

А.Н. Назаров

***Расчет
структурно–сетевых
параметров сетей***

АТМ

*Москва
Горячая линия – Телеком
2002*

ББК 65.050
Н19
УДК 621.391.28

Назаров А.Н.

Н19 Модели и методы расчета структурно-сетевых параметров ATM сетей. – М.: Горячая линия–Телеком, 2002. – 250 с. ил.

ISBN 5-93517-087-6.

Рассматриваются вопросы разработки новых унифицированных моделей и методов проведения численных исследований и расчетного обоснования проектных решений по созданию ATM сетей, характеризующихся высокой степенью обобщения, охватывающих потенциально широкий спектр конкретных структурно-сетевых приложений и предназначенных для использования в составе автоматизированных систем планирования, проектирования и развития ШЦС/СИО на основе технологии ATM как ведомственного, так и общего пользования.

Для широкого круга специалистов, занимающихся научными исследованиями, разработкой технических средств и проектированием в области ATM сетей. Книга будет полезна студентам и аспирантам вузов связи.

ББК 65.050

*Адрес издательства в Интернет www.techbook.ru
e-mail: radios_hl@mtu-net.ru*

Назаров Алексей Николаевич

Модели и методы расчета структурно-сетевых параметров ATM сетей

Редактор Н.И. Алексеева
Компьютерная верстка И.Н. Сусловой
Обложка художника В.Г. Ситникова

ЛР № 071825 от 16 марта 1999 г.

Подписано в печать 23.05.02. Печать офсетная. Формат 60x88/16. Гарнитура Arial
Уч.-изд. л. 16,4. Тираж 2000 экз. (1-й завод – 1000 экз.) Изд. № 87

ISBN 5-93517-087-6

© Назаров А.Н., 2002

© Оформление издательства
«Горячая линия–Телеком», 2002

Введение

В результате активного процесса научно-технического развития в области телекоммуникаций, глобализации информатизации общества в настоящее время формируется единое информационно-телекоммуникационное пространство, усиливается его роль в политической, экономической и оборонной сферах деятельности государств. Кардинальные и глубокие изменения требований пользователей к связи определили новые подходы и взгляды на создание, развитие и совершенствование ведомственных сетей связи, которые в современной терминологии получили название корпоративных.

Сегодня появилось много новых высокоскоростных сетевых технологий – SMDS, N-ISDN, B-ISDN, FDDI, SDH, ATM, DQDB и др. Успехи в области средств вычислительной техники, локально-вычислительных сетей, использование **передающих сред с высокими скоростями передачи** и малыми значениями вероятности ошибки, быстрые темпы роста неречевого трафика привели к заметному прогрессу в практике создания новых телекоммуникационных систем на основе коммутации пакетов, предлагая такие новые технологии, как ретрансляцию кадров – Frame Relay, многочисленные модификации быстрой коммутации пакетов, широкополосную пакетную коммутацию.

Широко внедряется в практику конференцсвязь, телефонная почта, электронная почта, поиск информации и т. д. Появляются запросы на новые виды услуг, требующиеся для осуществления широкополосного цифрового канала. Это, прежде всего, черно-белый и цветной видеотелефон, видеоконференцсвязь, цветное факсимиле, видеопочта, поиск видеоинформации, передача в ограниченные сроки больших объемов информации (файлов данных) и т. д. При этом большинство из требуемых услуг являются услугами с комплексным предоставлением информации, которые в рекомендациях сектора стандартизации Международного союза электросвязи (СС МСЭ) определяются как мультимедиа [1].

При общем прогрессе в сфере сетевых технологий заметно отстает научно-технический уровень методов, моделей и средств автоматизации комплексного расчетного обоснования состава оборудования и структурно- сетевого синтеза современных телекоммуникационных сетей. Несмотря на ощутимые достижения в данной области отечественных (В. Г. Лазарев, Г. П. Захаров, И. А. Мизин, В. А. Богатырев, В. К. Попков и др.) и зарубежных уче-

ных (Д. Бертсекас, М. Герла, Л. Клейнрок, Р. Бесслер, А. Дойч и др.) отсутствуют конструктивные методы расчета сетей с новыми протоколами доступа, доставки информации и управления, критериями и ограничениями, учитывающими в том числе особенности широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания (ШЦСИО) на технологии ATM.

Непрерывное совершенствование сетевых технологий, стабильность жизненного цикла телекоммуникационных сетей, многообразие вариантов построения структуры, необходимость согласования противоречивых интересов администраций телекоммуникационных сетей порождает многообразие задач, которые необходимо решить для проведения расчетов основных параметров корпоративных сетей и их элементов, создаваемых на принципах ШЦСИО на технологии ATM, использующих ресурсы Взаимовязанной сети связи (ВСС) России как сети общего пользования, и создающих свои собственные сети доступа.

Однако этому препятствуют нерешенные проблемы методологического, модельного и вычислительного характера, в частности: малоизученность телекоммуникационных сетей с мультисервисным (интегральным) трафиком, отсутствие теоретически обоснованных алгоритмических основ решения задачи расчета пропускной способности цифровых трактов связи и производительности коммутационного оборудования в сетях ATM, методики решения общей задачи расчета трафика, генерируемого абонентами выделенной широкополосной цифровой сети, и формирования матрицы взаимного информационного тяготения между объектами сети и т. д. Положение дел усугубляется неопределенностью предпроектной ситуации, заключающейся в основном в отсутствии формализованного перечня исходных данных, трудоемкостью подготовки исходных данных, дефицитом информации о программных реализациях новых методов решения структурно-сетевых задач, их значительным недоиспользованием и большими затратами по перенастройке под новые применения, что отрицательно сказывается на стоимости, качестве и продолжительности разработки проектов телекоммуникационных сетей и принятии структурно-сетевых решений.

Ресурсосберегающий, создающий источник дополнительных инвестиций характер корпоративных ATM сетей, потенциально широкая, охватывающая системы планирования, проектирования и сетевого менеджмента область применения моделей, методов расчета и подходов к сетевому синтезу подчеркивают необходимость обобщения, развития и получения новых результатов в области ШЦСИО на технологии ATM и важность выделенных проблем.

АНАЛИЗ ВОЗМОЖНОСТЕЙ ТЕХНОЛОГИИ АТМ ДЛЯ СОЗДАНИЯ КОРПОРАТИВНЫХ СЕТЕЙ. СЛУЖБЫ ШЦСИО

1.1. Некоторые аспекты цифровизации корпоративных сетей связи

Федеральный закон "О связи" от 1995 г. определяет Взаимозвязанную сеть связи (ВСС) Российской Федерации как комплекс технологически сопряженных сетей связи общего пользования и ведомственных сетей электросвязи. При этом в ст. 8 этого закона установлено, что ведомственные сети связи создаются и функционируют для обеспечения производственных и специальных нужд федеральных органов исполнительной власти, находятся в их ведении и эксплуатируются ими и в то же время могут быть использованы для оказания услуг связи любым физическим и юридическим лицам на возмездной основе.

Ранее под "ведомством" понималась система центральных и местных органов и учреждений, ведающих какой-либо одной отраслью государственного управления и подчиненных одному руководству [42].

При реформировании экономики Российской Федерации отраслевые сети прежних ведомств перешли в собственность акционерных обществ, сегодня обеспечивающих нужды соответствующих отраслей (энергетики, транспорта и др.).

В целях учета создавшегося положения и сохранения преемственности в проекте федерального закона "О внесении изменений и дополнений в федеральный закон "О связи" (передан установленным порядком в Правительство Российской Федерации в IV квартале 2000 г.) введено понятие корпоративная сеть связи. Это сеть электросвязи, создаваемая и используемая для обеспечения управления, безопасности и непрерывности технологических процессов и/или внутрипроизводственных целей, а также для обеспечения потребностей в услугах связи отдельных отраслей, организаций и их объединений. Корпоративные сети связи могут также использоваться для оказания услуг связи любым юридическим и физическим лицам [42].

Ведомственные сети связи занимают особое положение в телекоммуникационной инфраструктуре Российской Федерации. Обеспечивая, прежде всего, отраслевые нужды, они вносят значительный вклад в развитие сетей связи общего пользования (ОП), особенно в тех регионах, где слабо развиты или отсутствуют сети связи других операторов. По протяженности и разветвленности на территории России суммарно ведомственные сети (РАО "Газпром", РАО "ЕЭС России", МПС России, Транснефть и др.) сопоставимы с первичными сетями ОП. Число абонентов ведомственных сетей, имеющих выход на сети ОП, составляет в настоящее время около 3,5 млн., или около 11 % от номерной емкости общего пользования [42].

Наряду с сетями связи общего пользования корпоративные сети связи являются технической основой информатизации общества и начинают оказывать заметное влияние на формирование рынка услуг электросвязи. Корпоративные сети имеют развитую инфраструктуру на значительной части территории России, в том числе в тех регионах, где отсутствуют сети других операторов связи.

В настоящее время ведомственные (корпоративные) сети, выполняя основные задачи по обеспечению производственной и технологической связи, оказывают возмездные услуги связи всем физическим и юридическим лицам в соответствии с полученными в установленном порядке лицензиями. При этом необходимо отметить, что деятельность в этом направлении имеет постоянную тенденцию к увеличению. Проектирование и строительство линий и сооружений связи операторами ведомственных (корпоративных) сетей ведутся, как правило, с созданием избыточных ресурсов, которые активно используются для ведения коммерческой деятельности на рынке телекоммуникационных услуг.

Однако действующие в настоящее время практически все ведомственные сети в основном пока базируются на аналоговых технологиях [42]. Операторами связи ведомственных (корпоративных) сетей принимаются меры по техническому перевооружению и превращению их в полностью цифровые сети, отвечающие современным требованиям, предъявляемым отраслевыми системами управления технологическими и производственными процессами, а также другими пользователями, нуждающимися в высококачественных услугах связи.

В последние годы во всех ведущих странах получила признание и реализуется концепция создания цифровых систем интегрального обслуживания (ЦСИО), по-английски Integrated Services Digital Network (ISDN), или, по другому, цифровых систем с интеграцией служб, как генеральная линия развития сетей связи. Со-

гласно определению МСЭ под ISDN понимается сеть связи, в которой одни и те же устройства цифровой коммутации и цифровые тракты передачи используются одновременно для различных видов связи (телефонии, передачи данных и др.) [1, 9, 15].

Уровень требований, предъявляемых к системам и сетям связи различных организаций, постоянно повышается по трем основным причинам:

- вследствие увеличения числа пользователей;
- расширения числа видов услуг, в которых заинтересованы абоненты;
- повышения уровня требований к качеству обслуживания (прежде всего к вероятности блокировки, к времени доставки информации и ее верности (достоверности)).

При проектировании современной ведомственной или корпоративной сети связи [42] предпочтение должно быть отдано цифровым методам связи [38], что объясняется следующими причинами:

- возможностью цифровой передачи любых известных сигналов электросвязи;
- возможностью контроля качества приема цифровых сигналов по единственному показателю – характеристике цифровых ошибок, что позволяет определить отрезки сигналов пониженного качества, требующие повторной передачи (для сигналов не в реальном масштабе времени, допускающих перезапрос) и требующие исправления без перезапроса (для сигналов в реальном масштабе времени);
- существенным упрощением эксплуатации цифровых средств и повышением надежных показателей каналов и трактов, что связано как с упрощением диагностики неисправностей, так и с возможностью восстановления каналов и трактов на основе использования программно-вычислительных средств и широко применяемой за рубежом аппаратуры оперативного переключения цифровых каналов и трактов;
- возможностью использования для передачи цифровых сигналов любых широкополосных направляющих сред (в первую очередь, оптических волокон и спутниковых каналов);
- возможностью применения унифицированных средств обеспечения безопасности процессов передачи и обработки информации;
- переходом ведомственных сетей и сетей связи общего пользования развитых стран на цифровые средства передачи и коммутации с ориентацией в дальнейшем на цифровые сети

интегрального обслуживания и связанным с этим прекращением производства аналоговых средств связи.

Любая достаточно развитая корпоративная сеть может использовать и использует свою собственную первичную сеть. При этом задача оценки эффективности создания качественной собственной корпоративной местной первичной сети является актуальной. В отличие от этого организация малоканальных внутризоновых и магистральной (в терминологии Взаимоувязанной сети связи Российской Федерации) ведомственных первичных сетей экономически не всегда оправдана (за исключением спутниковой связи, которая может быть экономичной, но обладает другими недостатками: большой вносимой задержкой и легкостью перехвата передаваемых сигналов). В связи с этим представляет интерес обзор концептуальных принципов создания ЦСИО и оценка современного состояния и перспектив магистральной и внутризоновых первичных сетей ВСС РФ с точки зрения возможности использования образуемых в них каналов передачи и групповых трактов для корпоративных сетей.

1.2. Обзор концептуальных принципов создания ЦСИО

Данные статистики [1–3] свидетельствуют, что среднегодовые темпы прироста емкости телефонных сетей составляют 5...7%, мобильной связи – 80...90%, числа интернет-хостов – 80...90%. Широко внедряется в практику конференцсвязь, телефонная почта, электронная почта, поиск информации, запросы данных и т. д. Появляются запросы на новые виды служб, требующие для осуществления широкополосного цифрового канала. Это, прежде всего, черно-белый и цветной видеотелефон, видеоконференц-связь, цветной факсимиле, видеопочта, поиск видеoinформации, передача в ограниченные сроки больших объемов информации (файлов данных) и т. д. При этом большинство из них являются службами с комплексным предоставлением информации, которые в рекомендациях Сектора стандартизации электросвязи Международного союза электросвязи (МСЭ-Т) (быв. МККТТ) определяются как мультимедиа.

Опыт создания сетей типа ISDN в ФРГ, Франции, Японии и США показывает, что возможны различные пути перехода к интегральным сетям в зависимости от степени развития инфраструктуры предшествующих сетей, экономического и научно-технического

потенциала страны. Однако общими необходимыми условиями построения ISDN являются [1, 2, 7, 8, 9, 13]:

- форсированное создание цифрового ядра интегральной сети параллельно с существующими аналоговыми сетями и обеспечение его сопряжения с ними;

- стандартизация и унификация доступа к ядру сети на основе семиуровневой модели, предложенной Международной организацией по стандартизации.

Анализ мирового опыта развития сетей связи [5–9, 13 и др.] показывает, что основными этапами перехода от аналоговых неинтегрированных сетей к цифровым сетям с интеграцией служб являются:

- развертывание цифровой сети;
- создание узкополосной ЦСИО (УЦСИО) с коммутацией каналов (КК) для службы телефонии и с коммутацией пакетов (КП) для телематических служб на базе единого 64 кбит/с цифрового канала [36];

- построение широкополосной ЦСИО (ШЦСИО).

Преимущества цифровых сетей связи общеизвестны и настолько очевидны [4, 6–10], что практически во всем мире планируется замена аналоговых сетей цифровыми и создание интегральной цифровой сети (IDN – Integrated Digital Network) при сохранении аналоговых абонентских линий и аналоговых телефонов. На этом этапе также сохраняются обособленные сети передачи данных, построенные как на принципах КК, так и на принципах КП.

На следующем (втором) этапе развития создание узкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания, которые объединяют телефонную сеть и сети передачи данных с использованием цифровых телефонных каналов. На этом же этапе планируется обеспечение передачи речи на абонентских соединительных линиях в цифровой форме.

На третьем этапе предполагается переход ко второму поколению ЦСИО – ШЦСИО.

Развитие современных сетевых технологий, успехи в создании волоконно-оптических линий связи и сверхбольших интегральных схем с большой памятью и огромным быстродействием привели к разработке технологии, реализующей услуги ШЦСИО и базирующейся на новом способе транспортирования информации, получившего наименование асинхронного режима переноса или доставки (Asynchronous Transfer Mode – ATM) [1, 15, 25].

Концепция ATM в части механизма интеграции услуг достаточна проста и сводится к следующему:

- любая информация от потребителя преобразуется в блоки фиксированной длины;
- к каждому блоку информации потребителя добавляется заголовок с данными о маршруте, что и составляет ячейку ATM;
- перенос ячеек различных пользователей осуществляется путем мультиплексирования/демультиплексирования в едином цифровом тракте;
- информация пользователя в пункте назначения преобразуется в первоначальную форму с дальнейшей обработкой в соответствии с протоколом более высокого уровня.

Многообразие возможных вариантов построения и гибкость технических решений, эффективность функционирования сетей ATM достигаются за счет унификации архитектурных принципов построения и ставки на использование потенциально огромного ресурса пропускной способности высокоскоростных трактов связи на основе ВОЛС и средств коммутации [25].

Технология ATM является асинхронной, так как она позволяет передавать потоки информации без общего синхронизатора работы сети.

Соединения ATM устанавливаются и разъединяются автоматически. Параметры качества обслуживания (гарантированная скорость передачи, допустимая задержка и вероятность потери ячейки или ее прихода не по адресу) могут устанавливаться на основе звена, что позволяет пользователю оперировать различными приложениями без снижения производительности или качества. При использовании технологии ATM могут поддерживаться различные скорости.

Сети ATM свободны от недостатков систем, ориентированных на передачу только отдельных видов трафика (Ethernet, FDDI, X.25 и т. д.).

Технология ATM позволяет:

- создавать локальные и распределенные вычислительные сети;
- передавать все возможные виды информационных потоков (голос, подвижные и неподвижные изображения, звуковое сопровождение высокого качества, данные), а также трафик протоколов IP и IPX, Frame Relay, SMDS, X.25 и т.п. внутри единой инфраструктуры;
- гибко использовать имеющуюся полосу пропускания канала связи за счет выделения пользователю только той ее части, которая ему необходима в данный момент времени;

- создавать корпоративные (ведомственные) виртуальные сети и осуществлять режим защиты информации.

Все это позволяет сделать вывод, что АТМ – это наиболее перспективная высокоскоростная технология для построения широкополосной цифровой сети интегрального обслуживания, на основе которой могут строиться как сети доступа, так и транспортные сети. АТМ – это наиболее универсальная и при этом однородная технология, которая может охватить все информационно-телекоммуникационные системы.

Для перехода от аналоговой сети к цифровой используется несколько различных стратегий, основными из которых являются стратегия замещения и стратегия наложения [5, 6, 8, 10].

Стратегия замещения, известная также под названием эволюционной стратегии или по-английски "Step by step" [5, 8, 9], характеризуется использованием цифровых систем передачи и коммутации для наращивания емкости существующих систем и замены устаревшего оборудования. **Быстрота и масштабы перехода** к цифровой сети в разных вариантах различны. Эта стратегия предусматривает два варианта внедрения цифровой техники: цифровых зон и цифровых островов. В первом варианте аналоговые системы сохраняются неизменными до тех пор, пока они остаются в работоспособном состоянии. Для увеличения емкости и замены устаревших систем коммутации рядом с существующей создается цифровая система, которая в соответствии с потребностью ступенчато расширяется. В варианте "цифровых островов" все существующие на данной территории аналоговые системы коммутации и тракты передачи заменяются и переоборудуются в цифровые с использованием аппаратуры ИКМ. Получившиеся острова цифровой сети постепенно сливаются, образуя в конечном счете единую цифровую сеть [5, 8].

Стратегия наложения (англ. "Overlay strategy"), известная также под названием революционной стратегии [5, 8], заключается в том, что наряду с уже существующей аналоговой сетью создается новая цифровая сеть, охватывающая ту же самую территорию (вместо образования "островов"). Новая цифровая сеть может оптимизироваться по своей структуре и числу узлов, а также расширяться в соответствии с ростом числа абонентов в сети, потребности в связи и выходом из работы (в том числе по неисправности) оборудования аналоговой сети. В этой связи правомочна постановка задачи [8] по переходу от аналоговой к цифровой сети в минимальном числе узлов, при этом число соединений, для которых такие переходы необходимы должно быть минимальным.

Структура цифровой сети может очень сильно отличаться от структуры ныне существующей сети.

Каждая стратегия имеет свои достоинства и недостатки. Однако основной проблемой при выборе сценария перехода к ШЦСИО является решение дилеммы: переход к ШЦСИО на технологии АІМ осуществлять после этапа создания узкополосной цифровой сети интегрального обслуживания или переход к ШЦСИО осуществлять практически одновременно с цифровизацией первичной сети, минуя этап полномасштабного развертывания УЦСИО.

К специфическим условиям начальной точки отсчета внедрения ЦСИО в России следует отнести:

- 73 % кабельных линий связи составляют кабели, проложенные более 20-ти лет назад;
- 27 % составляют коаксиальные линии связи с устаревшими характеристиками;
- волоконно-оптические линии на первичной сети связи только начали свое победное шествие по просторам России;
- на магистральных линиях первичной сети цифровые системы передачи только начинают применяться;
- половина коммутационного и другого узлового и станционного оборудования имеет срок службы 20 лет и более.

Все это в условиях острого дефицита финансов ставит вопрос о поиске технических решений создания корпоративных сетей электросвязи на принципах ЦСИО, с учетом реального положения дел и перспективам в деле цифровизации первичной сети ВСС РФ.

1.3. Стратегия цифровизации первичной сети

Основной принцип, который закладывается в стратегию цифровизации первичной сети, состоит в том, что она происходит на базе как проводных средств (в первую очередь, волоконно-оптических (ВОК), а также коаксиальных, симметричных кабелей), так и радиосредств – радиорелейных линий (РРЛ) прямой видимости, тропосферных, спутниковых линий [12, 41].

На этапе цифровизации первичной сети создаются наложенные сети (магистральные, внутризоновые, местные), предназначенные для предоставления цифровых каналов вторичным сетям и потребителям. Основное средство цифровизации первич-

ной сети – цифровые системы передачи (ЦСП), образующие типовые цифровые каналы и групповые цифровые тракты.

Цифровизация первичной сети осуществляется путем капитального строительства и реконструкции существующих линейных сооружений. Соотношение между объемами капитального строительства и реконструкцией определяются финансовыми возможностями предприятий связи и наличием технических средств. Предпочтительно [12] капитальное строительство ЦСП синхронной цифровой иерархии на ВОК и РРЛ.

Для ускорения цифровизации первичной сети и удовлетворения потребностей в цифровых каналах, ускоренной телефонизации удаленных и труднодоступных сельских районов, внедрения новых услуг могут также использоваться спутниковые системы передачи на основе малых, средних и тяжелых космических платформ с применением аппаратов на геостационарных, высокоэллиптических (до 50 000 км) и низких (до 2000 км) орбитам.

По мере внедрения ВОК и ЦСП в качестве основной будет использоваться кольцевая структура [12].

Одним из путей увеличения числа цифровых трактов по волоконно-оптическим линиям является спектральное разделение сигналов.

При невысокой телефонной плотности рекомендуется строительство систем плезиохронной иерархии на цифровых радиолиниях и ВОК, а также реконструкция аналоговых систем передачи на традиционных кабелях, если их параметры соответствуют действующим нормам [12].

Цифровизация магистральной и внутризональных первичных сетей должна осуществляться как путем наложения цифровой сети на существующую аналоговую, для создания цифровой сети связи общего пользования (ЦСС ОП), так и путем вкрапления ЦСП в существующую аналоговую сеть с целью превращения ее в аналого-цифровую. На магистральном участке наложение реализуется в результате создания необходимого числа непрерывных цифровых магистральных линий большой протяженности и большой пропускной способности. Несколько супермощных ВОЛС большой протяженности охватят все основные сетевые узлы первичной сети и пройдут с Севера на ЮГ и с Запада на Восток России. В дальнейшем они должны быть включены в кольцевые структуры.

Первым этапом создания современной цифровой сети связи России стало введение в эксплуатацию в апреле 1993 г. Западного участка линии "Дания – Россия", соединившего Москву, С.-Петербург и Копенгаген. Этот участок включил в себя подвод-

ную ВОЛС Копенгаген- Кингисепп (длиной 1250 км и емкостью 15360 каналов) и две цифровые радиорелейные линии: Кингисепп – Москва (818 км, 5760 каналов) и Кингисепп – С.-Петербург (118 км, 3840 каналов) [122, 123].

Далее был выполнен Восточный проект “Россия – Япония – Корея” и 15 февраля 1995 г. состоялось торжественное открытие комплекса международной связи на Дальнем Востоке. Основой проекта явилась ВОЛС Находка–Наозцу (Япония) – Пуасан (Ю. Корея), общей длиной 1762 км, из которых российский участок составил 555 км. Морской участок линии соединен с наземной ВОЛС Находка-Хабаровск длиной 935 км. С открытием этого комплекса (с АТС в Хабаровске) Россия получила еще 15 360 каналов, что позволило расширить связь в Приморском крае, на Сахалине, Камчатке и других участках региона.

Реализован проект “Россия-Украина-Турция-Италия”. Эта линия включает подводную ВОЛС Новороссийск-Стамбул-Палермо длиной 3420 км и емкостью 15360 каналов. Наземная ВОЛС Новороссийск–Москва длиной 1683 км рассчитана на пропускную способность 2,5 Гбит/с и включает центр международной коммутации в Ростове-на Дону.

Центральным звеном российской цифровой сети является цифровая РРЛ Москва-Хабаровск.

На городских сетях в качестве абонентских линий, наряду с проводными средствами, все более широкое применение находят средства радиодоступа.

Сельские первичные сети также будут создаваться на базе волоконно-оптических (ВОСП) и радиорелейных (РРСР) систем передачи. Для сельских первичных сетей России характерны абонентские линии (АЛ) большой протяженности (5...10 км и более), идущие к отдельно стоящим объектам (фермам, усадьбам, производственным комплексам). С целью организации таких АЛ намечено широко применять радиосредства. При технико-экономической целесообразности будут использоваться также двухволоконные оптические кабели и одноволоконные, с перспективой увеличения пропускной способности методами спектрального разделения [12].

К 2005 году протяженность организованных в ЦСП основных цифровых каналов, работающих на скорости 64 кбит/с, должна составить на магистральной сети 50%, на внутризональных сетях – 90%, городских – 90%, на сельских – 85% [12].

Первичная сеть должна проектироваться с применением математических методов оптимального построения сетей и с учетом требований по надежности и живучести.

1.4. Транспортные сети.

Основные понятия и определения

Рекомендация Международного Союза Электросвязи (МСЭ) определяет транспортирование как функциональный процесс переноса информации между территориально разнесенными пунктами, отличая термин “транспортирование” от термина “передача”, под которым понимается процесс распределения сигнала в физической среде передачи.

При транспортировании информации должна выполняться не только функция переноса информации в пространстве, но и такие сетевые функции как контроль, оперативное переключение, администрирование и др.

Транспортная система (сеть) – это инфраструктура, объединяющая все сетевые средства, выполняющие функции переноса информации. Это прежде всего цифровые тракты связи и оборудование [3, 25, 93, 109].

Транспортная сеть связи обычно объединяет магистральную и региональные сети.

Транспортная система (сеть) должна быть базой для всех существующих и планируемых телекоммуникационных и информационных служб и обеспечивать работу при использовании линейного и коммутационного оборудования разных производителей, а также эксплуатацию ресурсов сети различными операторами.

Необходимо отметить, что в настоящее время принятое ранее трехуровневое представление сети (в связи с внедрением новых технологий) все чаще заменяется на двухуровневое: транспортную сеть и абонентскую сеть доступа.

В соответствии с Концепцией [93] развития связи Российской Федерации на период 1995–2015 гг. основными направлениями являются:

- увеличение пропускной способности линий связи на основе применения ВОЛС;
- резкое снижение удельной стоимости каналов связи;
- увеличение производительности и концентрации СБИС при резком снижении стоимости логических элементов;
- повышение скорости обработки информации, увеличение емкости памяти средств вычислительной техники при резком снижении удельной стоимости байта;
- разработка мощного программного обеспечения со значительным снижением его затрат, что обеспечит универсальность и многофункциональность связного оборудования.

Приведенные выше основные направления развития связи окажут существенное влияние на структурное построение сетей связи. Уже в настоящее время традиционное трехуровневое представление иерархических сетевых структур все чаще заменяется на двухуровневые: транспортная и абонентская сети.

Транспортная сеть обычно объединяет междугородную и внутризональные (региональные) сети.

Абонентская (местная, терминальная) сеть является сетью абонентского доступа [37,38].

Широкополосной магистралью транспортной сети являются широкополосные ВОЛС при асинхронном методе передачи (АТМ) и синхронной цифровой иерархии (СЦИ, англ. – SDH). Транспортная сеть предназначена для передачи высокоскоростных широкополосных потоков информации без остановок и накопления. Используемый в транспортной сети асинхронный способ передачи – АТМ основан на адресном принципе передачи крупных потоков пакетной информации. Синхронная цифровая иерархия – SDH служит для организации временного разделения цифровых потоков информации [25].

Основными элементами транспортной СС являются:

высокоскоростные ВОЛС (скорости передачи от 565...622 Мбит/с до 2,5...10 Гбит/с);

мощные автоматические междугородные телефонные станции (АМТС) с емкостью до сотен тысяч каналов;

кроссконнекторы, обеспечивающие постоянную и полупостоянную коммутацию цифровых каналов и трактов.

Таким образом, развитие транспортной СС приводит к постепенному отходу от жесткого иерархического принципа построения междугородной СС. Начало этому положили структуры распределения информации в виде “шины”, используемые в ЭВМ, а затем более надежные образования – кольцевые структуры, используемые в локальных сетях передачи данных (ПД) (например, LAN – Local Area Network). Кольцевая структура LAN основана на использовании ВОЛС и широкополосной системы передачи с мультиплексорами и интерфейсами (портами) для подключения к кольцу потребителей. Дальнейшее развитие кольцевых структур может найти применение для региональных (зонавых) сетей ПД (например, в том числе MAN – Metropolitan Area Network).

Применение ВОЛС, АТМ коммутаторов и кроссконнекторов позволит создать многокольцевую транспортную СС с широкой полосой пропускания и высокими скоростями передачи пакетной информации при одновременном снижении стоимости ее создания.

Следует отметить, что на первом этапе развития наиболее перспективными типами структур транспортной сети будут являться кольцевые топологии, которые, однако, могут не согласовываться с существующими региональными (внутризоновыми) сетями ПД, тяготеющими к базовой топологии равномерно К-связывающей сети (РКС) [14, 127], что может потребовать проведения соответствующих мероприятий по их согласованию.

На основании вышеизложенного структура корпоративной сети на технологии АТМ в общем случае должна состоять из двух ступеней иерархии: транспортной СС, включающей в себя междугородную сеть и абонентской сети доступа, включающей в себя другие корпоративные сети, возможно построенных на других телекоммуникационных технологиях.

Представляет интерес сформулировать требования, предъявляемые к комплексу линейных средств связи при построении транспортной сети ШЦСИО на технологии АТМ.

1.5. Основные требования к комплексу линейных средств связи при построении транспортной сети на технологии АТМ

Рекомендацией СС МСЭ (ITU-T) I.311 определено, что синхронная цифровая иерархия (СЦИ) является основой физического уровня ШЦСИО, построенной на технологии АТМ [3, 4, 25, 34].

Комплекс технических средств СЦИ позволяет:

- осуществлять постоянный контроль качества функционирования цифровых регенерационных секций (по классификации ОАМ поток F1), цифровых участков (поток F2), пути передачи или цифрового тракта (поток F3), соединения виртуальных путей (поток F4) и соединения виртуальных каналов (поток F5);
- обеспечивать высокую эффективность использования пропускной способности цифровых трактов;
- производить реконфигурацию сети в случае аварии (сети СЦИ принято называть самовосстанавливающимися);
- обеспечивать совместимость линейного оборудования, изготавливаемого различными производителями.

Оборудование СЦИ магистральной сети должно соответствовать Рек. СС МСЭ G.707, G.708, G.709, G.781, G.782, G.783, G.784, G.957 и G.958.

Линии передачи СЦИ стандартизованы Рек. G.957, G.958. В качестве физической среды при построении сети рекомендуется использовать одномодовые волоконно-оптические кабели (Рек. СС МСЭ G.652, G.653 и G.654).

Показатели качества синхронного линейного тракта в самых тяжелых условиях должны соответствовать нормативам, определенным Рек. G.821 ($k_{\text{ош}} < 10^{-10}$).

Оперативные, административные и эксплуатационные характеристики синхронных линейных трактов должны отвечать Рек. М.20, М.30 и G.784.

В настоящее время регламентированы следующие скорости синхронных линейных трактов СЦИ:

- СТМ-1 155,520 Мбит/с;
- СТМ-4 622,080 Мбит/с;
- СТМ-16 2488,320 Мбит/с.

Оборудование СЦИ в настоящее время выпускается фирмами: Alcatel, АТТ, NEC, Northern Telecom, NTT, Philips, Siemens и др.

Основным документом, определяющим порядок использования СЦИ в России, является "Руководящий технический материал по применению систем и аппаратуры СЦИ на сети связи РФ" (РТМ СЦИ).

Для сети РФ принят Европейский стандарт ETS 300147. Этим же стандартом определен порядок взаимодействия с сетями американской и японской систем иерархии.

Для достижения максимального эффекта средства СЦИ должны использоваться для создания не отдельных линий, а сетей современной конфигурации с высокими показателями экономичности, надежности и качества связи [15, 34].

Переключение на резервную систему СЦИ должно занимать не более 80 мс в 99,9% случаев после приема сигнала о неисправности. Обратное переключение должно занимать менее 1 мс.

В Россию экспортируются волоконно-оптические системы передачи на длину волны 1,3 и 1,55 мкм со скоростью передачи 155 Мбит/с, 622 Мбит/с, 2488,320 Мбит/с (СТМ-1, СТМ-4 и СТМ-16). Волоконно-оптические системы передачи со скоростью 155 Мбит/с рекомендуется использовать для построения региональных (внутренних) трактов, а волоконно-оптические системы передачи со скоростью 622 и 2488,320 Мбит/с – для международных (магистральных) линий связи.

Фирмой Alcatel создано семейство оптических усилителей, обеспечивающих создание протяженных линий связи без промежуточных пунктов регенерации с огромной пропускной способностью. Так, аппаратура Alcatel 1686 WM с волновым разделением

с 8- и 16-ю оптическими каналами позволяет создать волоконно-оптические линии с пропускной способностью 40 и 80 Гбит/с и протяженностью 540 и 640 км соответственно без промежуточных регенерационных пунктов [15].

Учитывая, что транспортная сеть ВСС России объединяет магистральную и региональные сети, было бы желательно использовать единый тип оборудования – а именно оборудование СЦИ. В порядке исключения, можно допустить временное использование в региональных сетях оборудования плезеохронной цифровой иерархии (ПЦИ).

Электрические интерфейсы оборудования ПЦИ должны соответствовать Рек. G.703, а оптические интерфейсы – Рек.G.956. Оборудование также должно обеспечивать передачу служебной информации эксплуатации, административного управления и технического обслуживания согласно Рек.М.30.

1.6. Классификация служб в ШЦСИО

После того, как цифровые сигналы начали становиться основными в технике связи возникла идея создания единой цифровой сети для передачи всех видов информации. Данная идея является центральной для дальнейшего развития современных корпоративных телекоммуникационных сетей по следующим причинам. С помощью такой сети должны быть достигнуты две цели.

Первая цель состоит в интеграции техники, которая заключается в передаче всех видов информации единым методом и интеграции техники коммутации и передачи.

Вторая цель создания единой цифровой сети состоит в гибком введении новых служб, обеспечивающих пользователям широкий диапазон услуг и более высокое их качество, а также в их интеграции. Последовательное достижение этих двух целей становится возможным при создании ШЦСИО на технологии АТМ.

Услуги связи предоставляются пользователю с помощью определенных служб. Под службами принято понимать [9, 113] все без исключения службы связи, которые могут быть представлены пользователям администраторами связи через сети общего пользования и частные (ведомственные) или другими словами корпоративные сети.

Классификация служб может быть выполнена по-разному в зависимости от признака классификации.

Согласно Рек. ССЭ МСЭ I.211, в зависимости от способов связи между терминальным оборудованием и в соответствии с возможными приложениями, все службы делятся на интерактивные и распределительные, каждая из которых, в свою очередь, включает несколько классов служб (табл. 1.1) [15].

Таблица 1.1. Классификация служб

Службы	
Интерактивные	Распределительные
Диалоговые Обмена сообщениями (с накоплением) Информационного поиска (по запросу)	Без индивидуального управления со стороны пользователя С индивидуальным управлением со стороны пользователя

Интерактивные службы охватывают следующие классы служб: диалоговые службы, службы обмена сообщениями (службы с накоплением) и службы информационного поиска (службы по запросу).

Службы распределения информация (дистрибутивные службы) могут быть как без индивидуального управления информацией со стороны пользователя, так и с индивидуальным управлением.

Характеристики диалоговых служб представлены в табл. 1.2.

Диалоговые службы, как правило, предоставляют услуги для передачи информации практически в реальном масштабе времени между пользователями или пользователем и ЭВМ. При этом поток информации может направляться в обе стороны, быть симметричным или несимметричным. В качестве примеров диалоговых служб можно назвать телефонную службу, службу речевой и видеоконференцсвязи, службу ПД.

Характеристики служб обмена сообщениями (с накоплением) приведены в табл. 1.3.

Т а б л и ц а 1.2. Диалоговые службы

Тип информации	Примеры служб	Применение
Движущееся изображение и звук	Видеотелефония	Передача на расстояние между двумя абонентами голоса (звука), движущегося изображения, а также неподвижных изображений (рисунков) и документов
	Широкополосная видеоконференц-связь	Передача на расстояние между группой абонентов голоса (звука), движущегося изображения, а также видеосканирования неподвижных изображений и документов. Обучение. Деловые конференции. Реклама
Движущееся изображение и звук	Видеонаблюдение	Охрана зданий и помещений. Контроль движения
	Службы передачи видео и аудио информации	Передача ТВ сигналов. Видео/аудио диалог. Обеспечение обмена информацией
Звук	Многопрограммная передача звука	Синхронный перевод Многопрограммная передача
Данные	Служба Высокоскоростная передача цифровой информации	Высокоскоростная ПД между: ЛВС; городскими ВС; ЭВМ. Передача видеоинформации. Перенос других видов информации. Перенос неподвижных изображений. Организация распределенных вычислений

Тип информации	Примеры служб	Применение
Данные	Высокоскоростные тепесигнализация и телеконтроль	Контроль в реальном масштабе времени
		Телеметрия. Система тревог
Документы	Высокоскоростной телефакс	Обмен между абонентами текстовыми и графическими документами, рисунками, чертежами и т. д.
		Профессиональные рисунки. Рентгеновские снимки и другие медицинские снимки. Игры
	Обмен документами	Обмен различными документами между пользователями

Таблица 1.3. Службы обмена сообщениями (с накоплением)

Тип информации	Примеры широкополосных служб	Возможные применения
Движущиеся изображения (видео) и звук	Почтовый ящик для видео (почта видео)	Электронный почтовый ящик для доставки движущихся изображений со звуковым сопровождением
Документы	Почтовый ящик для документов	Электронный почтовый ящик для различных документов

П р и м е ч а н и е: Под документами могут пониматься текстовые и графические сообщения, неподвижные и подвижные изображения, а также поясняющее их содержание речевое сопровождение.

Службы обмена сообщениями (с накоплением) предназначены для не прямой связи между пользователями с помощью промежуточного хранения сообщений. Промежуточное хранение может производиться в центральных устройствах, которые автоматически направляют в сторону приемника сообщения в соответствии с заданными пользователем условиями (например, во время дей-

ствия благоприятных тарифов). Сообщения также могут храниться в электронных почтовых ящиках, или в системах "обработки сообщений" с использованием функций редактирования, обработки и переработки.

В ШЦСИО такие устройства хранения могут быть реализованы как в сети общего пользования, так и в частных (ведомственных) сетях. Сообщения, передаваемые в службах с накоплением, определяются и составляются только соответствующими адресатами или для них. Примерами являются службы с накоплением и функциями обработки сообщений или электронные почтовые ящики для речи, текста, данных, чертежей, рисунков и т. п. [15].

Характеристики служб информационного поиска (по запросу) даны в табл. 1.4. Службы информационного поиска (службы по запросу) дают возможность пользователю получать информацию из различных банков данных.

Таблица 1.4. Службы информационного поиска (по запросу)

Тип информации	Примеры широкополосных служб	Возможные применения
Текст, данные, графика, звук, подвижные и неподвижные изображения	Широкополосный видеотекст	Видеотекст, движущиеся изображения. Обучение, воспитание, тренаж. Реклама. Служба новостей
	Видео по запросу	Служба развлечений. Обучение и тренаж
	Высококачественное изображение по запросу	В целях развлечений. Обучение и тренаж. Передача профессиональных изображений (рисунков), рентгеновских и других медицинских снимков
	Документы по запросу	Получение по запросу из информационных центров, архивов и т.п. различных документов
	Данные по запросу	Получение по запросу различного рода программных продуктов

Банки данных могут создаваться администрациями связи или поставщиками информации.

Службы информационного поиска и службы обмена сообщениями могут быть реализованы как внутри ШЦСИО в сетевых узлах, так и вне сети в специальных центрах служб.

Характеристики распределительных служб при отсутствии и наличии управления со стороны пользователя представлены в табл. 1.5 и 1.6 соответственно.

Т а б л и ц а 1.5. Распределительные службы без индивидуального управления со стороны пользователя

Тип информации	Примеры широкополосных служб	Возможные применения
Данные	Высокоскоростная передача цифровой информации распределительных служб	Распределенная ПД
Текст, графика неподвижные изображения	Распределительные службы передачи документов	Электронная газета. Электронные новости
Движущиеся изображения и звук	Распределительная служба видеoinформации	Распределение видео- и звуковых сигналов
ТВ	Распределительная служба ТВ существующего качества (NTSC, PAL, SECAM)	Программы ТВ
	Распределительные службы ТВ повышенного качества: ТВВЧ ТВ ультравысокого качества	Распределение ТВ программ
	Платное ТВ (плата за просмотр, плата за канал)	Распределение ТВ программ

Распределительные службы при наличии или отсутствии управления предоставлением информации со стороны пользователя могут распределять информацию от одного центрального источника неограниченному числу абонентов, имеющих права на прием.

Распределительные службы без индивидуального управления предоставлением информации со стороны пользователя рас-

Т а б л и ц а 1.6. Распределительные службы с индивидуальным управлением со стороны пользователя

Тип информации	Примеры широкополосных служб	Возможные применения
Текст, графика, звук, неподвижное изображение	Канал внедрения видеогеографики	Обучение и тренаж Реклама Новости Программы

пределяют непрерывный поток сообщений, который пользователь может принять или не принять, однако он не может влиять ни на его содержание, ни на время передачи [15].

Типичным представителем распределительных служб являются службы программ звукового и телевизионного вещания.

В распределительных службах при управлении предоставлением информации со стороны пользователя должен быть реализован особый механизм выбора и доступа, при котором пользователь может получать нужную информацию полностью в удобное для себя время.

Развитие ШЦСИО на технологии АТМ имеет смысл и может быть успешным только тогда, когда оно соответствует нуждам потенциальных потребителей. Экспертные оценки потребности в некоторых видах широкополосных услуг для пользователей делового и домашнего секторов приведены в табл. 1.7.

Анализ экспертной оценки потребностей в услугах показывает, что ШЦСИО может быть привлекательна как для пользователей деловой сферы, так и для пользователей домашнего сектора.

В практику делового общения начинает входить не только конференцсвязь, но и видеоконференции, позволяющие обмениваться информацией, не тратя времени и денег на поездки. В ШЦСИО видеотелефония при разумной ценовой политике может найти очень широкое применение и в домашнем секторе, так как получаемые изображения по качеству не уступают качеству изображения по кабельному телевидению.

У себя дома пользователь ШЦСИО может получать по своему выбору комплексную информацию, включая движущееся изображение, звук, текст на такие темы, как информация о культурных событиях, товарах, различных услугах. Может выбирать и заказывать товары, компьютерные игры, видеофильмы, обучающие программы [15].

Таблица 1.7. Экспертная оценка потребностей в услугах ШЦСИО

Виды услуг	Потребности пользователей	
	Делового сектора	Домашнего сектора
Диалоговые:		
видеотелефония	+++	+++
видеоконференцсвязь	++	-
видеонаблюдения	++	+
высокоскоростная передача документов (изображений)	++	+
высокоскоростная ПД	+++	-
дистанционное обучение	++	+
работа на дому	-	++
Информационный поиск:		
поиск видеофильмов	+	+++
поиск документов и изображений	++	-
поиск пакетов программ	++	-
поиск компьютерных игр	-	++
Распределительные:		
ТВ	+	+++
реклама	+	+++

В деловом секторе наиболее массовой услугой, предоставляемой ШЦСИО, будет возможность осуществления быстрого и относительно недорого обмена данными и другими видами информации между рабочими станциями различных локальных сетей, обеспечения работы пользователей персональных компьютеров на дому, а также в архитектуре «клиент-сервер». Сейчас довольно трудно предугадать развитие спроса в нашей стране на различные услуги особенно в домашнем секторе. Многие будут зависеть от стратегии и тактики внедрения услуг, ценовой политики поставщиков, инвестиций в сферу информационных и телекоммуникационных технологий и решения проблемы «последней мили».

1.7. Прагматическая концепция внедрения корпоративной ЦСИО

Представляется целесообразной следующая [4, 13] прагматическая концепция внедрения корпоративной ЦСИО:

- использование цифровых первичной и других вторичных сетей на основе волоконно-оптических, радиорелейных, радио- и спутниковых линий связи и цифровых систем передачи;

- предоставление услуг потребителям связи, характерных как для этапа узкополосной, так и для этапа широкополосной цифровой сети интегрального обслуживания, за счет внедрения технологии асинхронного режима доставки (АРД – Asynchronous Transfer Mode, ATM);

- создание сетей доступа и магистральных сетей с возможностью взаимодействия уже созданных сетевых фрагментов корпоративных сетей на различных сетевых технологиях.

Следует привести следующие аргументы в пользу перспективности применения технологии ATM [37, 40].

Наличие большого числа служб и необходимость поддержки нескольких типов информационных потоков с различными статистическими характеристиками в рамках одной службы поставили проблему разработки новых сетевых технологий в области методов переноса информации и коммутации, основанных на принципе динамического управления едиными сетевыми ресурсами.

Наиболее полно удовлетворяются требования пользователей к услугам связи и одновременно реализуется идея динамического управления едиными сетевыми ресурсами на всех уровнях транспортной системы в сети, построенной на базе волоконно-оптической среды передачи и при реализации технологии ATM для пакетов и асинхронного временного разделения ресурсов, при котором множество виртуальных соединений с различными скоростями асинхронно мультиплексируются в едином физическом канале связи – цифровом тракте. Это позволяет обеспечить в цифровой сети при реализации технологии ATM выполнение следующих функций [13, 15, 40]:

- транспортирование всех видов информации с помощью единого метода переноса – метода ATM, при котором каждый пользователь получает от сети только тот ресурс, который ему необходим;

- поддержку интерактивных служб распределения информации и выполнения требований как к вероятности блокировки, так и ко времени доставки информации;

- поддержку режимов как с установлением соединения между абонентами, так и без установления соединения;

- передачу как непрерывного, так и пачечного трафика, что за счет мультиплексирования позволяет более эффективно использовать сетевые ресурсы;

- преобразование сигналов и сообщений внутри сети на базе цифровой обработки сигналов;

- формирование различных сетевых конфигураций (двухточечных, многоточечных, вещательных, а также разнообразных их модификаций);

- предоставление пользователям таких услуг, как телеуправление и телеконтроль, видеотелефония, высокоскоростная передача данных и др.

Развертывание цифровой сети, использующей технологию АТМ, целесообразно начать с создания нескольких региональных цифровых сетей на базе транзитных центров быстрой коммутации пакетов (ТЦБКП) и прокладки или использования уже имеющихся высокоскоростных цифровых линий связи, групповых трактов на базе аппаратуры синхронной цифровой иерархии (СЦИ) между ними.

Также выделенные региональные сети могут быть созданы, прежде всего, в интересах органов Государственной власти и зонах деловой активности России (например, Москве, Санкт-Петербурге, Новосибирске, Владивостоке и др.), где наиболее велика потребность в высококачественных услугах связи и новых службах.

Имея в своем составе транзитные центры, местные центры и абонентские узлы БКП, такая сеть имеет возможность предоставить своим пользователям весь перечень связанных услуг и служб, характерных для ШЦСИО, а также через соответствующие шлюзы обеспечить связь с абонентами других сетей связи (как аналоговых, так и цифровых узкополосных).

Для того чтобы создать такую выделенную цифровую сеть на технологии АТМ, предоставляющую достаточно широкий спектр, прежде всего деловых услуг (видеотелефон, цветной факсимиле, высокоскоростную передачу файлов данных и т.п.), необходимо провести прогнозирование уровня требований к таким основным параметрам сети, как необходимая скорость передачи цифровых трактов связи и производительность коммутационных центров. Это позволит ответить на вопрос о возможности достижения при современном уровне технологии требуемых скоростей передачи цифрового потока и быстрой коммутации пакетов для достижения требуемой со стороны пользователей семантической и временной прозрачности ЦСИО.

