Wide Area Network (глобальные сети)

WAP – Wireless Application Protocol (протокол для беспроводных приложений)

WBC – Wide Band Channel (широкополосный канал)

WDM – Wavelength division Multiplexing (технология оптического мультиплексирования по длинам волн)

WLAN – Wireless Local Area Network (беспроводные локальные сети)

WLL – Loop (беспроводный абонентский доступ)

WMAN – Wireless Metropolitan Area Networks (беспроводные сети масштаба города)

WPAN – Wireless Personal Area Network (беспроводные сети для реализации концепции «интеллектуальный дом»)

WWW – World Wide Web (Глобальная гипертекстовая информационная система – всемирная паутина)

xDSL – разновидности DSL

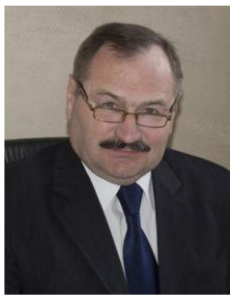
Сведения об авторах и составителях

Станислав Павлович Воробьев – доктор технических наук, профессор, Лауреат Государственной премии СССР, Лауреат премии Правительства РФ. Ведущий научный сотрудник АО «НИИ «Рубин» (г. Санкт-Петербург). В 1965-1968 годах принимал участие в настройке и опытной эксплуатации систем передачи данных на объектах ПВО страны. Руководитель и заместитель руководителя более 60-ти НИОКР, в том числе по созданию первых в стране интегрированных сетей передачи информации с коммутацией пакетов (Государственная премия СССР, 1987 г.) и систем массового информационного обслуживания на базе сетей кабельного телевидения (премия Правительства РФ, 2002 г.). В 1987 г. впервые продемонстрировал на экспериментальном районе интегральной цифровой сети с коммутацией пакетов одновременную передачу пакетизированной речи и пакетов данных в паузах речи.

Автор более 200 научных работ. Занесен в биографическую энциклопедию «Связь России», 2008 г.

Александр Евгеньевич Давыдов – доктор технических наук. Генеральный директор ФГУП АО «Воентелеком» (г. Москва). Руководитель проекта «Российский защищенный интернет», научный руководитель и главный конструктор ряда НИОКР с освоением в серийном производстве технических средств телекоммуникаций для силовых ведомств, руководитель проекта комплексного оснащения систем связи цифровым телекоммуникационным оборудованием.

Автор более 110 научных работ, в том числе 5-ти монографий.



Николай Николаевич Мошак – доктор технических наук, доцент. Заместитель начальника управления безопасности и защиты информации Главного управления Банка России по Ленинградской области. Профессор кафедры безопасности информационных систем Государственного университета аэрокосмического приборостроения.

Автор более 90 научных работ в области проектирования защищенных мультисервисных сетей связи и инфокоммуникационных систем. Эксперт фонда Бортника.

Валерий Игоревич Курносов – доктор технических наук, профессор, заслуженный работник связи РФ. Заместитель генерального директора АО «НИИ «Рубин» (г. Санкт-Петербург) по научной работе. Председатель специализированного диссертационного совета, действительный член РАЕН. В 80-х годах принимал участие в разработке, производстве и эксплуатации систем военной связи. В 90-х годах – начальник кафедры телекоммуникационных систем Военной академии связи. Профессор кафедры Санкт-Петербургского университета телекоммуникаций им. проф. М.А. Бонч-Бруевича.

Автор более 200 научных работ, в том числе 13-ти монографий.

Вячеслав Викторович Ефимов – кандидат технических наук, доцент. Советник генерального директора АО «НИИ «Масштаб» (г. Санкт-Петербург) по научной работе. Участвовал в разработках математического, программного и информационного обеспечения автоматизированных систем управления специального назначения. Научный руководитель и главный конструктор ряда НИОКР по созданию аппаратно-программных средств инфокоммуникационных систем для силовых ведомств.

Автор более 100 научных работ, в том числе 3-х монографий.

Редакционная коллегия энциклопедического издания:
С. П. Воробьев, А. Н. Буренин, П. А. Будко, А. Е. Давыдов, Е. Б. Давыдов, В. В. Ефимов, И. А. Кулешов, В. И. Курносов, С. И. Макаренко, В. В. Масановец, С. П. Присяжнюк

Авторы и составители
третьего тома энциклопедии:
Станислав Павлович Воробьев (ответственный редактор),
Александр Евгеньевич Давыдов, *Вячеслав Викторович Ефимов*,
Валерий Игоревич Курносов, *Николай Николаевич Мошак*

Рецензенты третьего тома энциклопедии:
доктор технических наук, профессор *Евгений Борисович Давыдов*
(АО «НИИ «Масштаб»),
доктор технических наук, профессор *Сергей Прокофьевич Присяжнюк*
(ЗАО «Институт телекоммуникаций»)

Инфокоммуникационные сети
Энциклопедия

Том 3
Методы анализа и оптимизации структуры, архитектуры и жизненного цикла инфокоммуникационных сетей

Изд. 2-е, перераб и доп.

Техн. редактура 2-го издания:
В. В. Ефимов, С. И. Макаренко, В. М. Коровин

Издательство «Наукоемкие технологии»
ООО «Корпорация «Интел групп»
197372, Санкт-Петербург,
пр. Богатырский, дом 32, корп. 1 лит. А, пом. 6Н.
http://publishing.intelgr.com
Тел.: +7 (812) 945-50-63
E-mail: publishing@intelgr.com

ISBN 978-5-6043663-4-9

9 785604 366349

Гарнитура «TimesNewRoman». 20,26 п.л.
Тираж 600 экз. Подписано в печать 05.12.2019.

Материалы изданы в авторской редакции