1.8. Основные результаты и выводы по главе 1

Сформулированы основные требования к комплексу линейных средств связи при построении транспортной сети на технологии АТМ. Приведена классификация служб в ШЦСИО и рассмотрены их возможные применения. Сформулирована центральная идея дальнейшего развития ведомственных телекоммуникационных сетей, заключающаяся в создании единой цифровой сети для передачи всех видов информации при достижении следующих двуединых целей:

- интеграции техники, которая заключается в передаче всех видов информации единым методом и интеграции техники коммутации и передачи;
- гибкое введение новых служб, обеспечивающих пользователям широкий диапазон услуг и более высокое их качество, а также в их интеграции.

Установлено, что последовательное достижение этих двух целей становится возможным при создании корпоративных сетей на принципах ШЦСИО на технологии АТМ.

Предложена прагматическая концепция создания корпоративной ЦСИО, базирующаяся на следующих положениях:

- использование цифровых первичной и других вторичных сетей на основе волоконно-оптических, радиорелейных, радио- и спутниковых линий связи и цифровых систем передачи;
- предоставление услуг потребителям связи, характерных как для этапа узкополосной, так и для этапа широкополосной цифровой сети интегрального обслуживания, за счет внедрения технологии АТМ;
- создание сетей доступа и магистральных сетей с возможностью взаимодействия уже созданных сетевых фрагментов корпоративных сетей на различных сетевых технологиях.

Глава 2

ХАРАКТЕРИСТИКИ ТРАФИКА В ШЦСИО ТРЕБОВАНИЯ К КАЧЕСТВУ ОБСЛУЖИВАНИЯ В ТРАНСПОРТНОЙ СРЕДЕ АТМ. ОСНОВНЫЕ ЗАДАЧИ РАЗРАБОТКИ МЕТОДОЛОГИЧЕСКОЙ ОСНОВЫ РАСЧЕТНОГО ОБОСНОВАНИЯ СОЗДАНИЯ КОРПОРАТИВНОЙ АТМ СЕТИ

2.1. Характеристики трафика в ШЦСИО

Широкий диапазон скоростей передачи – от нескольких сот бит/с до сотен Мбит/с, существенный статистический характер информационных потоков, большое разнообразие сетевых конфигураций – все эти факторы значительно усложняют описание трафика в современных информационных системах по сравнению с классическими сетями связи [9, 15].

Важным требованием, возникшим из-за необходимости экономически эффективного построения ШЦСИО, является требование гибкого изменения ширины полосы пропускания канала между пунктами передачи и приема информации. Пакетная коммутация АТМ технологии с предварительным выбором виртуальных путей и каналов обеспечивает плавное изменение ширины полосы пропускания канала практически на любую величину [58] вплоть до использования всей сети для передачи информации между двумя заданными пунктами. По мере необходимости увеличения ширины полосы пропускания канала между определенными пунктами передачи информации в сети виртуальные пути передачи захватывают все большую и большую часть сети аналогично тому, как во время наводнения потоки воды захватывают все больше и больше площади.

Физическая природа значительных диапазонов изменения характеристик случайных процессов передачи битового трафика в значительной мере обусловлена нерегулярностью генерации информации источником. Периоды «раздумий» чередуются с периодами «активности». Обработка больших объемов информации в современных территориально распределенных информационных системах и различный темп (замедление или ускорение) ее на-

правления от верхних уровней к передающей транспортной среде позволяют проводить аналогии с физическими кинематическими системами. Данное обстоятельство позволяет ввести в рассмотрение для каждой k -й службы случайный процесс $v^{(k)}(t)$ передачи объема (количества) битовой информации и его двух первых производных – битовых скорости $b^{(k)}(t) = \frac{dv^{(k)}(t)}{dt}$ и ускорения $\frac{d^2v^{(k)}(t)}{dt^2}$, которые тоже являются случайными процессами. Рисунок 2.1 иллюстрирует сущность этих случайных процессов для достаточно общего случая [84].

Будем характеризовать каждую службу скоростью, с которой источник формирует (генерирует) битовую информацию. При этом необходимо отметить, что скорость поступления во многом определяется способом кодирования и сжатия данных и, следовательно, зависит от умения осуществлять обработку сигналов, достигнутого уровня технологии и стоимости обработки.

Генерирование информации источником в самом общем виде может быть представлено с помощью стохастического процесса $b^{(k)}(t)$, изображенного на рис. 2.2. Процесс передачи информации продолжается в течение отрезка времени T . Это может быть длительность ведения телефонного разговора, сеанс взаимодействия с ЭВТ для передачи данных, сессия видеоконференции и т.д.

Стохастический процесс можно характеризовать [15]:

- максимальной (пиковой) скоростью передачи источника k -й службы

$$B_{\max}^{(k)} = \max b^{(k)}(t);$$

средней скоростью передачи источника k -й службы

$$B_{\text{cp}}^{(k)} = \frac{1}{T} \int_0^T b^{(k)}(t) dt;$$

- соотношением между пиковой и средней скоростью источника k -й службы, т. е. коэффициентом пачечности или пачечностью

$$k_n^{(k)} = \frac{B_{\max}^{(k)}}{B_{\text{cp}}^{(k)}};$$

средней длительностью пика $T_p^{(k)}$.

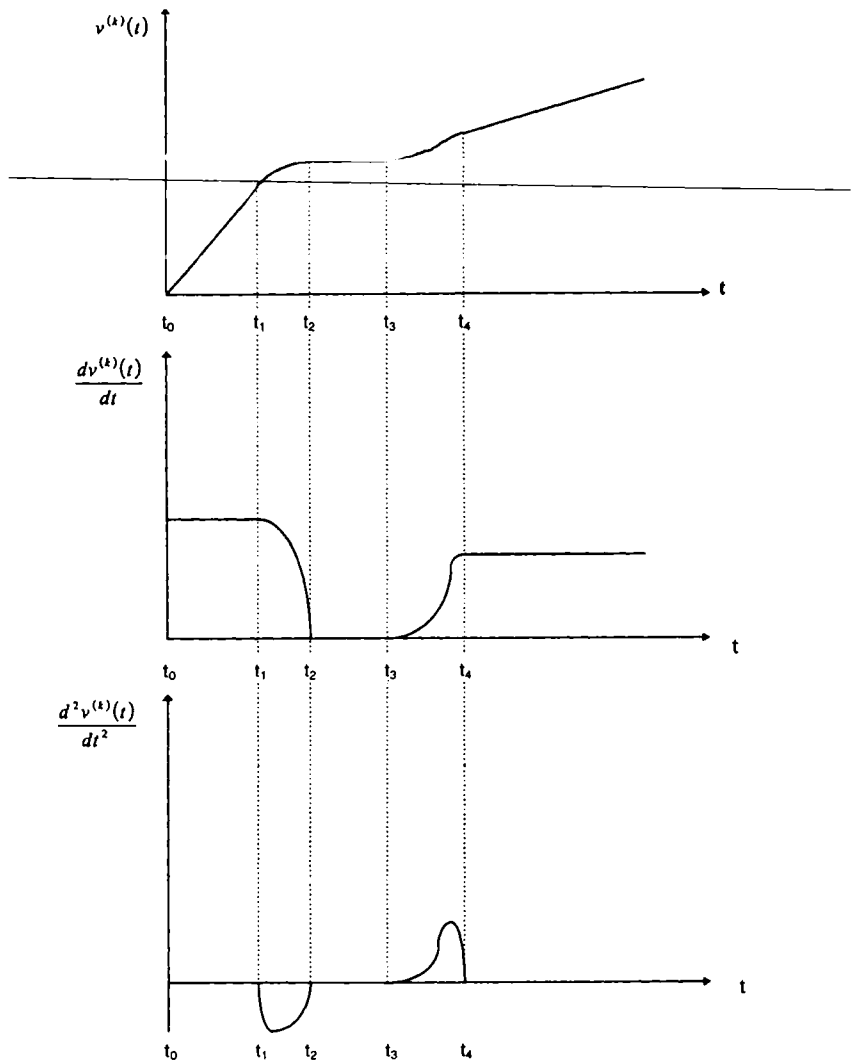


Рис. 2.1. Иллюстрация случайного процесса – $v^{(k)}(t)$ передачи объема (количества) битовой информации и его двух первых производных – битовых скорости $b^{(k)}(t) = \frac{dv^{(k)}(t)}{dt}$ и ускорения $\frac{d^2v^{(k)}(t)}{dt^2}$

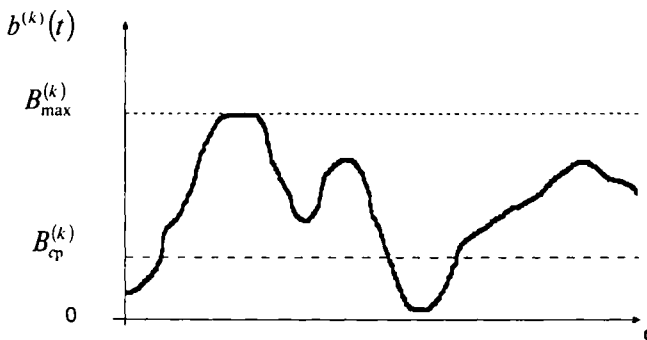


Рис. 2.2. Процесс генерирования информации источником с изменяющейся скоростью передачи

Очевидно, что даже для одной службы стохастический процесс от сеанса к сеансу может протекать по-разному, но пиковая и средняя скорость передачи, а также коэффициент пачечности или пачечность достаточно полно характеризуют службу. Пачечность речевых служб, в основном, связана с периодом активности абонента и паузами в разговоре, каждый из которых, как правило, продолжается около 50% времени.

С помощью кодирования всегда можно преобразовать скорость передачи, генерируемую источником с изменяющейся скоростью передачи, в скорость с фиксированным значением за счет снижения качества обслуживания при ограничении пиковой скорости (рис. 2.3,а) или за счет снижения эффективности использования пропускной способности канала путем передачи фиктивной информации (рис. 2.3,б). На рис. 2.3,а показано, что источнику предоставляется сеть скоростью передачи, которая меньше пиковой скорости. В результате этого в те промежутки времени, когда скорость, необходимая источнику, превышает скорость, предоставляемую сетью, происходит снижение качества обслуживания. И наоборот, на рис. 2.3,б показано, что скорость передачи, предоставляемая источнику информации, всегда больше или равняется требуемой, что приводит к нерациональному расходу сетевых ресурсов.

Одним из ключевых понятий в описании широкополосных сетей является скорость передачи службы, определяемая в рекомендациях ITU-T по ШЦСИО как скорость передачи информации, доступная пользователю данной службы. В соответствии

с этой характеристикой все службы ШЦСИО можно разделить на две категории: с постоянной скоростью передачи (ПСП) и с изменяющейся скоростью передачи (ИСП).

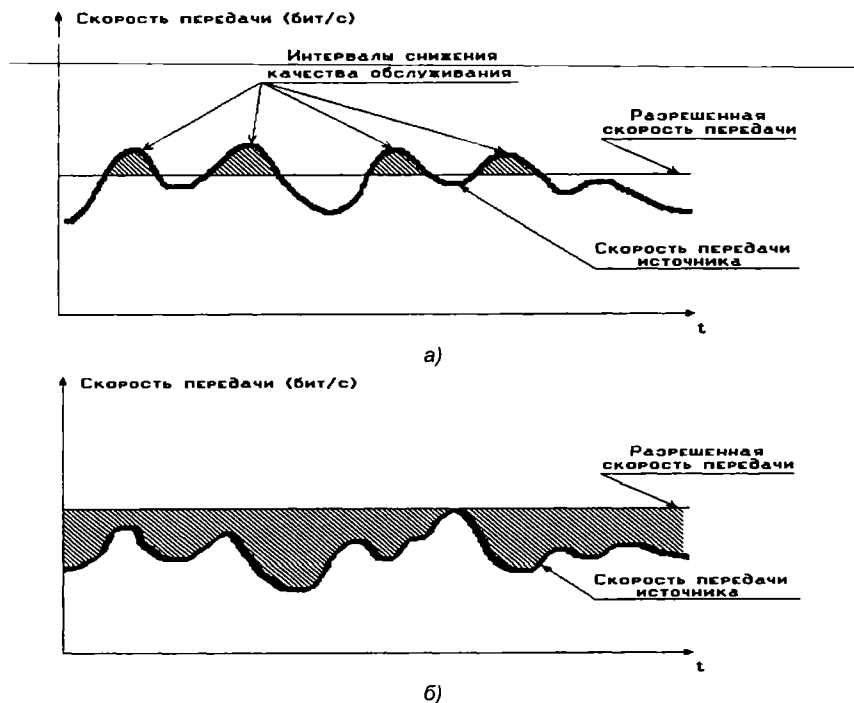


Рис. 2.3. Преобразование источника с изменяющейся скоростью передачи в источник с постоянной скоростью передачи за счет снижения качества обслуживания (а) и эффективности использования пропускной способности цифрового тракта (б)

Службы с ИСП могут быть разделены на службы стартстопного и непрерывного типов. Для стартстопных служб с ИСП характерно наличие в информационном потоке периодов активности и пауз (информационно-поисковые системы): скорость передачи в таких системах меняется скачком от нуля до V_{max} . В службах с ИСП непрерывного типа скорость передачи в течение сеанса связи меняется плавно (цифровая видеотелефония со статистическим кодированием).

При решении задачи распределения сетевых ресурсов между различными службами, абонент каждой службы характеризуется, с одной стороны, традиционными параметрами трафика:

- интенсивностью входящего потока заявок на предоставление услуг k -й службы $\gamma^{(k)}$, выз/час;

- средней длительностью сеанса связи $T_c^{(k)}$, с ;

- удельной интенсивностью нагрузки $\eta^{(k)} = \gamma^{(k)} T_c^{(k)} / 3600$,

а, с другой стороны, параметрами, упомянутого выше случайного процесса, но характеризующими конкретного абонента k -й службы ШЦСИО (определены Рек. ИТУ-T I.311):

- пиковой (максимальной) битовой скоростью передачи $B_{\max}^{(k)}$;

- средней битовой скоростью передачи $B_{\text{cp}}^{(k)}$;

- пачечностью $k_n^{(k)}$, определяемую отношением $B_{\max}^{(k)} / B_{\text{cp}}^{(k)}$;

- средним временем пика $T_p^{(k)}$.

Службы с ПСП характеризуются тем, что на всей длительности сеанса связи скорость передачи информации $B_{\max}^{(k)}$ (пиковая скорость) остается постоянной (например, цифровая телефония без обнаружения пауз и использования статистического уплотнения). В табл. 2.1 приведены примеры широкополосных служб (относящихся к группе интерактивных) и представлены оценки параметров трафика, полученные в рамках исследований проекта RACE (Исследования и разработки по перспективным коммуникациям в Европе). Необходимо учитывать, что в табл. 2.1 приведены данные только для некоторых интерактивных служб ШЦСИО.

Исследования служб распределения информации могут привести к необходимости введения новых разновидностей классов трафика. Здесь также не рассматриваются системы передачи неподвижных изображений, в которых используются системы кодирования с переменной скоростью. Есть основания

полагать, что в таких системах отношение $B_{\max}^{(k)} / B_{\text{cp}}^{(k)}$ может

меняться во время вызова в достаточно широких пределах также, как и длительность пачек со скоростью $B_{\max}^{(k)}$. Вместе с тем даже представленные характеристики трафика свидетельствуют о том, что проектирование систем распределения ресурсов и динами-

Таблица 2.1. Параметры трафика широкополосных интерактивных служб

Служба	Класс пользователей	V _{max} , бит/с	Пачечность	Длительность пика или сеанса связи		Входящая нагрузка в ЧНН, Эрл	Число вызовов в ЧНН, А
				T _p , с	T _c , с		
Телефония	КС	64 к	1	100	100	0.1	3.6
	ДС	64 к	1	100	100	0.4	14.4
	УАТС	64 к	1	100	100	4.5	162.0
Факс (цветной)	ДС	2 М	1	3	3	0.01	12.0
	УАТС	2 М	1	3	3	0.03	12.0
Передача файлов	ДС	2 М	1	1	1	0.20	10.8
	УАТС	2 М	1	1	1	2.70	10.8
Видеотелефония	КС	10 М	5	1	100	0.02	0.72
	ДС	10 М	5	1	100	0.02	0.72
	УАТС	10 М	5	1	100	0.1	3.60
Поиск видео	КС	10 М	54	10	540	0.03	0.2
	ДС	10 М	18	10	180	0.10	2.0
	УАТС	10 М	18	10	180	0.40	8.0
	центр служб	10 М	48	1	480	2.33	46.2
Поиск документов	КС	64 к	200	0.25	300	0.05	0.6
	ДС	64 к	200	0.25	300	0.25	3.0
	УАТС	64 к	200	0.25	300	0.50	6.0
	центр служб	64 к	200	0.25	300	2.30	39.6
Данные по требованию	ДС	64 к	200	0.04	30	0.20	24.0
	УАТС	64 к	200	0.04	30	0.60	72.0

Примечание: КС – квартирный сектор; ДС – деловой сектор; УАТС – учрежденческие АТС.

ческого управления для ШЦСИО является сложной задачей [9, 15, 57, 59]. Ясно, что ресурс для каждого нового соединения может предоставляться до тех пор, пока выполняются требования к качеству связи. Сети связи АТМ для удовлетворения требований к качеству связи со стороны пользователей должны иметь такие свойства, как семантическая и временная прозрачность.

По оценкам экспертов [9, 15] для различных видов широкополосных служб требуются следующие скорости передачи инфор-

мации: цветное ТВ – 4...6 Мбит/с, ТВВЧ – 16...24 Мбит/с, черно-белое факсимиле – 1...4 Мбит/с, полутоновое факсимиле – 30...60 Мбит/с, цветное факсимиле – 30...60 Мбит/с, машинная графика высокой разрешающей способностью – 20...100 Мбит/с, пересылка файлов – до сотен мегабит в секунду [15].

Необходимо понимать, что полный комплекс служб, описанный в разделе, не может быть предложен на начальном этапе развития ШЦСИО на технологии ATM. Это связано как с отсутствием соответствующего оконечного оборудования, так и с недостаточным развитием на начальном этапе самой инфраструктуры ШЦСИО (прежде всего сети доступа, а затем и транспортной сети).

Комплекс предоставляемых сетью услуг будет расширяться под воздействием роста потребностей пользователей параллельно с развитием структуры ШЦСИО.

На начальной стадии оборудование ATM будет служить основой сетей, предназначенных, главным образом, для передачи данных. Поэтому сеть ATM должна обеспечивать поддержку как существующих так и появляющихся служб передачи данных X.25, Frame Relay и службы коммутируемой передачи данных (SMDS – Switched Multimegabit Data Service).

SMDS введена как высокоскоростная служба передачи данных пакетного типа без установления соединения со скоростью до 45 Мбит/с, а в будущем – до 155 Мбит/с. Она использует схему адресации, определенную СС МСЭ в Рек. Е.164. Европейская версия SMDS называется широкополосной службой передачи данных не ориентированной на соединение (CBDC – Connectionless Broadband Data Service).

Сеть ATM с первых дней своего существования служит основой для объединения различного типа локальных вычислительных сетей. Поэтому на начальном этапе, когда локальные сети ATM только начинают внедряться, ШЦСИО на технологии ATM должна поддерживать объединения ныне существующих локальных и городских вычислительных сетей типа Ethernet, Fast Ethernet, Token Ring, FDDI (Fiber Distributed Data Interface), DQDB (Distributed Queue Dual Bus) в национальные и глобальные сети.

Другой услугой, которая должна предоставляться сетями ATM на самом начальном этапе их внедрения, является эмуляция каналов, т.е. возможность предоставления пользователям аренды каналов с постоянной скоростью E1 на 2048 кбит/с, E3 на 34,368 Мбит/с, DS1 на 1544 кбит/с, DS2 на 6,312 Мбит/с и DS3 на 44,736 Мбит/с.

Большим преимуществом сетей на технологии ATM для сетевых операторов является ее гибкость, позволяющая поддерживать

как все существующие, так и будущие службы. Хотя технология ATM и ориентирована на соединения, она обладает достаточно гибкими возможностями переноса информации всех служб, включая и службы не ориентированные на соединения (службы CL).

2.2. Основные положения проблемы управления трафиком в сетях ATM

Концепция широкого внедрения сетевых технологий получила наиболее полное отражение при создании цифровых сетей интегрального обслуживания, обеспечивающих объединение большого числа различных служб в рамках единой сети. Разработка принципов построения и создания ведомственных (корпоративных), а также национальных и глобальных широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания общего пользования является главным направлением развития электросвязи в большинстве стран мира.

Применение новой технологии переноса информации – метода ATM, основанного на статистическом способе разделения пропускных способностей цифровых трактов связи и производительности коммутационного оборудования в совокупности с интеграцией служб в рамках единой сети и единого метода переноса информации различных служб с существенно отличающимися требованиями к параметрам семантической и временной прозрачности сети, ставят ряд новых задач, связанных с динамическим управлением сетевыми ресурсами, контролем и управлением потоками и защитой от перегрузок.

Настоящий раздел посвящен рассмотрению принципов функционирования основных механизмов управления сетевыми ресурсами, контроля и управления потоками и защиты от перегрузок ШЦСИО, построенных на технологии ATM.

Под сетевыми ресурсами здесь и далее будем понимать [9, 15, 59]:

- полосу пропускания цифровых трактов связи;
- производительность узлов коммутации;
- емкость буферных накопителей, обеспечивающих промежуточное хранение пакетов ATM (ячеек) при их транспортировании через сеть.

Управление ресурсами в ШЦСИО должно обеспечивать выполнение следующих основных функций:

- выделение сетевых ресурсов по запросам пользователей;
- управление входными потоками;
- борьбу с перегрузками;
- выбор оптимальных путей передачи информации (маршрутизацию).

В данном разделе основное внимание уделено первым трем механизмам управления ресурсами.

Опыт создания и эксплуатации сетей связи различного назначения показал, что система динамического управления потоками является обязательным условием системы управления сетью. Под управлением потоками понимается совокупность механизмов, управляющих порядком доступа пользователей к сетевым ресурсам и обеспечивающих согласование возможностей сети с потребностями пользователей.

Основной целью системы управления потоками является предотвращение и устранение перегрузок и разрешение тупиковых ситуаций, возникающих в результате перегрузок. При этом система управления потоками должна функционировать так, чтобы были обеспечены условия оптимального распределения ресурсов [9, 15, 44] и гарантированы требуемые показатели качества обслуживания пользователей.

Под перегрузкой принято понимать такое состояние сети, при котором основные показатели качества обслуживания начинают быстро ухудшаться.

Перегрузки могут возникать как на отдельных участках сети (так называемые локальные перегрузки), так могут охватывать и всю сеть (глобальные перегрузки).

В сетях с промежуточным накоплением при перегрузках наблюдается резкий рост очередей в отдельных узлах сетей. Если при этом отсутствует механизм контроля, то это может привести к невозможности доступа пользователей к ресурсам отдельных участков или зон, а в отдельных случаях и к ресурсам всей сети в целом. Такое состояние может быть определено как блокировка сети. При явлении блокировки число обслуженных пакетов стремится к нулю, а задержки – к бесконечности.

Причинами перегрузок могут быть:

- резкое увеличение входного трафика;
- блокировка терминалов на приемной стороне;
- ограниченные объемы памяти коммутационного оборудования;

- недостаточные значения производительности коммутационного оборудования и пропускной способности трактов связи;
- выходы из строя по различным причинам линейного и станционного оборудования и т. п.

Основной задачей системы управления потоками является предотвращение явления блокировки и увеличение доли обслуженного потока путем уменьшения вероятности блокировки при наступлении перегрузки. Введение механизмов контроля потоков позволяет существенно улучшить поведение сети в области больших нагрузок и повысить реальную производительность сети.

2.3. Защита от перегрузок в сетях АТМ

Разработка механизмов управления ресурсами и защиты от перегрузок в сетях АТМ представляет собой сложную и многоплановую задачу.

Новые подходы и методы ее решения обусловлены следующими особенностями сетей АТМ:

- необходимостью удовлетворения требований пользователей к полосе пропускания и качеству обслуживания для очень широкого диапазона применений;
- в отличие от традиционных пакетных сетей узким местом в высокоскоростных сетях АТМ является не время передачи по каналу, а скорость обработки пакетов в узлах коммутации и время распространения сигналов.

Функционирование механизмов динамического управления ресурсами и защиты от перегрузок в ШЦСИО на технологии АТМ должно отвечать следующим основным целям:

- гарантировать всем принятым соединениям удовлетворения требований к полосе пропускания (скорости обслуживания) и качеству обслуживания;
- обеспечивать простоту функционирования и реализации;
- обеспечивать устойчивость функционирования сети и ее элементов в неординарных условиях, локализацию отказов оборудования и перегрузок;
- обеспечивать высокую эффективность использования сетевых ресурсов.

2.4. Соглашение по трафику между пользователем и сетью

2.4.1. Классы качества обслуживания

Для каждого соединения виртуальных путей (англ. Virtual Path Connection – VPC) и соединения виртуальных каналов (англ. Virtual Channel Connection – VCC) должно заключаться отдельное соглашение по трафику, которое, в сущности, является соглашением между пользователем и сетью на интерфейсе пользователь-сеть (англ. User-Network Interface – UNI) по следующим пунктам [15, 44]:

- параметры трафика, определяющие характеристики потока ячеек источника;
- качество обслуживания, предоставляемое сетью;
- правила проверки соответствия реальных параметров трафика источника заявленным;
- определение сетью соединения, представляемого для транспортирования трафика.

Качество обслуживания существенно зависит от выполнения сетью своих обязательств по доставке ячеек, которые приняты при установлении соглашения по трафику. Качество обслуживания должно оцениваться на приемном конце, т. е. с точки зрения пользователя, как отношение числа ячеек, являющихся конформными, к общему числу отправленных источником ячеек. При этом под конформными ячейками принято понимать ячейки АТМ, которые удовлетворяют принятым соглашениям по трафику. Для упрощения процесса запроса со стороны абонентов качества обслуживания установлены классы качества обслуживания.

Классы качества обслуживания принято определять для каждого соединения виртуальных путей или соединения виртуальных каналов согласно Рек. I.350 СС МСЭ с помощью следующих параметров [15]:

- вероятности (коэффициента) потери ячеек при нулевом значении поля приоритета потери ячеек ($CLP=0$);
- вероятности (коэффициента) потери ячеек при значении поля приоритета потери ячеек равном единице ($CLP=1$);
- среднего времени задержки ячеек для общего потока ячеек ($CLP=0+1$);
- разброса времени задержки для общего потока ячеек ($CLP=0+1$).

Термин “Общий поток (CLP=0+1)” относится ко всем ячейкам в виртуальном соединении.

Форумом ATM в настоящее время определены следующие классы качества обслуживания:

- 1-й класс качества обслуживания, обеспечивающий выполнение требований служб класса А. Этот класс качества обслуживания должен обеспечивать характеристики, сравнимые с характеристиками, которые обеспечиваются в настоящее время при аренде цифровых каналов и трактов;

- 2-й класс качества обслуживания, обеспечивающий выполнение служб класса В. Этот класс качества обслуживания предназначен для мультимедийных приложений при транспортировании видео и аудио информации с изменяющейся скоростью передачи;

- 3-й класс качества обслуживания, обеспечивающий выполнение требований к качеству обслуживания служб класса С. Этот класс качества обслуживания предназначен для службы передачи данных, ориентированных на соединение (например, Frame Relay);

- 4-й класс качества обслуживания, обеспечивающий выполнение требований к качеству обслуживания служб класса D. Этот класс предназначен для служб передачи данных без установления соединения (например, IP или SMDS).

На рис. 2.4 показаны значения параметров качества обслуживания, а именно коэффициента потерь ячеек при CLP=0 и разброса времени задержки, для четырех классов обслуживания. Необходимо отметить, что сетевой оператор имеет право обеспечивать одинаковое качество обслуживания для всех или какой-нибудь группы классов качества обслуживания, так как выполнение сетью требования 1-го класса качества обслуживания означает выполнение требования для всех других классов.

Для соединений, в которых не требуется высокое качество обслуживания, класс качества обслуживания может не задаваться. Для таких соединений, которые можно назвать “на грани риска” (At Risk), сеть предоставляет оставшиеся сетевые ресурсы от тех соединений, которые задавали параметры трафика. Следует отметить, что это позволяет операторам сети повысить эффективность использования сетевых ресурсов, а потребителям, которым в силу ряда причин не нужно очень высокое качество обслуживания, сеть как бы предоставляет возможность сделать “лучшую попытку” (Best Effort), т. е. рискнуть.

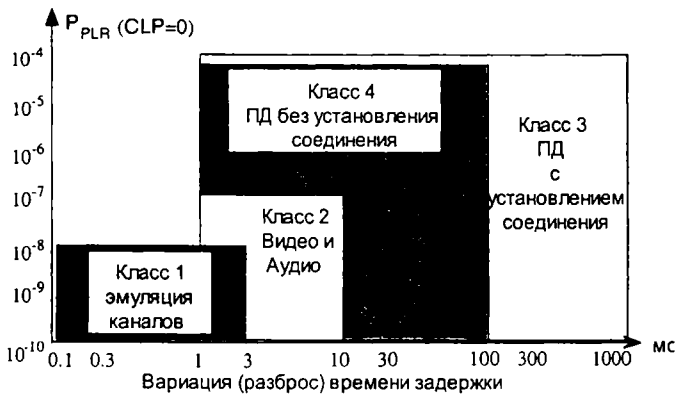


Рис. 2.4. Границы требований классов служб к качеству

Важной особенностью услуги “лучшая попытка” является то, что пользователь должен быть готов к тому, что выделяемые ему сетевые ресурсы могут изменяться в очень больших пределах как от сеанса к сеансу, так и во время сеанса.

Услугу этого типа принято называть незаданной или неспецифицированной скоростью передачи (UBR – Unspecified Bit Rate), хотя с полным основанием ее можно называть, встав на точку зрения пользователя, и как неопределенная или негарантированная скорость передачи.

Услуга, предоставляемая сетью с контролем потока ячеек пользователя и с адаптацией к складывающейся обстановке, Форумом ATM названа как доступная скорость передачи (ABR – Available Bit Rate), предоставляемая сетью пользователю.

Анализ услуг UBR и ABR будет продолжен в гл. 3 с позиций основных категорий обслуживания.

2.4.2. Описание трафика

Под описанием или дескриптором трафика принято понимать перечень параметров, охватывающих основные его характеристики. Параметры трафика должны иметь физическую сущность и быть измеряемыми.

К основным параметрам трафика ячеек отнесены:

- пиковая скорость (PCR – Peak Cell Rate), измеряемая количеством ячеек, генерируемых источником, за единицу времени (секунду);

- поддерживаемая скорость (SCR – Sustainabl Cell Rate), которая всегда меньше или равна пиковой скорости;
- допустимый разброс значений времени задержки в секундах;
- максимальный размер (длина) пачки в ячейках (MBS – Maximum Burst Size).

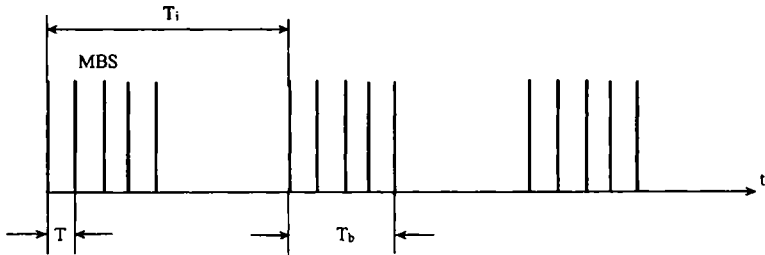
При этом Форумом АТМ пиковая скорость, как параметр трафика, рассматривается совместно с допустимым разбросом времени задержки ячеек, а поддерживаемая скорость – с максимальным размером пачки.

Рассмотрим эти понятия несколько более подробно, так как они являются ключевыми при установлении соглашения по трафику между пользователем и сетью (рис. 2.5):

1. Пиковая скорость источника (PCR)

$$PCR = V_{max} = B_p = 1/T, \text{ яч/с,}$$

где T – интервал между смежными ячейками.



PCR – пиковая скорость передачи ячеек;

$$PCR = V_{max} = B_p = 1/T;$$

SCR – поддерживаемая скорость передачи ячеек;

$$SCR = MBS/T_i;$$

MBS – максимальный размер пачки в ячейках;

$$T_b = (MBS-1)T.$$

T_b – максимальная длительность пачки;

T_i – минимальный интервал между пачками;

Рис. 2.5. Параметры, характеризующие основные свойства трафика

2. Допустимое значение разброса времени задержки $\tau^{(H)}$.

Этот параметр трафика обычно не может быть определен пользователем, но может быть измерен в сети, в том числе и как количество ячеек, которое может быть направлено получателем источника за время $\tau^{(H)}$ на скорости линии доступа (источника)

$$\tau^{(H)}/T + 1.$$

3. Максимальный размер пачки, который принято измерять количеством ячеек, генерируемых источником на пиковой скорости MBS.

Максимальная длительность пачки может быть определена следующим образом

$$T_b = (MBS - 1)T.$$

4. Поддерживаемая скорость (SCR), которая является по существу скоростью передачи пачки максимального размера, которую генерирует источник трафика типа “вкл.–выкл.” за время интервала T_i между пачками

$$SCR = MBS/T_i,$$

где T_i – минимальный интервал между пачками.

Необходимо отметить, что данные определения и соотношения очень полезны в понимании трафика, но далеко не все они принимают участие в соглашении по трафику.

Так СС МСЭ в Рек. I.371 определена только пиковая скорость источника. Форум ATM добавил также к определению поддерживаемую скорость и максимальный размер пачки, что позволяет более точно производить расчет числа мультиплексируемых источников при заданном уровне потери ячеек.

Соотношения, приведенные в тексте и на рис. 2.5, не дают рецепта для точного измерения реальных параметров трафика. В сетях ATM параметры трафика рекомендуется измерять с помощью алгоритма, который в обиходе получил очень меткое название “дырявого ведра” (Leaky Bucket) [15].

2.5. Основные требования к качеству обслуживания и особенности измерения транспортной среды ATM

2.5.1. Семантическая прозрачность

Под семантической прозрачностью принято понимать способность сети обеспечивать доставку информации от источника до адресата с приемлемым для данной службы уровнем ошибок [15].

Типы ошибок и их количество во многом определяются способом передачи информации и физической природой канала.

Ни одна система передачи не является идеальной. В реальных каналах действуют искажения сигналов, замирания, шумы, различные помехи, которые в дискретном канале проявляются в виде ошибок, определяющих верность приема информации.

Одним из наиболее часто используемых показателей, которым принято характеризовать качество цифровых систем передачи, является коэффициент двоичных ошибок (BER – Bit Error Rate), который представляет собой отношение между ошибочно принятыми битами к общему количеству переданных бит. При передаче за достаточно большой (репрезентативный) интервал времени коэффициент двоичных ошибок сходится к вероятности ошибочно приема двоичного символа (вероятности ошибки на бит)

$$P_{BER} = \lim_{N_{\Sigma} \rightarrow \infty} \frac{N_{BER}}{N_{\Sigma}},$$

где N_{BER} – число ошибочно принятых двоичных символов; N_{Σ} – общее число переданных бит.

В сетях, ориентированных на пакетную передачу биты формируются в пакеты. Поэтому в качестве показателя, характеризующего качество передачи пакетов, принято использовать вероятность приема пакета с ошибками или вероятность искажения пакета (PER – Packet Error Rate)

$$P_{PER} = \lim_{N_{\Sigma \text{ ПАК}} \rightarrow \infty} \frac{N_{PER}}{N_{\Sigma \text{ ПАК}}},$$

где N_{PER} – число пакетов, принятых с ошибками; $N_{\Sigma \text{ ПАК}}$ – общее число переданных пакетов.

Ошибки в общем случае могут привести к разным последствиям. В некоторых случаях пакеты могут потеряться, а в других случаях поступать не по назначению.

Потеря пакетов может происходить из-за ошибок при маршрутизации или вследствие перегрузок. Вероятность потери пакета (PLR – Packet Loss Rate) есть отношение количества утраченных пакетов к общему количеству переданных за достаточно большой промежуток времени

$$P_{PLR} = \lim_{N_{\Sigma \text{ ПАК}} \rightarrow \infty} \frac{N_{PLR}}{N_{\Sigma \text{ ПАК}}},$$

где N_{PLR} – число потерянных пакетов; $N_{\Sigma \text{ ПАК}}$ – общее число переданных пакетов.

Иногда пакеты могут поступать адресату, которому они не предназначены. Будем называть такие случаи доставкой пакета не по адресу (вставкой пакета). Вероятность доставки пакета не по адресу (PIR – Packet Insertion Rate) есть количество пакетов, доставленных не по адресу, за достаточно большой интервал времени наблюдения

$$P_{PIR} = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{N_{PIR}}{N_{\Sigma ПАК}}$$

где N_{PIR} – число пакетов, доставленных не по адресу; $N_{\Sigma ПАК}$ – число пакетов, принятых за интервал t .

Природа этих ошибок во многом определяется техническими устройствами, в которых они возникают.

Ошибки, зависящие от систем передачи, определяются в основном, физической средой (коаксиальная линия, волоконно-оптическая линия и взаимосвязанные с ними системы передачи) и рядом других факторов (видом кодирования, скремблирования и т.д.).

2.5.2. Временная прозрачность сети

Под временной прозрачностью сети принято понимать ее свойство обеспечивать значение времени задержки и джиттера задержки, при которых обеспечивается требуемое качество обслуживания.

Временную прозрачность принято оценивать двумя показателями: временем задержки и джиттером задержки.

Время задержки (рис. 2.6) определяется разницей во времени между началом передачи пакета источником (t_0) и окончанием приема этого же пакета получателем (t_1).

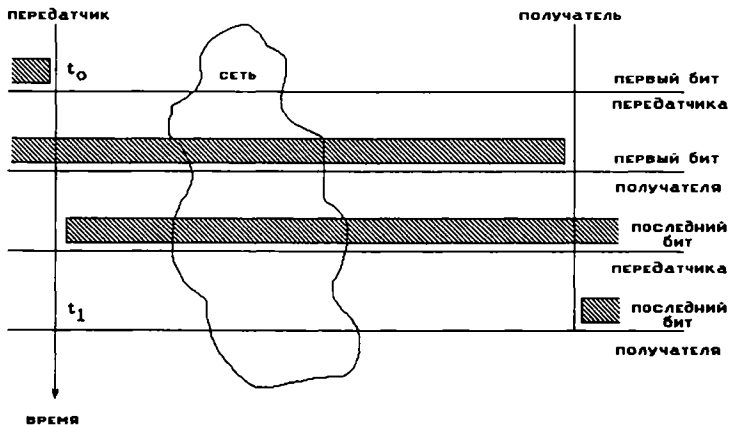


Рис. 2.6. Время задержки в сети

Задержка может быть различной для каждого пакета АТМ и представляет собой случайную величину, которая имеет функцию распределения и плотность распределения. Числовыми характеристиками этой случайной величины является среднее время задержки и дисперсия времени задержки (или среднее квадратическое отклонение времени задержки).

Значение времени доставки является очень важной сетевой характеристикой для служб, осуществляемых в реальном масштабе времени, т. е. для телефонии, видеотелефонии и организации распределенных вычислений.

В сети АТМ задержка может быть различной для каждого пакета АТМ и представляет собой случайную величину (сл.в.). Случайная величина задержки в виртуальном соединении может быть выражена следующим образом:

$$t_{DATM} = t_{PD} + \sum_{i=1}^M t_{TDi} + \sum_{j=1}^N (t_{FDj} + t_{QDj}),$$

где M – число звеньев в виртуальном соединении; N – число узлов коммутации; t_{PD} – сл.в. времени пакетизации; t_{TDi} – сл.в. времени распространения сигнала в i -м звене; t_{FDj} – сл.в. времени обслуживания пакета АТМ в j -м коммутационном устройстве при условии отсутствия очереди; t_{QDj} – сл.в. времени ожидания в очереди пакета АТМ в j -м коммутационном устройстве.

В сетях АТМ процессы доставки пакетов в отдельных звеньях сети и обработки в различных коммутационных устройствах можно считать независимыми, что позволяет среднее значение и дисперсию времени задержки пакета АТМ между отправителем и получателем на основании теорем о числовых характеристиках независимых случайных величин выразить следующим образом [15, 28, 29]:

$$T_{DATM} = T_{PD} + T_{\Sigma TD} + T_{\Sigma FD} + T_{\Sigma QD}$$

$$D[t_{DATM}] = D[t_{PD}] + D[t_{\Sigma TD}] + D[t_{\Sigma FD}] + D[t_{\Sigma QD}] \quad (2.1)$$

$$\text{где } T_{\Sigma TD} = \sum_{i=1}^M T_{TDi}; \quad T_{\Sigma FD} = \sum_{j=1}^N T_{FDj}; \quad T_{\Sigma QD} = \sum_{j=1}^N T_{QDj};$$

$$D[t_{\Sigma TD}] = \sum_{i=1}^M D[t_{\Sigma TD_i}]; \quad D[t_{\Sigma FD}] = \sum_{j=1}^N D[t_{\Sigma TD_j}]; \quad D[t_{\Sigma QD}] = \sum_{j=1}^N D[t_{\Sigma QD_j}].$$

Задержки при пакетизации, на распространение сигнала и при обслуживании пакета АТМ в коммутационных устройствах могут считаться для данного виртуального соединения практически постоянными, что дает нам право записать

$$D[t_{\Sigma PD}] = 0; \quad D[t_{\Sigma TD}] = 0; \quad D[t_{\Sigma FD}] = 0. \quad (2.2)$$

С учетом (2.2) выражение (2.1) для дисперсии времени задержки может быть сведено к виду

$$D[t_{DATM}] = D[t_{\Sigma QD}],$$

а для среднего квадратического отклонения времени задержки

$$\sigma[t_{DATM}] = \sigma[t_{\Sigma QD}] = \sqrt{D[t_{\Sigma QD}]},$$

т. е. джиттер задержки определяется только очередями в коммутационных устройствах АТМ.

Для устранения джиттера задержки для интерактивных служб в оконечном оборудовании предполагается осуществлять **дополнительную задержку пакетов АТМ**. Однако, если джиттер задержки некоторых пакетов АТМ будет превосходить установленную величину дополнительной задержки, то такие пакеты не успеют включиться в процесс депакетизации и будут потеряны.

Выбор значения времени дополнительной задержки пакетов интерактивных служб определяется двумя противоречивыми факторами:

- с одной стороны при большом значении времени задержки при депакетизации представляется возможным реализовать малую вероятность потери пакетов АТМ по времени в процессе депакетизации;
- с другой стороны при большом времени задержки при депакетизации тяжело реализовать в сети АТМ нормативные значения задержек пакетов АТМ.

Исследования, проведенные в [30], показывают, что вероятность потери пакетов по времени в процессе депакетизации не должна превышать

$$P_{DPLR} = P(t_{\Sigma QD} > T_{DD}) = 10^{-10}.$$

Время задержки на депакетизацию при заданном значении вероятности потери пакета может быть найдено как квантиль $T_{DD}^{(P)}$ порядка $1 - P_{DPLR}$ [15, 31, 32, 33], при котором

$$P(t_{\Sigma QD} \leq T_{DD}^{(P)}) = W(T_{DD}^{(P)}) = 1 - P_{DPLR},$$

где $W(t)$ – функция распределения суммарного времени ожидания в M коммутационных устройствах.

В этом случае временную прозрачность сети АТМ для интерактивных служб можно характеризовать временем задержки, при котором вероятность потери пакета АТМ по времени не превосходит допустимого (нормативного) значения

$$T_{DATM}^{(P)} = T_{PD} + T_{\Sigma TD} + T_{\Sigma FD} + T_{\Sigma DD}^{(P)},$$

где $T_{DD}^{(P)}$ – квантиль порядка $1 - P_{DPLR}$.

При этом должно выполняться еще одно условие

$$T_{DATM}^{(P)} \leq T_D^{(H)},$$

т. е. задержка в сети не должна превышать нормативное значение.

2.5.3. Измерения транспортной среды АТМ

Измерения сетей АТМ, проводимые операторами сетей, сводятся к измерениям [15, 27] параметров качества системы передачи и трафика. К числу основных параметров относятся:

- параметры P_{PER} , P_{PLR} , P_{PIR} ;
- задержка передачи ячеек;
- изменение задержки передачи ячеек.

В зависимости от типа трафика эти параметры будут иметь различное влияние на качественные характеристики вторичных сетей. Допустимые значения параметров (требования) для различных видов трафика приведены в табл. 2.2 [15].

Измерения описанных параметров особенно актуальны для проведения комплексных измерений АТМ/SDH. Использование комбинированной технологии мультиплексирования АТМ и технологии систем передачи SDH считается [27] наиболее эффективным решением в построении первичных сетей.

Собственно измерения параметров транспортной среды АТМ производятся на основе двух принципиальных подходов:

- пассивного мониторинга параметров транспортной среды с использованием мониторов качества АТМ;
- комплексный анализ качества транспортной среды.

При пассивном мониторинге оцениваются основные параметры транспортной среды, в том числе нагрузка и межячеечный интервал времени. Измерение нагрузки сводится к подсчету числа переданных ячеек и может проводиться по всей линии передачи или по выбранным виртуальным каналам и путям. Для оценивания

Т а б л и ц а 2.2. Допустимые значения параметров (требования) для различных видов трафика

Служба	P_{ber}	P_{plr}	P_{pir}	Задержка D, мс
Телефония	10^{-7}	10^{-3}	10^{-3}	25мс/500мс
Передача данных	10^{-7}	10^{-6}	10^{-6}	1000мс (50 мс)
Телевизионное вещание	10^{-6}	10^{-8}	10^{-8}	1000 мс
Звуковой сигнал с высокой точностью воспроизведения	10^{-5}	10^{-7}	10^{-7}	1000 мс
Дистанционное управление обработкой	10^{-5}	10^{-3}	10^{-3}	1000 мс

межячеечного интервала времени используют запоминание случайных моментов приема ячеек и дальнейшую статистическую обработку по определению характеристик и закона распределения случайной величины.

Для проведения измерений пассивного мониторинга могут использоваться встроенный в протокол АТМ общий алгоритм контроля ячеек или служебные ячейки [27], передаваемые по сети. В последнем случае служебная информация позволяет определить такие важные параметры, как задержка передачи ячеек, P_{PER} , P_{PLR} , P_{PIR} .

Наиболее часто встречающейся схемой организации измерений комплексного анализа качества транспортной среды является схема с отключением канала (включение в сеть АТМ «по шлейфу»). Эта схема определяет методику наиболее точных измерений всех параметров транспортной среды и стандартизирована рекомендацией ITU-T I.356. Принцип измерения состоит в том, что, анализатор, выступая как терминальное оборудование, генерирует ячейки и принимает их обратно из сети АТМ. Модификацией этой схемы является проведение измерений для конфигурации «точка-точка», в которой используются два анализатора АТМ. В этом случае увеличивается масштабность проведения измерений и, как следствие, – важность измеряемых параметров [27].

2.6. Постановка основных задач разработки методологической основы расчетного обоснования создания корпоративной АТМ сети

Рассмотрим эталонную конфигурацию ШЦСИО на технологии АТМ. На рис. 2.7 приведены два варианта эталонной конфигурации ШЦСИО на технологии АТМ [15, 25, 109].

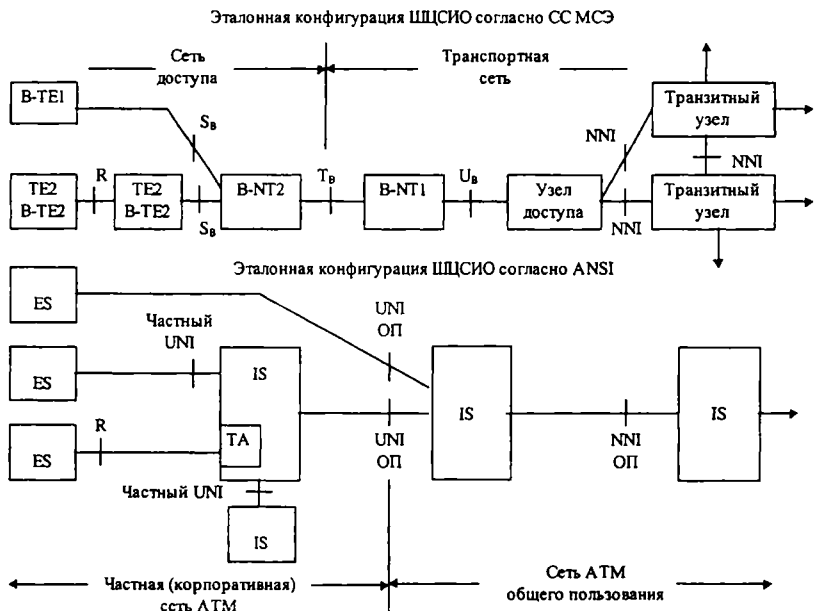


Рис. 2.7. Эталонная конфигурация ШЦСИО

На верхней части рисунка представлена эталонная конфигурация в виде функциональных групп и эталонных точек согласно Рек. СС МСЭ [15, 94]. На нижней части рисунка – согласно эталонной конфигурации, принятой Американским национальным институтом стандартизации (ANSI) [95, 96], где под оконечной системой (ES – End System) может пониматься оборудование пользователя, в том числе локальная или городская вычислительная сеть АТМ, а также ЛВС типа Ethernet, Token Ring, FDDI или учрежденческо-производственной АТС (УПАТС), а под промежуточной системой

(IS – Intermediate System) – коммутаторы доступа или транзитные коммутаторы ATM.

На рис. 2.7 показано, что сети ATM могут подразделяться на сети ATM общего пользования (ОП) (англ. Public Network – PN) и частные (корпоративные) сети (Privat Network).

В то время как широкополосное устройство сетевого окончания 1-го типа B-NT1 служит только для завершения линий передачи и выполнения соответствующих функций эксплуатации и технического обслуживания, широкополосные сетевые окончания 2-го типа B-NT2 могут быть, например, локальной или городской вычислительной сетью или устройством, выполняющим функции мультиплексирования и концентрации ячеек.

Транспортную сеть в технической литературе еще называют сетью коммутации, а сеть доступа – абонентской сетью (CN – Customer Network, CPN – Customer Premises Network, SPN – Subscriber Premises Network). Сеть доступа занимает область, через которую пользователь осуществляет доступ в сеть общего пользования. Она расположена на пользовательской стороне широкополосного устройства сетевого окончания 2-го типа B-NT1. Интерфейс между сетью доступа и транспортной сетью обычно расположен в точке T_B .

Интерфейс пользователь-сеть (UNI – User-Network Interface) может быть стыком в частной сети, которая совпадает с эталонной точкой S_B , или стыком в сети общего пользования которая совпадает с эталонными точками T_B или U_B , как это показано на рис. 2.7.

Сетевой интерфейс (NNI – Network Node Interface) определяется как стандартный стык между сетями или как стык между узлами сети. Форум ATM использует этот термин для обозначения стыка между узлами частной (корпоративной сети).

Обеспечение широкополосным устройством сетевого окончания B-NT2 некоторого количества оконечного оборудования нельзя связывать с определенной топологией. Возможны физические конфигурации типа звезда, шина, кольцо и даже их комбинации, как, например, звездная шина. Возможные топологии физической реализации доступа в ШЦСИО приведены на рис. 2.8.

Из рисунка можно сделать вывод, что стандарты допускают множество способов реализации доступа пользователей в сеть ATM. Однако СС МСЭ в Рек. I.413 [94] принято два существенных ограничения:

1. На широкополосное устройство сетевого окончания 1-го типа B-NT1 в эталонной точке S_B допускается только один интерфейс.

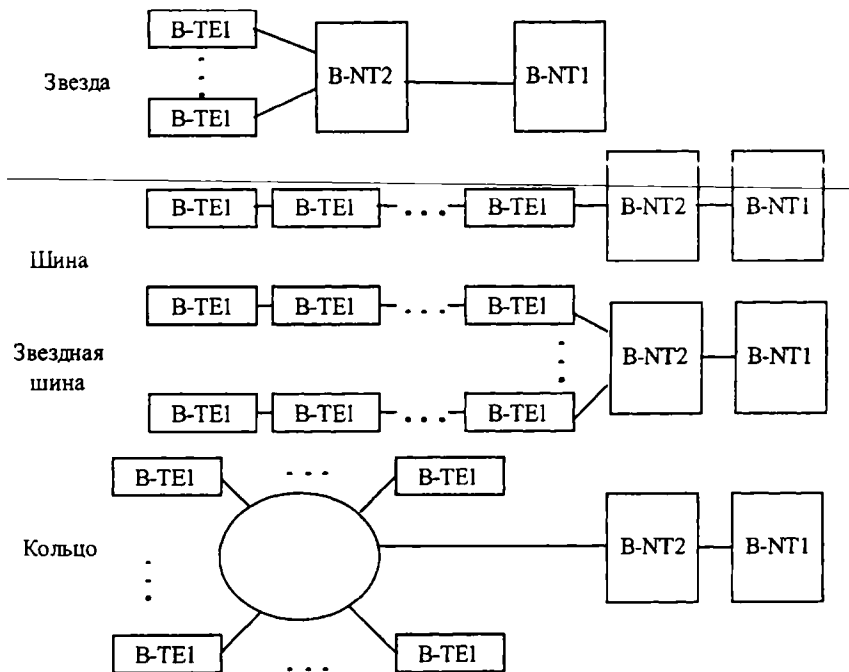


Рис. 2.8. Возможные топологии физической реализации доступа в ШЦСИО

2. На физическом уровне интерфейсы поддерживают соединения типа "точка-точка" в том смысле, что для одного источника (передатчика) имеется только один стык (приемник).

Это означает на практике, что использование конфигурации типа пассивной шины не рекомендуется.

Основными элементами ШЦСИО на технологии ATM можно считать:

- оконечные (терминальные) устройства со стандартным и с нестандартным стыком;
- широкополосные устройства сетевого окончания, обеспечивающие подключение широкополосных оконечных устройств пользователя сети ATM, а также возможность совместного использования абонентской линии несколькими стандартными широкополосными оконечными устройствами, выполняющими функции

мультиплексирования (демультиплексирования) или концентрации (деконцентрации) трафика источников;

- граничные коммутаторы или коммутаторы доступа, обеспечивающие подключение отдельных источников или групп источников информации к транспортной сети АТМ;
- транзитные коммутаторы, осуществляющие коммутацию виртуальных путей или виртуальных путей и виртуальных каналов;
- линии доступа или абонентские линии;
- цифровые тракты связи или, вернее, пути передачи между граничными коммутаторами и транзитными коммутаторами, а также между транзитными коммутаторами.

Эталонная конфигурация ШЦСИО на технологии АТМ и разбивка ее на две составные части (сеть доступа и транспортную сеть) и элементы дают возможность сформулировать целый ряд задач, которые необходимо решить для проведения расчетов основных параметров корпоративной АТМ сети и ее элементов с учетом того, что корпоративная АТМ сеть будет создаваться как выделенная сеть, использующая ресурсы первичной сети ВСС России как сети общего пользования, но создавая свои собственные сети доступа.

Однако из-за зависимости от требуемого качества уровня обслуживания и необходимых сетевых параметров, они могут быть определены только для конкретных выбранных вариантов структурно-функционального построения сети и ее элементов. Поэтому задача расчета вновь создаваемой сети, по существу, включает в себя циклическую последовательность многовариантных численных исследований с целью последовательного выбора таких вариантов, которые удовлетворяли бы основным требованиям и ограничениям и определяли бы множество квазиоптимальных решений, из которых и может быть выбран окончательный вариант. Затем, по мере детализации принимаемых решений, должны проводиться уточняющие расчеты, которые могут быть основаны на более адекватных математических моделях, но требовать намного большего расхода временных ресурсов. Проведение таких расчетов и использование таких моделей на первом этапе проектирования сети нерационально из-за большой неопределенности, содержащейся в исходных данных. Таким образом общая цель данной книги заключается в создании методологической основы повышения эффективности процессов планирования, проектирования и развития корпоративных АТМ сетей с учетом разработки и использования моделей и методов расчета структурно-сетевых параметров.

В состав моделей и методов, необходимых для проведения расчетов структурно-сетевых параметров корпоративных сетей на технологии ATM, должны входить:

- математические модели источников информационной нагрузки с постоянной и изменяющейся скоростью передачи и методы их формирования на основе экспериментальных данных;
- математическая модель входящего узлового трафика с учетом динамически меняющихся параметров;
- математическая модель мультиплексирования трафика на основе принципа статистического мультиплексирования;
- математическая модель исходящего узлового трафика;
- методики расчета необходимой пропускной способности цифровых трактов связи и производительности коммутационного оборудования при заданных вероятностно-временных характеристиках доставки информации в сетях ATM;
- пакет алгоритмов и прикладных программ для проведения автоматизированных многовариантных численных исследований.

Задача расчета необходимой пропускной способности цифровых трактов связи и производительности центров коммутации пакетов должна быть основана на решении задачи прогнозирования входящей нагрузки, поступающей в сеть, ее распределения по узлам и маршрутам при условии достижения заданных требований к обеспечению качества связи и должна решаться по критерию минимума затрат на аренду ресурсов.

При принятии системных решений по развитию корпоративной ATM сети особое значение приобретают вопросы прогнозирования нагрузки и потребности в услугах, результаты которых и являются по существу основой планов развития сети связи.

Для корпоративной ATM сети очень важной характеристикой является ее устойчивость к выходу из строя отдельных элементов, что требует наличия некоторого резерва сетевых ресурсов, что обязательно должно учитываться при выборе структуры сети и проведении расчетов ее параметров.

2.7. Основные результаты и выводы по главе 2

Широкий диапазон скоростей передачи – от нескольких сот бит/с до сотен Мбит/с, существенный статистический характер информационных потоков, большое разнообразие сетевых конфигураций – все эти факторы значительно усложняют описание тра-

фика современных телекоммуникационных сетей. Физическая природа значительных диапазонов изменения характеристик случайных процессов передачи битового трафика в значительной мере обусловлена нерегулярностью генерации информации источником. Тщательный анализ и систематизация характеристик битового трафика современных служб электросвязи позволили формализовать случайный процесс передачи битовой информации и ввести в рассмотрение новые понятия: случайный процесс передачи объема (количества) битовой информации и его двух первых производных – битовых скорости и ускорения, которые тоже являются случайными процессами.

Полный комплекс служб электросвязи не может быть предложен на начальном этапе развития корпоративной сети на принципах ШЦСИО на технологии АТМ по причине отсутствия соответствующего окончательного оборудования и недостаточного развития на начальном этапе самой инфраструктуры ШЦСИО (прежде всего сети доступа, а затем и транспортной сети).

Комплекс предоставляемых сетью услуг будет расширяться под воздействием роста потребностей пользователей параллельно с развитием структуры ШЦСИО.

Проанализированы технологические аспекты АТМ сетей, в части транспортирования информации, ее мультиплексирования, распределения и оценки сетевых ресурсов, позволяющие создавать корпоративную сеть как ведомственную вторичную сеть, входящую в ВСС РФ и определяющие объект исследования.

Установлено, что разработка механизмов управления ресурсами и защиты от перегрузок в сетях АТМ представляет собой сложную и многоплановую задачу.

Новые подходы и методы ее решения обусловлены следующими особенностями сетей АТМ:

- необходимостью удовлетворения требований пользователей к полосе пропускания и качеству обслуживания для очень широкого диапазона применений;
- в отличие от традиционных пакетных сетей узким местом в высокоскоростных сетях АТМ является не время передачи по каналу, а скорость обработки пакетов в узлах коммутации и время распространения сигналов.

Приведенная классификация групп служб по значениям показателей семантической и временной прозрачности, принципы и возможности формирования соглашения между пользователем и сетью на интерфейсе пользователь-сеть позволяют разработать

процедуры контроля и оценки эффективности транспортирования информации, распределения и использования сетевых ресурсов.

Эталонная конфигурация ШЦСИО на технологии ATM и декомпозиция ее на две составные части (сеть доступа и транспортную сеть) и элементы дают возможность сформулировать целый ряд задач, которые необходимо решить для проведения расчетов структурно-сетевых параметров корпоративной ATM сети и ее элементов с учетом того, что данная сеть будет создаваться как выделенная сеть, использующая ресурсы первичной сети ВСС России как сети общего пользования, но создавая свои собственные сети доступа. Механизмы измерения характеристик трафика в процессе транспортирования информации позволяют оценивать состояние узлового оборудования ATM сети, ее ресурсов и эффективно решать практические задачи организации сетей доступа.

Теория и практика проектирования и планирования корпоративных телекоммуникационных сетей остро нуждается в развитии научных основ, состоящих из приведенного перечня моделей и методов для проведения численных исследований и расчетного обоснования структурно-сетевых параметров на базе асинхронного режима доставки, являющихся предметом исследований, не ограниченных масштабами сети, легко адаптируемых для различных проектных и управленческих ситуаций, учитывающих устойчивую тенденцию развития сетей на интеграцию, предназначенных для решения с системных позиций широкого класса прикладных структурно-сетевых задач расчета сетевых фрагментов.

ДИСКРЕТНЫЕ СТОХАСТИЧЕСКИЕ МОДЕЛИ БИТОВОГО ТРАФИКА СЛУЖБ ШЦСИО

3.1. Классификация видов трафика ШЦСИО

Анализ табл. 2.1 предыдущей главы позволяет выделить два основных класса трафика, покрывающих широкий спектр применений. В соответствии с принятыми в рекомендациях МСЭ-Т по ШЦСИО разделением служб на две категории в зависимости от скорости передачи – постоянной (ПСП) и изменяющейся (ИСП) определим две категории трафика – трафик первого класса (трафик с ПСП) и трафик второго класса (трафик с ИСП) [9].

Трафик первого класса (ТПСП) характеризуется тем, что на всей продолжительности сеанса связи оконечные устройства работают с постоянной скоростью $b^{(k)} = B_{\max}^{(k)}$ передавая определенное число пакетов в единицу времени. Типичными примерами применений, где имеет место трафик типа ТПСП, являются службы факсимиле, передачи речи и файлов, использующие средства как узкополосных, так и широкополосных ЦСИО. При этом системы передачи речи и неподвижных изображений генерируют трафик типа ТПСП-1, отличительными свойствами которого являются чувствительность к задержке и джиттеру задержки и относительно низкие требования к верности. Источники, генерирующие ТПСП-1, не могут быть управляемы со стороны сети (речь идет об управлении скоростью ввода информации в сеть).

Трафик файлов можно рассматривать как трафик ТПСП-2. Он характеризуется слабой чувствительностью к задержке и джиттеру задержки, но при его передаче предъявляются весьма высокие требования к верности. Источники, генерирующие ТПСП-2, относятся к классу управляемых со стороны сети, что необходимо учитывать при построении системы борьбы с перегрузками [9, 43].

Трафик второго класса (ТИСП) охватывает существенно большее число применений (см. табл. 1.4, 2.1). Можно выделить две разновидности ТИСП. Трафик типа ТИСП-1 имеет место в таких службах, как видеотелефония и службы доступа к базам

видеоданных (обучение, развлечения, широкополосный видеотекст), которые можно классифицировать как информационно-поисковые видеосистемы. Для ТИСП-1 характерна относительно небольшая величина параметра пачечности $\left(\frac{B_{\max}^{(k)}}{B_{cp}^{(k)}} \leq 50 \right)$. Источники,

генерирующие ТИСП-1, чувствительны к задержке и джиттеру и мало чувствительны к ошибкам. Эти источники не могут быть управляемы со стороны сети.

Вторая разновидность – ТИСП-2. Обычно имеет место в информационно-поисковых системах документов и диалоговых систем передачи данных. Трафик этого типа характеризуется весьма большими отношениями максимальной скорости к средней $\left(\frac{B_{\max}^{(k)}}{B_{cp}^{(k)}} > 100 \right)$ [9] и значительной вариацией длительности времени

пика битовой скорости передачи по отношению к длительности сеанса связи. Источники, генерирующие этот вид трафика, мало чувствительны к задержке и джиттеру задержки и предъявляют высокие требования к верности передачи. По-видимому, как и в случае трафика ТПСП-2, источники трафика ТИСП-2 относятся к классу управляемых со стороны сети и это необходимо учитывать при построении системы борьбы с перегрузками.

К настоящему времени, формально [186, 187], стандартизованы следующие основные категории обслуживания АТМ.

Категория постоянной скорости передачи (Constant Bit Rate – CBR) представляет собой эмуляцию соединения. В этом случае сеть АТМ должна переносить непрерывный поток бит (например, 64 кбит/с). В этом случае подразумевается малая задержка и малое изменение задержки. Характеристики CBR:

- постоянная скорость передачи;
- постоянный поток данных с жесткими требованиями к задержке и изменению задержки.

Категория переменной скорости передачи реального времени (Real-Time Variable Bit Rate – rt-VBR) определяет довольно жесткие требования к задержке, но относительно низкие требования к потере ячеек. Данная категория применима к типам трафика, чувствительным к задержке, но допускающим переменную скорость передачи. Характеристики rt-VBR:

- переменная скорость передачи реального времени;
- переменная полоса пропускания с жесткими требованиями к задержке и изменению задержки.

Категория переменной скорости передачи нереального времени (Non-Real-Time Variable Bit Rate – nrt-VBR) является дополнением категории rt-VBR. В этом случае значение задержки не является определяющим, но потери ячеек должны быть крайне малы. Примером такого типа трафика является электронная почта. Характеристики nrt-VBR:

- переменная скорость передачи нереального времени;
- переменная полоса пропускания с жесткими требованиями к потере ячеек.

Категорию неспецифицированной скорости передачи (Unspecified Bit Rate – UBR, см. разд. 2.4.1) можно охарактеризовать как «отправляй и молись» [186], так как UBR не предоставляет никаких гарантий. Характеристики UBR:

- неспецифицированная скорость передачи;
- гарантии не предоставляются (предоставляется лучшее из доступного).

Категория доступной скорости (Available Bit Rate – ABR, см. разд. 2.4.1) использует управление потоком. Основной целью этой категории обслуживания является малая вероятность потери ячеек в сети. Характеристики ABR:

- доступная скорость передачи;
- управление потоком с жесткими требованиями к потере ячеек.

При расчетах необходимой пропускной способности цифровых трактов связи и производительности центров (узлов) быстрой коммутации пакетов необходимо оценить вероятности значений скорости передачи информации абонентов k -й службы как с ИСП так и с ПСП.

3.2. Модели трафика для краткого сеанса связи

Скорость передачи информации, доступная пользователю конкретной k -й службы широкополосной цифровой сети интегрального обслуживания, одно из ключевых понятий в широкополосной ЦСИО [15, 23, 26]. Процесс изменения скорости передачи k -й службы является случайным и, следовательно, представляет собой совокупность функций времени и имеет вероятностное описание [23, 56]. Соответствующими вероятностными характеристиками могут быть безусловные и совместные плотности распределения вероятностей всех случайных величин, являющихся точечными функциями процесса для фиксированных моментов

времени. Полная совокупность функций времени, например, битовой скорости передачи информации k -й службы представляет собой ансамбль, где любая компонента $b^{(k)}$ ансамбля есть выборочная функция случайного процесса $b^{(k)}(t)$, отнесенная к конкретной сессии, сеансу. Значения ее реализации в некоторые моменты времени t_i определяют случайную величину $B_i^{(k)}$.

На рис. 3.1 приведен график изменения битовой скорости передачи информации $b^{(k)}(t)$, бит/с k -й службы за краткий сеанс для достаточно общего случая трафика с ИСП. Справедливы соотношения для вероятности [16, 23]

$$P(b^{(k)} = B_{\max}^{(k)}) = P(b^{(k)} T_p^{(k)} = B_{\max}^{(k)} T_p^{(k)}) = P(v^{(k)} = V_{\max}^{(k)}), \quad (3.1)$$

где случайная величина $v^{(k)}$ есть объем (количество) переданной за время $T_p^{(k)}$ информации, $V_{\max}^{(k)}$ есть максимальное значение $v^{(k)}$.

Отметим, что $b^{(k)}(t) = \frac{dv^{(k)}(t)}{dt}$.

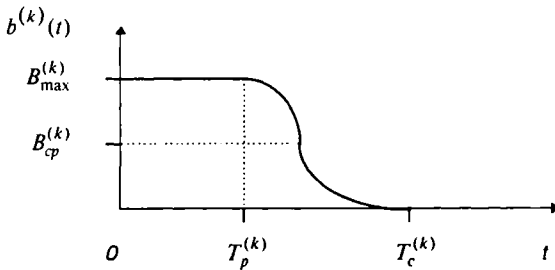


Рис. 3.1. График изменения битовой скорости передачи информации

$b^{(k)}(t) = \frac{dv^{(k)}(t)}{dt}$ бит/с, k -й службы за краткий сеанс для достаточно общего случая трафика с ИСП

Используя понятие геометрической вероятности [16, 18, 19, 23, 25] из рис. 3.2 можно записать

$$P(v^{(k)} = V_{\max}^{(k)}) = \frac{mes_1}{mes_1 + mes_2}, \quad (3.2)$$

где mes_1 – площадь прямоугольника $0ABC_0$ со сторонами равными $B_{\max}^{(k)}$ и $T_p^{(k)}$; mes_2 – площадь фигуры C_0BC . Тогда

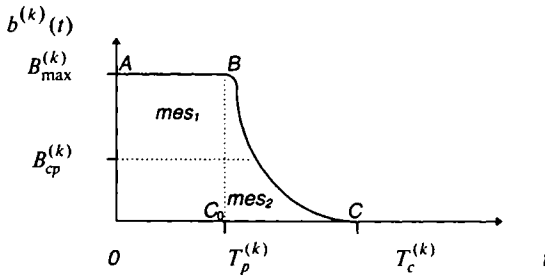


Рис.3.2. Пояснения к геометрическому понятию вероятности для краткого сеанса связи

$$mes_1 = B_{\max}^{(k)} T_p^{(k)},$$

$$mes_2 = \int_{T_p^{(k)}}^{T_c^{(k)}} b^{(k)}(t) dt = B^{(k)}(\xi) (T_c^{(k)} - T_p^{(k)})$$

по интегральной теореме о среднем [20]. Из последнего соотношения следует, что, определив численно mes_2 , можно получить значение $B^{(k)}(\xi)$ и наоборот. В этой связи можно записать, что

$$mes_1 + mes_2 = \int_0^{T_c^{(k)}} b^{(k)}(t) dt = B_{cp}^{(k)} T_c^{(k)}. \quad (3.3)$$

С учетом двух предыдущих равенств

$$mes_2 = B_{cp}^{(k)} T_c^{(k)} - B_{\max}^{(k)} T_p^{(k)}, \text{ а}$$

$$B^{(k)}(\xi) = \frac{B_{cp}^{(k)} T_c^{(k)} - B_{\max}^{(k)} T_p^{(k)}}{T_c^{(k)} - T_p^{(k)}}.$$

Для трафика с ИСП $mes_2 > 0$, тогда и $B^{(k)}(\xi) > 0$, что означает $B_{cp}^{(k)} T_c^{(k)} > B_{\max}^{(k)} T_p^{(k)}$. Откуда следует

$$k_n^{(k)} \frac{T_p^{(k)}}{T_c^{(k)}} < 1. \quad (3.4)$$

Для трафика с ПСП $mes_2 = 0$, тогда и $B_{cp}^{(k)} T_c^{(k)} = B_{\max}^{(k)} T_p^{(k)}$, отсюда

$$k_n^{(k)} \frac{T_p^{(k)}}{T_c^{(k)}} = 1,$$

что соответствует упомянутому выше свойству данного трафика [16, 23].

С использованием соотношений (3.1)–(3.3) получаем

$$p^{(k)} = P(b^{(k)} = B_{\max}^{(k)}) = \frac{B_{\max}^{(k)} T_p^{(k)}}{B_{cp}^{(k)} T_c^{(k)}} = k_n^{(k)} \frac{T_p^{(k)}}{T_c^{(k)}}, \quad (3.5)$$

$$a \quad P(b^{(k)} < B_{\max}^{(k)}) = 1 - p^{(k)} = q^{(k)}. \quad (3.6)$$

Неравенство (3.4) гарантирует нам, что $p^{(k)} < 1$.

Для трафика с ПСП [13, 17] можно записать, что в общем случае плотность распределения вероятностей есть

$$f(b^{(k)}) = \delta(b^{(k)} - B_{\max}^{(k)}),$$

где δ – функция Дирака.

Представляет интерес для трафика с ИСП оценить разброс значений $b^{(k)}$ за сессию, то есть проанализировать значение дисперсии $D[b^{(k)}]$ и вид плотности распределения вероятностей $f(b^{(k)})$, доставляющей supremum $D[b^{(k)}]$. Эту проблему решает [23, 25, 43] доказанная в приложении 1.

Лемма 1. Supremum $D[b^{(k)}]$ за сеанс связи достигается на плотности распределения вероятностей вида:

$$f(b^{(k)}) = p^{(k)} \delta(b^{(k)} - b_1) + q^{(k)} \delta(b^{(k)} - b_2),$$

где $b_1 = B_{\max}^{(k)}$, $b_2 = B_{\min}^{(k)} \geq 0$, что соответствует дискретному типу функции распределения вероятностей случайной величины $b^{(k)}$ (типа «вкл.-выкл.» при $B_{\min}^{(k)} = 0$).

Применим полученные результаты для анализа зависимостей между параметрами трафика широкополосных ЦСИО с ИСП. Опустив промежуточные выкладки по [22, 23, 26], для дисперсии и математического ожидания $b^{(k)}$ за сессию можно записать следующую соответствующую цепочку равенств

$$D[b^{(k)}] = \int_{-\infty}^{+\infty} (b^{(k)})^2 f(b^{(k)}) db^{(k)} -$$

$$\left(\int_{-\infty}^{+\infty} b^{(k)} f(b^{(k)}) db^{(k)} \right)^2 = p^{(k)} (1 - p^{(k)}) (B_{\max}^{(k)} - B_{\min}^{(k)})^2,$$

$$E[b^{(k)}] = \int_{-\infty}^{+\infty} b^{(k)} f(b^{(k)}) db^{(k)} = p^{(k)} B_{\max}^{(k)} + (1 - p^{(k)}) B_{\min}^{(k)}.$$

Так как

$$E[b^{(k)}] = B_{cp}^{(k)},$$

то из последней приведенной цепочки равенств следует, что

$$p^{(k)} = \frac{B_{cp}^{(k)} - B_{min}^{(k)}}{B_{max}^{(k)} - B_{min}^{(k)}}. \quad (3.7)$$

При $B_{min}^{(k)} = 0$

$$p^{(k)} = \frac{1}{k_n^{(k)}}, \quad (3.8)$$

что значительно упрощает расчет характеристик трафика широкополосных ЦСИО. Отметим, что доказанное соотношение (3.8), как эвристическое предположение было упомянуто в [9, 17]. Следствие из леммы 1 (в приложении П1) определяет максимум $D[b^{(k)}]$

$$\text{при } p^{(k)} = q^{(k)} = \frac{1}{2}.$$

Приравниваем соотношений (3.5), (3.7) можно определить значение временного отрезка, который будем называть особым, когда битовая скорость передачи информации имеет пиковое значение и имеет место supremum $D[b^{(k)}]$

$$T_{ps}^{(k)} = \frac{T_c^{(k)} (B_{cp}^{(k)} - B_{min}^{(k)})}{k_n^{(k)} (B_{max}^{(k)} - B_{min}^{(k)})}. \quad (3.9)$$

При $B_{min}^{(k)} = 0$

$$T_{ps}^{(k)} = \frac{T_c^{(k)}}{(k_n^{(k)})^2}.$$

Предлагается с помощью соотношения (3.9) оценивать сверху следующие параметры трафика, применительно к АТМ ячейкам (см. разд. 2.4.2) по следующему способу:

- максимальная длительность пачки –

$$T_b = T_{ps}^{(k)} = \frac{T_c^{(k)} (B_{cp}^{(k)} - B_{min}^{(k)})}{k_n^{(k)} (B_{max}^{(k)} - B_{min}^{(k)})},$$

- максимальный размер пачки $MBS = T_b / T + 1$.

Полученные результаты следует распространить на случай реального сеанса связи в широкополосных ЦСИО.

3.3. Модели трафика для реального сеанса связи

Реальная ситуация информационного обмена за сеанс связи характеризуется неоднократным достижением функцией $b_r^{(k)}(t)$ – битовой скоростью передачи информации k -й службы значений $B_{\max}^{(k)}$ (см. рис. 3.3). На этом рисунке временные отрезки $[t_{o_i}, t_{p_i}]$, $\forall i = 1 \div n$ соответствуют максимальному значению скорости информационного обмена k -й службы. Воспользовавшись логикой вывода формул (3.1)–(3.6) можно записать $\forall i = 1 \div n$

$$p_i^{(k)} = k_n^{(k)} \frac{t_{p_i} - t_{o_i}}{T_c^{(k)}},$$

откуда следует [26]

$$P^{(k)} = P(b_r^{(k)} = B_{\max}^{(k)}) = \sum_{i=1}^n k_n^{(k)} \frac{t_{p_i} - t_{o_i}}{T_c^{(k)}} = k_n^{(k)} \frac{T_p^{(k)}}{T_c^{(k)}},$$

где $T_p^{(k)} = \sum_{i=1}^n (t_{p_i} - t_{o_i})$.

Этот случай легко графически свести к случаю краткого сеанса связи. Перегруппировав временные полуинтервалы $(t_{o_i}, t_{p_i}]$ в начало координат, получаем (рис. 3.4) новую функцию $\tilde{b}_r^{(k)}(t)$.

Функции $b_r^{(k)}(t)$ и $\tilde{b}_r^{(k)}(t)$ интегрально-эквивалентны в смысле инвариантности битового объема переданной к моменту t информации k -й службы, имеют одинаковое интегральное среднее и определены на одном сеансе связи.

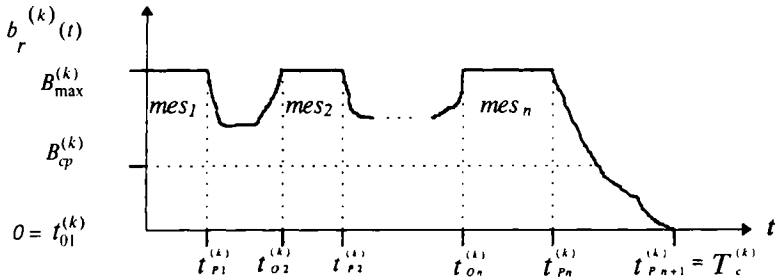


Рис. 3.3. График изменения битовой скорости передачи информации $b_r^{(k)}(t)$

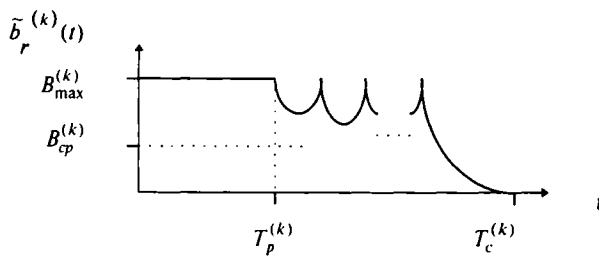


Рис. 3.4. График изменения функции $\tilde{b}_r^{(k)}(t)$

Повторяя рассуждения, примененные при выводе формул (3.4)–(3.6) делаем вывод об их справедливости для многоэкстремальной функции $b_r^{(k)}(t)$.

Вдохновившись примерами [24], рассмотрим случай многоэкстремальной функции $b_d^{(k)}(t)$ (см. рис. 3.5), но с разными значениями локальных экстремумов (полипачечность) равными $\{B_{\max_i}^{(k)}\}_{i=1}^m$. Как и в предыдущем случае получаем $\forall i = 1 \div m$

$$\tilde{p}_i^{(k)} = P(b_d^{(k)} = B_{\max_i}^{(k)}, \mu_{ii} \neq 0) = k_{n_i}^{(k)} \frac{t_{p_i} - t_{o_i}}{T_c^{(k)}},$$

где

$$k_{n_i}^{(k)} = \frac{B_{\max_i}^{(k)}}{B_{cp}^{(k)}}, \quad (3.10)$$

μ_{ii} – лебегова мера [20] i -го временного промежутка. Другими словами выражение в скобках при вероятности означает, что $b_d^{(k)} = B_{\max_i}^{(k)}$ для некоторого промежутка (а не точки) на временной оси, в данном случае при $t \in (t_{o_i}, t_{p_i}]$. При этом возможна ситуация, когда $\exists i, j : i \neq j; i, j \in I = \{1, 2, \dots, m\}$ и $B_{\max_i}^{(k)} = B_{\max_j}^{(k)}$. Тогда можно записать [23], что в данном сеансе связи для $B_{\max_{i_1}}^{(k)} = B_{\max_{i_2}}^{(k)} = \dots = B_{\max_{i_s}}^{(k)}$, $i_j \in I$, где $j = 1 \div s$

$$\tilde{p}_i^{(k)} = F(b_d^{(k)} = B_{\max_i}^{(k)}, \mu_{ii} \neq 0) = k_{n_i}^{(k)} \sum_{j=1}^s \frac{t_{p_{i_j}} - t_{o_{i_j}}}{T_c^{(k)}} = k_{n_i}^{(k)} \frac{T_{p_i}^{(k)}}{T_c^{(k)}},$$

где $T_{p_i}^{(k)} = \sum_{j=1}^s (t_{p_{i_j}} - t_{o_{i_j}})$.

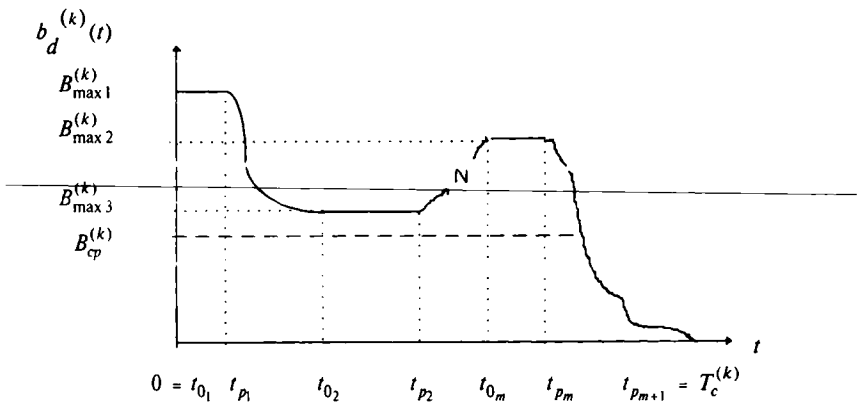


Рис. 3.5. График изменения полипачечной битовой скорости передачи информации $b_d^{(k)}(t)$ k -й службы за реальный сеанс связи

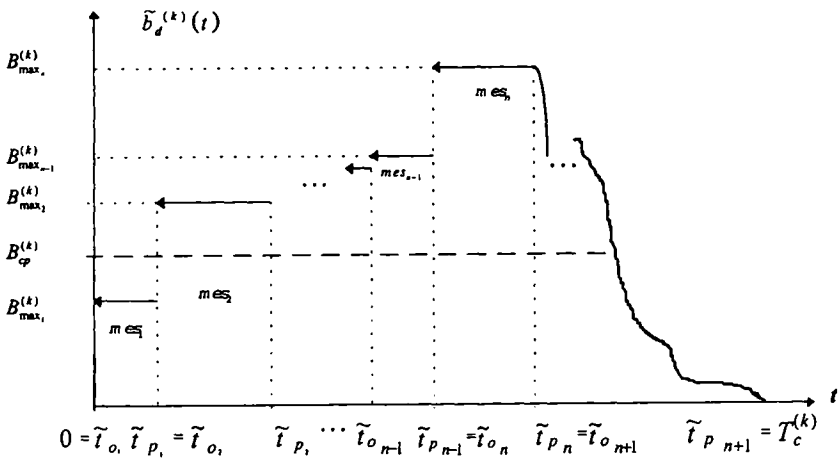


Рис. 3.6. График изменения ступенчатой функции $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$

Дальнейшие рассуждения будем проводить проводя некое графическое преобразование. Перегруппировав временные полуинтервалы $(t_{o_i}, t_{p_i}]$, $i \in I$, соответствующие локальным максимумам функции $b_d^{(k)}(t)$, в начало координат с одновременным упорядочением и, если надо перенумерацией этих значений по возрастанию, получим новую "ступенчатую" функцию $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$ (рис. 3.6).

Функции $b_d^{(k)}(t)$ и $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$ интегрально эквивалентны и есть аналогия с функцией $b^{(k)}(t)$ для краткого сеанса связи (см. рис. 3.1). У функции $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$ число локальных экстремумов $n \leq m$, где m – число локальных экстремумов функции $b_d^{(k)}(t)$, по причине возможного объединения полуинтервалов $(t_{o_i}, t_{p_i}]$ и $(t_{o_j}, t_{p_j}]$ для $B_{\max_i}^{(k)} = B_{\max_j}^{(k)}$ $i, j \in I$. Используя логику вывода формул (3.1)–(3.6) можно записать следующую цепочку равенств для $\forall i = 1 \div n$

$$\begin{aligned} p_i^{(k)} &= F(b_d^{(k)} = B_{\max_i}^{(k)}, \mu_{ii} \neq 0) = F(\tilde{b}_d^{(k)}(\tilde{t}_{p_i} - \tilde{t}_{o_i}) = B_{\max_i}^{(k)}(\tilde{t}_{p_i} - \tilde{t}_{o_i})) = \\ &= F(v^{(k)} = V_{\max_i}^{(k)}) = \frac{B_{\max_i}^{(k)} T_{p_i}^{(k)}}{B_{\text{cp}}^{(k)} T_c^{(k)}} = k_{n_i}^{(k)} \frac{T_{p_i}^{(k)}}{T_c^{(k)}} < 1, \end{aligned}$$

где $T_{p_i}^{(k)} = \tilde{t}_{p_i} - \tilde{t}_{o_i}$,

$$a \quad q^{(k)} = F(\tilde{b}_d^{(k)} \neq B_{\max_i}^{(k)}, \mu_{ii} \neq 0, \forall i = 1 \div n) = 1 - \sum_{i=1}^n p_i^{(k)}.$$

Из графика “ступенчатой” функции $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$ на рис. 3.6 следует, что ввиду попарной несовместности случайных событий $B_{\max_i}^{(k)}$ $i = 1 \div n$ и значений $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$ на отрезке $[\tilde{t}_{o_{n+1}}, \tilde{t}_{p_{n+1}}]$ плотность распределения вероятностей случайной величины $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$ на сеансе связи есть

$$f(\tilde{b}_d^{(k)}) = \sum_{j=1}^n p_j^{(k)} \delta(\tilde{b}_d^{(k)} - B_{\max_j}^{(k)}) + \psi(\tilde{b}_d^{(k)}),$$

где $\psi(\tilde{b}_d^{(k)})$ – плотность распределения вероятностей случайной величины $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$ на $\tilde{\tau} = [\tilde{t}_{o_{n+1}}, \tilde{t}_{p_{n+1}}]$. Предлагаются три способа построения $\psi(\tilde{b}_d^{(k)})$.

Способ 1.

Положим

$$\psi(\tilde{b}_d^{(k)}) = q^{(k)} \delta(\tilde{b}_d^{(k)} - B_{\max_{n+1}}^{(k)}),$$

где

$$B_{\max_{n+1}}^{(k)} = \max_{t \in \tilde{\tau}} \{ \tilde{b}_d^{(k)}(t) \}.$$

Теперь можно записать, что

$$f(\tilde{b}_d^{(k)}) = \sum_{j=1}^{n+1} p_j^{(k)} \delta(\tilde{b}_d^{(k)} - B_{\max_j}^{(k)}),$$

но тогда на практике «ступенчатая» аппроксимация $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$ на $[\tilde{t}_{o_{n+1}}, \tilde{t}_{p_{n+1}}]$ весьма вероятно окажется явно завышенной для конкретных значений битового трафика. Оставляя идею представления функции $\psi(\tilde{b}_d^{(k)})$ в виде δ -функции попытаемся уточнить «ступенчатую» аппроксимацию $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$ на $[\tilde{t}_{o_{n+1}}, \tilde{t}_{p_{n+1}}]$.

Способ 2.

Основан на следующей лемме 2.

Лемма 2. Supremum $D[\tilde{b}_d^{(k)}]$ на $[t_{o_{n+1}}, t_{p_{n+1}}]$ достигается на плотности распределения вероятностей вида:

$$\psi(\tilde{b}_d^{(k)}) = \frac{q^{(k)}}{2} (\delta(\tilde{b}_d^{(k)} - B_{\max_{n+1}}^{(k)}) + \delta(\tilde{b}_d^{(k)} - B_{\min_{n+1}}^{(k)})), \quad B_{\min_{n+1}}^{(k)} \geq 0,$$

доказательство которой с точностью до обозначений совпадает с доказательством *Леммы 1* и следствия из нее (см. Приложение П1).

Введем обозначения

$$p_{n+1}^{(k)} = p_{n+2}^{(k)} = \frac{q^{(k)}}{2}.$$

Теперь можно записать, что в течение сеанса связи supremum $D[\tilde{b}_d^{(k)}]$ достигается при плотности распределения вероятностей

$$f(\tilde{b}_d^{(k)}) = \sum_{j=1}^{n+2} p_j^{(k)} \delta(\tilde{b}_d^{(k)} - \tilde{b}_j),$$

где

$$\tilde{b}_j = B_{\max_j}^{(k)}, \quad j = 1 + n + 1,$$

$$\tilde{b}_{n+2} = B_{\min_{n+1}}^{(k)} \geq 0.$$

На практике «ступенчатая» аппроксимация $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$ на $[\tilde{t}_{o_{n+1}}, \tilde{t}_{p_{n+1}}]$ будет состоять из двух «ступенек» для $B_{\max_j}^{(k)}$ и $B_{\min_{n+1}}^{(k)} \geq 0$ «разбивающих» $[\tilde{t}_{o_{n+1}}, \tilde{t}_{p_{n+1}}]$ на два соответствующих временных полуинтервала. Данная аппроксимация более соответствует действительности.

Прежде, чем изложить способ 3, проанализируем достигнутые результаты по способу 1 и 2.

После соответствующей перенумерации и переобозначения параметров, можно записать

$$f(\tilde{b}_d^{(k)}) = \sum_{j=1}^n p_j^{(k)} \delta(\tilde{b}_d^{(k)} - B_{\max_j}^{(k)}), \quad (3.11)$$

Опустив промежуточные выкладки по [22, 23], для моментов случайной величины $\tilde{b}_d^{(k)}$ для полипачечного трафика можно записать [111]

$$E[\tilde{b}_d^{(k)}] = \sum_{i=1}^n p_i^{(k)} B_{\max_i}^{(k)},$$

$$D[\tilde{b}_d^{(k)}] = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n p_i^{(k)} p_j^{(k)} (B_{\max_i}^{(k)} - B_{\max_j}^{(k)})^2.$$

Теперь, как и в случае однопачечного трафика, используем полученные результаты для анализа существования зависимостей между параметрами полипачечного трафика широкополосных ЦСИО. Для математического ожидания битовой скорости передачи информации k -й службы имеем

$$E[\tilde{b}_d^{(k)}] = \sum_{i=1}^n p_i^{(k)} B_{\max_i}^{(k)} = B_{\text{cp}}^{(k)},$$

откуда получаем

$$\sum_{j=1}^n p_j^{(k)} k_{n_j}^{(k)} = 1 \quad (3.12)$$

– характеристическое свойство [23] полипачечного трафика (при $n = 1$ совпадает с (3.7). При этом $\sum_{j=1}^n p_j^{(k)} = 1$.

Теперь можно изложить способ 3.

Из (3.10)–(3.12) следует

$$p_n^{(k)} \frac{B_{\max_n}^{(k)}}{B_{\text{cp}}^{(k)}} = 1 - \sum_{j=1}^{n-1} p_j^{(k)} k_{n_j}^{(k)},$$

откуда $B_{\max_n}^{(k)} = \left[1 - \sum_{j=1}^{n-1} p_j^{(k)} k_{n_j}^{(k)} \right] \frac{B_{\text{cp}}^{(k)}}{p_n^{(k)}}.$

Подставляя полученное значение $B_{\max_n}^{(k)}$ в формулу (3.11) получим плотность распределения вероятностей случайной величины $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$ на сеансе связи. Из последнего соотношения следует, что $B_{\max}^{(k)} = 0$, когда выражение в квадратных скобках равно 0.

Перегруппируем обратно (если надо с перенумерацией) множество временных полуинтервалов $\{\{\tilde{t}_{o_i}, \tilde{t}_{p_i}\}\}_{i=1}^{n+1}$ в исходное (см. рис. 3.5) конечное множество временных полуинтервалов $\{\{t_{o_i}, t_{p_i}\}, i \in I\}$ вместе с «переносом» соответствующих значений «ступенчатой» функции $\tilde{b}_d^{(k)}(t)$. Теперь, для удобства дальнейших рассуждений, введем переменную времени t и с помощью ступенчатой функции Хевисайда $\Theta(t)$ для общего случая передачи битового трафика k -й службы с ИСП можно записать процесс «ступенчатой» полипачечной аппроксимации или просто полипачечной аппроксимации как [111]

$$\tilde{b}_d^{(k)}(t) = \sum_{i=1}^{n(t)} B_{\max_i}^{(k)} [\Theta(t - t_{o_i}) - \Theta(t - t_{p_i})], \quad (3.13)$$

где

$$\Theta(t) = \begin{cases} 0, & t < 0, \\ 1, & t \geq 0. \end{cases}$$

Тогда в терминологии случайных процессов академика В. С. Пугачева [35, 56] плотность распределения вероятностей соответствующего случайного процесса передачи полипачечного битового трафика можно записать как [111]

$$f(\tilde{b}_d^{(k)}(t)) = \sum_{j=1}^{n(t)} p_j^{(k)} \delta(\tilde{b}_d^{(k)}(t) - B_{\max_j}^{(k)}) [\Theta(t - t_{o_j}) - \Theta(t - t_{p_j})], \quad (3.14)$$

Формула (3.14) позволяет оперировать значениями плотности распределения вероятностей для любого момента сессии из множества возможных $\{0, T_{c_i}^{(k)}\}_{i=1}^{\infty}$.

Тем самым можно констатировать, что на основе полипачечной аппроксимации (3.13) разработан метод оценки плотности распределения вероятностей случайного процесса передачи битового пачечного трафика.

Теперь попробуем применить разработанные модели для получения количественных оценок различных параметров трафика и исследования вопросов идентификации трафика в ШЦСИО. Для этого необходимо разработать для k -й службы методы оценивания значений множества временных полуинтервалов $\{\{t_{o_i}, t_{p_i}\}, i \in I\}$ и расчета объема (количества) передаваемой битовой информации – $v^{(k)}(t)$ и ее производных – битовой скорости передачи информации $b^{(k)}(t)$ и ускорения.

3.4. Подход к идентификации и расчету динамических характеристик битового трафика служб ШЦСИО на основе метода сплайн-интерполяции

В настоящее время для описания динамических систем используется классический подход, основанный на построении адекватных динамических моделей в виде систем обыкновенных дифференциальных уравнений [60]. Построение таких моделей, как правило, невозможно без наличия значительного объема априорной информации о физических принципах и закономерностях функционирования исследуемых систем [65], что значительно затрудняет их аналитическое описание.

Для проведения дальнейших исследований трафика в ШЦСИО на технологии АТМ представляется целесообразным использовать результаты вычислительной математики в части подходов к аппроксимации функций описывающих поведение быстропротекающих процессов или другими словами функций в реальном времени. Переход на численные методы представления и преобразования функций в реальном времени стал возможным благодаря использованию новых подходов в вычислительной математике с использованием мощных сигнальных процессоров большой разрядности, поддерживающих операции с плавающей запятой, а также больших по емкости ОЗУ и ПЗУ. Все это позволяет сделать следующий шаг в развитии методов представления и преобразования функций, в том числе в реальном времени, что было затруднено из-за отсутствия необходимой элементной базы.

Напомним, что известные из теории электросвязи методы импульсно-кодовой (ИКМ) и дельта-модуляции (ДМД) [82] в большинстве случаев предназначены для обработки сигналов (функций) с определенными, часто весьма специфическими свойствами. Например, линейная дельта-сигма модуляция (ЛДСМ) применяется для обработки функций с равномерным спектром и постоянной составляющей, адаптивная ДМД (АДМ) удобна для обработки процессов, предсказание которых осуществляется с достаточной точностью [79, 80]. Обработка нестационарных функциональных зависимостей возможна также с помощью АДИКМ, обеспечивающей как адаптивное многоуровневое квантование, так и предсказание размера шага [81]. В целом распространённые методы ДМД имеют один существенный недостаток – перегрузку по крутизне. Для получения заданного качества аппроксимации приходится уменьшать шаг дискретизации, что, в свою очередь, приводит к увеличе-

нию количества обрабатываемых данных. Количественные оценки возможны только для узкого класса аппроксимируемых функций.

Практическое использование теоремы Котельникова требует решения ряда проблем, поскольку с ее помощью описывают функции, для которых она, вообще говоря, неверна. Во-первых, значения отсчетов коррелированы, на что обращал внимание еще Б. Р. Левин [83]. Во-вторых, в различные моменты времени для обеспечения заданного качества аппроксимации надо брать разное число слагаемых, в общем случае нельзя заранее указать их достаточное число (этот сюрприз преподносит неравномерность сходимости в теореме отсчетов). И наконец, в-третьих, для реально передаваемых сигналов спектральная плотность не является финитной. Различные приемы ее аппроксимации функцией с компактным носителем производят к искусственному введению ширины спектра и вся дальнейшая конструкция оказывается некорректной.

3.4.1. Сплайн-интерполяция битового трафика

В основу анализа положим фундаментальные результаты конструктивной теории функций, относящиеся к сплайн-интерполяции. Наиболее полными, ставшими классическими по данной теме, являются монографии [84–88].

Теоретически разработаны конструкции тригонометрических сплайнов для периодических и полиномиальных для непериодических функций. Недостаток использования первых легко устраняется [89] при удлинении отрезка интерполяции $[T_1^{(k)}, T_2^{(k)}]$ на отрезок времени $[T_2^{(k)}, T_3^{(k)}]$ в предположении, что кроме значений $v^{(k)}(t)$ в узлах интерполяции $t \in [T_1^{(k)}, T_3^{(k)}]$ имеется граничное условие $v^{(k)}(T_1^{(k)}) = v^{(k)}(T_3^{(k)})$. Тригонометрическая интерполяционная формула применяется не на отрезке $[T_1^{(k)}, T_3^{(k)}]$, где она фактически была получена, а только на отрезке времени $[T_1^{(k)}, T_2^{(k)}]$. Далее процедура повторяется на следующем промежутке.

Рассмотрим динамическую систему: $v^{(k)}(t)$ – количество (объем) битовой информации (битового трафика) k -й службы передаваемой в течение сессии от некоторого источника (абонента) ШЦСИО. Выбор сплайнов того или иного типа связан с анализом свойств динамической функции количества переда-

ваемой битовой информации $v^{(k)}(t)$. При $v^{(k)}(t) \in C^n [t_0^{(k)}, T_c^{(k)}]$, т. е. для n раз непрерывно дифференцируемых траекторий на сеансе связи, можно строить сплайны степени не выше n , а для $v^{(k)}(t) \in C^\infty [t_0^{(k)}, T_c^{(k)}]$ и тригонометрические сплайны. Выбор базисных функций позволяет существенно улучшить качество аппроксимации и сократить объем обрабатываемой информации.

Например, для $v^{(k)}(t) = It^3 + 9$, (где I – единичный коэффициент имеющий размерность обратную размерности времени) при разложении по Котельникову или в ряд Фурье требуется указать бесконечное число коэффициентов разложения, а при использовании полиномиального базиса достаточно указать набор коэффициентов $(9, 0, 0, 1)$ полинома. Очевиден выигрыш как в объеме обрабатываемой информации, так и в точности аппроксимации.

Достоинством сплайн-подхода к задаче аппроксимации является и то, что соответствующие расчетные формулы гарантируют ~~неулучшаемое~~ качество аппроксимации в пространстве $L_2 [t_0^{(k)}, T_c^{(k)}]$ для фиксированных n и набора узлов $t_i \in [t_0^{(k)}, T_c^{(k)}], i = 1, 2, \dots, n$. В этом смысле разложение в ряд по другому ортогональному базису (Лагерра, Чебышева, Эрмита и т. д.) дает большую ошибку аппроксимации (в смысле нормы в $L_2 [t_0^{(k)}, T_c^{(k)}]$ [89]). Будем рассматривать далее класс локальных сплайнов [91].

Для построения локального сплайна в общем случае необходимо измерить значения функции $v^{(k)}(t)$ в некоторые моменты $t_i, i = 0, 1, 2, \dots$ называемые узлами интерполяции и построить известным методом по значениям $v^{(k)}(t_i)$ для каждой точки t_i интерполяционный полином $P_n(t_i)$, а затем собственно сплайн [91]. Не останавливаясь на известных деталях [85–87, 91], обратим внимание на необходимость тщательной проработки вопроса граничных значений и гладкости интерполянтов.

В качестве примера, приведем общую формулу [84, 91] кусочно-полиномиального сплайна $\tilde{v}^{(k)}(t) = \tilde{v}^{(k)}(t, s)$, имеющего непрерывные производные степени s . Пусть заданы узлы t_i и значения функции $v^{(k)}(t_i) = v_i^{(k)}$ в них. Зададим натуральное значение s , фиксируем натуральное $j, 0 \leq j \leq s - 1$. Каждой точке t_i сопоставим интерполяционный полином $P_s(t, v_i^{(k)})$, построенный по

значениям $v^{(k)}(t_{t-j}), v^{(k)}(t_{t-j+1}), \dots, v^{(k)}(t_{t-j+s})$ в узлах $t_{t-j}, t_{t-j+1}, \dots, t_{t-j+s}$.

Положим

$$\tilde{v}^{(k)}(t, s) = Q_{2s+1}(t, k), t \in [t_k, t_{k+1}], k = 0, \pm 1, \dots,$$

где $Q_{2s+1}(t, k)$ – полином степени не выше $2s+1$, определяемый равенствами:

$$\left. \frac{d^m Q_{2s+1}(t, k)}{dt^m} \right|_{t=t_k} = \left. \frac{d^m P_s(t, v_{t_k}^{(k)})}{dt^m} \right|_{t=t_k}, m = 1, 2, \dots, s,$$

$$\left. \frac{d^m Q_{2s+1}(t, k)}{dt^m} \right|_{t=t_{k+1}} = \left. \frac{d^m P_s(t, v_{t_{k+1}}^{(k)})}{dt^m} \right|_{t=t_{k+1}}, m = 1, 2, \dots, s.$$

Можно записать $Q_{2s+1}(t, k)$ в виде

$$Q_{2s+1}(t, k) = P_s(t, v_{t_k}^{(k)}) + R_{2s+1}(t, k)$$

обозначив через $R_{2s+1}(t, k)$ поправку к классическому интерполяционному полиному $P_s(t, v_{t_k}^{(k)})$. Поправку $R_{2s+1}(t, k)$ можно записать [84, 91] в виде

$$R_{2s+1}(t, k) = (t_{k+1} - t_k)^{s+1} v^{(k)}(t_{k-j}, t_{k-j+1}, \dots, t_{k-j+s+1}) \mathcal{H}_{2s+1} \left(\frac{t - t_k}{t_{k+1} - t_k}, k \right),$$

где $v^{(k)}(t_{k-j}, t_{k-j+1}, \dots, t_{k-j+s+1})$ – разностное отношение порядка $s+1$ и

$$q_{2s+1}(T, k) = \left(\frac{t_{k+s-j+1} - t_{k-j}}{t_{k+1} - t_k} \right) \sum_{r=0}^s \left\{ \prod_{i=1}^s \left(T - \frac{t_{k-j+i} - t_k}{t_{k+1} - t_k} \right) \right\}_{T=1}^{(r)} \ell_r(T), T = \frac{t - t_k}{t_{k+1} - t_k},$$

$$\ell_r(T) = \frac{T^{s+1}(T-1)^r}{r! s!} \sum_{m=0}^{s-r} (-1)^m \frac{(s+m)!}{m!} (T-1)^m,$$

$\left[\dots \right]_{T=1}^{(r)}$ означает производную по T порядка r , вычисленную при $T = 1$.

Если на рассматриваемом временном отрезке $[t_j, t_{j+1}] \subset [t_0^{(k)}, T_c^{(k)}], 0 \leq j \leq N-1$ известны значения $v^{(k)}(t)$ в $(n+1)$ -й точке и функция $v^{(k)}(t) \in C^n[t_j, t_{j+1}]$, то интерполяционная формула дает полином Лагранжа степени n :

$$P_n(t) = \sum_{m=0}^n v^{(k)}(t_m) \frac{(t-t_0)(t-t_1) \dots (t-t_{m-1})(t-t_{m+1}) \dots (t-t_n)}{(t_m-t_0)(t_m-t_1) \dots (t_m-t_{m-1})(t_m-t_{m+1}) \dots (t_m-t_n)} =$$

$$= \sum_{m=0}^n v^{(k)}(t_m) \frac{\omega_n(t) (t_m - t_m)}{\omega_n(t_m) (t - t_m)}, \quad (3.15)$$

где $\omega_n(t) = \prod_{i=0}^n (t - t_i)$.

Погрешность формулы (3.15) в общем случае может быть оценена по значению невязки [84]

$R_n(t) = \|v^{(k)}(t) - \tilde{v}^{(k)}(t)\|$ на временном отрезке $[t_j, t_{j+1}]$, где $\|\cdot\| = |\cdot|$, как

$$R_n(t) \leq \sup_{t \in [t_j, t_{j+1}]} \left| \frac{d v^{(k)^{n+1}}(t)}{dt^{n+1}} \right| \cdot \frac{|\omega_n(t)|}{(n+1)!}. \quad (3.16)$$

При ограниченности n -й производной функции $v^{(k)}(t)$ на наблюдаемом временном интервале очевидно, что чем больше n , тем, с одной стороны, выше точность интерполяции, а с другой – требуется обработка больших массивов (t_m , $0 \leq m \leq n$). Поэтому желательно подобрать минимально достаточную степень полинома Лагранжа (3.15), обеспечивающую удовлетворительное качество приближения исходной функции.

Для случая $v^{(k)}(t) \in C^\infty[t_j, t_{j+1}]$, если известны значения $v^{(k)}(t)$ в $(2n+1)$ -й точке $-J_{2n+1} = \{t_1, t_2, \dots, t_{(2n+1)}\}$ и $t_{i_j} - t_{r_j} \neq 2\pi k : t_{i_j} \in J_{2n+1}, t_{r_j} \in J_{2n+1}$, то в качестве интерполяционного следует рассматривать тригонометрический полином степени n

$$Q_n(t) = \sum_{m=0}^{2n} v^{(k)}(t_m) \times \frac{\sin\left(\frac{t-t_0}{2}\right) \sin\left(\frac{t-t_1}{2}\right) \dots \sin\left(\frac{t-t_{m-1}}{2}\right)}{\sin\left(\frac{t_m-t_0}{2}\right) \sin\left(\frac{t_m-t_1}{2}\right) \dots \sin\left(\frac{t_m-t_{m-1}}{2}\right)} \times \dots \times \frac{\sin\left(\frac{t-t_{m+1}}{2}\right) \dots \sin\left(\frac{t-t_{2n}}{2}\right)}{\sin\left(\frac{t_m-t_{m+1}}{2}\right) \dots \sin\left(\frac{t_m-t_{2n}}{2}\right)}. \quad (3.17)$$

Отметим, что тригонометрические интерполянты строятся только по нечетному числу точек. Погрешность формулы (3.17) при этом аналогична (3.16).

Теперь, опуская известные методические подробности [84, 91, 92], переобозначив, с введением в рассмотрение новых переменных, рассматриваемый временной отрезок $[t_j, t_{j+1}] = [t_{n-i}, t_{n-i+m+1}] \subset [t_0^{(k)}, T_c^{(k)}], 0 \leq n \leq N-1, 0 \leq i \leq m$, переходя к $\tilde{v}^{(k)}(t)$ полиномиальной сплайн-интерполяции динамической

функции количества передаваемой битовой информации $v^{(k)}(t)$, определенной на этом временном отрезке и имеющей на нем ограниченную производную порядка $m+1$, можно оценить погрешность производных на $[t_n, t_{n+1}] \subset [t_0^{(k)}, T_c^{(k)}]$ по следующему соотношению [91]

$$\left| \frac{d^s}{dt^s} v^{(k)}(t) - \frac{d^s}{dt^s} \tilde{v}^{(k)}(t) \right| \leq \leq \text{const} \frac{(t_{n-i+m+1} - t_{m-i})^{m+1}}{(t_{n+1} - t_n)^s} \max_{t_{n-i} \leq t \leq t_{n-i+m+1}} \left| \frac{d^{m+1}}{dt^{m+1}} v^{(k)}(t) \right|,$$

$$s = 0, 1, \dots, m; 0 \leq i \leq m.$$

Замечание. Существуют особенности построения интерполанта, в случае, когда рассматриваемый временной отрезок $[t_n, t_{n+1}]$ расположен вблизи границ временного отрезка $[t_0^{(k)}, T_c^{(k)}]$ [39, 91].

В общем случае можно констатировать, что справедлива следующая сплайн-интерполяция динамической функции количества передаваемой битовой информации $v^{(k)}(t)$ на временном отрезке $[t_j, t_{j+1}]$

$$\tilde{v}^{(k)}(t) = \sum_{i=0}^n \alpha_{ji}^{(k)} \mu_{ji}^{(k)}(t),$$

где $\alpha_{ji}^{(k)}$ – постоянные коэффициенты, а $\mu_{ji}^{(k)}(t)$ – система известных линейно-независимых функций [39, 84].

3.4.2. Двухэтапный метод оценки адекватности локальной полиномиальной сплайн-интерполяции битового трафика

Считаем, что над исследуемым передаваемым битовым трафиком абонента k -й службы может быть проведено конечное число натуральных экспериментов по измерению его характеристик и параметров для различных моментов времени. Для абонента k -й службы в пределах наблюдаемого временного отрезка $[t_0^{(k)}, T_c^{(k)}]$

необходимо описать истинное количество переданной к моменту t битовой информации или значение динамической функции количества передаваемой битовой информации в момент t . С этой целью воспользуемся подходом, базирующемся на понятии ε – адекватной математической модели [61, 84].

Первый этап.

Вначале, представим временной интервал $[t_0^{(k)}, t]$ в виде объединения малых временных интервалов $[t_0^{(k)}, t] = \bigcup_{n=0}^{N-1} [t_n, t_{n+1}]$, причем в каждом временном интервале $[t_n, t_{n+1}]$ производилось необходимое для полиномиальной сплайн-интерполяции необходимой гладкости (см. далее) число измерений значений битового трафика.

Для выбранных значений n , $(0 \leq n \leq N - 1)$ и $\varepsilon_n^{(k)} > 0$ в качестве критерия точности интерполяции будем использовать критерий $\varepsilon_n^{(k)}$ -ограниченной невязки

$$\rho[v^{(k)}(t), P_m^{(k)}(t)] \leq \varepsilon_n^{(k)}, t \in [t_n, t_{n+1}],$$

где $v^{(k)}(t)$ – значение динамической функции количества передаваемой битовой информации абонента k -й службы; $P_m^{(k)}(t)$ – полиномиальный интерполянт динамической функции количества передаваемой битовой информации; $\rho[\cdot]$ – заданное определенным образом расстояние в соответствующем метрическом пространстве [39, 84]. Критерий $\varepsilon_n^{(k)}$ – ограниченной невязки запишем в виде

$$\sup_{t \in [t_n, t_{n+1}]} |v^{(k)}(t) - P_m^{(k)}(t)| \leq \varepsilon_n^{(k)}, \quad (3.18)$$

где $P_m^{(k)}(t)$, некоторый выбранный интерполирующий полином минимальной степени $m = m_{\min}$, формальный выбор которой можно осуществлять по следующему критерию [84]

$$m_{\min} = \arg \min_m P_m^{(k)}(t).$$

Введя новое обозначение

$$M_m = \sup_{t \in [t_n, t_{n+1}]} \left| \frac{d^m}{dt^m} v^{(k)}(t) \right|, \quad (3.19)$$

и используя соотношение (3.19) можно вместо (3.18) критерий $\varepsilon_n^{(k)}$ -ограниченной невязки записать в виде

$$\sup_{t \in [t_n, t_{n+1}]} |v^{(k)}(t) - P_m^{(k)}(t)| \leq \frac{M_{m+1}}{(m+1)!} \sup_{t \in [t_n, t_{n+1}]} |\omega_m(t)| \leq \varepsilon_n^{(k)}. \quad (3.20)$$

Задаваясь значением $\varepsilon_n^{(k)}$, из (3.20) можно численным путем подобрать такие значение m и M_{m+1} , при котором будет обеспечиваться требуемая точность интерполяции. При этом значение шага $t_{i+1} - t_i, i = 1, 2, \dots$ будем выбирать таким образом, чтобы уменьшить значение погрешности интерполяции, а именно, чтобы узлы интерполяции совпадали с корнями многочлена Чебышева [39, 63, 84]. В этом случае

$$t_i = \frac{t_n + t_{n+1}}{2} - \frac{t_{n+1} - t_n}{2} \cos \left(\frac{2i-1}{2m} \pi \right), i = 1, 2, \dots, m,$$

и при оценке сверху величины $\omega_{m+1}(t)$ можно воспользоваться известными [63] формулами

$$\sup_t |\omega_m(t)| \leq 2 \left(\frac{t_{n+1} - t_n}{4} \right)^m.$$

При реализации во времени быстроизменяющейся динамической функции количества передаваемой битовой информации $v^{(k)}(t)$ происходит фиксирование (измерение и регистрация) и запоминание как ее значений $v^{(k)}(t_n)$, так и связанных с ней величин. Например в узле быстрой коммутации пакетов АТМ сети во время сессии для k -й службы ШЦСИО, как упоминалось в гл. 1, целесообразно фиксировать следующие динамические характеристики: значения $v^k(t)$ – объема (количества) передаваемой информации в битах или битового объема, и первой и второй производных по времени от $v^k(t)$ – соответственно битовых скорости и ускорения. Развивая подход А.С. Аджемова [89], для сокращения объема запоминаемой и обрабатываемой информации предлагается осуществить прореживание фиксируемых данных по следующему способу [84].

Рассмотрим ситуацию, когда значения некоторой функции $v^{(k)}(t)$ в моменты t_{r+s} фиксируются и запоминаются, а промежуточные $v^{(k)}(t_{r+s})$, восстанавливаются по той или иной интерполяционной формуле, причем $r = 0, 1, \dots, R, s = 0, 1, \dots, s_{\max}$. За $(s_{\max} + 1)R + 1$ моментов времени $R + 1$ значений функции запом-

нили правильно, $s_{\max}R$ были затем восстановлены приближенно. Можно записать, что суммарная ошибка может быть определена в одной из двух метрик [84]:

$$\varepsilon_{s1}^{(k)} = \sum_{r=0}^{R-1} \sum_{s=0}^{\max} |P_m^{(k)}(t_{r+s}) - v^{(k)}(t_{r+s})|,$$

$$\varepsilon_{s2}^{(k)} = \left\{ \sum_{r=0}^{R-1} \sum_{s=0}^{\max} |P_m^{(k)}(t_{r+s}) - v^{(k)}(t_{r+s})| \right\}^{\frac{1}{2}}.$$

В приложении П2 приводятся примеры оценки $\varepsilon_{s1}^{(k)}$, так как $\varepsilon_{s2}^{(k)} \leq \varepsilon_{s1}^{(k)}$.

Второй этап.

Оценки производных сплайн-интерполяции динамической функции количества передаваемой битовой информации $v^{(k)}(t)$ (3.18) в случае постоянного шага $t_{n+1} - t_n = (T_c^{(k)} - t_0^{(k)})/N = h$ гарантируют сходимость $\frac{d^s}{dt^s} \tilde{v}^{(k)}(t)$ к $\frac{d^s}{dt^s} v^{(k)}(t)$ с порядком h^{m+1-s} , $s = 0, 1, \dots, m$ [84, 91].

Развивая подход на основе критерия $\varepsilon_n^{(k)}$ – ограниченной невязки на производные сплайн-интерполяции можно записать критерий точности [39, 84]

$$h^{m+1-s} \leq \varepsilon_n^{(k)s}, t \in [t_n, t_{n+1}], s = 0, 1, \dots, m. \quad (3.21)$$

Последовательно оценивания значения $\varepsilon_n^{(k)s}$ для выбранных значений s , из (3.21) можно численным путем подобрать такое значение h^{m+1-s} , при котором будет обеспечиваться высокая точность производных сплайн-интерполяции. При этом значение шага $t_{n+1} - t_n$ будем выбирать таким образом, чтобы уменьшить значение погрешности производных сплайн-интерполяции, изменяя, при необходимости, представление временного интервала

$[t_0^{(k)}, t] = \bigcup_{n=0}^{N-1} [t_n, t_{n+1}]$, и повторяя всю последовательность действий

данного параграфа, начиная с первого этапа. Необходимо иметь в виду выполнение требования на ограничение (3.20). В итоге можно определить полиномиальную сплайн-интерполяцию, обладающую высокой точностью аппроксимации динамической функции количества передаваемой битовой информации $v^{(k)}(t)$ [84].

Отметим, что методические результаты данного параграфа можно использовать для сплайн-интерполяций битовых скорости и ускорения передаваемой информации k -й службы ШЦСИО.

3.5. Метод параметрической устойчивой идентификации динамического битового трафика в ШЦСИО

При решении широкого круга задач, связанных с идентификацией управляемых систем, зачастую используется схема Гаусса-Маркова в различных модификациях [65, 69–73]. Данный подход позволяет строить в виде аппроксимирующего многочлена сглаживающую кривую, являющуюся в некотором смысле наилучшим приближением к реальному движению объекта управления для заданного интервала времени.

Однако для широкого класса практических задач характерно наличие измерительной информации не только о фазовых координатах управляемого объекта, но и об их производных различных порядков (расширенная модель наблюдений). В работе [70] предложен метод параметрической идентификации динамических систем с учетом расширенной модели наблюдений. Однако система линейных алгебраических уравнений для определения идентифицируемых параметров модели движения имеет тенденцию к потере обусловленности с увеличением порядка сглаживающей кривой, что приводит к неустойчивости приближенного решения исходной задачи.

В работах [72, 74, 76, 77] показано, что многие обратные задачи, в том числе задача идентификации параметров на базе расширенной модели наблюдений, являются некорректными. Причиной этой некорректности являются погрешности задания входной матрицы системы линейных алгебраических уравнений, а также погрешности получаемых от системы датчиков измерений фазовых координат и их производных. При этом наличие ошибок округления и их накопление во время обработки данных, а также шумы измерительного канала являются принципиально неустранимыми [72, 74, 76, 77].

В данном разделе в рамках теории регуляризации попробуем получить конечные аналитические соотношения для идентификации текущих параметров модели динамического трафика в случае расширенной модели наблюдений, позволяющие строить алгоритмы, устойчивые к погрешностям измерений и входных данных. Возможность устойчивого решения достигается за счет

использования априорной информации качественного и количественного характера, позволяющей сузить неограниченное множество допустимых оценок идентифицируемых параметров к более узкому классу оценок, близких к некоторому априорно заданному вектору [90].

3.5.1. Общая постановка задачи

Пусть имеется расширенная модель наблюдений

$$h_{t_n}^{(k)} = v_n^{(k)[\ell]} + \Delta h_{t_n}^{(k)}, \quad \ell = 0, 1, \dots, L-1; n = 0, 1, \dots, N, \quad (3.22)$$

соответствующая некоторой сплайн-интерполяции динамической функции количества передаваемой абонентом k -й службы битовой информации $v^{(k)}(t)$

$$v^{(k)}(t) = \sum_{n=0}^{N-1} \sum_{m=0}^{M_n-1} a_{nm}^{(k)} \psi_{nm}^{(k)}(t) I(t \in [t_n, t_{n+1}]), \quad (3.23)$$

где $v^{(k)[\ell]}(t)$ – производные от динамической функции количества передаваемой битовой информации, а в точках $t_n, n = 0, 1, \dots, N$,

$$v^{(k)[\ell]}(t_n) = v_n^{(k)[\ell]} = \left. \frac{d^\ell v^{(k)}(t)}{dt^\ell} \right|_{t=t_n} \quad [90].$$

Формула (3.23) задает комбинацию известных независимых функций с параметрами $a_{n0}^{(k)}, a_{n1}^{(k)}, \dots, a_{nM_n-1}^{(k)}, n = 0, 1, \dots, N-1$, подлежащими идентификации на каждом временном отрезке $[t_n, t_{n+1}], n = 0, 1, \dots, N-1$. Полагаем, что случайные ошибки наблюдений $\Delta h_{t_n}^{(k)} = \Delta h_{t_n}^{(k)}(t_n)$ некоррелированы и характеризуются нулевым математическим ожиданием и соответствующей дисперсией

$(\sigma_{t_n}^{(k)})^2 = \frac{(\sigma_{0,t_n}^{(k)})^2}{w_{t_n}^{(k)}}$, где $w_{t_n}^{(k)}$ – известные положительные веса измерений,

$(\sigma_{0,t_n}^{(k)})^2$ – некоторый безразмерный коэффициент [65, 76], зависящий от порядка производной ℓ .

По аналогии с [70, 77] введем вектор невязок, соответствующий расширенной модели наблюдений

$$\delta^{(k)} = H^{(k)} - \hat{V}^{(k)} = H^{(k)} - \Psi^{(k)} \hat{A}^{(k)}, \quad (3.24)$$

где $H^{(k)} = \{H_0^{(k)}, H_1^{(k)}, \dots, H_{L-1}^{(k)}\}^T$, $H_j^{(k)} = \{h_{j0}^{(k)}, h_{j1}^{(k)}, \dots, h_{jM_j-1}^{(k)}\}$,

$$j = 0, 1, \dots, L-1, \Psi^{(k)} = \begin{pmatrix} \Psi_0^{(k)} \\ \Psi_1^{(k)} \\ \dots \\ \Psi_{L-1}^{(k)} \end{pmatrix},$$

$$\Psi_j^{(k)} = \{ \hat{\Psi}_{nm}^{(k)[j]}, n = \overline{0, N-1}, m = \overline{0, M-1} \}, j = 0, 1, \dots, L-1,$$

$$\hat{V}^{(k)} = \{ \hat{V}_0^{(k)}, \hat{V}_1^{(k)}, \dots, \hat{V}_{L-1}^{(k)} \}^T,$$

$$\hat{V}_j^{(k)} = \{ \hat{v}_0^{(k)[j]}, \hat{v}_1^{(k)[j]}, \dots, \hat{v}_{N-1}^{(k)[j]} \}, j = 0, 1, \dots, L-1,$$

$$\hat{A}^{(k)} = \{ \hat{A}_0^{(k)}, \hat{A}_1^{(k)}, \dots, \hat{A}_{L-1}^{(k)} \}^T,$$

$$\hat{A}_j^{(k)} = \{ \hat{a}_{nm}^{(k)[j]}, n = \overline{0, N-1}, m = \overline{0, M-1} \}, j = 0, 1, \dots, L-1,$$

символ $\hat{}$ указывает на случайный характер процесса идентификации.

Вектор оптимальных оценок идентифицируемых параметров находится из условия минимума квадрата евклидовой нормы вектора невязок расширенной модели (3.24):

$$\| H^{(k)} - \hat{V}^{(k)} \|^2 = [H^{(k)} - \Psi^{(k)} \hat{A}^{(k)}]^T W^{(k)} [H^{(k)} - \Psi^{(k)} \hat{A}^{(k)}], \quad (3.25)$$

$$\text{где } W^{(k)} = \text{diag} \{ w_{0,0}^{(k)}, w_{0,1}^{(k)}, \dots, w_{0,N-1}^{(k)}, \dots, w_{L-1,0}^{(k)}, \dots, w_{L-1,N-1}^{(k)} \}.$$

С учетом (3.25) искомая оценка $\hat{A}^{(k)}$ вектора параметров $A^{(k)}$ находится как решение системы линейных алгебраических уравнений [90, 113]

$$\Psi^{(k)T} W^{(k)} \Psi^{(k)} \hat{A}^{(k)} = \Psi^{(k)T} W^{(k)} H^{(k)}. \quad (3.26)$$

В соответствии с [65, 77] оценка

$$\hat{A}^{(k)} = \left(\Psi^{(k)T} W^{(k)} \Psi^{(k)} \right)^{-1} \Psi^{(k)T} W^{(k)} H^{(k)},$$

являющаяся решением уравнения (3.26), имеет минимальную дисперсию среди множества всех линейных несмещенных оценок.

Рассмотрим данную задачу с позиций классической теории регуляризации. Уравнение (3.26) есть частный случай общего операторного уравнения

$$V^{(k)} a^{(k)} = u^{(k)}, a^{(k)} \in A_{(k)}, u^{(k)} \in U_{(k)}, \quad (3.27)$$

где $A_{(k)}, U_{(k)}$ – нормированные пространства. Предположим, что существует единственное решение $\bar{a}^{(k)}$ точного уравнения $V^{(k)} a^{(k)} = \bar{u}^{(k)}$, при этом $\bar{a}^{(k)} \in A_{(k)}, \bar{u}^{(k)} \in U_{(k)}$. Пусть $\bar{u}^{(k)}$ известно

с погрешностью $\delta^{(k)}$, т. е. $\|\bar{u}^{(k)} - u_{\delta^{(k)}}^{(k)}\| \leq \delta^{(k)}$, где $u_{\delta^{(k)}}^{(k)} \in U_{(k)}$. Задача построения устойчивого приближенного решения $a_{\delta^{(k)}}^{(k)}$ сводится в данном случае к минимизации сглаживающего функционала

$$J^{\alpha^{(k)}}\left(\alpha^{(k)}, u_{\delta^{(k)}}^{(k)}\right) = \left\|V^{(k)} a^{(k)} - u_{\delta^{(k)}}^{(k)}\right\|^2 + \alpha^{(k)} \Omega\left(\alpha^{(k)}\right), \quad (3.28)$$

где $\Omega\left(\alpha^{(k)}\right)$ – непрерывный неотрицательный функционал, определенный на всюду плотном на $A_{(k)}$ подмножестве $A_{(k)}$, называемый стабилизирующим [77, 78, 90], $\alpha^{(k)}$ – параметр регуляризации, определяемый по невязке

$$\left\|V^{(k)} a_{\alpha^{(k)}}^{(k)} - u_{\delta^{(k)}}^{(k)}\right\| = \delta^{(k)}. \quad (3.29)$$

При решении задач идентификации параметров не только правая часть (3.27), но и оператор $V^{(k)}$ может быть задан неточно, т. е. вместо $\{V^{(k)}, \bar{u}^{(k)}\}$ из (3.27) известно двухпараметрическое семейство исходных данных $\{V_{\mu}^{(k)}, u_{\delta^{(k)}}^{(k)}\}$, такое, что

$$\left\|\bar{u}^{(k)} - u_{\delta^{(k)}}^{(k)}\right\| < \delta^{(k)}, \left\|V_{\mu^{(k)}}^{(k)} a^{(k)} - V_{\mu^{(k)}}^{(k)} a^{(k)}\right\| \leq \mu^{(k)} \left[\Omega\left(a^{(k)}\right)\right]^{1/2}, \quad (3.30)$$

$a^{(k)} \in A_{(k)}, \Omega\left(a^{(k)}\right) > 0.$

В этом случае задача построения устойчивого приближенного решения $a_{\alpha^{(k)}, \mu^{(k)}}^{(k)}$ сводится к минимизации функционала [72, 78, 90]

$$J^{\alpha^{(k)}, \mu^{(k)}}\left(a^{(k)}, u_{\delta^{(k)}}^{(k)}, V_{\mu^{(k)}}^{(k)}\right) = \left\|V_{\mu^{(k)}}^{(k)} a^{(k)} - u_{\delta^{(k)}}^{(k)}\right\|^2 + \left(\alpha^{(k)} - \mu^{(k)2}\right) \Omega\left(a^{(k)}\right) + 2\delta^{(k)} \mu^{(k)} \left[\Omega\left(a^{(k)}\right)\right]^{1/2}, \quad (3.31)$$

причем параметр регуляризации определяется из условия [78, 90]

$$\left\|V_{\mu^{(k)}}^{(k)} a_{\alpha^{(k)}, \mu^{(k)}}^{(k)} - u_{\delta^{(k)}}^{(k)}\right\| - \mu^{(k)} \left[\Omega\left(a_{\alpha^{(k)}, \mu^{(k)}}^{(k)}\right)\right]^{1/2} = \delta^{(k)}, \quad (3.32)$$

где $a_{\alpha^{(k)}, \mu^{(k)}}^{(k)}$ – решение (3.31)

Требуется, с учетом (3.27)–(3.32), получить конечные аналитические выражения для устойчивого оценивания идентифицируемых параметров модели динамического трафика (3.23) по результатам наблюдений (3.22) при неточно заданных входных данных [90].

3.5.2. Основные результаты

Вернемся теперь от общих операторных уравнений к задаче (3.22). В этом случае $\|V^{(k)}a^{(k)} - u_{\delta^{(k)}}^{(k)}\|^2 = \|H^{(k)} - \Psi^{(k)}\hat{A}^{(k)}\|^2$, т.е. $V^{(k)}a^{(k)} = \Psi^{(k)}\hat{A}^{(k)}, a^{(k)} = \hat{A}^{(k)}, u_{\delta^{(k)}}^{(k)} = H^{(k)}$. В качестве $\Omega(a^{(k)})$ естественно взять квадрат нормы уклонения решения $\hat{A}^{(k)}$ от некоторого заданного вектора $A_0^{(k)}$: $\|\hat{A}^{(k)} - A_0^{(k)}\|^2$ [90, 113].

Тогда (3.28) принимает следующий вид

$$J^{\alpha^{(k)}}(\hat{A}^{(k)}, H^{(k)}) = \|H^{(k)} - \Psi^{(k)}\hat{A}^{(k)}\|^2 + \alpha^{(k)}\|\hat{A}^{(k)} - A_0^{(k)}\|^2, \quad (3.33)$$

где $\alpha^{(k)}$ определяется по невязке

$$\|H^{(k)} - \Psi^{(k)}\hat{A}_{\alpha^{(k)}}^{(k)}\|^2 = (\delta^{(k)})^2.$$

Для получения эффективного в вычислительном плане алгоритма идентификации вектора параметров $A^{(k)}$ введем некоторые (не ограничивающие общности) предположения, упрощающие записи. Считаем, что измерения являются независимыми, т.е. $(\sigma_{t_n}^{(k)})^2 = (\sigma^{(k)})^2 = const$. В этом случае величину $\alpha^{(k)}$ можно оценить как $LN(\sigma^{(k)})^2$ [72, 113]. Полагаем также $A_0^{(k)} = 0$.

Для аппроксимации результатов измерений битового трафика k -й службы воспользуемся широко распространенной на практике моделью (3.23) на базе кусочно-полиномиальной гладкой сплайн-интерполяции

$$\hat{v}^{(k)}(t) = \sum_{n=0}^{N-1} \sum_{m=0}^{M_n-1} \hat{a}_{nm}^{(k)} t_n^m I(t \in [t_n, t_{n+1}]), \quad (3.34)$$

где $I(x \in [t_n, t_{n+1}])$ – индикатор [90].

Для удобства дальнейших выкладок запишем функционал качества (3.33) в скалярном виде

$$\begin{aligned} J^{\alpha^{(k)}}(\hat{A}^{(k)}, H^{(k)}) &= \\ &= \sum_{n=0}^{N-1} \left\{ \sum_{\ell=0}^{L-1} \left[(\hat{v}_n^{(k)}[\ell] - h_{t_n}^{(k)})^2 + (\sigma^{(k)})^2 \sum_{m=0}^{M_n-1} (\hat{a}_{nm}^{(k)})^2 \right] \right\} I(t \in [t_n, t_{n+1}]) = \\ &= \sum_{n=0}^{N-1} J_n^{\alpha^{(k)}}(\hat{v}^{(k)}(t)), \end{aligned} \quad (3.35)$$

где $J_n^{\alpha^{(k)}}(\hat{v}^{(k)}(t)) = \sum_{\ell=0}^{L-1} \left[(\hat{v}^{(k)}(\ell) - h_{t_n}^{(k)})^2 + (\sigma^{(k)})^2 \sum_{m=0}^{M_n-1} (\hat{a}_{nm}^{(k)})^2 \right] \geq 0$ – выпуклые функционалы [90].

Теорема 1. Коэффициенты аппроксимирующего сплайн-полинома $\hat{v}^{(k)}(t) = \sum_{n=0}^{N-1} \sum_{m=0}^{M_n-1} \hat{a}_{nm}^{(k)} t_n^m I(t \in [t_n, t_{n+1}])$, оптимальные в смысле минимума критерия (3.35), находятся как решения следующих систем линейных алгебраических уравнений [90]:

$$\sum_{m=0}^j \hat{a}_{nm}^{(k)} \left[\sum_{\ell=0}^m t_n^{m+j-2\ell} \frac{m!}{(m-\ell)!} \frac{j!}{(j-\ell)!} \right] + \quad (3.36)$$

$$+ \sum_{m=j+1}^{M_n-1} \hat{a}_{nm}^{(k)} \left[\sum_{\ell=0}^j t_n^{m+j-2\ell} \frac{m!}{(m-\ell)!} \frac{j!}{(j-\ell)!} \right] + 2j(\sigma^{(k)})^2 \hat{a}_{nj}^{(k)} =$$

$$= \sum_{\ell=0}^j h_{t_n}^{(k)} \frac{j!}{(j-\ell)!} t_n^{j-\ell}, n = 0, 1, \dots, N-1; j = 0, 1, \dots, L-1,$$

$$\sum_{m=0}^{L-1} \hat{a}_{nm}^{(k)} \left[\sum_{\ell=0}^m t_n^{m+j-2\ell} \frac{m!}{(m-\ell)!} \frac{j!}{(j-\ell)!} \right] + \quad (3.37)$$

$$+ \sum_{m=L}^{M_n-1} \hat{a}_{nm}^{(k)} \left[\sum_{\ell=0}^{L-1} t_n^{m+j-2\ell} \frac{m!}{(m-\ell)!} \frac{j!}{(j-\ell)!} \right] + 2j(\sigma^{(k)})^2 \hat{a}_{nj}^{(k)} =$$

$$= \sum_{\ell=0}^{L-1} h_{t_n}^{(k)} \frac{j!}{(j-\ell)!} t_n^{j-\ell}, n = 0, 1, \dots, N-1; j = L, L+1, \dots, M_n-1.$$

Доказательство.

Приравнявая нулю частные производные от $J^{\alpha^{(k)}}(\hat{A}^{(k)}, H^{(k)})$ по

$\hat{a}_{nj}^{(k)}$, а также замечая, что $\frac{d^j t^m}{dt^j} = 0$, при $j > m$, с учетом (3.35) и

$$\hat{v}_n^{(k)}(\ell) = \sum_{m=\ell}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-\ell)!} t_n^{m-\ell} \hat{a}_{nm}^{(k)} \quad (3.38)$$

для случая $j \leq L-1$ можно записать для каждого временного отрезка $[t_n, t_{n+1}]$, $n = 0, 1, \dots, N-1$

$$\sum_{\ell=0}^j \left[\sum_{m=\ell}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-\ell)!} \frac{j!}{(j-\ell)!} t_n^{m+j-2\ell} \hat{a}_{nm}^{(k)} + 2j(\sigma^{(k)})^2 \hat{a}_{nm}^{(k)} \right] = d_{nj}, \quad (3.39)$$

$$\text{где } d_{nj} = \sum_{\ell=0}^j h_{\ell n}^{(k)} \frac{j!}{(j-\ell)!} t_n^{j-\ell}, j=0,1,\dots,L-1.$$

Раскрывая в (3.39) сумму по ℓ , получаем

$$\begin{aligned} & \sum_{n=0}^{M_n-1} t_n^{m+j} \hat{\gamma}_{nm}^{(k)} + \sum_{n=1}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-1)!} \frac{j!}{(j-1)!} t_n^{m+j-2} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \\ & + \sum_{n=2}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-2)!} \frac{j!}{(j-2)!} t_n^{m+j-4} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \dots + \sum_{n=j}^{M_n-1} \frac{m! j!}{(m-j)!} t_n^{m-j} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \\ & + 2j(\sigma^{(k)})^2 \hat{a}_{nj}^{(k)} = d_{nj}. \end{aligned} \quad (3.40)$$

Выражение (3.40) после несложных преобразований можно привести к виду

$$\begin{aligned} & \hat{a}_{n0}^{(k)} t_n^j + \hat{a}_{n1}^{(k)} \left[t_n^{j+1} + \frac{j!}{(j-1)!} t_n^{j-1} \right] + \\ & + \hat{a}_{n2}^{(k)} \left[t_n^{j+2} + 2 \frac{j!}{(j-1)!} t_n^j + 2 \frac{j!}{(j-2)!} t_n^{j-2} \right] + \dots + \\ & + \hat{a}_{nj}^{(k)} \left[t_n^{2j} + \frac{(j!)^2}{((j-1)!)^2} t_n^{2j-2} + \frac{(j!)^2}{((j-2)!)^2} t_n^{2j-4} + \dots + (j!)^2 \right] + \\ & + \left[\sum_{m=j+1}^{M_n-1} t_n^{m+j} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \sum_{m=j+1}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-1)!} \frac{j!}{(j-1)!} t_n^{m+j-2} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \dots + \sum_{m=j+1}^{M_n-1} \frac{m! j!}{(m-j)!} t_n^{m-j} \hat{a}_{nm}^{(k)} \right] + \\ & + 2j(\sigma^{(k)})^2 \hat{a}_{nj}^{(k)} = d_{nj}, j=0,1,\dots,L-1. \end{aligned} \quad (3.41)$$

Замечая, что

$$\begin{aligned} & \left[\sum_{m=j+1}^{M_n-1} t_n^{m+j} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \sum_{m=j+1}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-1)!} \frac{j!}{(j-1)!} t_n^{m+j-2} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \dots + \sum_{m=j+1}^{M_n-1} \frac{m! j!}{(m-j)!} t_n^{m-j} \hat{a}_{nm}^{(k)} \right] = \\ & = \sum_{m=j+1}^{M_n-1} \hat{a}_{nm}^{(k)} \left[\sum_{\ell=0}^j \frac{m!}{(m-\ell)!} \frac{j!}{(j-\ell)!} t_n^{m+j-2\ell} \right], \end{aligned}$$

и сворачивая суммы в квадратных скобках (3.41), получаем (3.36).

Для случая $j \geq L$ по аналогии с [70, 76, 77] можно записать для каждого временного отрезка $[t_n, t_{n+1}]$, $n=0,1,\dots,N-1$

$$\sum_{\ell=0}^{L-1} \left[\sum_{m=\ell}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-\ell)!} \frac{j!}{(j-\ell)!} t_n^{m+j-2\ell} \hat{a}_{nm}^{(k)} + 2j(\sigma^{(k)})^2 \hat{a}_{nm}^{(k)} \right] = c_{nj}, \quad (3.42)$$

где $c_{nj} = \sum_{i=0}^{L-1} h_{in}^{(k)} \frac{j!}{(j-i)!} t_n^{j-i}, j = L, L+1, \dots, M_n - 1$.

Раскрывая в (3.42) сумму по ℓ и выполняя преобразования, аналогичные (3.40), получаем

$$\begin{aligned}
 & \hat{a}_{n0}^{(k)} t_n^j + \hat{a}_{n1}^{(k)} \left[t_n^{j+1} + \frac{j!}{(j-1)!} t_n^{j-1} \right] + \\
 & + \hat{a}_{n2}^{(k)} \left[t_n^{j+2} + 2 \frac{j!}{(j-1)!} t_n^j + 2 \frac{j!}{(j-2)!} t_n^{j-2} \right] + \dots + \\
 & + \hat{a}_{nL-1}^{(k)} \left[t_n^{L+j-1} + \frac{(L-1)!}{(L-2)!} \frac{j!}{(j-1)!} t_n^{L+j-3} + \dots + \frac{(L-1)!}{0!} \right] + \\
 & + \left[\sum_{m=L}^{M_n-1} t_n^{m+j} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \sum_{m=L}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-1)!} \frac{j!}{(j-1)!} t_n^{m+j-2} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \dots + \right. \\
 & \left. + \sum_{m=L}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-(L-1))!} t_n^{m+j-2(L-1)} \hat{a}_{nm}^{(k)} \right] + \\
 & + 2j(\sigma^{(k)})^2 \hat{a}_{nj}^{(k)} = d_{nj}, j = L, L+1, \dots, M_n - 1.
 \end{aligned} \tag{3.43}$$

Замечая, что

$$\begin{aligned}
 & \left[\sum_{m=L}^{M_n-1} t_n^{m+j} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \sum_{m=L}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-1)!} \frac{j!}{(j-1)!} t_n^{m+j-2} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \dots + \right. \\
 & \left. + \sum_{m=L}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-(L-1))!} t_n^{m+j-2(L-1)} \hat{a}_{nm}^{(k)} \right] = \\
 & = \sum_{m=L}^{M_n-1} \hat{a}_{nm}^{(k)} \left[\sum_{i=0}^{L-1} t_n^{m+j-2i} \frac{m!}{(m-i)!} \frac{j!}{(j-i)!} \right], j = L, L+1, \dots, M_n - 1.
 \end{aligned}$$

и сворачивая суммы в квадратных скобках (3.43), получаем (3.37).

Таким образом, решая N систем уравнений (3.36), (3.37), каждая из которых – n имеет размерность M_n , можно определить $M_0 + M_1 + \dots + M_{N-1}$ устойчивых оценок $\hat{a}_{n0,\alpha}^{(k)}, \hat{a}_{n1,\alpha}^{(k)}, \dots, \hat{a}_{nM_n-1,\alpha}^{(k)}, n = \overline{0, N-1}$ идентифицируемых параметров модели (3.34). Доказательство закончено.

Рассмотрим теперь случай, когда элементы матрицы входных данных известны с ошибками, что, практически всегда, имеет место вследствие погрешностей округления и их накопления в процессе обработки информации.

С учетом (3.30)–(3.32), следуя рекомендациям [76, 77] запишем задачу оптимизации в виде

$$J^{\alpha^{(k)}, \mu^{(k)}} \left(\hat{A}^{(k)}, H^{(k)}, \Psi_{\mu^{(k)}}^{(k)} \right) = \left\| H^{(k)} - \Psi_{\mu^{(k)}}^{(k)} \hat{A}^{(k)} \right\|^2 + \left(\alpha^{(k)} - (\mu^{(k)})^2 \right) \left\| \hat{A}^{(k)} - A_0^{(k)} \right\|^2 + 2\delta^{(k)} \mu^{(k)} \left\| \hat{A}^{(k)} - A_0^{(k)} \right\| \quad (3.44)$$

с определением $\alpha^{(k)}$ из условия

$$\left\| H^{(k)} - \Psi_{\mu^{(k)}}^{(k)} \hat{A}_{\alpha^{(k)}, \mu^{(k)}}^{(k)} \right\|^2 - \mu^{(k)} \left\| \hat{A}_{\alpha^{(k)}, \mu^{(k)}}^{(k)} - A_0^{(k)} \right\| = \delta^{(k)}.$$

Для удобства дальнейших выкладок запишем функционал качества (3.44) в скалярном виде

$$J^{\alpha^{(k)}, \mu^{(k)}} \left(\hat{A}^{(k)}, H^{(k)}, \Psi_{\mu^{(k)}}^{(k)} \right) = \sum_{n=0}^{N-1} \left\{ \sum_{\ell=0}^{\ell-1} \left[\left(\hat{v}_n^{(k)}[\ell] - h_{\ell n}^{(k)} \right)^2 + \left((\sigma^{(k)})^2 - (\varepsilon^{(k)})^2 \right) \sum_{m=0}^{M_n-1} \left(\hat{a}_{nm}^{(k)} \right)^2 + \sigma^{(k)} \varepsilon^{(k)} \left(\sum_{m=0}^{M_n-1} \left(\hat{a}_{nm}^{(k)} \right)^2 \right)^{1/2} \right] \right\}.$$

Полагаем, что ошибки задания входной матрицы $\Psi_{\mu^{(k)}}^{(k)}$, являются независимыми нормально распределенными случайными величинами с нулевым математическим ожиданием и заданной дисперсией $(\varepsilon^{(k)})^2 = const$. По аналогии с [72, 76, 77] величину $(\mu^{(k)})^2$ можно оценить как $LN(\varepsilon^{(k)})^2$. Полагая $A_0^{(k)} = 0$ с учетом (3.34) справедлива следующая теорема.

Теорема 2. Коэффициенты аппроксимирующего сплайн-полинома $\hat{v}^{(k)}(t) = \sum_{n=0}^{N-1} \sum_{m=0}^{M_n-1} \hat{a}_{nm}^{(k)} t_n^m I(t \in [t_n, t_{n+1}])$, оптимальные в смысле минимума критерия (3.44), находятся как решение следующих систем линейных алгебраических уравнений [90, 113]:

$$\sum_{m=0}^j \hat{a}_{nm}^{(k)} \left[\sum_{\ell=0}^m t_n^{m+j-2\ell} \frac{m!}{(m-\ell)!} \frac{j!}{(j-\ell)!} \right] + \sum_{m=j+1}^{M_n-1} \hat{a}_{nm}^{(k)} \left[\sum_{\ell=0}^j t_n^{m+j-2\ell} \frac{m!}{(m-\ell)!} \frac{j!}{(j-\ell)!} \right] +$$

$$+ j\hat{a}_{nj}^{(k)} \left[\left((\sigma^{(k)})^2 - (\varepsilon^{(k)})^2 \right) + \sigma^{(k)} \varepsilon^{(k)} \left(\sum_{m=0}^{M_n-1} (\hat{a}_{nm}^{(k)})^2 \right)^{1/2} \right] =$$

$$= \sum_{\ell=0}^j t_n^{j-\ell} \frac{j!}{(j-\ell)!} h_{t_n}^{(k)}, \quad n=0,1,\dots,N-1; j=0,1,\dots,L-1, \quad (3.45)$$

$$\sum_{m=0}^{L-1} \hat{a}_{nm}^{(k)} \left[\sum_{\ell=0}^m t_n^{m-j-2\ell} \frac{m!}{(m-\ell)! (j-\ell)!} \right] +$$

$$+ \sum_{m=L}^{M_n-1} \hat{a}_{nm}^{(k)} \left[\sum_{\ell=0}^{L-1} t_n^{m+j-2\ell} \frac{m!}{(m-\ell)! (j-\ell)!} \right] +$$

$$+ j\hat{a}_{nj}^{(k)} \left[\left((\sigma^{(k)})^2 - (\varepsilon^{(k)})^2 \right) + \sigma^{(k)} \varepsilon^{(k)} \left(\sum_{m=0}^{M_n-1} (\hat{a}_{nm}^{(k)})^2 \right)^{1/2} \right] =$$

$$= \sum_{\ell=0}^j t_n^{j-\ell} \frac{j!}{(j-\ell)!} h_{t_n}^{(k)}, \quad n=0,1,\dots,N-1; j=0,1,\dots,L-1. \quad (3.46)$$

Доказательство.

Приравнявая нулю частные производные от $J^{\alpha^{(k)}, \mu^{(k)}}(\hat{A}^{(k)}, H^{(k)}, \Psi_{\mu^{(k)}}^{(k)})$ по $\hat{a}_{nj}^{(k)}$, с учетом (3.38) для случая $j \leq L-1$ можно записать для каждого временного отрезка $[t_n, t_{n+1}]$, $n=0,1,\dots,N-1$

$$\sum_{\ell=0}^j \left\{ \sum_{m=\ell}^{M_n-1} \frac{m!}{(m-\ell)! (j-\ell)!} t_n^{m+j-2\ell} \hat{a}_{nm}^{(k)} + \right.$$

$$\left. + j\hat{a}_{nj}^{(k)} \left[\left((\sigma^{(k)})^2 - (\varepsilon^{(k)})^2 \right) + \sigma^{(k)} \varepsilon^{(k)} \left(\sum_{m=0}^{M_n-1} (\hat{a}_{nm}^{(k)})^2 \right)^{1/2} \right] \right\} =$$

$$= \sum_{\ell=0}^j t_n^{j-\ell} \frac{j!}{(j-\ell)!} h_{t_n}^{(k)}, \quad j=0,1,\dots,L-1.$$

Выполняя преобразования, аналогичные (3.40)–(3.43), получаем формулы (3.45), (3.46). Так как схема доказательства теоремы 2 аналогична доказательству теоремы 1, то промежуточные выкладки можно опустить в целях сокращения записей. Доказательство закончено.

Отсюда следует, что решая N систем уравнений (3.45), (3.46), каждая из которых – n имеет размерность M_n , можно оп-

ределить оценки $\hat{a}_{n0, \alpha^{(k)} \mu^{(k)}}^{(k)}, \hat{a}_{n1, \alpha^{(k)} \mu^{(k)}}^{(k)}, \dots, \hat{a}_{nM_n - 1, \alpha^{(k)} \mu^{(k)}}^{(k)}, n = 0, N - 1$ идентифицируемых параметров, устойчивые к погрешности измерений и неточностям задания входной матрицы данных.

Для качественного анализа полученных регуляризованных оценок идентифицируемых параметров по аналогии с [76–78, 90] запишем функцию правдоподобия (для случая равноточных измерений)

$$P(A^{(k)}, H^{(k)}) = \text{const} \cdot \exp \left\{ -\frac{1}{2\sigma^{(k)2}} [H^{(k)} - \Psi^{(k)} A^{(k)}]^T [H^{(k)} - \Psi^{(k)} A^{(k)}] \right\} \times \\ \times \exp \left\{ -\frac{1}{2\alpha^{(k)}} [A^{(k)} - A_0^{(k)}] \right\}. \quad (3.47)$$

При записи (3.47) предполагалось, что функционал качества формируемых оценок имеет вид (3.33). С учетом (3.33), (3.47) оптимальная оценка вектора параметров $\hat{A}^{(k)}$ определяется формулой

$$\hat{A}^{(k)} = (\Psi^{(k)T} \Psi^{(k)} + \alpha^{(k)} I)^{-1} (\Psi^{(k)T} H^{(k)} + \alpha^{(k)} A_0^{(k)}), \quad (3.48)$$

а ковариационная матрица $\hat{B}^{(k)}$ оценки (3.48) имеет вид

$$\hat{B}^{(k)} = (\sigma^{(k)})^2 (\Psi^{(k)T} \Psi^{(k)} + \alpha^{(k)} I)^{-1} \Psi^{(k)T} \times \Psi^{(k)} (\Psi^{(k)T} \Psi^{(k)} + \alpha^{(k)} I)^{-1}, \quad (3.49)$$

что согласуется с общетеоретическими оценками [76, 77, 90, 113].

Анализ выражений (3.48), (3.49) показывает, что полученные оценки являются смещенными. Именно отказ от требования несмещенности, как и в [76], приводит к регуляризованным решениям, обладающим гораздо большей устойчивостью к погрешностям входных данных. Отметим, что методические результаты данного параграфа можно использовать для кусочно-полиномиальных сплайн-интерполяций битовой скорости и ускорения передаваемой информации k -й службы ШЦСИО.

3.6. Разработка методических рекомендаций синтеза динамических моделей полипачечного битового трафика ШЦСИО в двумерной области по экспериментальным данным

Анализ дескриптора соглашения «пользователь-сеть» (см. гл. 2) для организации эффективного распределения ресурсов в сети доступа показывает на необходимость контроля параметров трафика абонента k -й службы ШЦСИО на технологии АТМ. Тот

факт, что абонент k -й службы неоднократно проводит сеансы передачи своей информации, создает предпосылки дальнейших исследований по уточнению модельной интерпретации или идентификации его битового трафика. Результаты измерений битового трафика абонента k -й службы. ШЦСИО на множестве сессий позволяют разработать подходы, использующие разброс значений параметров трафика от сессии к сессии.

В связи с этим для описания полипачечного трафика ШЦСИО как динамической системы при минимальном объеме априорной информации можно попытаться использовать так называемые формальные модели, синтезируемые на основе результатов измерений, получаемых при экспериментальных исследованиях [62] на множестве сессий. Несмотря на очевидные достоинства, данные модели обладают существенным недостатком, заключающимся в возможности описания поведения исследуемой системы лишь при фиксированных значениях начальных условий различных параметров системы.

В работах [63, 64] был развит метод опорных интегральных кривых (о.и.к.) решения задачи Коши для обыкновенных дифференциальных уравнений, позволяющий получить приближенное решение исходного уравнения в заданной области с требуемой точностью в виде обобщенного интерполяционного полинома. В основе данного метода лежит известный принцип непрерывной зависимости искомых решений от начальных условий и параметров дифференциальной задачи. В данном разделе будем рассматривать случай, являющийся обобщением указанного метода, когда динамическая модель исследуемой системы – полипачечного битового трафика ШЦСИО априорно неизвестна (структурная неопределенность), а непосредственному наблюдению доступны лишь зашумленные значения вектора состояний системы и его отдельных производных (см. предыдущие разделы) в различные моменты времени при различных наборах начальных условий. Попытаемся по результатам натурных экспериментов синтезировать формальную динамическую модель, адекватную реальному поведению исследуемой системы в заданной пространственно-временной области.

3.6.1. Постановка задачи

В общем случае динамическая функция количества передаваемой битовой информации $v^{(k)}(t)$ является случайным процессом (см. предыдущие параграфы настоящей главы). Пусть пове-

дение $b^{(k)}(t) = \frac{dv^{(k)}(t)}{dt} = \dot{v}^{(k)}(t)$ описывается некоторым априорно

неизвестным уравнением

$$\dot{v}^{(k)}(t) = f(v^{(k)}, t, a^{(k)}) \quad (3.50)$$

$$v^{(k)}(t_0, v_0) = v_0 \in \bar{K}', t \in [t_0, \bar{T}] \subset \bar{K}',$$

где $v^{(k)} = \{v_j^{(k)}(t/v_0), j = 1, 2, \dots, J\}^T$ – вектор состояния системы (3.50); $a^{(k)} = \{a_i^{(k)}, i = \overline{1, I}\}^T$ – вектор постоянных параметров; векторная функция $f(v^{(k)}, t, a^{(k)})$ удовлетворяет условиям существования и единственности решения уравнения (3.50), при этом $|f(v^{(k)*}, t, a^{(k)}) - f(v^{(k)**}, t, a^{(k)})| \leq L^* \sum_{j=1}^J |v_j^{(k)*} - v_j^{(k)**}|$, L^* – постоянная

Липшица.

Поскольку используемый в данном разделе метод о.и.к. [63, 64] легко переносится со скалярных уравнений, не содержащих параметров в правой части, на общий случай (3.50), то в дальнейшем, с целью сокращения записей, ограничимся рассмотрением первой производной динамической функции количества битовой информации в виде

$$\dot{v}^{(k)}(t) = f(v^{(k)}, t) \quad (3.51)$$

$$v^{(k)}(t_0) = v_0^{(k)} \in R^1, t \in [t_0^{(k)}, T_c^{(k)}] \subset R^1$$

полагая при этом, что вид уравнения (3.51) априорно неизвестен.

Считаем, что на некотором фиксированном множестве сессий над исследуемым передаваемым битовым трафиком k -й службы может быть проведено конечное число натуральных экспериментов для r различных моментов времени $t_{(r)}$, $r = \overline{0, R-1}$, при n различных, но каждое из которых соответствует определенной сессии, начальных условиях $v_{0(n)}^{(k)}$, $n = \overline{0, N-1}$, принадлежащих заданной области $D_1^{(k)} = [v_1^{(k)}, v_2^{(k)}] \times [t_0^{(k)}, T_c^{(k)}]$, где $v_1^{(k)} \leq v_{0(n)}^{(k)} \leq v_2^{(k)}$. В пределах $D_1^{(k)}$ необходимо описать динамическую функцию количества передаваемой битовой информации с использованием $\varepsilon^{(k)}$ -адекватной математической модели [62, 66]:

$$\rho[v^{(k)}(t/v_0^{(k)}), \tilde{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)})] \leq \varepsilon^{(k)}, t, v_0^{(k)} \in D_1^{(k)}, \quad (3.52)$$

где $v^{(k)}(t/v_0^{(k)})$ – истинное количество передаваемой битовой информации к моменту t текущей сессии абонентом k -й службы или

значение динамической функции количества передаваемой битовой информации абонента k -й службы в момент t , являющееся решением уравнения (3.51) при начальном условии $v^{(k)}(t_0^{(k)} / v_0^{(k)}) = v_0^{(k)}$; $\tilde{v}^{(k)}(t / v_0^{(k)})$ – функция, аппроксимирующая динамическую функцию количества передаваемой битовой информации при том же начальном условии $\tilde{v}^{(k)}(t_0^{(k)} / v_0^{(k)}) = v_0^{(k)}$; $\rho[\cdot]$ – заданное определенным образом расстояние в соответствующем метрическом пространстве. Условие $\varepsilon^{(k)}$ – адекватности запишем в виде

$$\max_{t, v_0^{(k)}} |v^{(k)}(t / v_0^{(k)}) - \tilde{v}^{(k)}(t / v_0^{(k)})| \leq \varepsilon^k, t, v_0^{(k)} \in D_1^{(k)}. \quad (3.53)$$

Полагаем также, что экспериментальные измерения могут содержать аддитивные случайные ошибки. В этом случае проведенные эксперименты характеризуются вектор-столбцом измерений

$$\begin{aligned} \bar{V}^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ H \} \} &= \\ &= \left\{ \bar{v}_{(n,r)}^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ h \} \}, n = \overline{0, N-1}, r = \overline{0, R-1}, q = \overline{0, Q-1}, h = \overline{0, H-1} \right\} : \\ v_{(n,r)}^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ h \} \} &= v_{(n,r)}^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ h \} \} + \delta v_{(n,r)}^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ h \} \}, \end{aligned} \quad (3.54)$$

где $v_{(n,r)}^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ h \} \} = \left. \frac{\partial^{q+h} v^{(k)}(t / v_0^{(k)})}{\partial t^q \partial v_0^{(k)h}} \right|_{\substack{v_0 = v_0(n) \\ t = t(r)}}$, $\delta v_{(n,r)}^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ h \} \}$ – случайные ошибки

измерений.

Будем полагать, что ошибки измерений битового трафика k -й службы некоррелированы и характеризуются нулевым математическим ожиданием и соответствующими среднеквадратическими отклонениями $\sigma_{(n,r)}^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ h \} \} = \sigma_0^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ h \} \} / \omega_{(n,r)}^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ h \} \}$, где $\omega_{(n,r)}^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ h \} \}$ – известные положительные веса измерений; $\sigma_0^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ h \} \}$ – некоторый в общем случае безразмерный коэффициент, зависящий от порядков производных q и h .

В зависимости от объема информации, полученной при проведении экспериментов, будем различать, следуя рекомендациям [67], пять различных категорий функционального описания количества передаваемого битового трафика k -й службы ШЦСИО [66].

Определение 1. Динамическим трафиком первой категории будем называть такой битовый трафик, для которого в результате экспериментов может быть получен вектор-столбец измерений

$$\bar{V}^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ H \} \} = V^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ H \} \} + \delta V^{(k)} \{ \chi_{\rho} \{ H \} \}.$$

Определение 2. Динамическим трафиком второй категории будем называть такой битовый трафик, для которого в результате экспериментов может быть получен вектор-столбец измерений

$$\begin{aligned} \overline{V}^{(k)}(k) \chi_{Q} \{0\} &= V^{(k)}(k) \chi_{Q} \{0\} + \delta V^{(k)}(k) \chi_{Q} \{0\}, \\ V^{(k)}(k) \chi_{Q} \{0\} &= \left\{ v_{(n,r)}^{(k)}(q) \right\}, n = \overline{0, N-1}, r = \overline{0, R-1}, q = \overline{0, Q-1} \}^T, \\ \delta V^{(k)}(k) \chi_{Q} \{0\} &= \left\{ \delta v_{(n,r)}^{(k)}(q) \right\}, n = \overline{0, N-1}, r = \overline{0, R-1}, q = \overline{0, Q-1} \}^T. \end{aligned}$$

Определение 3. Динамическим трафиком третьей категории будем называть такой битовый трафик, для которого в результате экспериментов может быть получен вектор-столбец измерений

$$\begin{aligned} \overline{V}^{(k)}(k) \chi_{0} \{H\} &= V^{(k)}(k) \chi_{0} \{H\} + \delta V^{(k)}(k) \chi_{0} \{H\}, \\ V^{(k)}(k) \chi_{0} \{H\} &= \left\{ v_{(n,r)}^{(k)}(h) \right\}, n = \overline{0, N-1}, r = \overline{0, R-1}, h = \overline{0, H-1} \}^T, \\ \delta V^{(k)}(k) \chi_{0} \{H\} &= \left\{ \delta v_{(n,r)}^{(k)}(h) \right\}, n = \overline{0, N-1}, r = \overline{0, R-1}, h = \overline{0, H-1} \}^T. \end{aligned}$$

Определение 4. Динамическим трафиком четвертой категории будем называть такой битовый трафик, для которого в результате экспериментов могут быть получены вектор-столбцы измерений

$$\overline{V}^{(k)}(k) \chi_{Q} \{0\} \text{ и } \overline{V}^{(k)}(k) \chi_{0} \{H\}.$$

Определение 5. Динамическим трафиком пятой категории будем называть такой битовый трафик, для которого в результате экспериментов может быть получен вектор-столбец измерений

$$\begin{aligned} \overline{V}^{(k)}(k) \chi_{0} \{0\} &= V^{(k)}(k) \chi_{0} \{0\} + \delta V^{(k)}(k) \chi_{0} \{0\}, \\ V^{(k)}(k) \chi_{0} \{0\} &= \left\{ v_{(n,r)}^{(k)} \right\}, n = \overline{0, N-1}, r = \overline{0, R-1} \}^T, \\ \delta V^{(k)}(k) \chi_{0} \{0\} &= \left\{ \delta v_{(n,r)}^{(k)} \right\}, n = \overline{0, N-1}, r = \overline{0, R-1} \}^T. \end{aligned}$$

Требуется с учетом (3.50)–(3.54) на основе метода о.и.к. решения задачи Коши разработать метод синтеза математических моделей динамических трафиков разных категорий, $\varepsilon^{(k)}$ -адекватных реальным трафикам в заданных пространственно-временных областях.

3.6.2. Метод синтеза моделей динамического трафика в детерминированной постановке

Рассмотрим применение метода о.и.к. [63, 64] для синтеза математических моделей динамических трафиков при условии, что известны точные значения динамической функции количества передаваемой битовой информации $v^{(k)}(t / v_0^{(k)})$ и ее производных

различных порядков по t и $v_0^{(k)}$ в узлах $t_m, v_{0p}^{(k)}, m = \overline{0, M-1}, p = \overline{0, P-1}$:

$$v_{pm}^{(k)\lambda q\|h} = \left. \frac{\partial^{q+h} v^{(k)}(t/v_0^{(k)})}{\partial t^q \partial v_0^{(k)h}} \right|_{\substack{v_0^{(k)}=v_{0p}^{(k)} \\ t=t_m}} \quad (3.55)$$

По аналогии с [64] решение уравнения (3.55) в области $D_1^{(k)}$ представим [66] в виде обобщенного интерполяционного полинома

$$\tilde{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = \sum_{j=0}^{M-1} \sum_{r=0}^{P-1} \sum_{u=0}^{H-1} \alpha_{uj}^{(k)\lambda r\|i} \mu_{ui}^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_{jr}^{(k)}(t), \quad (3.56)$$

где $\alpha_{uj}^{(k)\lambda r\|i}$ – постоянные коэффициенты; $\{\mu_{ui}^{(k)}(v_0^{(k)}) \times \gamma_{jr}^{(k)}(t)\}$ – система известных линейно-независимых функций.

Очевидно, что выражение (3.56) может быть использовано в качестве $\varepsilon^{(k)}$ – адекватной модели в том случае, когда истинную динамическую функцию количества передаваемой битовой информации можно представить виде ряда

$$v^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = \tilde{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) + R(t/v_0^{(k)}), \quad (3.57)$$

где $\tilde{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)})$ определяется выражением (3.56), $R(t/v_0^{(k)})$ – остаточный член, удовлетворяющий условию

$$\max_{t, v_0^{(k)}} |R(t, v_0^{(k)})| \leq \varepsilon^{(k)}, t, v_0^{(k)} \in D_1^{(k)}. \quad (3.58)$$

В этом случае коэффициенты $\alpha_{uj}^{(k)\lambda r\|i}$ с учетом характеристического свойства функций [67] $\mu_{ui}^{(k)}(v_0^{(k)})$ и $\gamma_{jr}^{(k)}(t)$ находятся из решения системы алгебраических уравнений

$$\sum_{j=0}^{M-1} \sum_{r=0}^{P-1} \sum_{u=0}^{H-1} \alpha_{uj}^{(k)\lambda r\|i} \mu_{ui}^{(k)\lambda h} (v_{op}^{(k)}) \gamma_{jr}^{(k)\lambda q} (t_m) = v_{pm}^{(k)\lambda q\|h} \quad (3.59)$$

Для построения модели динамического трафика первой категории целесообразно использовать полиномы Эрмита [64]. Выражение (3.56) в этом случае принимает вид

$$\begin{aligned} \tilde{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) &= \\ &= \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{q=0}^{Q-1} \sum_{p=0}^{P-1} \sum_{h=0}^{H-1} v_{pm}^{(k)\lambda q\|h} H_{ph}(v_0^{(k)}) H_{mq}(t) = \\ &= \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{\lambda=0}^{Q-1} \sum_{p=0}^{P-1} \sum_{h=0}^{H-1} \sum_{\eta=0}^{H-1} v_{pm}^{(k)\lambda q\|h} \frac{1}{m!} \frac{1}{q!} \frac{1}{p!} \frac{1}{h!} \times \end{aligned}$$

$$\times \left[\frac{(v_0^{(k)} - v_{0p}^{(k)})^H}{\Omega_{p-1}(v_0^{(k)})} \right]_{v_0^{(k)}=v_{0p}^{(k)}}^{(\eta)} \times$$

$$\times \frac{\Omega_{p-1}(v_0^{(k)})}{(v_0^{(k)} - v_{0p}^{(k)})^{H-h-\eta}} \left[\frac{(t-t_m)^p}{\Omega_{M-1}(t)} \right]_{t=t_m}^{(\lambda)} \frac{\Omega_{M-1}(t)}{(t-t_m)^{Q-q-\lambda}},$$

где $\Omega_{p-1}(v_0^{(k)}) = \prod_{j=0}^{p-1} (v_0^{(k)} - v_{0j}^{(k)})^H$, $\Omega_{M-1}(t) = \prod_{j=0}^{M-1} (v_0^{(k)} - v_{0j}^{(k)})^H$

Рассуждая аналогично (3.56)–(3.59), запишем полином, описывающий поведение динамического трафика второй категории и соответствующую ему систему алгебраических уравнений

$$\tilde{v}(t / v_0^{(k)}) = \sum_{j=0}^{M-1} \sum_{r=0}^{Q-1} \sum_{u=0}^{P-1} \alpha_{uj}^{(k)\lambda r \{0\}} \mu_u^{(k)} \nu_u^{(k)} (v_0^{(k)}) \gamma_{jr}^{(k)}(t), \quad (3.60)$$

$$\sum_{j=0}^{M-1} \sum_{r=0}^{Q-1} \sum_{u=0}^{P-1} \alpha_{uj}^{(k)\lambda r \{0\}} \mu_u^{(k)} (v_0^{(k)}) \gamma_{jr}^{(k)\lambda q}(t_m) = \nu_{pm}^{(k)\lambda q \{0\}}, \quad (3.61)$$

$$p = \overline{0, P-1}, m = \overline{0, M-1}, q = \overline{0, Q-1}.$$

Выражение (3.60) с использованием полиномов Лагранжа и Эрмита [64] принимает вид

$$\tilde{v}^{(k)}(t / v_0^{(k)}) = \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{q=0}^{Q-1} \sum_{p=0}^{P-1} \nu_{pm}^{(k)\lambda q \{0\}} L_p(v_0^{(k)}) H_{mq}(t) =$$

$$= \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{q=0}^{Q-1} \sum_{\lambda=0}^{P-1} \sum_{p=0}^{P-1} \nu_{pm}^{(k)\lambda q \{0\}} \frac{1}{m!} \frac{1}{q!} \left[\frac{(t-t_m)^p}{\Omega_{M-1}(t)} \right]_{t=t_m}^{(\lambda)} \times$$

$$\times \frac{\Omega_{M-1}(t)}{(t-t_m)^{Q-q-\lambda}} \frac{\omega_{p-1}(v_0^{(k)})}{(v_0^{(k)} - v_{0p}^{(k)}) \omega_{p-1}^{(k)} \omega_{p-1}^{(1)}(v_0^{(k)})}_{v_0^{(k)}=v_{0p}^{(k)}},$$

где $\omega_{p-1}(v_0^{(k)}) = \prod_{j=0}^{p-1} (v_0^{(k)} - v_{0j}^{(k)})$, $\omega_{p-1}^{(1)}(v_0^{(k)}) = \frac{\partial \omega_{p-1}(v_0^{(k)})}{\partial v_0^{(k)}}$.

По аналогии с (3.60), (3.61) для динамического трафика третьей категории имеем

$$\tilde{v}^{(k)}(t / v_0^{(k)}) = \sum_{j=0}^{M-1} \sum_{u=0}^{P-1} \sum_{i=0}^{H-1} \alpha_{uj}^{(k)\lambda 0 \{i\}} \mu_{ui}^{(k)} (v_0^{(k)}) \gamma_j^{(k)}(t), \quad (3.62)$$

$$\sum_{j=0}^{M-1} \sum_{u=0}^{P-1} \sum_{i=0}^{H-1} \alpha_{uj}^{(k)\lambda 0 \{i\}} \mu_{ui}^{(k)\lambda h} (v_0^{(k)}) \gamma_j^{(k)}(t_m) = \nu_{pm}^{(k)\lambda 0 \{h\}}.$$

При использовании полиномов Лагранжа и Эрмита выражение (3.62) принимает вид

$$\begin{aligned} \tilde{v}^{(k)}(t / v_0^{(k)}) &= \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} \sum_{h=0}^{H-1} v_{pm}^{(k)\{0\}h} H_{ph}(v_0^{(k)}) L_m(t) = \\ &= \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} \sum_{h=0}^{H-1} \sum_{\eta=0}^{H-1} v_{p\eta}^{(k)\{0\}h} \frac{1}{p!} \frac{1}{h!} \left[\frac{(v_0^{(k)} - v_{0p}^{(k)})^H}{\Omega_{p-1}(v_0^{(k)})} \right]_{v_0^{(k)}=v_{0p}^{(k)}}^{(\eta)} \times \\ &\times \frac{\Omega_{p-1}(v_0^{(k)})}{(v_0^{(k)} - v_{0p}^{(k)})^{H-h-\eta}} \frac{\omega_{M-1}(t)}{(t-t_m)\omega_{M-1}^{(1)}(t)\lambda_{t=t_m}}, \end{aligned}$$

где $\omega_{M-1}(t) = \prod_{j=0}^{M-1} (t-t_j)$, $\omega_{M-1}^{(1)}(t) = \frac{d\omega_{M-1}(t)}{dt}$.

Применительно к динамическому трафику четвертой категории по аналогии с [61] можно записать

$$\begin{aligned} \tilde{v}^{(k)}(t / v_0^{(k)}) &= \\ &= \sum_{j=0}^{M-1} \sum_{u=0}^{P-1} \left[\alpha_{uj}^{(k)\{0\}0} \mu_u^{(k)}(v_0^{(k)}) Y_j^{(k)}(t) + \sum_{r=0}^{Q-1} \alpha_{uj}^{(k)\{r\}0} \mu_u^{(k)}(v_0^{(k)}) Y_{jr}^{(k)}(t) + \right. \\ &\left. + \sum_{i=0}^{H-1} \alpha_{uj}^{(k)\{0\}i} \mu_{ui}^{(k)}(v_0^{(k)}) Y_j^{(k)}(t) \right]. \end{aligned} \quad (3.63)$$

Соответствующая модели (3.63) система уравнений для вычисления коэффициентов $\alpha_{uj}^{(k)\{0\}0}$, $\alpha_{uj}^{(k)\{r\}0}$, $\alpha_{uj}^{(k)\{0\}i}$ имеет вид

$$\begin{cases} \sum_{j=0}^{M-1} \sum_{u=0}^{P-1} \alpha_{uj}^{(k)\{0\}0} \mu_u^{(k)}(v_0^{(k)}) Y_j^{(k)}(t_m) = v_{pm}^{(k)\{0\}0}, \\ \sum_{j=0}^{M-1} \sum_{r=1}^{Q-1} \sum_{u=0}^{P-1} \alpha_{uj}^{(k)\{r\}0} \mu_u^{(k)}(v_0^{(k)}) Y_{jr}^{(k)}(t_m) = v_{pm}^{(k)\{r\}0}, \\ \sum_{j=0}^{M-1} \sum_{u=1}^{P-1} \sum_{i=0}^{H-1} \alpha_{uj}^{(k)\{0\}i} \mu_{ui}^{(k)}(v_0^{(k)}) Y_j^{(k)}(t_m) = v_{pm}^{(k)\{0\}h}, \end{cases}$$

$$p = \overline{0, P-1}, m = \overline{0, M-1}, q = \overline{0, Q-1}, h = \overline{0, H-1}.$$

Используя для построения модели (3.63) полиномы Лагранжа и Эрмита, получим

$$\begin{aligned} \tilde{v}^{(k)}(t / v_0^{(k)}) &= \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} [v_{pm}^{(k)\{0\}0} L_p(v_0^{(k)}) L_m(t) + \sum_{q=0}^{Q-1} v_{pm}^{(k)\{q\}0} L_p(v_0^{(k)}) H_{mq}(t) + \\ &+ \sum_{h=0}^{H-1} v_{pm}^{(k)\{0\}h} H_{ph}(v_0^{(k)}) L_m(t)]. \end{aligned}$$

По аналогии для динамического трафика пятой категории имеем

$$\tilde{v}^{(k)}(t / v_0^{(k)}) = \sum_{j=0}^{M-1} \sum_{u=0}^{P-1} \alpha_{uj}^{(k)} \mu_u^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_j^{(k)}(t), \quad (3.64)$$

$$\sum_{j=0}^{M-1} \sum_{u=0}^{P-1} \alpha_{uj}^{(k)} \mu_u^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_j^{(k)}(t_m) = v_{pm}^{(k)},$$

$$\tilde{v}^{(k)}(t / v_0^{(k)}) = \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} v_{pm}^{(k)} L_p(v_0^{(k)}) L_m(t). \quad (3.65)$$

Следует отметить, что построение моделей динамических трафиков вида (3.58), (3.60), (3.62)–(3.64) может осуществляться с использованием и других типов интерполяционных полиномов. Однако полиномы Лагранжа и Эрмита обладают рядом существенных преимуществ по сравнению с другими полиномами при выполнении расчетов на ЭВМ [64].

В общем случае при $j \neq 0, 1, \dots, N-1$:

$$\tilde{v}^{(k)}(t_m / v_0^{(k)}) = \tilde{v}_{mj}^{(k)} \neq v_{mj}^{(k)},$$

т. е. реальное значение динамической функции количества передаваемой битовой информации отличается от значения аппроксимирующей функции при $t = t_m$ на величину $\Delta \tilde{v}_{mj}^{(k)} = \tilde{v}_{mj}^{(k)} - v_{mj}^{(k)}$. Согласно постановке задачи модель вида (3.56) должна быть $\varepsilon^{(k)}$ -адекватна реальной динамической функции количества передаваемой битовой информации, то есть удовлетворять условию (3.53). Покажем на примере динамического трафика пятой категории порядок выбора узлов интерполяции $t_m, v_0^{(k)}$, обеспечивающих выполнение указанного условия. Известно, что погрешность двумерной интерполяции задается остаточным членом [63].

$$\begin{aligned} R(t / v_0^{(k)}) &= \\ &= \frac{\omega_{M-1}(t)}{M!} \frac{\partial^M}{\partial t^M} v(t^* / v_0^{(k)}) + \frac{\omega_{P-1}(v_0^{(k)})}{P!} \frac{\partial^P}{\partial v_0^{(k)P}} v_0^{(k)}(t / v_0^{(k)}) - \\ &- \frac{\omega_{M-1}(t) \omega_{P-1}(v_0^{(k)})}{M! P!} \frac{\partial^{M+P}}{\partial t^M \partial v_0^{(k)P}} v(t^{**} / v_0^{(k)**}), \end{aligned} \quad (3.66)$$

где t^*, t^{**} и $v_0^{(k)*}, v_0^{(k)**}$ – некоторые характерные значения переменных t и $v_0^{(k)}$, принадлежащих области $D_1^{(k)}$.

По аналогии с [63] с учетом (3.53) и (3.66) можно записать

$$\max_{t, v_0^{(k)}} |v^{(k)}(t / v_0^{(k)}) - \tilde{v}^{(k)}(t / v_0^{(k)})| \leq$$

$$\begin{aligned} &\leq \frac{S_M}{M!} \|\omega_{M-1}(t)\|_t + \frac{T_P}{P!} \|\omega_{P-1}(v_0^{(k)})\|_{v_0^{(k)}} + \\ &+ \frac{D_{M,P}}{M!P!} \|\omega_{M-1}(t)\omega_{P-1}(v_0^{(k)})\|_{t,v_0^{(k)}} \leq \varepsilon^{(k)}, \end{aligned} \quad (3.67)$$

где

$$\begin{aligned} S_M &= \max_{t,v_0^{(k)}} \left| \frac{\partial^M}{\partial t^M} v^{(k)}(t/v_0^{(k)}) \right|, \quad T_P = \max_{t,v_0^{(k)}} \left| \frac{\partial^P}{\partial v_0^{(k)P}} v^{(k)}(t/v_0^{(k)}) \right|, \\ D_{M,P} &= \max_{t,v_0^{(k)}} \left| \frac{\partial^{M+P}}{\partial t^M \partial v_0^{(k)P}} v^{(k)}(t/v_0^{(k)}) \right|, \quad \|\cdot\|_{t(v_0^{(k)})} = \max_{t(v_0^{(k)})} |\cdot|. \end{aligned}$$

Задаваясь величиной $\varepsilon^{(k)}$, в соответствии с (3.67) удается подобрать такие M и P , при которых обеспечивается требуемая точность описания исследуемого динамического трафика (адекватность модели (3.56)). При этом шаги $\Delta v_{0p}^{(k)} = v_{0p}^{(k)} - v_{0p-1}^{(k)}$ и $\Delta t = t_m - t_{m-1}$ должны выбираться из условия минимизации оценки погрешности двумерной интерполяции (3.67). В этом случае узлы t_m и $v_{0p}^{(k)}$ совпадают с корнями полинома Чебышева [63], т. е. при оценке сверху величин $\omega_{M-1}(t)$ и $\omega_{P-1}(v_0^{(k)})$ можно воспользоваться известными соотношениями [61]

$$\begin{aligned} \max_t |\omega_{M-1}(t)| &\leq \frac{(t_{M-1} - t_0)^M}{2^{2M-1}}, \quad t \in [t_0, T], \\ \max_{v_0^{(k)}} |\omega_{P-1}(v_0^{(k)})| &\leq \frac{(v_{0p-1}^{(k)} - v_{00}^{(k)})^P}{2^{2P-1}}, \quad v_0^{(k)} \in [b_1^{(k)}, b_2^{(k)}]. \end{aligned}$$

С учетом этих соотношений по аналогии с [61] вместо (3.67) воспользуемся оценкой

$$\begin{aligned} &\max_{t,v_0^{(k)}} |v^{(k)}(t/v_0^{(k)}) - \tilde{v}^{(k)}(t, v_0^{(k)})| \leq \\ &\leq \frac{(t_{M-1} - t_0)^M}{2^{2M-1}} \frac{S_M}{M!} + \frac{(v_{0p-1}^{(k)} - v_{00}^{(k)})^P}{2^{2P-1}} \frac{T_P}{P!} + \\ &+ \frac{(t_{M-1} - t_0)^M}{2^{2M-1}} \frac{(v_{0p-1}^{(k)} - v_{00}^{(k)})^P}{2^{2P-1}} \frac{D_{M,P}}{M!P!}, \end{aligned}$$

которая соответствует выбору узлов t_m и $v_{0p}^{(k)}$ в соответствии с формулами

$$\left\{ \begin{array}{l} t_m = \frac{1}{2} \left[(T - t_0) \cos \frac{2m+1}{2M} \pi + T + t_0 \right], m = \overline{0, M-1}, \\ v_{0p}^{(k)} = \frac{1}{2} \left[(b_2^{(k)} + b_1^{(k)}) \cos \frac{2n+1}{2N} \pi + b_2^{(k)} + b_1^{(k)} \right], p = \overline{0, P-1}. \end{array} \right. \quad (3.68)$$

Таким образом, с учетом полученных соотношений можно так выбрать узлы интерполяции t_m и $v_{0p}^{(k)}$, чтобы модель (3.56) была $\varepsilon^{(k)}$ -адекватна исследуемому динамическому трафику в заданной области. Как показывает анализ [64], при достаточно гладкой зависимости функции $v^{(k)}(t/v_0^{(k)})$ от t и $v_0^{(k)}$ общее количество узлов интерполяции оказывается незначительным.

3.6.3. Метод синтеза моделей динамического трафика в статистической постановке

Рассмотрим задачу синтеза математических моделей динамического трафика с учетом случайных ошибок измерений. Для приближенного определения коэффициентов интерполяционного полинома (3.56), описывающего поведение исследуемого динамического трафика, воспользуемся [66] следующей аппроксимирующей функцией $\hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)})$:

$$\hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = \sum_{n=0}^{M-1} \sum_{r=0}^{Q-1} \sum_{p=0}^{P-1} \sum_{i=0}^{H-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}}(G) \mu_{pi}^{(k)} \gamma_{mr}^{(k)}, \quad (3.69)$$

где $\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}}(G)$ – оценки, полученные по результатам G измерений ($G = N \cdot R \cdot Q \cdot H$), при этом полагаем, что вектор-столбец $\bar{Y}^{(k)\{Q\}\{H\}}$ включает в себя избыточные измерения ($NR > PM$).

Очевидно, что для $\varepsilon^{(k)}$ -адекватности модели (3.69) исследуемой системе необходимо, чтобы оценки $\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}}(G)$ обладали свойствами состоятельности, несмещенности и эффективности по отношению к коэффициентам $\alpha_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}}(G)$, при которых удовлетворяется условие (3.58), т. е.

$$\lim_{G \rightarrow \infty} P \left\{ \left\| \hat{A}(G) - A \right\| > \delta \nu \right\} = 0, M \left\{ \hat{A}(G) - A \right\} = 0, \\ \beta^T M \left\{ \left[\hat{A}^3(G) - A \right] \left[A^3(G) - A \right]^T \right\} \beta \leq \beta^T M \left\{ \left[\hat{A}(G) - A \right] \left[\hat{A}(G) - A \right]^T \right\} \beta,$$

где δv – сколь угодно малое положительное число; $\hat{\lambda}(G) = \{\hat{\alpha}_{pm}^{(k)r|i}\}$, $p = \overline{0, P-1}$, $m = \overline{0, M-1}$, $q = \overline{0, Q-1}$, $i = \overline{0, H-1}$ $\}^T$,
 $\beta = \{\beta_j, j = \overline{0, (P-1)(M-1)(Q-1)(H-1)}\}^T$ – произвольный вектор;
 $\hat{A}^3(G)$ – эффективная оценка вектора A , полученная по результатам G измерений

$$A = \{\alpha_{uj}^{(k)r|i}\}, u = \overline{0, P-1}, j = \overline{0, M-1}, r = \overline{0, Q-1}, i = \overline{0, H-1} \}^T.$$

Известно [67], что указанным свойствам удовлетворяют оценки, полученные на основе метода наименьших квадратов (МНК-оценки) [65]. В соответствии с данным методом сформируем невязку:

$$\begin{aligned} \Delta_{(n,s)}^{(k)q|h} &= \bar{v}_{(n,s)}^{(k)q|h} - \\ &- \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{j=0}^{P-1} \sum_{p=0}^{Q-1} \sum_{i=0}^{H-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)r|i} \mu_{pi}^{(k)h} \left(v_{0(n)}^{(k)} \right) \gamma_{nj}^{(k)q} \left(t_{(s)} \right), \end{aligned} \quad (3.70)$$

$$n = \overline{0, N-1}, s = \overline{0, S-1}, q = \overline{0, Q-1}, h = \overline{0, H-1}.$$

Искомые оценки $\hat{\alpha}_{pm}^{(k)r|i}$ находятся из условия [65]:

$$\begin{aligned} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)r|i} &= \\ &= \arg \min_{\alpha_{pm}^{(k)r|i}} \left\{ \sum_{s=0}^{S-1} \sum_{q=0}^{Q-1} \sum_{n=0}^{N-1} \sum_{h=0}^{H-1} \omega_{(n,s)}^{(k)q|h} \left[\Delta_{(n,s)}^{(k)q|h} \right]^2 \right\}. \end{aligned} \quad (3.71)$$

Следует отметить, что узлы интерполяции $t_m, v_{0p}^{(k)}$ в общем случае не совпадают с узлами $t_{(s)}, v_{0(n)}^{(k)}$, в которых производятся измерения, при этом $M < S, P < N$.

Дифференцируя выражение (3.71) по $\alpha_{lg}^{(k)r|d}$, $\ell = \overline{0, P-1}$, $g = \overline{0, M-1}$, $z = \overline{0, Q-1}$, $d = \overline{0, H-1}$, получим систему линейных алгебраических уравнений для определения искомых коэффициентов:

$$\begin{aligned} &\sum_{s=0}^{S-1} \sum_{q=0}^{Q-1} \sum_{n=0}^{N-1} \sum_{h=0}^{H-1} \omega_{(n,s)}^{(k)q|h} \left[\bar{v}_{(n,s)}^{(k)q|h} - \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{r=0}^{P-1} \sum_{p=0}^{Q-1} \sum_{i=0}^{H-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)r|i} \times \right. \\ &\times \left. \mu_{pi}^{(k)h} \left(v_{0(n)}^{(k)} \right) \gamma_{mr}^{(k)q} \left(t_{(s)} \right) \right] \mu_{ld}^{(k)h} \left(v_{0(n)}^{(k)} \right) \gamma_{gz}^{(k)q} \left(t_{(s)} \right) = 0, \end{aligned} \quad (3.72)$$

$$\ell = \overline{0, P-1}, g = \overline{0, M-1}, z = \overline{0, Q-1}, d = \overline{0, H-1}.$$

Решение уравнения (3.51), описывающее поведение динамического трафика первой категории в заданной области $D_1^{(k)}$, ап-

проксимируется полиномом (3.69), при этом коэффициенты $\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{0\}}$ находятся из решения системы линейных алгебраических уравнений (3.72).

Аппроксимирующий полином типа (3.69), описывающий поведение динамического трафика второй категории имеет вид

$$\hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{r=0}^{Q-1} \sum_{p=0}^{P-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{0\}} \mu_p^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_{mr}^{(k)}(t), \quad (3.73)$$

при этом коэффициенты $\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{0\}}$ на основании (3.72) находятся из решения системы уравнений

$$\begin{aligned} & \sum_{s=0}^{S-1} \sum_{q=0}^{Q-1} \sum_{n=0}^{N-1} \omega_{(n,s)}^{(k)\{q\}} [\hat{v}_{(n,s)}^{(k)\{q\}}] - \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{r=0}^{Q-1} \sum_{p=0}^{P-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{0\}} \times \\ & \times \mu_p^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_{mr}^{(k)\{q\}}(t_s) \mu_i^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_{gz}^{(k)\{q\}}(t_s) = 0, \\ & \ell = 0, P-1, g = 0, M-1, z = 0, Q-1. \end{aligned}$$

Рассуждая аналогично (3.69)–(3.72), запишем решение уравнения (3.51) и систему уравнений для вычисления коэффициентов $\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{0\}}$ применительно к динамическому трафику третьей категории:

$$\hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} \sum_{i=0}^{H-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{0\}\{i\}} \mu_{pi}^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_m^{(k)}(t), \quad (3.74)$$

$$\begin{aligned} & \sum_{s=0}^{S-1} \sum_{n=0}^{N-1} \sum_{h=0}^{H-1} \omega_{(n,s)}^{(k)\{h\}} \left[\hat{v}_{(n,s)}^{(k)\{h\}} \right] - \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} \sum_{i=0}^{H-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{0\}\{i\}} \times \\ & \times \mu_{pi}^{(k)\{h\}}(v_0^{(k)}) \gamma_m^{(k)}(t_s) \mu_{td}^{(k)\{h\}}(v_0^{(k)}) \gamma_g^{(k)}(t_s) = 0, \\ & \ell = 0, P-1, g = 0, M-1, d = 0, Q-1. \end{aligned}$$

Для динамического трафика четвертой категории аппроксимирующий полином представим в виде [64]

$$\begin{aligned} \hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = & \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} \left[\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{0\}\{0\}} \mu_p^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_m^{(k)}(t) + \sum_{r=0}^{Q-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{0\}} \times \right. \\ & \left. \times \mu_p^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_{mr}^{(k)}(t) + \sum_{i=0}^{H-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{0\}\{i\}} \mu_{pi}^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_m^{(k)}(t) \right]. \end{aligned}$$

(3.75)

Повторяя приведенные выше рассуждения, получим систему для вычисления коэффициентов $\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{0\}\{0\}}$, $\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{0\}}$, $\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{0\}\{i\}}$:

$$\begin{cases} \sum_{s=0}^{S-1} \sum_{q=0}^{Q-1} \sum_{n=0}^{N-1} \sum_{h=0}^{H-1} \omega^{(k)\{q\}\{h\}} \Delta^{(k)\{q\}\{h\}} \mu_r^{(k)}(v_{0(n)}^{(k)}) \mathcal{Y}_g^{(k)}(t_s) = 0, \\ \sum_{s=0}^{S-1} \sum_{q=0}^{Q-1} \sum_{n=0}^{N-1} \sum_{h=0}^{H-1} \omega^{(k)\{q\}\{h\}} \Delta^{(k)\{q\}\{h\}} \mu_r^{(k)}(v_{0(n)}^{(k)}) \mathcal{Y}_{\bar{g}}^{(k)\{q\}}(t_{(s)}) = 0, \\ \sum_{s=0}^{S-1} \sum_{q=0}^{Q-1} \sum_{n=0}^{N-1} \sum_{h=0}^{H-1} \omega^{(k)\{q\}\{h\}} \Delta^{(k)\{q\}\{h\}} \mu_d^{(k)\{h\}}(v_{0(n)}^{(k)}) \mathcal{Y}_g^{(k)}(t_{(s)}) = 0, \end{cases}$$

$$\ell = 0, P-1, g = 0, M-1, z = 0, Q-1, d = 0, H-1,$$

где невязка $\Delta^{(k)\{q\}\{h\}}$ определяется выражением

$$\begin{aligned} \Delta^{(k)\{q\}\{h\}} &= v^{(k)\{q\}\{h\}} - \\ &- \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} [\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{0\}\{0\}} \mu_p^{(k)}(v_{0(n)}^{(k)}) \mathcal{Y}_m^{(k)}(t_s) + \sum_{r=0}^{Q-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{0\}} \times \\ &\times \mu_p^{(k)}(v_{0(n)}^{(k)}) \mathcal{Y}_{mr}^{(k)\{q\}}(t_{(s)}) + \sum_{i=0}^{H-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{0\}\{i\}} \mu_{pi}^{(k)\{h\}}(v_{0(n)}^{(k)}) \mathcal{Y}_m^{(k)}(t_{(s)})]. \end{aligned}$$

По аналогии для динамического трафика пятой категории имеем

$$\begin{aligned} \hat{v}(t/v_0^{(k)}) &= \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{0\}\{0\}} \mu_p^{(k)}(v_0^{(k)}) \mathcal{Y}_m^{(k)}(t), \\ \sum_{s=0}^{S-1} \sum_{n=0}^{N-1} \omega^{(k)\{q\}\{h\}} &\left[\bar{v}^{(k)\{q\}\{h\}} - \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{0\}\{i\}} \times \right. \\ &\times \mu_p^{(k)}(v_{0(n)}^{(k)}) \mathcal{Y}_m^{(k)}(t_{(s)}) \left. \right] \mu_r^{(k)}(v_{0(n)}^{(k)}) \mathcal{Y}_g^{(k)}(t_{(s)}) = 0, \end{aligned} \quad (3.76)$$

$$\ell = 0, P-1, g = M-1.$$

Для построения моделей динамических трафиков (3.69), (3.73)–(3.76) также могут быть использованы полиномы Лагранжа и Эрмита. Так, для динамического трафика первой категории можно записать

$$\hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{p=0}^{P-1} \sum_{i=0}^{H-1} \hat{v}_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}} H_{pi}^{(k)}(v_0^{(k)}) H_{mr}^{(k)}(t)$$

при этом в качестве коэффициентов $\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}}$ выступают оценки динамической функции количества передаваемой битовой информации и ее производных различных порядков $\hat{v}_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}}$ в моменты $t = t_m, 0 \leq m \leq M-1$, при p -м начальном условии $v_0^{(k)} = v_{0p}^{(k)}, 0 \leq p \leq P-1$.

Применение изложенного в данном параграфе метода допускает удобную матричную форму записи, что делает данный подход

наиболее приемлемым для реализации на компьютере. Так, модель динамического трафика первой категории можно представить в виде

$$\hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = \psi^{(k)} \hat{A}^{(k)}, \quad (3.77)$$

где $\hat{A}^{(k)} = \left\{ \hat{\alpha}_{pm}^{(k)} \{r\} \{i\}, p = \overline{0, P-1}, m = \overline{0, M-1}, r = \overline{0, Q-1}, i = \overline{0, H-1} \right\}^T$,

$$\psi^{(k)} = \left\{ \mu_{pi}^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_{mr}^{(k)}(t), p = \overline{0, P-1}, m = \overline{0, M-1}, r = \overline{0, Q-1}, i = \overline{0, H-1} \right\}^T.$$

Выражение (3.70) в этом случае принимает вид

$$\Delta^{(k)} = \bar{Y}^{(k)} \{Q\} \{H\} - \phi^{(k)} \hat{A}^{(k)}, \quad (3.78)$$

где

$$\phi^{(k)} = \left\{ \phi_{(n,s)}^{(k)} \{q\} \{h\}, n = \overline{0, N-1}, s = \overline{0, S-1}, q = \overline{0, Q-1}, h = \overline{0, H-1} \right\},$$

$$\phi_{(n,s)}^{(k)} \{q\} \{h\} = \left\{ \mu_{pi}^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_{mr}^{(k)}(v_0^{(k)}), p = \overline{0, P-1}, m = \overline{0, M-1}, r = \overline{0, Q-1}, i = \overline{0, H-1} \right\}^T,$$

$$\Delta^{(k)} = \left\{ \Delta_{(n,s)}^{(k)} \{q\} \{h\}, n = \overline{0, N-1}, s = \overline{0, S-1}, q = \overline{0, Q-1}, h = \overline{0, H-1} \right\}^T.$$

С учетом (3.77), (3.78) вектор оценок $\hat{A}^{(k)}$, оптимальных в смысле критерия

$$\hat{A}^{(k)} = \arg \min_{A^{(k)}} \Delta^{(k)T} W \Delta^{(k)} =$$

$$= \arg \min_{A^{(k)}} \left[\bar{Y}^{(k)} \{Q\} \{H\} - \phi^{(k)} A^{(k)} \right]^T W \left[\bar{Y}^{(k)} \{Q\} \{H\} - \phi^{(k)} A^{(k)} \right],$$

находится из решения матричного уравнения

$$\phi^T W \phi \hat{A} = \phi^T W \bar{Y}^{(k)} \{Q\} \{H\}$$

согласно правилу

$$\hat{A} = (\phi^T W \phi)^{-1} \phi^T W \bar{Y}^{(k)} \{Q\} \{H\}, \quad (3.79)$$

где

$$W = \text{diag} \left\{ \omega_{(n,s)}^{(k)} \{q\} \{h\}, n = \overline{0, N-1}, s = \overline{0, S-1}, q = \overline{0, Q-1}, h = \overline{0, H-1} \right\}.$$

Полагая, что полином (3.56) является полиномом наилучшего приближения реальной динамической функции количества передаваемой битовой информации $v^{(k)}(t/v_0^{(k)})$ исследуемого динамического трафика, выражение (3.69) представим в виде

$$\hat{v}(t/v_0^{(k)}) = \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{r=0}^{P-1} \sum_{p=0}^{H-1} \hat{\alpha}_{pm}^{(k)} \{r\} \{i\} \mu_{pi}^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_{mr}^{(k)}(t) =$$

$$= \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{r=0}^{P-1} \sum_{p=0}^{H-1} \left(\alpha_{pm}^{(k)} \{r\} \{i\} + \Delta \alpha_{pm}^{(k)} \{r\} \{i\} \right) \mu_{pi}^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_{mr}^{(k)}(t) =$$

$$= \hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) + \Delta \hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}), \quad (3.80)$$

где $\Delta\alpha_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}}$ – случайная ошибка определения коэффициентов

$$\alpha_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}}, \Delta\tilde{v}(t/v_0^{(k)}) = \sum_{m=0}^{M-1} \sum_{r=0}^{Q-1} \sum_{p=0}^{P-1} \sum_{i=0}^{H-1} \Delta\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}} \mu_{pi}^{(k)}(v_0^{(k)}) \gamma_{mr}^{(k)}(t).$$

Известно [65], что если оценки $\hat{\alpha}_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}}$ являются МНК-оценками, величины $\Delta\alpha_{pm}^{(k)\{r\}\{i\}}$ некоррелированы, имеют минимальную дисперсию и нулевое математическое ожидание. Таким образом, при выборе узлов $t_m, v_{0p}^{(k)}$ согласно методике, изложенной в предыдущем параграфе, модель вида (3.67) будет асимптотически $\varepsilon^{(k)}$ -адекватна.

В отличие от случая, когда ошибками измерений можно пренебречь, реализация изложенного в настоящем параграфе метода предполагает необходимость решения систем алгебраических уравнений. Данная процедура с учетом (3.77)–(3.79) может быть автоматизирована с использованием современной высокопроизводительной вычислительной техники.

Следует отметить, что в случае, когда необходимо описать динамический трафик при фиксированном начальном условии, предложенный подход сводится к построению формальной модели [62] с использованием обобщенного метода наименьших квадратов для случая расширенной модели наблюдений [66]. В случае, когда модель наблюдений при этом не содержит производных от измеряемых величин (динамический трафик пятой категории), развитый метод сводится к построению формальной модели с использованием классического МНК [65].

В приложении ПЗ приведены примеры, показывающие применимость изложенных в разделе методических рекомендаций.

3.6.4. Обсуждение полученных результатов

Использование развитого в разделе подхода не исключает его комплексирования с классическим методом построения адекватных динамических моделей исследуемых трафиков. Результатом такого комплексирования может служить сглаживающий полином, минимизирующий расстояние между некоторым семейством частных решений, полученный на основе классической динамической модели и массивом статистических данных, соответствующих натурным экспериментам [67].

Предложенный в разделе подход несложно обобщить на случай многомерного битового трафика, описываемого векторным

уравнением (системой уравнений) (3.50) с вектором постоянных параметров в правой части. В этом случае экспериментальные измерения необходимо производить при различных значениях вектора $a^{(k)}$. Модели динамических функций количества передаваемой битовой будут представлять из себя многомерные интерполяционные структуры, подобные рассмотренным в [93].

Применимость двумерной сплайн-интерполяции вполне допустима как развитие достигнутых результатов. Двумерный сплайн-функция, «склеенная из кусков» двумерных алгебраических полиномов. Однако, если в одномерном случае стыковка полиномов, а также нужные краевые условия обеспечивались заданием их значений в конечном множестве точек на прямой, то на плоскости все это надо делать на некоторых кривых [85], чем значительно усложняется процедура построения сплайнов. Самый простой вариант – «склеивать» полиномы и задавать краевые условия вдоль прямых, параллельным осям координат. На таких прямых мы уже будем иметь дело с одномерными сплайнами, а, кроме того, будет облегчено использование информации о гладкости интерполируемой функции двух переменных, описываемой с помощью частных производных. Известными методами [85] можно двумерный сплайн конструировать на базе одномерных сплайнов, а задачу оценки погрешности приближения свести к рассмотренной ранее задаче на основе критерия $\varepsilon^{(k)}$ -ограниченной невязки и применить двухэтапный метод оценки адекватности локальной полиномиальной сплайн-интерполяции битового трафика, и метод параметрической устойчивой идентификации динамического битового трафика, рассмотренные в предыдущих разделах.

3.7. Основные результаты и выводы по главе 3

Найдена возможность нового применения геометрического вероятностного подхода в качестве удобного методического механизма для получения оценок характеристик трафика широкополосных ЦСИО. Это позволило для приведенной классификации видов трафика разработать новые модели трафика как с изменяющейся, так и с постоянной битовой скоростью передачи информации для случаев короткого и длительного сеансов связи.

Исследован случай полипачечного трафика с ИСП. Получены условия достижения *supremum*-а дисперсии битовой скорости передачи информации и доказано, что функция распределения вероятности битовой скорости передачи информации в этом случае имеет дискрет-

ный характер и выведена формула собственно данной функции распределения. Найдены новые зависимости между параметрами трафика. Разработан способ расчета особого отрезка времени пиковой нагрузки, на основе которого предложено оценивать сверху такие параметры трафика, применительно к АТМ ячейкам как:

- максимальная длительность пачки;
- максимальный размер пачки.

Получено характеристическое свойство полипачечного трафика с ИСП.

Полученные результаты являются научной базой для исследования возможностей применения принципа статистического мультиплексирования, а также инструментарием для разработки моделей и методов, которые могут использоваться при исследовании проблемы эффективности прохождения трафика в групповых трактах линий передач, расчетах производительностей узлов коммутаций и другого оборудования широкополосных ЦСМО.

Развитый в главе подход к синтезу математических моделей динамических функций количества передаваемой битовой информации базируется на методах сплайн интерполяции и опорных интегральных кривых и может использоваться для описания битового трафика приведенной в гл. 1 классификации различных служб ШЦСМО в условиях априорной структурной неопределенности. Подход ориентирован на современную вычислительную технику, способную хранить и обрабатывать большие массивы данных. Кроме того, данный подход позволяет описывать динамические функции количества передаваемой битовой информации различных категорий. Разделение на категории обусловлено, прежде всего, технологическими особенностями формирования битовой информации источниками, являющимися абонентами различных служб в ШЦСМО, а также разнообразием измерительной техники, используемой при экспериментальных исследованиях и ее возможностями. По результатам анализа значений параметров передаваемой битовой информации предложены пять категорий динамического трафика. Подход позволил получить следующие результаты:

Для интерпретации полипачечного трафика ШЦСМО как динамической системы при минимальном объеме априорной информации предложено использовать так называемые формальные модели на основе сплайн-интерполяций, синтезируемые на основе результатов измерений, получаемых при экспериментальных исследованиях. Проанализированы вопросы точности одномерной полиномиальной и тригонометрической интерполяций динамиче-

ской функции количества передаваемой битовой информации абонента k -й службы.

В главе разработан двухэтапный метод оценки адекватности локальной полиномиальной сплайн-интерполяции битового трафика как функции времени. Метод позволяет посредством выбора узлов интерполяции, варьированием длины временного интервала, на котором формируется интерполяционный полином и степенью интерполянта добиться высокой точности сплайн-интерполяции динамической функции количества передаваемой битовой информации абонента k -й службы. В качестве критерия точности этой сплайн-интерполяции и ее производных используются соответствующие критерии ε -ограниченной невязки. Предложен способ прореживания экспериментальных данных, позволяющий без ухудшения точности интерполяции снизить количество обрабатываемой при синтезе сплайн-полинома информации. Нарботанные методические результаты и формализм можно использовать для сплайн-интерполяций битовых скорости и ускорения передаваемой информации k -й службы ШЦСИО.

Разработан метод параметрической устойчивой идентификации динамического битового трафика в ШЦСИО. Метод базируется на результатах классической теории регуляризации, когда в ходе эксперимента измеряются в различные моменты времени не только значения динамической функции количества передаваемой битовой информации абонента k -й службы, но и ее производные различных порядков. Вектор оптимальных оценок идентифицируемых параметров находится по критерию минимума квадрата евклидовой нормы вектора невязок расширенной модели динамической функции количества передаваемой битовой информации с учетом ее производных. Для кусочно-полиномиальной гладкой сплайн-интерполяции динамической функции количества передаваемой битовой информации как функции времени, в рамках доказанных теорем, получены аналитические выражения для идентификации текущих параметров полипачечного трафика ШЦСИО как динамической системы, позволяющие строить алгоритмы, устойчивые к погрешностям наблюдений и неточностям задания исходных данных. Проанализированы свойства полученных решений. Полученные результаты применимы для сплайн-интерполяций битовых скорости и ускорения передаваемой информации k -й службы.

На базе данного подхода в пространственно-временной области получены: метод синтеза моделей динамического трафика в детерминированной постановке в виде обобщенного интерполяционного полинома и метод синтеза моделей динамического трафика

в статистической постановке, учитывающий случайные ошибки измерений и позволяющий формализовать постановку задачи синтеза в векторно-матричной форме, позволившие получить полиномиальные аппроксимации для пяти категорий динамического трафика на множестве сеансов связи. На примере полиномов Лагранжа и Эрмита получены модельные построения для динамических функций количества передаваемой битовой информации рассмотренных категорий трафиков служб ШЦСИО $\varepsilon^{(k)}$ -адекватных (а для статистической постановки задачи аппроксимации – асимптотически – адекватных) реальным трафикам в заданных пространственно-временных областях.

Проанализированы возможности, свойства и особенности развитого в главе подхода к синтезу математических моделей динамических функций количества передаваемой битовой информации. Возможно комплексирование данного подхода с классическим методом построения адекватных динамических моделей исследуемых трафиков с помощью сглаживающего полинома, минимизирующего расстояние между некоторым семейством частных решений, полученный на основе классической динамической модели и массивом экспериментальных статистических данных.

Подход несложно обобщить на случай многомерного битового трафика, описываемого векторным уравнением в пространственно-временной области. В этом случае модели динамических функций количества передаваемой битовой информации будут представлять многомерные интерполяционные структуры.

Описан порядок применимости двумерной сплайн-интерполяции для построения моделей динамических функций количества передаваемой битовой информации. Отмечена возможность конструирования двумерного сплайна на базе одномерных сплайнов, при этом общая постановка задачи оценки погрешности приближения в ряде случаев сводится к решению формализованной задачи на основе критерия $\varepsilon^{(k)}$ -ограниченной невязки на основе разработанного двухэтапного метода оценки адекватности локальной полиномиальной сплайн-интерполяции битового трафика, и метода параметрической устойчивой идентификации динамического битового трафика в ШЦСИО.

МЕТОДЫ СИНТЕЗА УСТОЙЧИВОЙ ОЦЕНКИ ФУНКЦИИ ПЛОТНОСТИ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ВЕРОЯТНОСТЕЙ ПОЛИПАЧЕЧНОГО ТРАФИКА В ШЦСИО

4.1. Метод стохастической регуляризации

В настоящей главе исследуются вопросы построения оценки функции плотности распределения вероятностей случайного процесса прохождения битового трафика полипачечной структуры в ШЦСИО с помощью метода стохастической регуляризации. Этот метод был описан в [52, 78, 97]. Он широко применяется для решения стохастических некорректно поставленных задач (см., например, [99]). Для оценивания плотности распределения вероятностей предлагается следовать методу стохастической регуляризации с использованием специального непрерывного полигона. Отдельный раздел главы посвящен сравнению новой оценки с несколькими наиболее часто употребляемыми на практике парзеновскими оценками. Там же производится сравнительный анализ двух вариантов использования метода стохастической регуляризации (с использованием различных полигонов) для оценивания плотности распределения вероятностей по эмпирическим данным.

Известно, что плотность распределения вероятностей $p(x)$ – функция, удовлетворяющая следующему уравнению:

$$\int_{-\infty}^z p(x) dx = F(z), \quad (4.1)$$

где $F(z)$ – функция распределения. Это уравнение можно переписать с помощью функции Хевисайда $\theta(t)$:

$$\int_{-\infty}^{\infty} \theta(z-x)p(x) dx = F(z), \quad (4.2)$$

где $\theta(t) = \begin{cases} 0, & t < 0, \\ 1, & t \geq 0. \end{cases}$

Таким образом, функция $p(x)$ является решением интегрального уравнения Фредгольма первого рода. Задача решения такого уравнения является некорректно поставленной, так как его решение не является устойчивым по отношению к малым измене-

ниям правой части [100]. Для решения таких задач широко применяется метод регуляризации по Тихонову.

Предположим, что у нас имеется случайная выборка x_1, x_2, \dots, x_n из неизвестного распределения. Будем искать оценку плотности распределения вероятностей в виде решения операторного уравнения [98]:

$$Af = F, \quad (4.3)$$

где A оператор, осуществляющий взаимно-однозначное отображение элементов $f(x)$ множества Φ_1 метрического пространства E_1 в элементы $F(x)$ множества Φ_2 метрического пространства E_2 в ситуации, когда вместо правой части $F(x)$ задана последовательность случайных функций $F_n(x)$, $n = 1, 2, \dots$, такая, что:

$$\rho_{E_2}(F, F_n) \xrightarrow{P} 0, \text{ при } n \rightarrow \infty.$$

Будем решать уравнение (4.3) методом регуляризации по Тихонову. Суть метода состоит в том, что по последовательности $F_n(x)$ строится последовательность функций $f_n(x)$, минимизирующая функционал [98]

$$R(f, F_n) = \rho_{E_2}^2(Af, F_n) + \alpha_n \Omega(f), \quad (4.4)$$

где $\Omega(f)$ – стабилизирующий функционал, а константы регуляризации $\alpha_n \rightarrow 0$ при $n \rightarrow \infty$.

Для стабилизирующего функционала $\Omega(f)$, удовлетворяющего следующим трем условиям:

1) точное решение f_0 уравнения (4.3) принадлежит $D(\Omega(f))$ – области определения стабилизирующего функционала $\Omega(f)$,

2) функционал $\Omega(f)$ принимает на $D(\Omega(f))$ только вещественные неотрицательные значения,

3) все множества $M_c = \{f : \Omega(f) \leq C\}, C \geq 0$ являются компактными в метрике $\rho_{E_2}(f_1, f_2)$,

доказаны следующие теоремы [101].

Теорема 1. Если для каждого n выбирается положительное α_n , такое, что $\alpha_n \rightarrow 0$ при $n \rightarrow \infty$, то для любых положительных μ и ν найдется такой номер $N = N(\mu, \nu)$, что при всех $n > N$ элементы f_n , минимизирующие функционал (4.4), удовлетворяют неравенству:

$$P\{\rho_{E_1}(f_n, f_0) > \nu\} \leq P\{\rho_{E_2}^2(F, F_n) > \mu\alpha_n\},$$

где $f_0(x)$ – точное решение операторного уравнения (4.3) с правой частью F .

Теорема 2 Пусть F – гильбертово пространство. $\Omega(f) = \|f\|^2$ и выполнены остальные условия теоремы 1. Тогда для любого $\varepsilon > 0$ найдется такой номер $N = N(\varepsilon)$, что при $n > N(\varepsilon)$:

$$P\left\{\|f_n - f_0\|^2 > \varepsilon\right\} < 2P\left\{\rho_{E_2}^2(F_n, F) > \frac{\varepsilon}{2}\alpha_n\right\}$$

Итак, эти две теоремы при правильном выборе параметров настройки позволяют решить задачу (4.2) методом регуляризации по Тихонову [52]. Проблема выбора параметров настройки алгоритма – это отдельная задача, которая рассматривается в [102].

Подобная задача рассматривалась для оценки плотности распределения вероятностей из класса $L_2(-\pi, \pi)$, из класса функций, k -я производная которых интегрируема с квадратом на (a, b) и других классов. В случае, когда плотность распределения вероятностей $f(x) \in L_2(-\infty, \infty)$, была получена оценка Розенблатта-Парзена, которая строилась как решение уравнения (4.2) с эмпирической функцией распределения вероятностей в правой части [99]. Мы рассматриваем задачу построения оценки $f(x) \in L_2(-\infty, \infty)$, когда правая часть уравнения (4.2) – это некоторая непрерывная оценка функции распределения вероятностей, построенная по выборке конечного объема [98].

4.2. Процедура синтеза оценки плотности распределения вероятностей в функциональном пространстве $L_2(-\infty, \infty)$

Пусть искомая плотность распределения вероятностей $p(x) \in L_2(-\infty, \infty)$. Будем искать $p(x)$ как решение уравнения (4.1). В качестве стабилизирующего функционала возьмем [98]:

$$\Omega(f) = \left\| \int_{-\infty}^{\infty} g(x-t)f(t)dt \right\|_{L_2}^2, \quad (4.5)$$

где $g(x-t)$ – интегрируемая на всей числовой оси функция [98].

Пусть

$$F_n(x) = \int_{-\infty}^x f_n(t) dt.$$

Согласно методу регуляризации, решение (4.1) может быть найдено путем минимизации в L_2 функционала (4.1), который в нашем случае имеет вид:

$$R_{n,\alpha} = \left\| \int_{-\infty}^x f(t) dt - \int_{-\infty}^x f_n(t) dt \right\|_{L_2}^2 + \alpha_n \left\| \int_{-\infty}^{+\infty} g(x-t) f(t) dt \right\|_{L_2}^2 \quad (4.6)$$

Теорема 3. Функция, на которой функционал (4.6) достигает минимума, представима в виде:

$$f(x) = \int_{-\infty}^{+\infty} K_{\alpha_n}(x-t) f_n(t) dt, \quad (4.7)$$

где $K_{\alpha_n}(x-t)$ – обратное преобразование Фурье функции:

$$\frac{1}{1 + \alpha_n u^2 \hat{g}(u) \hat{g}(-u)},$$

а $\hat{g}(u)$ – преобразование Фурье функции $g(t)$ [98].

Доказательство. В силу равенства Парсеваля скалярное произведение функций в пространстве L_2 равно с точностью до множителя $\frac{1}{2\pi}$ скалярному произведению их преобразований Фурье.

Поэтому функционал (4.6) можно записать, переходя к преобразованиям Фурье в следующем виде:

$$\hat{R}_{n,\alpha}(f) = \left\| \phi \left(\int_{-\infty}^x f(t) dt \right) - \phi \left(\int_{-\infty}^x f_n(t) dt \right) \right\|_{L_2}^2 + \alpha_n \left\| \phi \left(\int_{-\infty}^{+\infty} g(x-t) f(t) dt \right) \right\|_{L_2}^2.$$

Учитывая свойства преобразования Фурье свертки и тот факт, что $\phi \left(\int_{-\infty}^x f(t) dt \right) = \frac{1}{iu} \hat{f}(u) + \pi \delta(u)$, где u – аргумент, рассматриваемый функционал принимает вид:

$$\hat{R}_{n,\alpha}(f) = \left\| \frac{1}{iu} (\hat{f}(u) - \hat{f}_n(u)) \right\|_{L_2}^2 + \left\| \hat{g}(u) \hat{f}(u) \right\|_{L_2}^2.$$

Для отыскания минимума такого функционала, найдем его производную Фреше по функции $\hat{f}(x)$:

$$\begin{aligned}
& \hat{R}_{n,\alpha}(\hat{f} + \hat{h}) - \hat{R}_{n,\alpha}(\hat{f}) = \\
& = \left\| \frac{1}{iu} (\hat{f}(u) - \hat{f}_n(u)) + \frac{1}{iu} \hat{h}(u) \right\|_{L_2}^2 + \alpha_n \left\| \hat{g}(u) \hat{f}(u) + \hat{g}(u) \hat{h}(u) \right\|_{L_2}^2 - \\
& - \left\| \frac{1}{iu} (\hat{f}(u) - \hat{f}_n(u)) \right\|_{L_2}^2 - \alpha_n \left\| \hat{g}(u) \hat{f}(u) \right\|_{L_2}^2 = \\
& = \left\| \frac{1}{iu} (\hat{f}(u) - \hat{f}_n(u)) \right\|_{L_2}^2 + \left\| \frac{1}{iu} \hat{h}(u) \right\|_{L_2}^2 + \\
& + 2 \left(\frac{1}{iu} (\hat{f}(u) - \hat{f}_n(u)), \frac{1}{iu} \hat{h}(u) \right) + \\
& + \alpha_n \left\| \hat{g}(u) \hat{f}(u) \right\|_{L_2}^2 + \alpha_n \left\| \hat{g}(u) \hat{h}(u) \right\|_{L_2}^2 + \\
& + 2\alpha_n \left(\hat{g}(u) \hat{f}(u), \hat{g}(u) \hat{h}(u) \right) - \\
& - \left\| \frac{1}{iu} (\hat{f}(u) - \hat{f}_n(u)) \right\|_{L_2}^2 - \alpha_n \left\| \hat{g}(u) \hat{f}(u) \right\|_{L_2}^2 = \\
& = 2 \left(\frac{1}{u^2} (\hat{f}(u) - \hat{f}_n(u)), \hat{h}(u) \right) + 2\alpha_n \left(\hat{g}(u) \overline{\hat{g}(u)} \hat{f}(u), \hat{h}(u) \right) + \\
& + o(\|h(x)\|) = \\
& = 2 \left[\frac{1}{u^2} (\hat{f}(u) - \hat{f}_n(u)) + \alpha_n \hat{g}(u) \hat{g}(-u) \hat{f}(u) \right], \hat{h}(u) + o(\|h(x)\|).
\end{aligned}$$

Выражение в квадратных скобках и есть производная Фреше функционала $\hat{R}_{n,\alpha}$ по $\hat{f}(x)$, а следовательно, минимум достигается на решении уравнения:

$$\frac{1}{u^2} (\hat{f}(u) - \hat{f}_n(u)) + \alpha_n \hat{g}(u) \hat{g}(-u) \hat{f}(u) \equiv 0.$$

Решением последнего уравнения является функция:

$$\hat{f}(u) = \frac{\hat{f}_n(u)}{1 + u^2 \alpha_n \hat{g}(u) \hat{g}(-u)}.$$

Теперь обозначив через $K_{\alpha_n}(x-t)$ – обратное преобразование Фурье функции:

$$\frac{1}{1 + u^2 \alpha_n \hat{g}(u) \hat{g}(-u)},$$

получим выражение нужного вида:

$$f(x) = \int_{-\infty}^{+\infty} \hat{f}(u) e^{iux} du = \int_{-\infty}^{+\infty} K_{\alpha_n}(x-t) f_n(t) dt.$$

Теорема доказана.

Согласно теореме 2 построенная оценка (4.7) будет сходиться к искомой плотности распределения вероятностей в метрике $L_2(-\infty, +\infty)$.

4.3. Синтез оценки дискретной плотности распределения вероятностей на основе непрерывного полигона

Типичным способом нахождения оценки плотности распределения вероятностей является следующий метод [99]:

неизвестная функция распределения вероятностей $F(z)$ заменяется эмпирической функцией распределения вероятностей $F_n(z)$, найденной по заданной выборке $X = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$. Далее с помощью метода регуляризации решается некорректно поставленная задача для уравнения (4.2) с эмпирической функцией распределения вероятностей $F_n(z)$ в правой части. При таком способе нахождения функции плотности распределения вероятностей $p(x)$ в правой части уравнения (4.2) стоит разрывная функция $F_n(z)$, имеющая вид, представленный на рис. 4.1.

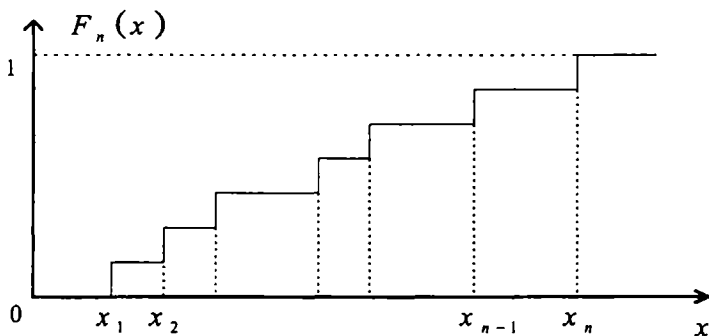


Рис. 4.1. Случай разрывной функции $F_n(x)$, построенной по заданной выборке $X = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$

Если действовать таким способом, то в результате получается парзеновская оценка с экспоненциальным ядром, имеющая следующий вид [99]:

$$p(x) = \sum_{j=1}^n \frac{1}{2n\sqrt{\alpha}} e^{-\frac{|x-z_j|}{\sqrt{\alpha}}} \quad (4.8)$$

Заметим, что восстанавливая функцию распределения вероятностей $p(x)$ таким образом, при вычислении ее значения в каждой точке мы используем только информацию о том, сколько точек лежит левее заданной точки. Хотелось бы в функции-полигоне использовать еще и информацию о расстоянии между точками выборки. Этого можно достичь, если использовать вместо эмпирической функции распределения вероятностей $F_n(z)$ в правой части уравнения (4.2) некоторую непрерывную функцию.

В нашем случае будем строить специальный непрерывный полигон [98]. Пусть имеется выборка $X = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$. Рассмотрим, изображенную на рис. 4.2 непрерывную функцию-полигон, являющуюся мажорантой разрывной функции $F_n(z)$, изображенной на рис. 4.1, и построим эту мажоранту следующим образом:

1) по точкам выборки построим [98] новую сетку $Z = \{z_0, z_1, \dots, z_n\}$, где

$$\begin{aligned} z_0 &= 2x_1 - x_2, \\ z_i &= \frac{x_{i+1} + x_i}{2} + x_i, i = 1, \dots, n-1, \\ z_n &= x_n. \end{aligned}$$

2) значения функции в узлах сетки определим так:

$$\begin{aligned} \tilde{F}_n(z_n) &= \tilde{F}_n(z_{n-1}) + \frac{1}{n}, \\ \tilde{F}_n(z_0) &= 0; \end{aligned}$$

3) по полученным точкам построим кусочно-линейную непрерывную функцию-полигон $\tilde{F}_n(x)$:

$$\tilde{F}_n(x) = \frac{1}{n} \sum_{j=0}^{n-1} \left(j + \frac{x - z_j}{(z_{j+1} - z_j)} \right) [\theta(x - z_j) - \theta(x - z_{j+1})] + \theta(x - z_n). \quad (4.9)$$

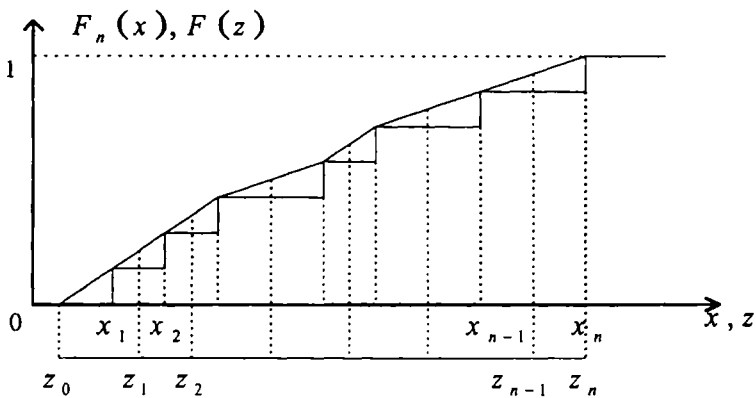


Рис. 4.2. Вариант построения непрерывной функции $F(z)$, построенной по заданной выборке $X = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$ и мажорирующей разрывную функцию $F_n(x)$ на рис. 4.1

Поскольку для рассматриваемого непрерывного полигона $\tilde{F}_n(x)$ и для эмпирической функции распределения вероятностей $F_n(x)$, которая определяется формулой:

$$F_n(x) = \begin{cases} 0, & x < x_1, \\ \frac{k}{n}, & x_k \leq x < x_{k+1}, \quad k = 1, 2, \dots, n-1 \\ 1, & x \geq x_n. \end{cases}$$

справедливо неравенство:

$$\sup |F(x) - \tilde{F}_n(x)| \leq \sup |F(x) - F_n(x)| + \frac{1}{n},$$

то справедлив следующий аналог теоремы Гливленко-Кантелли о сходимости эмпирической функции распределения вероятностей к истинной функции распределения вероятностей [103, 104].

Теорема 4. Пусть $\tilde{F}_n(x)$ – функция, заданная формулой (4.9), $F(x)$ – функция распределения вероятностей случайной величины ξ . Тогда при $n \rightarrow \infty$ справедливо [54, 98]

$$P\left\{\sup_x \left|F(x) - \tilde{F}_n(x)\right| \xrightarrow{n \rightarrow \infty} 0\right\} = 1.$$

Пусть искомая плотность распределения вероятностей $f(x) \in L_2(-\infty, \infty)$ Будем искать $f(x)$ как решение уравнения (4.1) с функцией $\tilde{F}_n(x)$ в правой части.

Согласно методу регуляризации, решение (4.1) может быть найдено путем минимизации в L_2 функционала (4.4), который в нашем случае имеет вид:

$$\begin{aligned} R_{n,\alpha} &= \left\| \int_{-\infty}^x f(t) dt - \tilde{F}_n(x) \right\|_{L_2}^2 + \alpha_n \|f(x)\|_{L_2}^2 = \\ &= \left\| Af(x) - \tilde{F}_n(x) \right\|_{L_2}^2 + \alpha_n \|f(x)\|_{L_2}^2, \end{aligned}$$

где оператор A , согласно (4.2) задается следующей формулой:

$$Af(x) = \int_{-\infty}^{+\infty} \theta(z-t)f(t) dt.$$

Лемма 1. Минимум функционала $R_{n,\alpha}$ достигается на решении уравнения:

$$A^* Af(x) - A^* \tilde{F}_n(x) + \alpha_n f(x) \equiv 0, \quad (4.10)$$

где A – линейный оператор, а A^* – оператор, сопряженный к A .

Доказательство. Для отыскания минимума найдем производную Фреше от функционала

$$R_{n,\alpha}(f) = \left\| Af(x) - \tilde{F}_n(x) \right\|_{L_2}^2 + \alpha_n \|f(x)\|_{L_2}^2$$

по функции $f(x)$.

$$\begin{aligned} R(f+h) - R(f) &= \left\| Af(x) + Ah(x) - \tilde{F}_n(x) \right\|_{L_2}^2 + \alpha_n \|f(x) + h(x)\|_{L_2}^2 - \\ &- \left\| Af(x) - \tilde{F}_n(x) \right\|_{L_2}^2 - \alpha_n \|f(x)\|_{L_2}^2 = \left\| Af(x) - \tilde{F}_n(x) \right\|_{L_2}^2 + \|Ah(x)\|_{L_2}^2 + \\ &+ 2 \left(Af(x) - \tilde{F}_n(x), Ah(x) \right) + \alpha_n \|f(x)\|_{L_2}^2 + \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
& + \alpha_n \|h(x)\|_{L_2}^2 + 2\alpha_n (f(x), h(x)) - \left\| Af(x) - \tilde{F}_n(x) \right\|_{L_2}^2 - \alpha_n \|f(x)\|_{L_2}^2 = \\
& = 2 \left(Af(x) - \tilde{F}_n(x), Ah(x) \right) + 2\alpha_n (f(x), h(x)) + o(\|h(x)\|) = \\
& = 2 \left(A^* \left(Af(x) - \tilde{F}_n(x) \right), h(x) \right) + 2\alpha_n (f(x), h(x)) + o(\|h(x)\|) = \\
& = 2 \left[\left\{ A^* \left(Af(x) - \tilde{F}_n(x) \right) + \alpha_n f(x) \right\}, h(x) \right] + o(\|h(x)\|).
\end{aligned}$$

Выражение в фигурных скобках и есть производная Фреше функционала $R_{n,\alpha}$ по $f(x)$. Таким образом, минимум функционала $R_{n,\alpha}$ достигается на решении уравнения:

$$A^* Af(x) - A^* \tilde{F}_n(x) + \alpha_n f(x) \equiv 0, \text{ что и требовалось доказать.}$$

Если в явном виде выписать оператор A , то уравнение (4.10) примет вид:

$$\int_{-\infty}^{\infty} \theta(u-x) \left[\int_{-\infty}^{\infty} \theta(u-\tau) f(\tau) d\tau - \tilde{F}_n(x) \right] du + \alpha_n f(x) = 0. \quad (4.11)$$

Теорема 5. Решением уравнения (4.11) является функция [98]:

$$\begin{aligned}
p_n(x) = & \frac{1}{2n} \left[\sum_{j=1}^{n-1} \text{sign}(x-z_j) \lambda_j e^{\frac{|x-z_j|}{\sqrt{\alpha_n}}} + \right. \\
& + \frac{1}{z_n - z_{n-1}} e^{\frac{|x-z_n|}{\sqrt{\alpha_n}}} \text{sign}(x-z_n) - \\
& - \frac{1}{z_1 - z_0} e^{\frac{|x-z_0|}{\sqrt{\alpha_n}}} \text{sign}(x-z_0) + \\
& \left. + 2 \sum_{j=0}^{n-1} \frac{1}{(z_{j+1} - z_j)} (\theta(z_{j+1} - x) - \theta(z_j - x)) \right],
\end{aligned}$$

$$\text{где } \lambda_j = \frac{1}{(z_j - z_{j-1})} - \frac{1}{(z_{j+1} - z_j)}.$$

Доказательство. Чтобы решить это уравнение, применим к уравнению (4.11) преобразование Фурье (в смысле обобщенных функций), учитывая, что преобразование Фурье свертки функций равно произведению преобразований Фурье этих функций, получаем уравнение:

$$\left(-\frac{1}{iu} + \pi\delta(u)\right) \left[\left(-\frac{1}{iu} + \pi\delta(u)\right) \hat{f}(u) - \phi(\tilde{F}_n(x)) \right] + \alpha_n \hat{f}(u) = 0, \quad (4.12)$$

где

$$\phi(\tilde{F}_n(x)) = \int_{-\infty}^{\infty} \tilde{F}_n(x) e^{-iux} du - \text{преобразование Фурье функции}$$

$\tilde{F}_n(x)$, $\hat{f}(u)$ – преобразование Фурье от неизвестной функции $f(x)$.

Преобразуем выражение (4.9) для $\tilde{F}_n(x)$ к следующему виду:

$$\begin{aligned} \tilde{F}_n(x) &= \frac{1}{n} \sum_{j=0}^{n-1} \left(j - \frac{z_j}{(z_{j+1} - z_j)} \right) [\theta(x - z_j) - \theta(x - z_{j+1})] + \\ &+ \frac{1}{n} \sum_{j=0}^{n-1} \frac{1}{(z_{j+1} - z_j)} x [\theta(x - z_j) - \theta(x - z_{j+1})] + \theta(x - z_n). \end{aligned}$$

Пользуясь преобразованиями Фурье для функции Хевисайда [105]:

$$\begin{aligned} \phi(\theta(x - a)) &= \pi\delta(u) - \frac{ie^{-iua}}{u}, \\ \phi(x\theta(x - a)) &= i \left[\pi\delta(1 - u) + \frac{ie^{-iua}}{u^2} - \frac{ae^{-iua}}{u} \right], \end{aligned}$$

где $\delta(u)$ – дельта функция Дирака, получаем преобразование Фурье рассматриваемой функции $\tilde{F}_n(x)$:

$$\begin{aligned} \phi(\tilde{F}_n(x)) &= \frac{i}{nu} \sum_{j=0}^{n-1} (e^{-iuz_{j+1}} - e^{-iuz_j}) \left(j - \frac{i}{u(z_{j+1} - z_j)} \right) + \\ &+ \frac{i}{nu} \sum_{j=1}^{n-1} e^{-iuz_{j+1}} + \pi\delta(u) - \frac{i}{u} e^{-iua}. \end{aligned}$$

Подставляем полученное преобразование Фурье в уравнение (4.12). Таким образом, (4.12) принимает вид:

$$\begin{aligned} & \left(-\frac{1}{iu} + \pi\delta(u) \right) \left[-\frac{1}{iu} \hat{f}(u) + \pi\delta(u) \int_{-\infty}^{+\infty} f(x) e^{-iux} dx - \right. \\ & \quad \left. - \frac{1}{n} \sum_{j=0}^{n-1} \frac{i}{u} \left(e^{-iuz_{j+1}} - e^{-iuz_j} \right) \left(j - \frac{i}{u(z_{j+1} - z_j)} \right) - \right. \\ & \quad \left. - \frac{1}{n} \sum_{j=1}^{n-1} \frac{i}{u} e^{-iuz_{j+1}} - \pi\delta(u) + \frac{i}{u} e^{-iuz_n} \right] + \alpha_n \hat{f}(u) = 0. \end{aligned} \quad (4.13)$$

В силу свойств δ -функции Дирака и плотности распределения вероятностей:

$$\delta(u)f(u) = \delta(u)f(0)$$

$$\pi\delta(u)\hat{f}(u) = \pi\delta(u) \int_{-\infty}^{+\infty} f(x) e^{-iux} dx = \pi\delta(u) \int_{-\infty}^{+\infty} f(x) dx,$$

поскольку мы ищем решение этого уравнения в классе плотностей распределения вероятностей, последний интеграл равен единице, т. е. $\pi\delta(u)f(u) = \pi\delta(u)$.

Члены в квадратных скобках, не содержащие величины $\hat{f}(u)$, могут быть преобразованы к виду:

$$-\frac{1}{nu^2} \sum_{j=1}^{n-1} \frac{i}{u} \lambda_j e^{-iuz_j} - \frac{1}{nu^2} \left(\frac{1}{(z_n - z_{n-1})} e^{-iuz_n} - \frac{1}{(z_1 - z_0)} e^{-iuz_0} \right).$$

После такого преобразования уравнение (4.13) примет вид:

$$\begin{aligned} & \frac{1}{u^2} \hat{f}(u) + \pi\delta(u) \frac{1}{iu} \hat{f}(u) + \alpha_n \hat{f}(u) - \\ & \quad - \left(\frac{1}{iu} + \pi\delta(u) \right) \frac{1}{nu^2} \times \\ & \quad \times \left[\sum_{j=1}^{n-1} \lambda_j e^{-iuz_j} + \left(\frac{1}{(z_n - z_{n-1})} e^{-iuz_n} - \frac{1}{(z_1 - z_0)} e^{-iuz_0} \right) \right] = 0. \end{aligned}$$

Это уравнение эквивалентно следующему:

$$\begin{aligned} & \hat{f}(u) - i\pi\delta(u)u\hat{f}(u) + \alpha_n u^2 \hat{f}(u) + \\ & \quad + \frac{1}{n} \left(\frac{1}{iu} + \pi\delta(u) \right) \times \end{aligned}$$

$$\times \left[\sum_{j=1}^{n-1} \lambda_j e^{-iuz_j} + \left(\frac{1}{(z_n - z_{n-1})} e^{-iuz_n} - \frac{1}{(z_1 - z_0)} e^{-iuz_0} \right) \right] = 0.$$

В силу свойств функции Дирака:

$$i\pi\delta(u)uf(u) = 0,$$

$$\pi\delta(u) \times \left[\sum_{j=1}^{n-1} \lambda_j e^{-iuz_j} + \left(\frac{1}{(z_n - z_{n-1})} e^{-iuz_n} - \frac{1}{(z_1 - z_0)} e^{-iuz_0} \right) \right] = 0,$$

а оставшиеся члены дают следующее выражение для $\hat{f}(u)$:

$$\hat{f}(u) = -\frac{1}{inu(1 + \alpha_n u^2)} \left[\sum_{j=1}^{n-1} e^{-iuz_j} \lambda_j + \left(\frac{1}{(z_n - z_{n-1})} e^{-iuz_n} - \frac{1}{(z_1 - z_0)} e^{-iuz_0} \right) \right].$$

Применяя обратное преобразование Фурье к функции $\hat{f}(u)$ и учитывая, что:

$$\begin{aligned} \phi_{inv} \left(\frac{e^{-iua}}{u(1 + \alpha u^2)} \right) &= \\ &= -\frac{i}{2} \left(-1 + 2\theta(a-x) + e^{\frac{1}{\alpha}(-x+a)} \theta(x-a) - e^{\frac{1}{\alpha}(-x+a)} \theta(a-x) \right), \end{aligned}$$

получаем решение уравнения (4.11):

$$\begin{aligned} p_n(x) &= \\ &= \frac{1}{2n} \left[\sum_{j=0}^{n-1} \text{sign}(x - z_j) \lambda_j e^{\frac{|x-z_j|}{\sqrt{\alpha_n}}} + \frac{1}{z_n - z_{n-1}} e^{\frac{|x-z_n|}{\sqrt{\alpha_n}}} \text{sign}(x - z_n) - \right. \\ &\quad \left. - \frac{1}{z_1 - z_0} e^{\frac{|x-z_0|}{\sqrt{\alpha_n}}} \text{sign}(x - z_0) + \right. \\ &\quad \left. + 2 \sum_{j=0}^{n-1} \frac{1}{(z_{j+1} - z_j)} (\theta(z_{j+1} - x) - \theta(z_j - x)) \right], \end{aligned} \quad (4.14)$$

что и требовалось доказать.

4.4. Сходимость полученной оценки

Оценка (4.14) может быть получена как оценка вида

$$f(x) = \int_{-\infty}^{+\infty} K_{\alpha_n}(x-t)f_n(t)dt.$$

Если рассматривать $g(t) = \delta(t)$, тогда стабилизирующий функционал (4.5) примет вид [98]:

$$\Omega(f) = \left\| \int_{-\infty}^{+\infty} \delta(x-t)f(t)dt \right\|_{L_2}^2 = \|f(x)\|_{L_2}^2.$$

Тогда $\hat{g}(x-t) = \Phi(\delta(x-t)) = e^{-itu}$, а следовательно ядро $K_{\alpha_n}(t)$ в оценке (4.7) имеет вид:

$$K_{\alpha_n}(t) = \int_{-\infty}^{+\infty} \frac{e^{iut}}{1 + \alpha_n u^2} du = \frac{1}{2\sqrt{\alpha_n}} e^{-\frac{|t|}{\sqrt{\alpha_n}}}.$$

Если функция $f_n(x)$ дает представление полигона (4.8) в виде

$$\tilde{F}_n(x) = \int_{-\infty}^x f_n(t)dt,$$

то тогда оценка (4.14) может быть представлена [98] в виде:

$$f(x) = \int_{-\infty}^{+\infty} K_{\alpha_n}(x-t)f_n(t)dt = \frac{1}{2\sqrt{\alpha_n}} \int_{-\infty}^{+\infty} e^{-\frac{|x-t|}{\sqrt{\alpha_n}}} f_n(t)dt. \quad (4.15)$$

Для оценок такого вида из теоремы 2 следует сходимость к искомой плотности в метрике L_2 .

В работе Надарая [106] было показано, что для оценки неизвестной плотности распределения вероятностей, представимой в виде

$$f(x) = \frac{1}{h} \int_{-\infty}^{+\infty} K\left(\frac{x-t}{h}\right) f_n(t)dt, \quad (4.16)$$

где $K(x)$ – некоторая плотность распределения вероятностей, $h \rightarrow 0$, при $n \rightarrow \infty$, справедлива следующая теорема:

Теорема 6. Пусть $K(x)$ – функция с ограниченным изменением, плотность распределения вероятностей $f(x)$ равномерно непрерывна и ряд $\sum_{n=1}^{\infty} e^{-\alpha n h^2}$ сходится при любом $\alpha > 0$. Тогда при $n \rightarrow \infty$ с вероятностью единица

$$V_n = \sup_{-\infty < x < \infty} |f_n(x) - f(x)| \rightarrow 0.$$

В нашем случае для оценки (4.15) эта теорема дает сходимость в метрике $C_{[-\infty, \infty]}$. Таким образом, при выполнении соответствующих условий, рассматриваемые оценки сходятся в L_2 и $C_{[-\infty, \infty]}$ [98].

4.5. Сравнение оценок функции плотности распределения вероятностей

Как уже отмечалось ранее, при использовании метода стохастической регуляризации, если в правой части уравнения (4.1) использовать эмпирическую функцию распределения вероятностей, изображенную на рис. 4.1, то в результате получается оценка (4.3), представляющая собой парzenовскую оценку с экспоненциальным ядром [98].

Сравнительный анализ оценки (4.3) и оценки (4.14) показал, что оценка (4.14), построенная на основе непрерывного полигона (4.4) для выборок из любых распределений в некотором смысле лучше, чем оценка (4.3). В частности, оценка (4.14) дает заметно лучшее приближение в случае, когда в восстанавливаемой плотности распределения вероятностей имеются "узкие" пики или "тяжелые хвосты" [98]. Экспериментальное сравнение проводилось на выборках из нормального распределения, гамма распределения и распределения Коши. Преимущество новой оценки проявляется в большей степени при малых объемах случайной выборки. Чем меньше объем выборки, тем большее преимущество дает новая оценка (4.14).

Многие авторы отмечают [107], что даже самые незначительные изменения ширины колокола h могут "драматически" изменить парzenовскую оценку (4.16). В случае же предложенной оценки (4.14), отклонения значения параметра регуляризации α_n от оптимального даже на порядок не приводит к таким драматическим изменениям, причем это справедливо в том числе и при очень малых объемах заданной выборки.

Интересно было бы сравнить оценку (4.14) с парzenовской оценкой с ядром Епанечникова, которая имеет вид:

$$p(x) = \begin{cases} \frac{1}{n\sqrt{\alpha}} \sum_{j=1}^n \frac{3}{4} (1 - (t_j)^2), & |t_j| \leq 1, \\ 0, & |t_j| > 1 \end{cases},$$

$$\text{где } t_j = \frac{x - z_j}{\sqrt{\alpha}}.$$

При условии, что истинная плотность распределения вероятностей разлагается в ряд Тейлора в любой точке числовой оси [108], данная оценка является парzenовской оценкой с оптимальной в некотором смысле формой ядра $K\left(\frac{x-t}{h}\right)$.

Сравнительный анализ двух оценок показал, что новая оценка действительно имеет преимущества. В частности, оценка (4.14) гораздо устойчивее к изменениям параметра α_n , оценка (4.14) дает более качественное приближение при малых объемах выборки. Улучшение особенно заметно, когда восстанавливаемая плотность распределения вероятностей не является унимодальной [98]. Так же интересно сравнить (4.14) с одной из наиболее часто применимых парzenовских оценок – оценки с гауссовым ядром:

$$p(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \frac{1}{n\sqrt{\alpha}} \sum_{j=1}^n e^{-\frac{t_j^2}{2}},$$

$$\text{где } t_j = \frac{x - z_j}{\sqrt{\alpha}}.$$

Оценка (4.14) демонстрирует те же самые преимущества относительно парzenовской оценки с гауссовым ядром, что и по отношению к двум другим рассматриваемым оценкам.

Детальный анализ всех четырех оценок [98] показывает, что оценка (4.14) для выборок малого и очень малого объема дает заметное улучшение относительно существующих. Этими преимуществами являются устойчивость оценки относительно ее параметров, а также возможность более успешного ее применения к выборкам малого объема (порядка 20–40 элементов).

4.6. Определение момента изменения характеристик интегрального трафика в АТМ коммутаторах на основе оценивания функции отношения правдоподобия

4.6.1. Управление трафиком и контроль параметров пользователя и сети

Под контролем параметров пользователя принято понимать [15, 134] совокупность действий, совершаемых сетью для контроля пользовательской перегрузки с точки зрения объема нагрузки и правильность маршрутизации. Главной целью контроля является защита сетевых ресурсов от умышленного или неумышленного их неправильного использования, которое может повлиять на качество обслуживания. Основным способом выявления нарушений является контроль заявленных параметров трафика пользователя в фазе передачи информации. Такому контролю должны подвергаться все виртуальные соединения, проходящие через интерфейс "пользователь-сеть", включая сигнальные.

При контроле сетевых параметров проверка параметров трафика осуществляется между сетевыми узлами.

Контроль параметров трафика пользователя включает:

- контроль величины трафика, поступающего в сеть через все активные соединения виртуальных путей и виртуальных каналов;
- контроль общей (суммарной) величины трафика на линии доступа.

4.6.2. Управление доступом в сеть

Под управлением при установлении соединения принято понимать [15, 44] совокупность действий, совершаемых сетью в фазе установления связи (или в фазе переадресации связи) с целью проверки того, что установление соединения виртуального пути или соединения виртуального канала возможно. Управление доступом в сеть является функцией программного обеспечения коммутатора, при выполнении которой определяется будет ли установлено соединение или заявка получит отказ. Заявка на соединение может быть принята только тогда, когда требуемое качество обслуживания обеспечивается для всех уже существующих соединений и принимаемого соединения.

Управление доступом может быть выполнено на узловой основе или централизованным образом. Для принятых заявок при управлении доступом в сеть должны быть определены условия контроля параметров пользователя и сетевых параметров, маршрут соединения и произведено распределение ресурсов.

Распределение ресурсов включает выделения полосы пропускания, объем буферных устройств и внутренних ресурсов коммутатора. Управление доступом в сеть должно быть простым и быстрым, учитывая высокую скорость коммутации.

Подходы к решению вопросов статистического уплотнения и методика расчета допустимого количества виртуальных соединений различных служб в виртуальном пути или в цифровом тракте в зависимости от количества источников каждой службы и параметров трафика при заданных значениях параметров качества обслуживания представляют собой самостоятельную задачу, решения которой можно найти в [15]. В последующих разделах будут предложены новые модели и методы стохастического мультиплексирования трафика в цифровых трактах и оценивания качества функционирования узлового оборудования в АТМ сетях.

В связи с изложенным выше можно констатировать, что представляет научно-практический интерес (актуальность) определение момента времени изменения свойств случайных процессов, связанных с прохождением трафика в АТМ-коммутаторах. Знание этого момента позволит разработать методы предотвращения перегрузок, эффективного распределения ресурсов, расчета характеристик битового трафика и др.

4.6.3. Разладка случайного процесса. Постановка задачи

Проблема обнаружения моментов изменения свойств случайных процессов возникает при решении многих задач управления, распространения радиоволн, течения жидкостей и газов, движения транспортных потоков, технической и медицинской диагностики, обработке данных измерений. Впервые задача обнаружения изменения свойств была поставлена Пейджем в работе [45]. За последующий промежуток времени эта тема получила большое развитие. Наиболее важные результаты были изложены и обобщены в работах [46–49]. Данный параграф посвящен определению момента изменения стохастических свойств широкополосного трафика и сводится к решению задачи о разладке случайного процесса.

Проблему можно сформулировать следующим образом. Пусть имеется случайный процесс поступления группового (или одиночного) трафика от n -служб. В некоторый момент времени происходит изменение свойств трафика, например закончился сеанс i -й службы ШЦСИО. По данной реализации случайного процесса требуется оценить момент, в который произошло изменение его вероятностных характеристик.

Будем рассматривается случай, когда наблюдаемый случайный процесс $z(t), (t = 1, 2, \dots, T)$ является последовательностью независимых случайных одинаково распределенных величин. В качестве $z(t), (t = 1, 2, \dots, T)$, например, могут выступать, рассмотренные ранее случайный процесс $v^{(k)}(t)$ (передачи объема (количества) битовой информации и его двух первых производных – битовых скорости $b^{(k)}(t) = \frac{dv^{(k)}(t)}{dt}$ и ускорения $\frac{d^2v^{(k)}(t)}{dt^2}$, также являющихся случайными процессами [51, 134]. Пусть в момент $t = \theta$ произошло изменение (разладка), и в результате разладки функция плотности распределения вероятностей $z(t)$ изменилась с $f_1(x)$ на $f_2(x)$ (причем $f_1(x) \neq f_2(x)$).

Запишем функцию правдоподобия, т.е. вероятность появления данной реализации $z(t), (t = 1, 2, \dots, T)$ в предположении, что изменение произошло в момент $t = \theta$. Учитывая взаимную независимость случайных величин [134]:

$$l_{\theta}(z_1, \dots, z_T) = \left[\prod_{t=1}^{\theta-1} f_1(z_t) \right] * \left[\prod_{t=\theta}^T f_2(z_t) \right]$$

логарифмируем, получим:

$$L_{\theta}(z_1, \dots, z_T) = \sum_{t=1}^{\theta-1} \ln(f_1(z_t)) + \sum_{t=\theta}^T \ln(f_2(z_t)).$$

При фиксированной реализации z_1, \dots, z_T и известных плотностях распределения вероятностей $f_1(x), f_2(x)$, функция правдоподобия есть функция параметра θ – предполагаемого момента перехода от распределения $f_1(x)$ к $f_2(x)$. Значение θ , при котором эта функция достигает максимума, есть оценка максимума правдоподобия момента изменения [134]. Нетрудно заметить:

$$L_{\theta}(z_1, \dots, z_T) = \sum_{t=1}^{\theta-1} \ln \left(\frac{f_1(z_t)}{f_2(z_t)} \right) + \sum_{t=\theta}^T \ln(f_2(z_t)).$$

Из этой формулы видно, что оценка максимума правдоподобия может быть получена путем максимизации по θ статистики [134]:

$$S_{\theta} = \sum_{i=1}^{e-1} \ln \left(\frac{f_1(z_i)}{f_2(z_i)} \right).$$

Таким образом, возникает проблема оценивания функции отношения правдоподобия $r(x) = \frac{f_1(x)}{f_2(x)}$ по выборкам ограниченно-го объема [51].

Итак: пусть $F_1(x), F_2(x)$ – две абсолютно непрерывные функции распределения и $f_1(x), f_2(x)$ – их соответствующие плотности. Пусть имеются две независимые выборки:

$$x_1, x_2, \dots, x_n, y_1, y_2, \dots, y_n \quad (4.17)$$

значений случайных величин, распределенных согласно $F_1(x)$ и $F_2(x)$ соответственно. Необходимо по выборкам (4.17) найти оценку функции отношения правдоподобия.

$$r(x) = \frac{f_1(x)}{f_2(x)}.$$

Рассматриваем два метода решения этой задачи [51].

4.6.4. Первый метод. Предварительное оценивание плотностей распределения вероятностей $f_1(x)$ и $f_2(x)$

Пусть искомая плотность распределения вероятностей $f(x)$ сосредоточена на отрезке $[a, b]$. Разобьем этот отрезок на L равных частей точками $\tau_i = a + \frac{i(b-a)}{L}, i = (0, 1, \dots, L)$. В качестве оценки плотности распределения вероятностей берем рассмотренную в [50] оценку

$$f_n(x; n, L, \alpha) = \sum_{i=1}^L \left(\frac{\delta_i + \alpha}{\frac{b-a}{L} + \alpha(b-a)} \right) I(x \in [\tau_{i-1}, \tau_i]), \quad (4.18)$$

где $I(x \in [\tau_{i-1}, \tau_i])$ – индикатор; δ_i – числа, такие, что

$$\delta_i = \frac{v_i}{n} = \int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} dF_n(x),$$

где n – объем выборки x_1, x_2, \dots, x_n , V_i – число элементов выборки в i -м интервале, $\alpha > 0$ – константа регуляризации, $F_n(x)$ – эмпирическая функция распределения вероятностей по выборке x_1, x_2, \dots, x_n .

Этот метод приводит к следующему кусочно-постоянному приближению функции $r(x)$:

$$r_1^u(x) = \frac{\frac{1}{L} + \alpha_2}{\frac{1}{L} + \alpha_1} \sum_{i=1}^L \left[\frac{\gamma_i + \alpha_1}{\delta_i + \alpha_2} \right] I(x \in [\tau_{i-1}, \tau_i]), \quad (4.19)$$

где α_1 и α_2 – константы регуляризации, причем $\alpha_1, \alpha_2 > 0$, что совпадает с [51],

$$\delta_i = \int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} dF_{2n}(x), \quad \gamma_i = \int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} dF_{1m}(x).$$

В силу того, что оценка (4.18) плотности распределения вероятностей нигде на рассматриваемом отрезке $[a, b]$ не обращается в ноль, условия состоятельности оценки (4.19) прямо следуют из условий состоятельности оценки (4.18) [50, 134], т.е. для того, чтобы оценка функции отношения правдоподобия (4.19) была состоятельной, необходимо и достаточно, чтобы:

$$\begin{aligned} n \rightarrow \infty, m \rightarrow \infty, L \rightarrow \infty, \\ \alpha_{1,2} \rightarrow 0, \alpha_{1,2} L \rightarrow 0, \frac{n}{L} \rightarrow \infty, \frac{m}{L} \rightarrow \infty \end{aligned} \quad (4.20)$$

Из-за того, что оценка (4.18) сходится к искомой плотности в метрике $C[a, b]$ при $\alpha_{1,2} L^2 \rightarrow 0$ [51], полученная оценка (4.19) для функции отношения правдоподобия так же будет сходиться к истинной функции отношения правдоподобия в метрике $C[a, b]$ при

$$\alpha_{1,2} L^2 \rightarrow 0. \quad (4.21)$$

4.6.5. Второй метод. Непосредственное оценивание отношения правдоподобия

Задача оценивания функции $r(x)$ есть стохастическая некорректная задача отыскания приближенного решения интегрального уравнения [52, 134]

$$\int_a^y r(x) dF_2(x) = F_1(y), y \in [a, b] \quad (4.22)$$

по выборкам (4.17).

Заметим, что наряду с (4.22) справедливо уравнение:

$$\int_a^y \frac{1}{r(x)} dF_1(x) = F_2(y), y \in [a, b].$$

Опять разобьем отрезок $[a, b]$ на L равных частей точками $\tau_i = a + \frac{i(b-a)}{L}$, $i = 0, 1, \dots, L$. Следуя [53], рассмотрим квадратичный функционал:

$$\begin{aligned} M_2(r, \alpha) = & \sum_{i=1}^L \left(\int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} r(x) dF_{2n}(x) - \int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} dF_{1m}(x) \right)^2 + \\ & + \sum_{i=1}^L \left(\int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} \frac{1}{r(x)} dF_{1m}(x) - \int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} dF_{2n}(x) \right)^2 + \\ & + \alpha \int_a^b \left(r^2(x) + \frac{1}{r^2(x)} \right) dx, \end{aligned} \quad (4.23)$$

где α – константа регуляризации.

Предлагается в качестве оценки функции отношения правдоподобия $r(x)$ взять функцию, минимизирующую функционал $M_2(r)$ при условиях

$$\int_a^b dF_{1m}(x) = 1, \int_a^b dF_{2n}(x) = 1.$$

Покажем, что это есть кусочно-постоянная функция [134].

Обозначим

$$r_n^\alpha(x) = \arg \min_r M_2(r, \alpha). \quad (4.24)$$

Допустим, что $r_n^\alpha(x)$ на каком-то из отрезков $[\tau_{i-1}, \tau_i]$ непостоянная. Рассмотрим функцию $\bar{r}_n^\alpha(x)$ – постоянную на этом интервале, с тем же значением площади под кривой $r_n^\alpha(x)$ и совпадающую с $r_n^\alpha(x)$ на других интервалах. Тогда первое и второе слагаемые в (4.23) для функции $\bar{r}_n^\alpha(x)$ те же, что и для $r_n^\alpha(x)$, а третье слагаемое – меньше, что обусловлено нижеследующим.

На основании неравенства Коши-Буняковского, можно записать следующие соотношения

$$\int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} [r_n^\alpha(x)]^2 dx (\tau_i - \tau_{i-1}) \geq \left(\int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} \bar{r}_n^\alpha(x) dx \right)^2 = [\bar{r}_n^\alpha(x)]^2 (\tau_i - \tau_{i-1})^2,$$

$$\int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} \left[\frac{1}{r_n^\alpha(x)} \right]^2 dx (\tau_i - \tau_{i-1}) \geq \left(\int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} \frac{1}{\bar{r}_n^\alpha(x)} dx \right)^2 =$$

$$= \left[\frac{1}{\bar{r}_n^\alpha(x)} \right]^2 (\tau_i - \tau_{i-1})^2,$$

из обобщения которых следует

$$\int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} \left([r_n^\alpha(x)]^2 + \frac{1}{[r_n^\alpha(x)]^2} \right) dx \geq$$

$$\geq \left([\bar{r}_n^\alpha(x)]^2 + \frac{1}{[\bar{r}_n^\alpha(x)]^2} \right) (\tau_i - \tau_{i-1}).$$

Значит $M_2(\bar{r}_n^\alpha, \alpha) < M_2(r_n^\alpha, \alpha)$, что противоречит (4.24), а значит $r_n^\alpha(x)$ – постоянная на каждом из отрезков $[\tau_{i-1}, \tau_i]$.

Исследуем функционал на экстремум. Зафиксируем i и рассмотрим $M_2(r, \alpha)$ на $[\tau_{i-1}, \tau_i]$

$$M_2(r_i, \alpha) = (r_i \delta_i - \gamma_i)^2 + (r_i^{-1} \gamma_i - \delta_i)^2 + \alpha \frac{b-a}{L} \left(r_i^2 + \frac{1}{r_i^2} \right).$$

Введем новые обозначения

$$m_1(r_i) = (r_i \delta_i - \gamma_i)^2;$$

$$m_2(r_i) = (r_i^{-1} \gamma_i - \delta_i)^2;$$

$$m_3(r_i, \alpha) = \alpha \frac{b-a}{L} \left(r_i^2 + \frac{1}{r_i^2} \right).$$

Теперь можно записать [51]

$$\frac{dM_2(r_i, \alpha)}{dr_i} = \sum_{j=1}^2 \frac{dm_j(r_i)}{dr_i} + \frac{dm_3(r_i, \alpha)}{dr_i} \quad (4.25)$$

Учитывая, что выпуклые функции $m_j(r_i) \geq 0$ $j = 1 \div 2$, $m_3(r_i, \alpha) \geq 0$ приравняв 0 каждое из слагаемых в правой части (4.25) получим систему из трех уравнений

$$\begin{cases} 2\delta_i(r_i\delta_i - \gamma_i) = 0, \\ 2r_i^{-2}(r_i^{-1}\gamma_i - \delta_i) = 0, \\ \alpha \frac{b-a}{L}(2r_i - 2r_i^{-3}) = 0. \end{cases}$$

Опустив промежуточные выкладки, можно констатировать, что $\frac{dm_1(r_i)}{dr_i} = \frac{dm_2(r_i)}{dr_i} = 0$ при

$$r_i = \frac{\gamma_i}{\delta_i}, \quad (4.26)$$

$$\text{а } \frac{dm_3(r_i, \alpha)}{dr_i} = 0, \text{ при } |r_i| = 1.$$

То есть совместность решения трех уравнений достигается при $\gamma_i = \delta_i$. Отсюда следует, что чем ближе значение γ_i к δ_i , тем меньше значение $m_3(r_i, \alpha)$ [51].

В силу неотрицательности γ_i и δ_i , положив $r_i = 1$, имеем

$$m_3^{\min}(r_i, \alpha) = 2\alpha \frac{b-a}{L} > 0.$$

Отсюда следует, что выбор значения параметра регуляризации α зависит от отклонения $m_3^{\min}(1, \alpha)$ от 0.

Дополнительный анализ второй производной $M_2(r_i, \alpha)$ показывает, что ситуация соответствует функциональному минимуму. Более того, полагая, что условный минимум $M_2(r_i, \alpha)$ достигается

при $r_i^{k \min} = \frac{\gamma_i}{\delta_i}$, можно уменьшить влияние расхождения значений

γ_i и δ_i на $M_2(r_i, \alpha)$ за счет рационального выбора константы регуляризации α . А именно при заданном значении $m_3(r_i, \alpha_i) = \varepsilon_i$ выбирать α как функцию $\varepsilon_i - \alpha(\varepsilon_i)$, решив следующее уравнение

$$\alpha(\varepsilon_i) \frac{b-a}{L} \left(r_i^2 + \frac{1}{r_i^2} \right) = \varepsilon_i.$$

ε_i характеризует отклонение $M_2(r_i^{k \min}, \alpha(\varepsilon_i))$ от 0 на $[\tau_{i-1}, \tau_i]$. Отметим, что оценка (4.26) не зависит от константы регуляризации [51].

Из сравнения (4.19), (4.26) следует, что на отрезке $[\tau_{i-1}, \tau_i]$

$$\frac{\frac{1}{L} + \alpha_2}{\frac{1}{L} + \alpha_1} \frac{\gamma_i + \alpha_i}{\delta_i + \alpha_2} \xrightarrow[\alpha_1 \rightarrow 0, \alpha_2 \rightarrow 0]{L \rightarrow \infty} \frac{\gamma_i}{\delta_i}.$$

Этот факт согласуется с условиями состоятельности и сходимости к пределу (4.20), (4.21) оценки (4.19) [51].

Так как i – произвольное, то для каждого из отрезков $[\tau_{i-1}, \tau_i]$ необходимо составить соответствующее равенство (4.26). Искомая кусочно-постоянная функция задается следующим образом:

$$r_2^\alpha(x) = \sum_{i=1}^L r_i I(x \in [\tau_{i-1}, \tau_i]) \quad (4.27)$$

и является пределом для (4.19) при $L \rightarrow \infty, \alpha_{1,2} \rightarrow 0$.

4.6.6. Оценка средней погрешности

Итак, мы показали, что оценка максимума правдоподобия момента θ разладки случайного процесса $z(t)$ может быть получена путем максимизации по θ статистики:

$$S_\theta = \sum_{i=1}^{\theta-1} \ln \left(\frac{f_1(z_i)}{f_2(z_i)} \right).$$

Зависимость S_θ от времени θ будет иметь примерно изображенный на рис. 4.3 вид [51, 134]. Здесь ломаная линия представляет собой одну из случайных реализаций статистики S_θ . Прямая линия – это математическое ожидание статистики S_θ , α, β – углы наклона математических ожиданий S_θ до и после момента разладки θ .

При практическом обнаружении разладки мы находим максимум для ломаной линии и принимаем момент времени θ_{exper} , в который достигается этот максимум, за оценку момента разладки θ рассматриваемого случайного процесса. То, насколько хорошо момент, соответствующий максимуму ломаной, соответствует действительному моменту разладки, зависит от следующих величин [51, 54]:

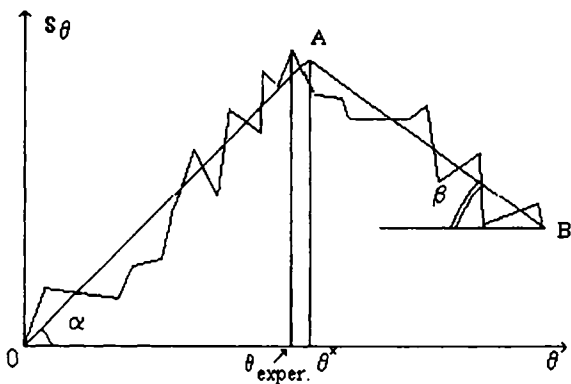


Рис. 4.3. Иллюстрация примерной зависимости S_θ от времени θ

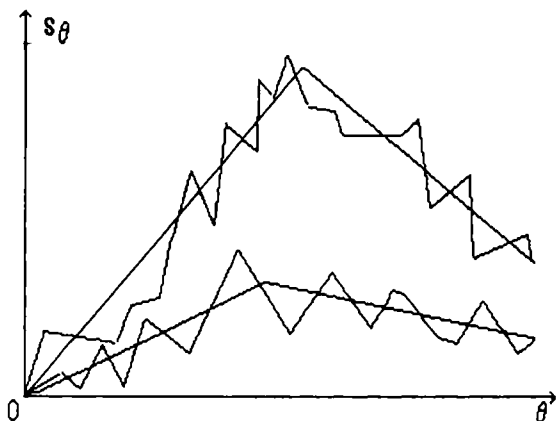


Рис. 4.4. Иллюстрация трудноразличимых случаев нахождения момента разрядки

- угла OAB при вершине получившегося треугольника;
- отклонением стандартных отклонений статистики S_θ от ее математических ожиданий до и после момента θ . Таким образом, могут возникнуть трудно различимые случаи нахождения момента разрядки и случаи, которые могут быть разрешены вышеизложенными методами с достаточной степенью точности (см. рис. 4.4).

Рассматривая различные случайные процессы $z(t)$ (с известными плотностями распределения вероятностей до разрядки

f_1 и после разрядки f_2), можно для каждого из них вычислить теоретическую оценку средней погрешности определения момента разрядки. Выведем выражение для оценки такой погрешности. Рассмотрим реализацию x_1, x_2, \dots, x_T случайного процесса $z(t)$.

$$M_{f_j}(S_\Theta) = \sum_{i=1}^{n-1} M \left(\ln \frac{f_1(x_i)}{f_2(x_i)} \right) =$$

$$= (n-1) \int \ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} dF_j(x), j = 1, 2. \quad (4.28)$$

Выражение (4.28) – это математическое ожидание величины S_Θ по мере, соответствующей функции распределения F_j . Рассмотрим следующие величины:

$$a = \int \ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} dF_1(x) = \int \ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} f_1(x) dx,$$

$$b = \int \ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} dF_2(x) = \int \ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} f_2(x) dx.$$

Величины a и b – это математические ожидания $\ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)}$

по мерам, соответствующим функциям распределения F_1 и F_2 соответственно. Эти величины также являются тангенсами углов α и $(180^\circ - \beta)$ соответственно (см. рис. 4.3). В дальнейшем нам понадобится следующий известный факт.

Утверждение. Функционал $E(f) = \int \ln f dF_0$ достигает своего максимума при $f = F_0' = f_0$.

В силу приведенного выше утверждения [51]:

$$a = \int \ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} dF_1(x) = \int (\ln f_1(x) - \ln f_2(x)) f_1(x) dx =$$

$$= \int \ln(f_1(x)) f_1(x) dx - \int \ln(f_2(x)) f_1(x) dx \geq 0.$$

Аналогично имеем:

$$b = \int \ln(f_1(x)) f_2(x) dx - \int \ln(f_2(x)) f_2(x) dx \leq 0,$$

причем оба неравенства справедливы для любых распределений.

Мы доказали, что $a \geq 0, b \leq 0$. Отсюда следует, что среднее значение статистики S_Θ будет иметь вид: показанный на рис. 4.3, 4.4 прямыми линиями. Стандартные отклонения σ_a, σ_b выражаются следующим образом [51]:

$$\begin{aligned}\sigma_a^2 &= D_a = M \left[\ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} - M \left[\ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} \right] \right]^2 = \\ &= M \left[\ln^2 \frac{f_1(x)}{f_2(x)} \right] - \left(M \left[\ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} \right] \right)^2 = \\ &= \int \left[\ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} \right]^2 f_1(x) dx - a^2.\end{aligned}$$

Аналогично имеем:

$$\sigma_b^2 = \int \left[\ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} \right]^2 f_2(x) dx - b^2$$

Таким образом, средняя погрешность Δ определения момента разладки случайного процесса можно выразить формулой [51]:

$$\Delta = \Delta_a + \Delta_b = \frac{\sigma_a}{a} + \frac{\sigma_b}{(-b)} \quad (4.29)$$

(см. рис. 4.5), а $\operatorname{tg} \alpha = a = \frac{\sigma_a}{\Delta_a}$, $\operatorname{tg} \beta = -b = \frac{\sigma_b}{\Delta_b}$.

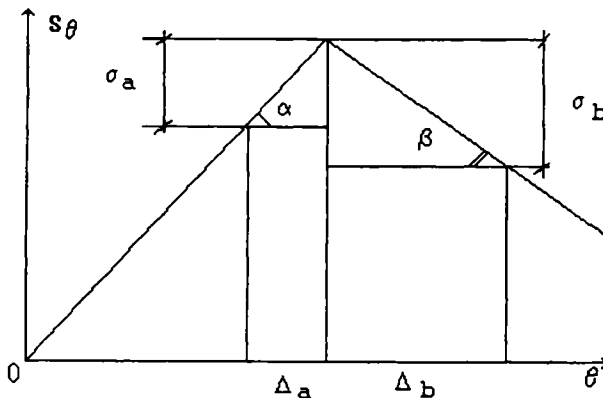


Рис. 4.5. Иллюстрация к расчету средней погрешности Δ определения момента разладки случайного процесса

В Приложении П4 указаны примеры оценок средней погрешности для распределений некоторых типов и предложения по проведению компьютерных экспериментов.

4.7. Основные результаты и выводы по главе 4

Для исследования проблемы построения оценки функции плотности распределения вероятностей случайного процесса прохождения битового трафика полипачечной структуры в ШЦСИО применен метод стохастической регуляризации для случая, когда в качестве полигона берется специальным способом сконструированная функция. В результате получена новая оценка функции плотности распределения вероятностей случайного процесса прохождения битового трафика по эмпирическим данным.

Произведен сравнительный анализ новой оценки функции плотности распределения вероятностей случайного процесса прохождения битового трафика и наиболее часто употребляемых парзеновских оценок (с гауссовым ядром, экспоненциальным ядром и ядром Епанечникова). Предложенная оценка функции плотности распределения вероятностей случайного процесса прохождения битового трафика по эмпирическим данным дает заметное преимущество относительно классических парзеновских оценок. Этими преимуществами являются устойчивость оценки относительно ее параметров, а также возможность более успешного ее применения к выборкам малого объема (порядка 20-40 элементов). Чем меньше заданная выборка, тем более заметное улучшение дает новая оценка.

Исследована сходимостью новой оценки функции плотности распределения вероятностей случайного процесса прохождения битового трафика. Практическая значимость полученных результатов заключается в применимости к решению комплексной проблемы идентификации и управления битовым широкополосным пачечным трафиком в широкополосных цифровых сетях интегрального обслуживания.

На основе разработанного алгоритма восстановления функции плотности распределения вероятностей случайного процесса прохождения битового трафика по экспериментальным данным, базирующегося на предварительном оценивании плотностей распределения вероятностей, построен первый метод обнаружения момента разладки случайного процесса прохождения битового трафика. Метод основан на оценке функции отношения правдоподобия. Определены условия сходимости и состоятельности этой оценки. Предложенный алгоритм содержит некоторые параметры по которым может производиться его настройка.

Второй метод обнаружения момента разладки случайного процесса прохождения битового трафика основан на непосредст-

венном оценивании отношения правдоподобия. Показано, что в качестве устойчивой оценки функции отношения правдоподобия целесообразно взять кусочно-постоянную функцию, минимизирующую квадратичный функционал качества и являющуюся предельным значением функции, полученной в первом методе для оценки отношения максимального правдоподобия. Разработан способ построения этой функции.

Методы позволяют оценить доверительный интервал, в котором должен содержаться момент разладки случайного процесса прохождения битового трафика. Для некоторых типов распределений получены аналитические соотношения позволяющие в общем виде подсчитать теоретическую оценку погрешности.

По результатам обработки экспериментальных данных обнаружено, что теоретическая оценка погрешности и оценка, полученная в эксперименте, удовлетворительно совпадают в случае, когда функция плотности распределения вероятностей рассматриваемого распределения не имеет "тяжелого хвоста" (под "тяжелым хвостом" подразумевается слишком медленное убывание функции плотности распределения вероятностей на бесконечности, как это происходит в случае распределения Коши). При наличии у функции плотности распределения вероятностей "тяжелого хвоста", экспериментальная оценка погрешности несколько хуже теоретической. Действительный момент разладки θ^* всегда попадает в указываемый нами с помощью полученной формулы доверительный интервал.

Тестирование алгоритма, реализующего первый метод на нормальных, гамма и Коши распределениях подтвердило его состоятельность. Алгоритм наиболее подходит к ситуации, когда заранее ничего нельзя сказать о распределении рассматриваемого случайного процесса прохождения битового трафика и, таким образом, нельзя применить каких-либо специализированных методов, поскольку при решении задачи о разладке первым методом нам не требуется никакая априорная информация о самом случайном процессе. Эти факторы и определяют значимость первого метода. В результате проведенной работы был создан готовый к применению программный продукт для персонального компьютера.

**МОДЕЛИ ТРАФИКА В УЗЛАХ И ГРУППОВЫХ ТРАКТАХ
ЩЦСИО. МЕТОД ОЦЕНИВАНИЯ КАЧЕСТВА
МУЛЬТИПЛЕКСИРОВАНИЯ**

5.1. Основные методические предпосылки нового подхода к статистическому мультиплексированию в ЩЦСИО

Как отмечалось в предыдущих разделах широкий диапазон скоростей передачи – от нескольких сот бит/с до сотен Мбит/с, существенный статистический характер информационных потоков, большое разнообразие сетевых конфигураций – все эти факторы значительно усложняют описание трафика в современных информационных системах по сравнению с классическими сетями связи [7, 124–127]. В гл. 3 на основе ступенчатой аппроксимации битовой скорости передачи информации k -й службы разработан метод оценки плотности распределения вероятностей случайного процесса полипачечной битовой скорости передачи трафика, а также разработаны методы оценивания различных характеристик трафика.

Будем полагать, что в текущей сессии в результате измерений на отрезке времени $[t_0, t]$ случайному процессу битовой скорости передачи информации от s -го источника (абонента) k -й службы с изменяющейся скоростью передачи в широкополосной цифровой сети интегрального обслуживания на технологии АТМ удастся поставить в соответствие конечный набор дискретных значений, отражающих полипачечный характер битовой скорости.

Обозначим конечное множество этих значений $\{P_{\max_j}^{(sk)}\}_{j=1}^{n_s(r)}$. Элементам этого множества взаимно однозначно соответствуют элементы множества временных отрезков $\{[t_{o_j}^{(sk)}, t_{p_j}^{(sk)}]\}_{j=1}^{n_s(r)}$, наборы значений вероятностей $\{P_j^{(sk)}\}_{j=1}^{n_s(r)}$ и коэффициентов пачечности $\{k_{n_j}^{(sk)}\}_{j=1}^{n_s(r)}$ (см. гл. 3). Результат ступенчатой аппроксимации случайного процесса битовой скорости передачи информации будет записан как

$$\tilde{b}_d^{(sk)}(t) = \sum_{i=1}^{n_s(t)} B_{\max_i}^{(sk)} [\Theta(t - t_{o_i}) - \Theta(t - t_{p_i})],$$

а плотность распределения вероятностей случайного процесса битовой скорости передачи s абонента k -й службы к моменту t может быть выражена через сумму дельта-функций [16, 23, 26, 111]

$$f(\tilde{b}_d^{(sk)}(t)) = \sum_{j=1}^{n_s(t)} p_j^{(sk)} \delta(\tilde{b}_d^{(sk)}(t) - B_{\max_j}^{(sk)}) [\Theta(t - t_{o_j}) - \Theta(t - t_{p_j})], \quad (5.1)$$

$$\text{где } \Theta(t) = \begin{cases} 0, & t < 0, \\ 1, & t \geq 0, \end{cases}$$

$$\text{а } \sum_{j=1}^{n_s(t)} p_j^{(sk)} k_{n_j}^{(sk)} = 1, \quad k_{n_i}^{(sk)} = \frac{B_{\max_i}^{(sk)}}{B_{cp}^{(sk)}} - \text{см. гл. 3.}$$

Первый момент и дисперсия ступенчатой аппроксимации случайного процесса полипачечной битовой скорости передачи на отрезке времени $[t_0, t]$ по предыдущим результатам могут быть выражены следующим образом:

$$E[\tilde{b}_d^{(sk)}(t)] = \sum_{i=1}^{n_s(t)} p_i^{(sk)} B_{\max_i}^{(sk)}, \quad (5.2)$$

$$D[\tilde{b}_d^{(sk)}(t)] = \frac{1}{2} \sum_{j=1}^{n_s(t)} \sum_{l=1}^{n_s(t)} p_{j1}^{(sk)} p_{l2}^{(sk)} (B_{\max_{j1}}^{(sk)} - B_{\max_{l2}}^{(sk)})^2. \quad (5.3)$$

К моменту t эти среднее значение и дисперсию скорости случайного процесса передачи легко преобразовать в среднее значение и дисперсию скорости передачи пакетов АТМ, которые сгенерированы s абонентом k -й службы для транспортирования пользовательской информации

$$E[r_{cell}^{(sk)}(t)] = E[\tilde{b}_d^{(sk)}(t)] / L_{\text{инф}}, \quad (5.4)$$

$$D[r_{cell}^{(sk)}(t)] = D[\tilde{b}_d^{(sk)}(t)] / L_{\text{инф}}^2,$$

где $L_{\text{инф}} = 384$ бит – длина информационной части пакета АТМ [133].

5.2. Математическая модель трафика в узле доступа и цифровом групповом тракте ШЦСИО на технологии АТМ

Технология АТМ ориентирована на установление соединения. В этом случае можно полагать, что число заявок на предоставление виртуальных соединений, поступающее за существенный временной интервал на i -й абонентский узел или узел доступа или цифровой групповой тракт ($i = 1, 2, \dots, N$) от пользователей k -й службы есть случайный процесс

$$N_{BC_i}^{(k)}(t) = \gamma_{\Sigma_i}^{(k)}(t)(t - t_0), \quad (5.5)$$

где

$$\gamma_{\Sigma_i}^{(k)}(t) = \sum_{s=1}^{N_{ab_i}^{(k)}(t)} \gamma_s^{(k)}(t),$$

$$\gamma_s^{(k)}(t) = \frac{N_{s1}^{(k)}(t) + N_{s2}^{(k)}(t)}{t - t_0} - \text{значение в момент } t \text{ интенсивности}$$

потока заявок на установление виртуальных соединений от s -го абонента $1 \leq s \leq N_{ab_i}^{(k)}(t)$ k -й службы; $N_{s1}^{(k)}(t)$ – число установленных к моменту t виртуальных соединений, а $N_{s2}^{(k)}(t)$ – число заявленных, но неустановленных к моменту t виртуальных соединений.

Следующим очевидным преобразованием $\gamma_s^{(k)}(t)$ можно представить в виде суммы двух соответствующих интенсивностей в момент t

$$\gamma_s^{(k)}(t) = \frac{N_{s1}^{(k)}(t)}{t - t_0} + \frac{N_{s2}^{(k)}(t)}{t - t_0} = \gamma_{s1}^{(k)}(t) + \gamma_{s2}^{(k)}(t).$$

Имеющийся на сегодняшний день научный, технологический и практический опыт реализации АТМ сетей свидетельствует о том, что $\gamma_s^{(k)}(t) = 1, \forall s = 1, 2, \dots, N_{ab_i}^{(k)}(t)$. Поэтому

$$N_{BC_i}^{(k)}(t) = N_{ab_i}^{(k)}(t). \quad (5.6)$$

Значение случайного процесса суммирования потока заявок, поступающих на i -й узел или цифровой групповой тракт от всех K служб в момент t , составляет [133, 135]

$$\gamma_{\Sigma_i}(t) = \sum_{k=1}^K \gamma_{\Sigma_i}^{(k)}(t).$$

Суммарное число заявок на предоставление виртуальных соединений от абонентов (источников) всех K служб i -го узла доступа или цифрового группового тракта в момент t можно полагать величиной случайной – значением случайного процесса в момент t

$$N_{\Sigma BC_i}(t) = \gamma_{\Sigma_i}(t)(t - t_0).$$

Но, если в ныне существующих сетях связи с временным разделением сетевым ресурсом является канал связи с определенной полосой пропускания, то в сетях АТМ – это производительность узла коммутации или пропускная способность (полоса пропускания) цифрового группового тракта (пути передачи) или линии доступа.

С учетом (5.2), (5.3), числовые характеристики скорости передачи, которая требуется абонентам k -й службы ШЦСИО в момент t , могут быть найдены как числовые характеристики суммы случайного числа независимых случайных процессов [55, 128–130, 133, 135]:

$$E[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)] = \sum_{j=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} E[\tilde{b}_d^{(jk)}(t)], \quad (5.7)$$

$$\sigma^2[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)] = D[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)] = \sum_{j=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} D[\tilde{b}_d^{(jk)}(t)]. \quad (5.8)$$

Так как в ШЦСИО на узлах связи будет обслуживаться достаточно большое количество пользователей каждой k -й ($k = 1, 2, \dots, K$) службы, то закон распределения суммы скоростей передачи может быть аппроксимирован нормальным законом распределения даже в том случае, если скорость передачи абонента подчинена какому угодно закону распределения [128–130]. Основное ограничение, налагаемое на суммируемые величины, состоит в том, чтобы они были более или менее одинаковы, что естественно выполняется для абонентов одной и той же службы.

В этом случае в момент t плотность распределения вероятностей случайного процесса битовой скорости передачи, которая требуется абонентам k -й службы i -го узла связи или цифрового группового тракта имеет вид:

$$f(b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)) = \frac{1}{\sigma[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)]\sqrt{2\pi}} \exp\left[-\frac{(b_{\Sigma_i}^{(k)}(t) - E[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)])^2}{2\sigma^2[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)]}\right],$$

где $E[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)]$ – математическое ожидание скорости передачи в момент t , необходимой для удовлетворения потребностей абонентов k -й службы i -го узла связи или цифрового группового тракта; $\sigma[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)]$ – среднее квадратическое отклонение скорости передачи в момент t , необходимой абонентам k -й службы i -го узла связи или цифрового группового тракта [133].

Замечательным свойством нормального (гауссовского) закона распределения вероятностей является то, что любые линейные комбинации гауссовских случайных величин также являются гауссовскими. Это дает основание считать при условии выполнения гипотезы о независимости служб, что плотность распределения вероятностей случайного процесса скорости передачи, которая необходима для удовлетворения потребностей абонентов всех K служб i -го узла связи или цифрового группового тракта в момент t , составляет:

$$f(b_{\Sigma_i}(t)) = \frac{1}{\sigma[b_{\Sigma_i}(t)]\sqrt{2\pi}} \exp\left[-\frac{(b_{\Sigma_i}(t) - E[b_{\Sigma_i}(t)])^2}{2\sigma^2[b_{\Sigma_i}(t)]}\right], \quad (5.9)$$

где

$$E[b_{\Sigma_i}(t)] = \sum_{k=1}^K E[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)], \quad (5.10)$$

$$\sigma^2[b_{\Sigma_i}(t)] = \sum_{k=1}^K \sigma^2[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)]. \quad (5.11)$$

Функция распределения вероятностей случайного процесса скорости передачи в момент t может быть найдена из (5.9) [133, 135]

$$\begin{aligned} F(b_{\Sigma_i}(t)) &= \int_{-\infty}^{b_{\Sigma_i}(t)} f(b_{\Sigma_i}(t)) d(b_{\Sigma_i}(t)) = \\ &= \frac{1}{\sigma[b_{\Sigma_i}(t)]\sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^{b_{\Sigma_i}(t)} \exp\left[-\frac{(b_{\Sigma_i}(t) - E[b_{\Sigma_i}(t)])^2}{2\sigma^2[b_{\Sigma_i}(t)]}\right] d(b_{\Sigma_i}(t)). \end{aligned}$$

Выполнив замену переменной $\frac{b_{\Sigma_i}(t) - E[b_{\Sigma_i}(t)]}{\sigma[b_{\Sigma_i}(t)]} = w$, можно при-

вести интеграл к виду

$$F(b_{\Sigma_i}(t)) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^w \exp\left[-\frac{w^2}{2}\right] dw.$$

Данный интеграл не выражается через элементарные функции, но он может быть вычислен через специальную функцию, в качестве которой в соответствии с [55, 128] будем пользоваться

$$\Phi(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{-\infty}^x \exp\left[-\frac{w^2}{2}\right] dw. \quad (5.12)$$

Функция (5.12) представляет функцию распределения случайной величины с математическим ожиданием, равным нулю, и дисперсией, равной единице.

Выразим функцию распределения вероятностей случайного процесса $F(b_{\Sigma_i}(t))$ с параметрами $E[b_{\Sigma_i}(t)]$ и $\sigma[b_{\Sigma_i}(t)]$ через функцию нормального распределения $\Phi(x)$

$$F(b_{\Sigma_i}(t)) = \Phi\left(\frac{b_{\Sigma_i}(t) - E[b_{\Sigma_i}(t)]}{\sigma[b_{\Sigma_i}(t)]}\right),$$

что и требовалось определить [133].

Это дает возможность найти вероятность события, что в момент t значение случайного процесса скорости передачи – $b_{\Sigma_i}(t)$, которая требуется для удовлетворения текущих потребностей абонентов i -го узла или цифрового группового тракта, может быть предоставлена i -м узлом или цифровым трактом, имеющим соответственно производительность или пропускную способность B_i .

$$P(b_{\Sigma_i}(t) \leq B_i) = \Phi\left(\frac{b_{\Sigma_i}(t) - E[b_{\Sigma_i}(t)]}{\sigma[b_{\Sigma_i}(t)]}\right) = \Phi(u). \quad (5.13)$$

Однако необходимо решение и обратной задачи, т. е. определения вероятности события, что в момент t значение случайного процесса скорости передачи – $b_{\Sigma_i}(t)$, которое необходимо для удовлетворения текущих потребностей пользователей всех K служб i -го узла связи или цифрового группового тракта, превысит его производительность

$$P(b_{\Sigma_i}(t) > B_i) = 1 - \Phi(u). \quad (5.14)$$

Выражение (5.14) означает, что с вероятностью $1 - \Phi(u)$ кто из пользователей в момент t не получит от узла доступа или цифрового группового тракта необходимого ему для передачи информации ресурса.

Определим B_{TP}^α минимально необходимый или требуемый в момент t ресурс заданного порядка α соответственно производительности или пропускной способности i -го узла связи или циф-

рового группового тракта как решение задачи квантильной оптимизации в следующей постановке

$$B_{TR}^{\alpha} = \min \{B_i : P[b_{\Sigma_i}(t) \leq B_i] \geq \alpha\}.$$

Так как $P[b_{\Sigma_i}(t) \leq B_{TR}^{\alpha}] = \alpha$, то из (5.13) можно получить

$$\frac{B_{TR}^{\alpha} - E[b_{\Sigma_i}(t)]}{\sigma[b_{\Sigma_i}(t)]} = u_{\alpha},$$

где u_{α} – квантиль порядка α стандартного нормального распределения $N(0,1)$. В итоге

$$B_{TR}^{\alpha} = E[b_{\Sigma_i}(t)] + u_{\alpha} \sigma[b_{\Sigma_i}(t)].$$

5.3. Математическая модель и метод оценки качества статистического уплотнения источников

Применение технологии АТМ для транспортирования информации, когда каждый источник (абонент) получает от телекоммуникационной сети только тот ресурс пропускной способности, который ему нужен, дает возможность использовать выгоды статистического мультиплексирования для повышения эффективности использования пропускной способности цифровых трактов связи [15, 131, 132, 133, 135].

В упрощенной форме принцип статистического мультиплексирования показан на рис. 5.1. В верхней части рисунка показаны источники (видеодисплей, сервер, видеочамера и монитор) и генерируемый ими пачечный трафик типа "вкл-выкл" (on-off).

В нижней части рисунка показан суммарный трафик, для транспортирования которого требуется только цифровой тракт с пропускной способностью, равной пропускной способности двух индивидуальных каналов вместо четырех. Естественно предположить, что чем больше источников мультиплексируются вместе, тем больший выигрыш можно получить.

Будем оценивать эффективность метода статистического мультиплексирования в момент t отношением суммарного количества виртуальных соединений

$$N_{BC_i}(t) = \sum_{k=1}^K N_{BC_i}^{(k)}(t) \quad (5.15)$$

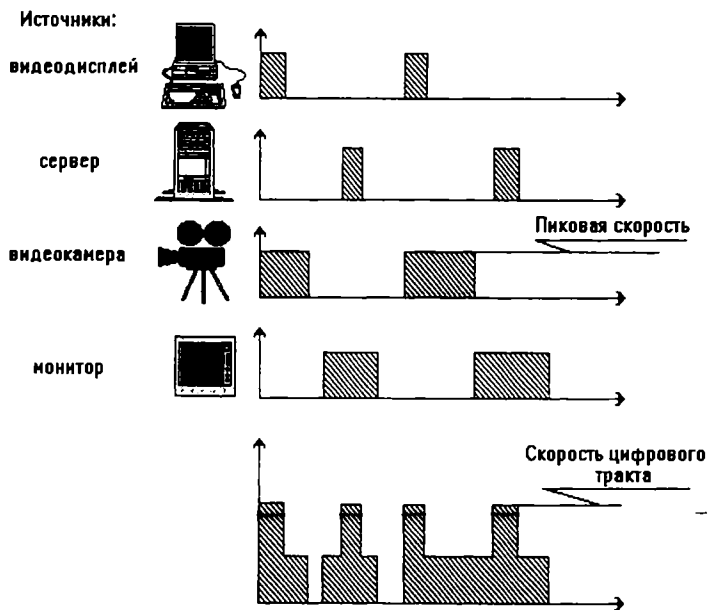


Рис. 5.1. Принцип статистического мультиплексирования

от $N_{аб_i}(t) = \sum_{k=1}^K N_{аб_i}^{(k)}(t)$ абонентов K служб i -го узла связи (в том числе доступа), полипачечный трафик которых мультиплексируется с заданным для каждой службы качеством $P_{PLR}^{(k)} \leq P_{PLR}^{(kH)}$, $k = 1, 2, \dots, K$ в цифровом групповом тракте с пропускной способностью $B_{ТП_i}(t)$ к числу каналов $N_{МСКК_i}(t)$, которое может быть образовано в тракте методом многоскоростной коммутации каналов [9, 15, 135]

$$G_i(t) = \frac{N_{ВС_i}(t)}{N_{МСКК_i}(t)}, \quad (5.16)$$

при

$$N_{МСКК_i}(t) = \sum_{k=1}^K N_{МСКК_i}^{(k)}(t) = \frac{B_{ТП_i}(t)}{\sum_{k=1}^K \sum_{s=1}^{N_{МСКК_i}^{(k)}(t)} B_{\max}^{(sk)}},$$

где $B_{\max}^{(sk)} = \max_{j=1,2,\dots,n_s(t)} \{B_{\max_j}^{(sk)}\}$ (см. (5.1)), либо $B_{\max}^{(sk)} = B_{\text{cp}}^{(sk)}$, либо

$B_{\max}^{(sk)} = B_{\max_{n_s(t)}^{(sk)}}$ в зависимости от конкретной системы многоскоростной коммутации каналов.

В момент t при одновременной работе $N_{a\bar{b}_i}^{(k)}$ абонентов организуется $N_{BC_i}^{(k)}$ виртуальных соединений [см. (5.5), (5.6)], для функционирования которых требуется пропускная способность с числовыми характеристиками (5.7), (5.8), (5.10), (5.11). Следовательно, для функционирования $N_{a\bar{b}_i}^{(k)}$ независимых абонентов в момент t им должен быть предоставлен ресурс пропускной способности, равный [133, 135]

$$B_{TP_i}(t) \equiv \sum_{k=1}^K \{E[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)] + u^{(k)} \sigma[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)]\} =$$

$$= \sum_{k=1}^K \left\{ \sum_{s=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} \sum_{j=1}^{n_s(t)} p_j^{(sk)} B_{\max_j}^{(sk)} + \right.$$

$$\left. + u^{(k)} \sqrt{\frac{1}{2} \sum_{s=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} \sum_{j_1=1}^{n_s(t)} \sum_{j_2=1}^{n_s(t)} p_{j_1}^{(sk)} p_{j_2}^{(sk)} (B_{\max_{j_1}}^{(sk)} - B_{\max_{j_2}}^{(sk)})^2} \right\},$$

где $u^{(k)}$ – аргумент, зависящий от допустимого уровня потери пакетов для k -й службы.

Воспользовавшись соотношением $k_{n_j}^{(sk)} = \frac{B_{\max_j}^{(sk)}}{B_{\text{cp}}^{(sk)}}$, характери-

стическим свойством полипачечного трафика [см. гл. 3, формулу (3.12)], из последнего равенства получаем

$$B_{TP_i}(t) = \sum_{k=1}^K \left\{ \sum_{s=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} B_{\text{cp}}^{(sk)} \sum_{j=1}^{n_s(t)} p_j^{(sk)} k_{n_j}^{(sk)} + \right.$$

$$\left. + u^{(k)} \sqrt{\frac{1}{2} \sum_{s=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} [B_{\text{cp}}^{(sk)}]^2 \sum_{j_1=1}^{n_s(t)} \sum_{j_2=1}^{n_s(t)} p_{j_1}^{(sk)} p_{j_2}^{(sk)} (k_{n_{j_1}}^{(sk)} - k_{n_{j_2}}^{(sk)})^2} \right\} =$$

$$= \sum_{k=1}^K \left\{ \sum_{s=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} B_{\text{cp}}^{(sk)} + \right.$$

$$+ u^{(k)} \sqrt{\frac{1}{2} \sum_{s=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} [B_{cp}^{sk}]^2 \sum_{j_1=1}^{n_s(t)} \sum_{j_2=1}^{n_s(t)} p_{j_1}^{(sk)} p_{j_2}^{(sk)} (k_{\Pi_{j_1}}^{(sk)} - k_{\Pi_{j_2}}^{(sk)})^2} \}. \quad (5.17)$$

При методе многоскоростной коммутации каналов

$$B_{TP_i}(t) = \sum_{k=1}^K \sum_{s=1}^{N_{MCKK_i}^{(k)}(t)} B_{\max}^{(sk)} = \sum_{k=1}^K \sum_{s=1}^{N_{MCKK_i}^{(k)}(t)} k_n^{(sk)} B_{cp}^{(sk)}, \quad (5.18)$$

где $k_n^{(sk)} = \frac{B_{\max}^{(sk)}}{B_{cp}^{(sk)}}$.

Таким образом из равенства (5.17) и (5.18) для каждой k -й службы можно записать

$$\begin{aligned} & \sum_{s=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} B_{cp}^{(sk)} \sum_{j=1}^{n_s(t)} p_j^{(sk)} k_{ij}^{(sk)} + \\ & + u^{(k)} \sqrt{\frac{1}{2} \sum_{s=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} [B_{cp}^{sk}]^2 \sum_{j_1=1}^{n_s(t)} \sum_{j_2=1}^{n_s(t)} p_{j_1}^{(sk)} p_{j_2}^{(sk)} (k_{\Pi_{j_1}}^{(sk)} - k_{\Pi_{j_2}}^{(sk)})^2} \} = \\ & = \sum_{s=1}^{N_{MCKK_i}^{(k)}(t)} k_n^{(sk)} B_{cp}^{(sk)}. \end{aligned}$$

Откуда после преобразований следует

$$\begin{aligned} & \sum_{s=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} B_{cp}^{(sk)} + u^{(k)} \sqrt{\frac{1}{2} \sum_{s=1}^{N_{BC_i}^{(k)}(t)} [B_{cp}^{sk}]^2 \sum_{j_1=1}^{n_s(t)} \sum_{j_2=1}^{n_s(t)} p_{j_1}^{(sk)} p_{j_2}^{(sk)} (k_{\Pi_{j_1}}^{(sk)} - k_{\Pi_{j_2}}^{(sk)})^2} \} = \\ & = \sum_{s=1}^{N_{MCKK_i}^{(k)}(t)} k_n^{(sk)} B_{cp}^{(sk)}. \quad (5.19) \end{aligned}$$

Соотношения (5.15), (5.16), (5.19) позволяют оценить значение показателя эффективности $G_i(t)$ метода статистического уплотнения для конкретных случаев [15, 133].

Значения аргумента $u^{(k)}$ в зависимости от допустимого значения вероятности потери пакетов приведены в табл. 5.1 [15]. Данные табл. 5.1 можно трактовать как значения параметра $u^{(k)}$ в зависимости от значения вероятности превышения суммарной скорости передачи k -й службы пропускной способности группового тракта $P(b_{\Sigma_i}^{(k)}(t) > B_i^{(k)}) = 1 - \Phi(u^{(k)})$.

Таблица 5.1 Значения аргумента в зависимости от допустимого значения вероятности потери пакетов

$1-\Phi(\mu^k)$	$u^{(k)}$	$1-\Phi(\mu^k)$	$u^{(k)}$
10^{-1}	1,281	10^{-6}	4,753
10^{-2}	2,326	10^{-7}	5,199
10^{-3}	3,090	10^{-8}	5,612
10^{-4}	3,791	10^{-9}	5,998
10^{-5}	4,265	10^{-10}	6,631

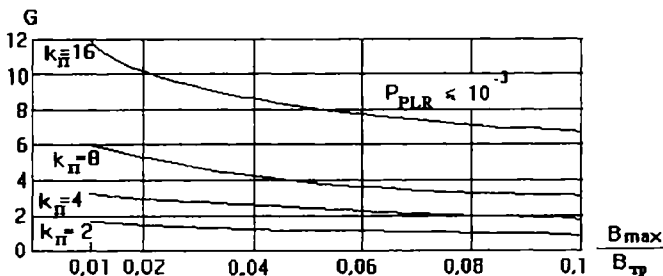


Рис. 5.2. Зависимость показателя эффективности статистического мультиплексирования от параметров источников

На рис. 5.2 показан выигрыш, который может быть получен от статистического мультиплексирования в зависимости от отношения пиковой скорости к пропускной способности цифрового тракта при вероятности потери ячейки не более 10^{-3} для однопачечного трафика [15] для случая сравнения с методом коммутации каналов. Из рисунка видно, что чем больше коэффициенты пачечности, тем больше выигрыш от метода статистического мультиплексирования.

Приведенные графики еще раз подчеркивают, что статистическое мультиплексирование дает значительный выигрыш тогда и только тогда, когда скорость любого источника значительно ниже скорости цифрового тракта. При этом, чем больше коэффициенты пачечности источника, тем выше эффективность статистического мультиплексирования.

Утверждение, что статистическое мультиплексирование дает значительный выигрыш только при условии, когда скорость любого источника значительно ниже скорости цифрового тракта, означает,

что пропускная способность (полоса пропускания) абонентских линий, где может мультиплексироваться малое количество высокоскоростных источников, должна быть способна обеспечить их одновременную работу.

В реальных концентраторах, мультиплексорах или коммутаторах доступа поступают потоки от разнородных по скорости источников. Ограничением на допуск пользователей в сеть может быть или ограниченная производительность коммутатора доступа или ограниченная пропускная способность цифрового тракта, связывающего коммутатор доступа с транзитным коммутатором.

Таким образом, отслеживая количество виртуальных соединений в каждом цифровом групповом тракте (5.17), можно ответить на вопрос о наличии ресурса для предоставления виртуального соединения пользователю k -й службы и проконтролировать выполнение требований к пропускной способности трактов и производительности центров коммутации.

5.4. Пример расчета эффекта статистического мультиплексирования в АТМ сети

Проиллюстрируем выигрыш по количеству обслуживаемых с одинаковым качеством соединений, который дает технология АТМ по сравнению с многоскоростной коммутацией каналов. Будем полагать, что между двумя центрами быстрой коммутации пакетов используется цифровая система передачи синхронной цифровой иерархии со скоростью 155 Мбит/с, которая предназначена для обеспечения пользователей трех служб с однонаправленным трафиком [15]:

- видеотелефонии ($B_{\max}^{(BT\Phi)} = 10$ Мбит/с, $B_{cp}^{(BT\Phi)} = 2$ Мбит/с, $k_n^{(BT\Phi)} = 5$);

- телефонии ($B_{\max}^{(T\Phi)} = 64$ кбит/с, $B_{cp}^{(T\Phi)} = 32$ кбит/с, $k_n^{(T\Phi)} = 2$);

- высокоскоростной передачи файлов данных ($B_{\max}^{(FD)} = 2$ Мбит/с, $k_n^{(FD)} = 1$). Проведенные расчеты показывают, что если вся пропускная способность цифрового тракта используется для обслуживания виртуальных соединений только одной службы, то в цифровом тракте 155 Мбит/с может быть обеспечено:

- 4548 соединений для телефонии;
- 55 соединений для высокоскоростной передачи файлов;
- 36 соединений для видеотелефонии.

Результаты расчетов предельного количества виртуальных соединений для трех служб приведены на рис. 5.3.

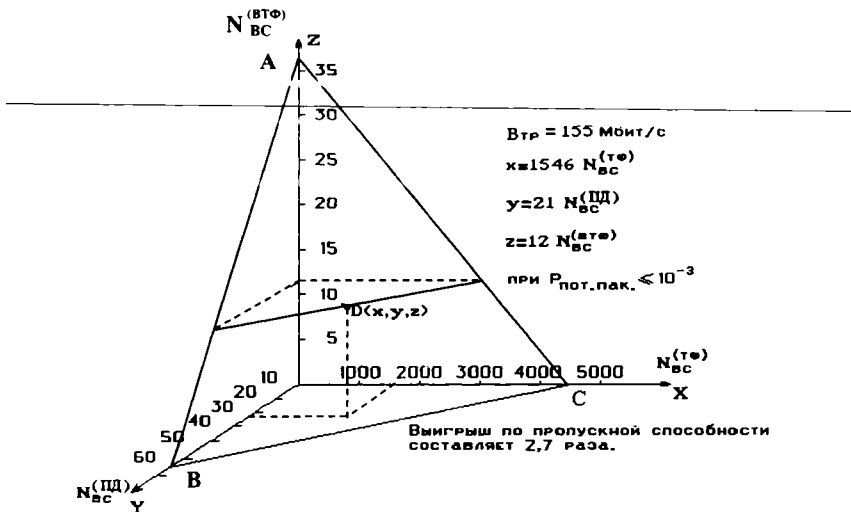


Рис. 5.3. Количество виртуальных соединений различных служб, организуемых в цифровом групповом тракте связи

Если $N_{\Sigma BC} = N_{\Sigma BC}^{(тФ)} + N_{\Sigma BC}^{(пД)} + N_{\Sigma BC}^{(вТФ)}$ находится на плоскости ABC или ниже ее, то цифровой тракт обеспечивает вероятность потери пакетов не более допустимого значения.

Выберем на плоскости ABC точку D ($x=1546$; $y=21$; $z=12$). Цифровая система передачи тракта обслуживает с заданным качеством одновременно:

- 1546 виртуальных соединений для телефонии;
- 21 виртуальное соединение для высокоскоростной передачи данных;
- 12 виртуальных соединений для видеотелефонии.

Расчеты показывают, что такое же количество соединений с таким же качеством обслуживания методом многоскоростной коммутации каналов потребовало бы цифровой тракт со скоростью не менее 420 Мбит/с. Таким образом, технология АТМ, решающая проблему статистического мультиплексирования всех видов информации в едином цифровом тракте, обеспечивает, как показывают расчеты, выигрыш в пропускной способности трактов не менее чем в 2,5–3 раза.

5.5. Оценка пропускной способности цифровых групповых трактов связи и производительности центров быстрой коммутации

С помощью соотношений (5.13), (5.14) могут решаться следующие задачи анализа и синтеза цифровых групповых трактов связи:

- при известных (5.10), (5.11) параметрах скорости $E[b_{\Sigma_i}(t)]$, $\sigma[b_{\Sigma_i}(t)]$ и пропускной способности $B_{TP_i}(t)$ i -го цифрового группового тракта связи может быть спрогнозирована с учетом (5.17) в момент t верхняя граница вероятности потери пакетов

$$P(b_{\Sigma_i}(t) > B_{TP_i}(t)) = 1 - \Phi(y),$$

где используется информация табл. 5.1 (с заменой $u^{(k)}$ на y)

$$y = \frac{B_{TP_i}(t) - E[b_{\Sigma_i}(t)]}{\sigma[b_{\Sigma_i}(t)]};$$

- при известных параметрах $E[b_{\Sigma_i}(t)]$, $\sigma[b_{\Sigma_i}(t)]$ и допустимом значении верхней границы вероятности потери пакетов $P(b_{\Sigma_i}(t) > B_{TP_i}(t))$ может быть спрогнозирована (5.17) в момент t требуемая скорость i -й цифровой системы передачи для данного тракта связи или требуемое значение производительности i -го узла связи

$$B_{TP_i}(t) \cong \sum_{k=1}^K \{E[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)] + u^{(k)}\sigma[b_{\Sigma_i}^{(k)}(t)]\}.$$

При $b_{\Sigma_i}(t) > B_{TP_i}(t)$, где $B_{TP_i}(t)$ – требуемое (нормативное) значение производительности i -го узла связи или пропускной способности цифрового тракта в момент t , в устройствах абонентского доступа или на входах или/и выходах коммутационных центров могут образовываться очереди.

Обозначим вероятность потери пакета ATM из-за переполнения буфера $L_{\omega}^{ДОН}$:

$$P_{PLR_i} = P(\ell_{\omega} > L_{\omega}^{ДОН}),$$

где ℓ_{ω} – длина очереди ячеек (размер или емкость буфера) ATM.

Уменьшить значение этой вероятности можно за счет увеличения емкости буферного устройства. Однако при слишком большой емкости буферного устройства есть вероятность потери пакета ATM из-за превышения допустимого времени пребывания

в очереди $P_{PLR} = P(t_w > T_w^{доп})$. Следовательно, при выборе необходимой пропускной способности цифрового группового тракта и емкости буфера в момент t следует руководствоваться условиями:

$$P(b_{\Sigma_i}(t) > B_{TP_i}(t)) \geq P(\ell_w > L_w^{доп});$$

~~$$P(b_{\Sigma_i}(t) > B_{TP_i}(t)) \geq P(t_w > T_w^{доп}).$$~~

5.6. Свойство ступенчатой аппроксимации битовой скорости передачи информации

Полученные результаты по оценке эффективности статистического мультиплексирования на основе случайного процесса полипачечной битовой скорости передачи трафика k -й службы в цифровых групповых трактах и центрах быстрой коммутации позволяют рассчитывать число виртуальных соединений, которые могут быть организованы при использовании метода многоскоростной коммутации каналов. Сиюминутное (мгновенное) планирование распределение $B_{TP_i}(t^*)$ ресурса пропускной способности i -го группового тракта в момент $t^* \in [t_{o_j}, t_{p_j}]$, $j = 1, 2, \dots, n$ между пользователями K служб с учетом (5.1), (5.18) можно оценить как

$$B_{TP_i}(t^*) = \sum_{k=1}^K \sum_{s=1}^{N_{MCKK_j}^{(k)}(t^*)} B_{\max_j}^{(sk)} = \sum_{k=1}^K \sum_{s=1}^{N_{MCKK_j}^{(k)}(t^*)} B_{cp}^{(sk)} k_{\pi_j}^{(sk)}. \quad (5.20)$$

В сетях использующих метод многоскоростной коммутации j -му абоненту k -й службы выделяется канал с пропускной способностью $c_j^{(k)}$ кратной пропускной способности некоторого базового канала c_b . Отсюда следует, что знание входящих в формулу (5.20) коэффициентов пачечности и средней скорости битового трафика пользователей K служб может облегчить реализацию соответствующих коэффициентам кратности, вычисляемых по методу многоскоростной коммутации каналов, и позволяет оценить число виртуальных соединений мультиплексируемых в цифровом групповом тракте.

Другими словами, представляется целесообразным учесть характеристики ступенчатой модели битового трафика при проектировании оборудования и сетей многоскоростной коммутации каналов.

5.7. Основные результаты и выводы по главе 5

В данной главе разработана математическая модель трафика в узле доступа и цифровом групповом тракте ШЦСИО на технологии АТМ, учитывающая, с одной стороны, поток заявок пользователей различных служб на предоставление виртуальных соединений, а с другой стороны, потребности служб в скорости передачи с учетом полипачечности трафика источников различных служб как с изменяющейся, так и с постоянной скоростью передачи.

Основываясь на ступенчатой аппроксимации битовой скорости передачи информации абонентов k -й службы ШЦСИО и методе оценки плотности распределения вероятностей случайного процесса полипачечной битовой скорости передачи трафика, получены математическая модель статистического уплотнения источников информации и аналитические соотношения для расчета необходимой пропускной способности (скорости передачи) цифровых трактов связи и производительности центров (узлов, станций) быстрой коммутации пакетов при заданном значении вероятности потери пакета АТМ. Показано, что полученные значения являются оценкой сверху, так как гарантируют выполнение нормативных требований к потере пакета из-за ограниченной емкости буфера или превышения допустимого времени задержки в очереди.

В главе так же получены аналитические соотношения, позволяющие определять максимальное (предельное) количество виртуальных соединений для различных служб, которое может быть организовано в цифровом тракте передачи с заданным качеством.

С помощью характеристического свойства полипачечного трафика с ИСП показан выигрыш, который может быть получен от статистического мультиплексирования в зависимости от соотношения пиковой скорости источника к пропускной способности цифрового тракта связи, а также от значения коэффициентов пачечности. Расчетные соотношения показывают, что статистическое мультиплексирование дает значительный выигрыш тогда и только тогда, когда скорость любого источника значительно ниже скорости цифрового тракта. При этом чем больше коэффициент пачечности источника тем выше эффективность статистического мультиплексирования.

Исследованы возможности использования характеристик ступенчатой аппроксимации битовой скорости передачи информации абонентов k -й службы ШЦСИО для оценки мультиплексирования в сетях с многоскоростной коммутацией каналов.

ПРИНЦИПЫ ПОСТРОЕНИЯ СОВРЕМЕННОГО КОММУТАЦИОННОГО ОБОРУДОВАНИЯ АТМ. МЕТОДЫ РАСЧЕТА ПАРАМЕТРОВ ПРОЦЕССА ПРОХОЖДЕНИЯ ЯЧЕЕК В УЗЛОВОМ ОБОРУДОВАНИИ АТМ

Для ныне существующих телефонных и телеграфных вторичных сетей связи, а также для локальных и глобальных вычислительных сетей разработано большое количество различного типа коммутационных устройств. Однако архитектура коммутационных устройств, разработанных для аналоговых и цифровых телефонных сетей, а также архитектура коммутационных устройств, ранее разработанных для коммутации пакетов, оказались неприемлемыми для систем АТМ [9, 117].

На построение коммутационных устройств для широкополосных сетей интегрального обслуживания существенное влияние оказывают два основных фактора:

- высокая скорость работы коммутатора;
- стохастический характер потоков пакетов АТМ (ячеек), обслуживаемых коммутационной системой.

Кроме того, концепция АТМ с ячейками фиксированной длины и с ограниченными функциональными возможностями заголовка также оказывает значительное влияние на принципы построения коммутационных устройств.

Основное внимание в главе уделено транспортной подсистеме коммутатора, под которой понимается совокупность средств, ответственных за правильную транспортировку пакетов АТМ от входа до выхода коммутатора с требуемым качеством обслуживания.

Перенос пакета АТМ внутри коммутатора от входа к выходу (коммутация) может сочетаться с концентрацией (мультиплексированием) или деконцентрацией (демультиплексированием) трафика пакетов АТМ.

Таким образом, основными функциями коммутационного оборудования в широкополосных сетях интегрального обслуживания являются:

- коммутация;
- концентрация (мультиплексирование);

- деконцентрация (демультиплексирование).

Под термином “коммутация” будем понимать передачу (транспортирование) пакетов АТМ от входящего логического канала коммутатора к исходящему логическому каналу, требующую выбора нужного логического канала из множества исходящих логических каналов.

При этом логический канал характеризуется:

- физическим входом или выходом, определяемым номером физического порта;
- логическим каналом физического порта, определяемым идентификатором виртуального канала и идентификатором виртуального пути.

Для обеспечения коммутации физический вход и идентификаторы входящего виртуального канала и входящего виртуального пути должны соотноситься с физическим выходом и идентификаторами исходящего виртуального канала и исходящего пути.

Таким образом, в коммутационной системе АТМ должны быть реализованы две функции, которые можно условно сравнить с функциями, выполняемыми классическими коммутационными системами [9, 15, 116, 117].

Первую функцию можно сравнить с пространственной коммутацией.

Второй функцией современных коммутаторов в цифровых сетях является обмен временными интервалами, т. е. временная коммутация.

Так как в коммутационных системах АТМ концепция заранее установленного временного интервала отсутствует, то при одновременном соревновании ячеек двух и более логических каналов за один временной интервал, естественно, возникает ситуация состязания. Она может быть решена путем организации очередей из пакетов АТМ. Поэтому организация и ведение очередей является второй важнейшей функцией коммутаторов АТМ.

Если количество входов превышает количество выходов, то информация мультиплексируется в меньшее количество выходов.

При технологии АТМ разница между мультиплексированием и концентрацией достаточно условна. При использовании термина “концентрация” подчеркивается, что число выходов коммутационного устройства меньше числа входов. При использовании термина “мультиплексирование” акцент ставится на статистическое слияние потоков ячеек от различных пользователей в единый поток пакетов АТМ в цифровом тракте.

Если при пространственной коммутации может возникать эффект блокировок, приводящий к потере пакетов, то основными характеристиками, которые определяются организацией и дисциплиной ведения очередей, является производительность коммутатора, т.е. пропускная способность, временные задержки и вариации задержки пакетов, а также потеря пакетов из-за конечной емкости буферных устройств.

Статистическое мультиплексирование множества логических каналов, транспортирующих трафик различных пользователей в едином цифровом тракте, повышает эффективность использования цифровых трактов, а перенос всех видов информации в виде пакетов ATM фиксированной длины делает коммутационное оборудование ШЦСИО однородным.

Для простоты изложения предположим, что все цифровые каналы (линии) имеют одинаковую пропускную способность и моменты поступления ячеек по разным каналам синхронизированы. Иными словами, мы принимаем, что вся временная ось разбита на интервалы, длительность которых равна времени передачи пакета по каналу связи так, что коммутатор работает в синхронном режиме. Примем также, что каждый поступающий пакет ATM предназначен для единственного выходного порта. Однако, так как корреляция направления дальнейшего следования между поступающими ячейками отсутствует, то сразу несколько ячеек из числа поступающих на вход коммутатора в некотором временном интервале могут предназначаться для коммутации на один и тот же выходной порт. Такое событие будем называть конфликтом.

Из-за возможности возникновения выходных конфликтов в коммутаторе ATM должна быть предусмотрена возможность буферизации пакетов ATM.

Идеальным можно считать коммутатор, который в состоянии без потерь и с минимально возможной задержкой направляет все поступающие пакеты по требуемым выходным каналам, сохраняя при этом порядок, в котором пакеты поступили на вход. Помимо основных операций по коммутации и буферизации от коммутатора может потребоваться выполнение еще двух функций. Первая из них – это многоадресная передача, а вторая – это возможность приоритетного обслуживания.

В соответствии с [15, 137–140] все коммутаторы разделим на три типа:

- с коллективной памятью;
- с общей средой;
- с пространственным разделением.

6.1. Коммутаторы с коллективной памятью

Высокоскоростные коммутаторы ячеек с коллективной памятью можно считать наиболее естественным типом коммутаторов ATM из-за большего сходства их принципов построения с традиционными коммутаторами пакетов, используемыми в вычислительных сетях.

Структура коммутатора с коллективной (общей памятью) приведена на рис. 6.1.



Рис. 6.1. Базовая структура коммутатора ATM с общей памятью

Все входные и выходные контроллеры непосредственно соединены с общим запоминающим устройством, доступным для записи со всех входных контроллеров и чтения для всех выходных контроллеров.

В рассматриваемом варианте архитектуры коммутатора ATM должны быть удовлетворены два основных конструктивных требования.

Во-первых, время, необходимое процессору для того, чтобы определить, в какую очередь поставить поступивший пакет и выработать соответствующие управляющие сигналы, должно быть достаточно мало, чтобы процессор успевал справляться с потоком поступающих пакетов. Следовательно, в системе должен быть центральный контроллер, способный в течение каждого временного цикла обрабатывать последовательно N входных пакетов и выбирать N пакетов для дальнейшей передачи. Во-вторых, самое важное требование относится к коллективной памяти. Скорость записи/считывания должна быть достаточно велика, чтобы можно было обслужить одновременно весь входной и выходной трафик. Если число портов равно N , а скорость обмена через порт равна V , то скорость записи/считывания должна составлять $2NV$. Так, для

32-канального коммутатора с канальной скоростью 150 Мбит/с скорость записи/считывание должна составлять, по крайней мере, 9,6 Гбит/с.

Следует отметить, что в коммутаторе с коллективной памятью требуемый объем памяти определяется не только количеством портов N , поступающей нагрузкой, моделью трафика, но и способом коллективного использования памяти различными выходными очередями. Так, в одном случае память может быть разбита на N различных секций, каждая из которых предназначена для отдельной очереди (полное разбиение памяти). А в другом крайнем случае может быть организовано полностью совместное использование памяти, при котором все очереди могут формироваться в любой области памяти, и пакет будет потерян лишь тогда, когда заполнена вся память. Естественно, совместное использование ведет к минимизации объема памяти.

Примером коммутатора с общей памятью является коммутатор Prelude, разработанный во Франции в Национальном центре исследований в области связи (CNET) [141, 177].

Другим примером разработки высокоскоростного коммутатора пакетов, в котором использован подход, основанный на идее коллективной памяти, служит коммутатор японской фирмы Hitachi [142, 143]. Базовая архитектура коммутатора приведена на рис. 6.2.

Как показано на рис. 6.2, помимо входных/выходных БИС, осуществляющих преобразование последовательного формата в параллельный и наоборот, а также БИС преобразования заголовка (ПЗ), которые обрабатывают номер виртуального канала в каждом заголовке, в коммутаторе используются три типа кристаллов:

- коммутационная БИС (БИС КМ);
- БИС, выполняющая контрольные функции (БИС КОНТР);
- БИС буферов адресов используемых областей памяти (БИС ИОП).

Микросхемы КМ содержат память, мультиплексор (М), демultipлексор (ДМ).

Микросхемы КОНТР содержат N регистров адресов записи (РАЗ) и N регистров адресов чтения (РАЧ), по одной паре на каждый связанный список.

При каждом поступлении пакета на вход коммутатора после преобразования заголовка (при котором определяется, в какой связанный список следует поместить пакет) опрашивается соответствующий регистр адресов записи для получения адреса свободной области памяти, в которую следует записать данный пакет. Одновременно идентифицируется база адресов используемых

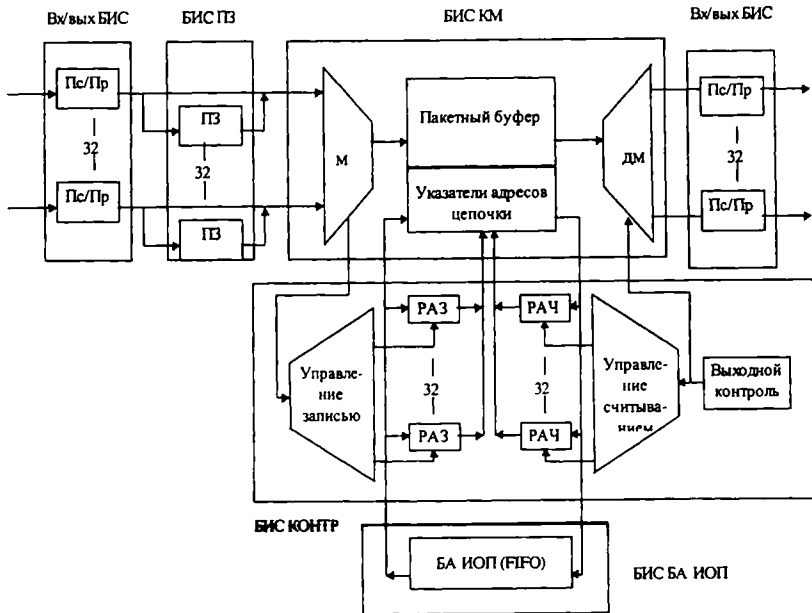


Рис. 6.2. Схема коммутатора с коллективной памятью Hitachi

адресов памяти и выдается адрес нового свободного буфера памяти. В результате регистр адресов записи, как и соответствующие указатели, изменяют свое значение. Подобным же образом для каждого временного интервала в каждом связанном списке с помощью регистра адресов чтения идентифицируется один пакет, который извлекается из памяти и передается по выходному каналу. При этом одновременно корректируются указатели и содержимое буферов адресов используемых областей памяти. Чтобы обеспечить высокое быстродействие, используется разрядная организация памяти с большим числом идентичных микросхем коммутаторов, соединенных параллельно.

Для реализации приоритетного обслуживания достаточно организовать хранение пакетов, предназначенных для передачи через некоторый выходной порт, в виде нескольких связанных списков, по одному для каждого уровня приоритета [142, 143].

Также в коммутаторе типа Hitachi легко может быть реализовано и функция многоадресной передачи. После установления виртуального соединения в коммутаторе хранится информация о

многоадресной маршрутизации пакетов, передаваемых по данному виртуальному каналу, которая затем может использоваться для записи требуемого числа копий одного и того же пакета в соответствующие выходные очереди. Поскольку такая задача требует проведения нескольких операций записи в общую память, в зависимости от входного трафика по другим входным линиям ячейка может быть занесена в специальный буфер внутри коммутатора и будет храниться там до тех пор, пока не будут записаны в память все ее копии.

Таким образом, коммутатор может быть модифицирован за счет включения в его состав широковещательного буфера для хранения ячеек, подлежащих многоадресной передаче, таблицы широковещательных маршрутов, содержащих номера выходных каналов для каждого многоадресного пакета, и схемы управления, необходимой для решения соответствующей задачи.

6.2. Коммутаторы с общей средой

В коммутаторах с общей средой все пакеты, поступающие по входным каналам, синхронно мультиплексируются в общую среду с высокой скоростью передачи, в качестве которой может выступать шина с разделением по времени (рис. 6.3) или кольцо.

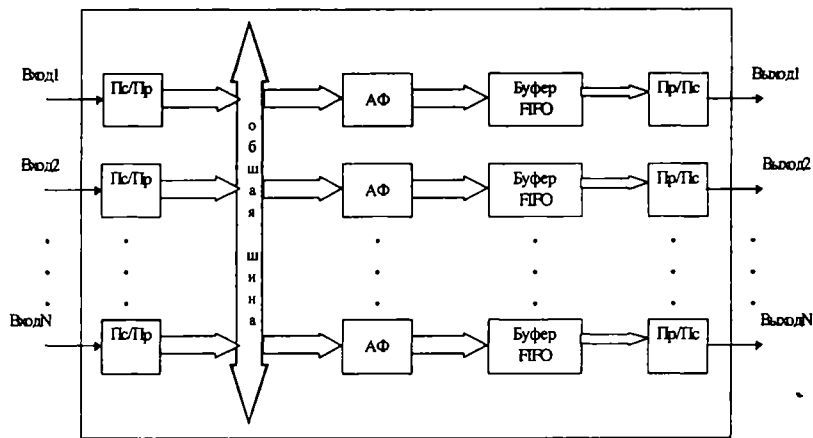


Рис. 6.3. Базовая структура коммутатора с общей шиной

Если в качестве общей среды выступает параллельная шина, то ее полоса пропускания должна быть в N раз больше, чем скорость передачи по одному входному каналу. Каждый выходной канал присоединен к шине через интерфейс, состоящий из адресного фильтра и выходного буфера, организованного по принципу «первым пришел – первым вышел» (FIFO).

Такой интерфейс в состоянии принять все пакеты, передаваемые по шине. В зависимости от значений идентификатора виртуального пути и виртуального канала, содержащихся в заголовке ячейки, адресный фильтр в каждом интерфейсе определяет, следует ли записывать ячейку в буфер данного выхода или нет. Таким образом подобно коммутаторам с коллективной памятью коммутаторы с общей средой основаны на мультиплексировании всех поступающих пакетов в один поток и с последующим демultipлексированием общего потока на отдельные потоки по одному на каждый выход. Все пакеты проходят по единому пути – широковещательной шине с **временным разделением**, а демultipлексирование осуществляется адресными фильтрами в выходных интерфейсах.

Отличие коммутатора с общей средой от коммутатора с коллективной памятью заключается в том, что в данном типе архитектуры осуществляется полностью раздельное использование памяти выходными очередями, так что последние могут быть организованы по принципу «первым пришел – первым обслужен». Примером реализации такой архитектуры служит коммутатор Atom, разработанный фирмой NEC [143, 144]. Как и в случае архитектуры с коллективной памятью реализации архитектуры с общей шиной во многом определяется тем, каким образом обеспечить высокую скорость передачи данных в шине и буферных устройствах, которые должны работать со средней скоростью NV , где V – скорость обмена через порт.

При ограничениях на скорость доступа к памяти и размерам БИС реализация коммутационного модуля должна быть основана на параллельной организации, что позволяет уменьшить требуемую скорость доступа и размер микросхем. В коммутаторе Atom было принято решение об использовании разрядной организации памяти (рис. 6.4), что позволило решить обе проблемы.

Поступающие последовательные потоки бит преобразуются в P параллельных потоков, каждый из которых поступает в одну из параллельных БИС. В каждой микросхеме N битовых потоков, каждый из которых имеет скорость V/P , опять преобразуется в параллельный Q -разрядный код.

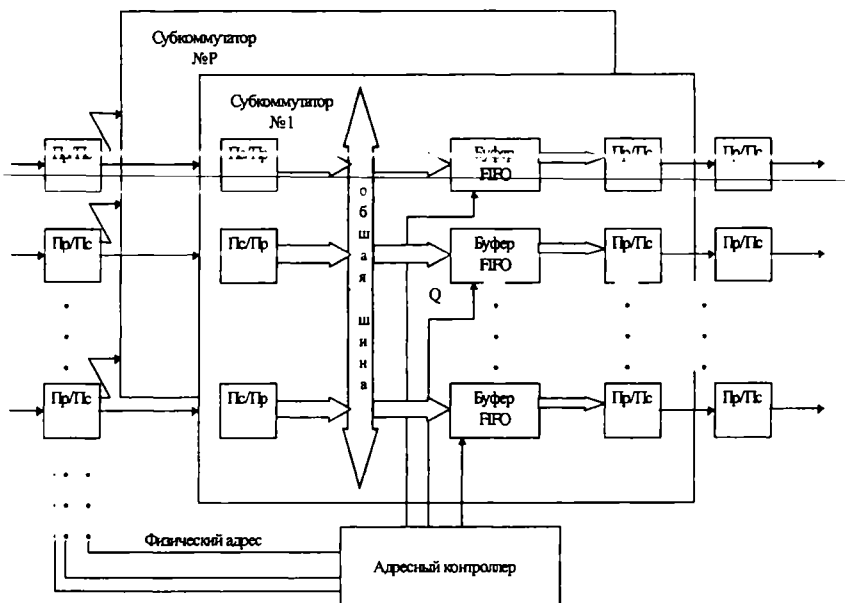


Рис. 6.4. Разрядная организация коммутатора Atom с общей шиной

Поскольку распределение данных по выходным очередям должно осуществляться одинаковым образом во всех P БИС, то более целесообразным оказывается разработка единого адресного контроллера, обрабатывающего заголовки всех поступающих пакетов и указывающего в какой выходной буфер следует поместить данные. Для построения коммутатора, размер которого превышает размер одного модуля, может использоваться многокаскадная архитектура (рис. 6.5) [143, 144].

Из приведенного описания можно сделать вывод, что архитектура с общей шиной приводит к независимым выходным очередям. Размер каждого буфера, организованного по принципу «первым пришел – первым обслужен», для заданных величин вероятности потери пакетов, полностью соответствует результатам для архитектуры с полностью разделенным использованием памяти.

Представляет интерес углубленное исследование возможностей синтеза быстропротекающих процессов информационного обмена или, другими словами, режима реального времени в коммутаторных модулях, реализованных на микропроцессорной технике, использующих шину и систему прерываний.

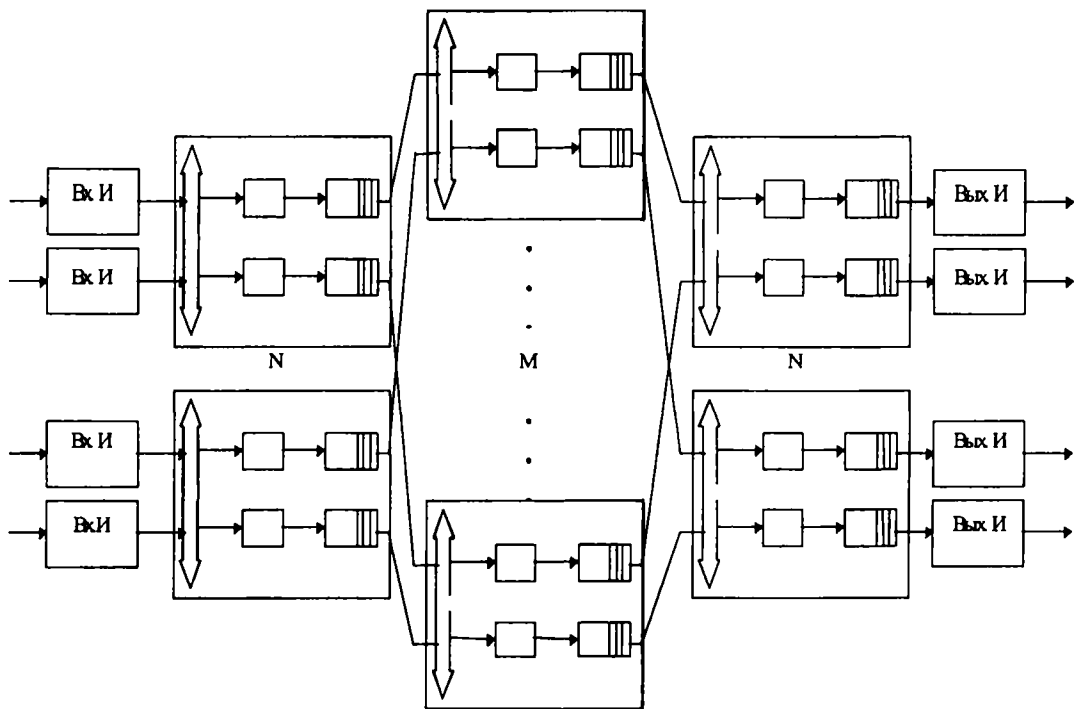


Рис. 6.5. Многокаскадная конфигурация коммутатора Atom с общей шиной (Вх. И – входной интерфейс; Вых. И – выходной интерфейс)

6.3. Метод выбора аппаратно-программных средств для синтеза микропроцессорного коммутационного модуля АТМ коммутатора многокаскадной архитектуры по критерию реального времени

Архитектура современных микропроцессорных устройств (МП) основана на шинной структуре подключения внешних по отношению к конкретному МП устройств (входов и/или выходов). При этом заявки на обработку единицы информации поступают в МП с помощью механизма прерываний, при котором за каждым внешним устройством закреплены программы обработки прерываний (источники). Как правило, один для приема информации, другой – для передачи [145, 146].

Формально понятие режима реального времени (РВ) или системы РВ для конкретной предметной области требует пояснения. Это связано с тем, что любая система реального времени характеризуется двумя основными параметрами: ограничением РВ и временем реакции системы (ВРС). При разработке коммутационного модуля (КМ) на микропроцессорной технике важной характеристикой, определяющей эффективность его функционирования, служит достоверность преобразования информации [175]. Рассмотрим три возможных случая поступления информации в КМ и попытаемся формализовать понятия: ограничение РВ и ВРС, исходя из общего неформализованного требования максимальной достоверности преобразования информации.

Случай 1. Рассмотрим КМ, обрабатывающее детерминированные потоки, т. е. $\lambda_i(t) = \lambda_i = \text{const}, i = 1, 2, \dots, N$, где λ_i – интенсивность потока заявок от i -го источника. Пусть в некоторый момент времени t_0 на регистр данных i -го ($1 \leq i \leq N$) интерфейса или другими словами, вход или выход КМ поступила единица информации (как правило, один байт). Тогда к моменту $t_0 + \frac{1}{\lambda_i}$ она должна быть обслужена или обработана КМ, иначе произойдет ее искажение или потеря из-за поступления на регистр данных следующей единицы информации. Следовательно, интервал времени

$$\Phi_i = \frac{1}{\lambda_i}, 1 \leq i \leq N, \quad (6.1)$$

и есть то ограничение РВ, превышение которого недопустимо с точки зрения не ухудшения достоверности или, другими словами, обеспечения высокого уровня семантической прозрачности в АТМ сетях.

Обработка единицы информации осуществляется программой обработки прерываний или источником. Время работы i -го источника ($i = 1, 2, \dots, N$) в однопрограммном режиме имеет конечных набор значений

$$\{T_i^j, j = 1, 2, \dots, L_i\} \quad (6.2)$$

в зависимости от определенных сочетаний внутренних и внешних условий, определяющих L_i . Простым сравнением найдем

$$T_i = \max\{T_i^j\}, j = 1, 2, \dots, L_i; \quad (6.3)$$

$$t_i = \min\{T_i^j\}, j = 1, 2, \dots, L_i. \quad (6.4)$$

Для i -го источника в системе РВ должно выполняться условие

$$t_i \leq T_i \leq \Phi_i. \quad (6.5)$$

Поскольку количество информационных потоков обрабатываемых в КМ случайно, то целесообразно рассмотреть два теоретических варианта:

а) единичные потоки информации (например, по одному входу);

б) максимально большое число информационных потоков (“тяжелый” вариант): $N = N_1 + N_2$, характерное, например для часа наибольшей нагрузки (ЧНН).

Для варианта а) время реакции можно рассчитывать по (6.2)–(6.4), т. е. $\{T_i^j\}_{i=1}^N \subset R$, где R – множество значений ВРС.

Для варианта б) характерна конкуренция за разделяемый ресурс – процессор со стороны $N = N_1 + N_2$ максимального числа источников. В этом случае совокупность всех временных интервалов – от момента возникновения запроса на прерывание до завершения выполнения источника – и служит подмножеством возможных значений ВРС.

Конкуренция между источниками за процессор достаточно эффективно разрешается с помощью назначения приоритетов источникам. Другими словами, каждая дисциплина обслуживания заявок от N источников однозначно [145, 149, 174] определяется вектором приоритетов $\pi = (\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_n)$ с целочисленными координатами $\pi_i : 1 \leq \pi_i \leq n, i = 1, 2, \dots, N, n \leq N$. Источникам $1, 2, \dots, N$ однозначно соответствуют векторные координаты $\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_N$.

Для класса относительных приоритетов, когда приоритет источника i выше приоритета источника j , что равносильно выполнению условия $\pi_i > \pi_j, \forall i, j : i \neq j, 1 \leq i \leq N, 1 \leq j \leq N$, в [145] получена формула оценки времени реакции для i -го источника:

$$\varphi_i(\pi) = \frac{\sum_{\substack{\forall k: \pi_k \leq \pi_k \leq n \\ k \neq i}} \varphi_k(\pi) + (T_i + \tau) \left(1 - \frac{\sum_{\forall j: \pi_{j+1} \leq \pi_j \leq n} \rho_j}{\sum_{\forall j: \pi_{j+1} \leq \pi_j \leq n} \rho_j} \right) + T^*}{1}, \quad (6.6)$$

при этом

$$\rho_j = \lambda_j (T_j + \tau) \quad (6.7)$$

где $T^* = \max_{\substack{r: 1 \leq r \leq N \\ r \neq i}} \{T_r\}$ – время доработки некоторого источника; τ –

время переключения источников. Уравнение (6.6) решается рекурсивно сначала относительно $\varphi_i(\pi)$ для $\forall i: \pi_i = n$, затем для $\forall i: \pi_i = n - 1$ и т.д. [146, 174].

Теперь можно записать, что $\{\varphi_i(\pi)\}_{i=1}^N \cup \{T_i^*\}_{i=1}^N = R$, а расчет по (6.4), (6.6) позволяет получить соответственно оценки снизу и сверху времени реакции микропроцессорного КМ как системы РВ.

Исходя из общего требования максимальной достоверности преобразования информации (6.5), можно записать условие существования режима РВ

$$t_i \leq \varphi_i(\pi) \leq \Phi_i, i = 1, 2, \dots, N. \quad (6.8)$$

Случай 2. Пусть интенсивности поступления всех или нескольких информационных потоков не постоянны, а описываются более сложными аналитическими выражениями $W_i(t), i \in I \subset [1, N]$. Тогда можно использовать формулу (6.6) для получения верхних оценок ВРС при

$$\lambda_i = \sup_{t \in T_i^*} W_i(t), i \in I, \quad (6.9)$$

где λ_i – некоторая верхняя оценка интенсивности поступления заявок от i -го источника; T_i^* – достаточно большой интервал времени поступления заявок от i -го источника, в общем случае определяется в зависимости от конкретных условий функционирования КМ. Например, в роли T_i^* может выступать ЧНН.

Теперь подставляя (6.9) в формулы (6.1) и (6.7), получим $\{\Phi_i\}, i \in I$ и $\{\varphi_i(\pi)\}_{i=1}^N$.

Случай 3. Пусть процесс поступления заявок от всех или нескольких источников стохастический и нет возможности аналитического описания интенсивности поступления заявок от этих ис-

точников. Положим, для источников с такой интенсивностью поступления заявок

$$\lambda_i = \frac{T_i^*}{\Delta_j}, i = 1, \dots, N \quad (6.10)$$

при

$$\Delta_j = \min(t_{j+1}^i - t_j^i), \quad (6.11)$$

где T_i^* определяется также как в случае 2; t_j^i – момент j -го поступления $j \in G$ заявок от i -го источника в течение интервала T_i^* . Подставляя (6.10) и (6.11) в (6.1) и (6.7), получим $\{\Phi_i\}_{i \in I}$ и $\{\varphi_i(\pi)\}_{i=1}^N$.

6.3.1. Формализм поиска вектора приоритетов источников

Вводится функционал

$$K(\pi) = \min_{\substack{\forall i: 1 \leq \pi_i \leq n \\ 1 \leq i \leq N}} \left\{ \frac{\Phi_i - \varphi_i(\pi)}{\Phi_i} \right\} = \min_{\substack{\forall i: 1 \leq \pi_i \leq n \\ 1 \leq i \leq N}} \left\{ 1 - \frac{\varphi_i(\pi)}{\Phi_i} \right\}$$

и искомый вектор π определяется как решение нелинейной задачи условной оптимизации

$$K(\pi) \rightarrow \max \quad (6.12)$$

при ограничениях

$$\begin{cases} 1 \leq \pi_i \leq n \\ \varphi_i(\pi) \leq \Phi_i \\ 1 \leq i \leq N \end{cases} \quad (6.13)$$

В [145] доказан ряд теорем, на базе которых предлагается следующий алгоритм П, отыскивающий оптимальное решение этой задачи условной оптимизации – вектор π_{opt} . На начальном шаге будем использовать дисциплину $\pi^0 = (\pi_1^0, \pi_2^0, \dots, \pi_N^0)$. Если нет никаких предварительных ограничений на выбор значений приоритетов для каждого источника, то можно положить $\pi^0 = (1, 1, \dots, 1)$.

Алгоритм П.

1. Полагаем $i = 0$, $\pi^i = (\pi_1^i, \pi_2^i, \dots, \pi_N^i)$.
2. Вычисляем $\varphi_k(\pi^i)$, $k = 1, 2, \dots, N$.

$$3. \text{ Определяем } j : \left[1 - \frac{\Phi_j(\pi^i)}{\Phi_j} \right] = \min_{\substack{\forall k: 1 \leq k \leq N \\ \exists k_1 \neq k: \pi_{k_1} = \pi_k \\ 1 \leq \pi_k \leq n}} \left\{ 1 - \frac{\Phi_k(\pi^i)}{\Phi_k} \right\}.$$

Если такого j не существует, то переход на п. 5, иначе

$$K_i(\pi^i) = \left[1 - \frac{\Phi_j(\pi^i)}{\Phi_j} \right].$$

4. $\pi^{i+1} = \pi^i + \delta_j^i$, где δ_j^i – символ Кронекера. Переход на п. 2.

5. Находим $K_{\max}(\pi^+) = \max_i \{K_i(\pi^i)\}$.

6. Определяем $\pi^+ = \arg K_{\max}(\pi^+)$.

7. Проверяем выполнение системы неравенств (6.13) для дисциплины обслуживания π^+ . Если да, то $\pi_{opt} = \pi^+$, если нет, то, как показано в [145], отсутствует решение задачи условной оптимизации.

В этой же работе доказано, что для класса алгоритмов, которому принадлежит П, число шагов работы не превосходит $n(n-1)/2 + (N-n)(n-1) - \sum_{j \in G} (\pi_j^0 - \pi_1^0)$, где $\pi_1^0 = 1$, $G = \{j : \pi_j^0 > \pi_1^0\}$,

где π_j^0 – компоненты начального вектора π^0 , $|G| \leq N$, здесь $|G|$ – мощность множества G .

6.3.2. Анализ факторов, определяющих возможность синтеза режима реального времени

На основании формул (6.1)–(6.8) можно сделать вывод о следующих определяющих факторах.

А. Скорость обмена информацией по каналу связи. Ограничение РВ Φ_i для i -го источника ($1 \leq i \leq N$) можно увеличить, уменьшив интенсивность λ_i поступления информации за счет понижения скорости обмена информацией по i -му каналу связи [см. (6.1)]. Тем самым создаются предпосылки существования вектора π_{opt} [145]. Уменьшение скорости информационного обмена по i -му каналу связи влечет ухудшение значений вероятностно-временных характеристик доставки информации в сети связи и/или в ее фрагментах, что, в принципе, может оказать негативное влияние на эффективность функционирования сети в целом.

Тем не менее на практике весьма вероятна ситуация, когда пропускная способность i -го канала связи допускает фиксированный набор значений $\lambda_i^1, \lambda_i^2, \dots, \lambda_i^{d_i}, 1 \leq i \leq N$. Следовательно, для i -го источника существует упорядоченное по возрастанию конечное множество ограничений РВ $\Phi_i = \{\Phi_i^1, \Phi_i^2, \dots, \Phi_i^{d_i}\}$. Тогда для всех N источников можно ввести в рассмотрение множество $\Phi_A = \Phi_1 \times \Phi_2 \times \dots \times \Phi_N$, где \times означает прямое или декартово произведение множеств. $|\Phi_A|$ – мощность множества Φ_A есть количество вариаций фактора А [148, 149].

В. Количество каналов связи. Дальнейший анализ формул (6.6)–(6.8) позволяет сделать вывод о том, что уменьшение числа источников, одновременно конкурирующих за процессор N , на величину L (возможно с перенумерацией) влечет уменьшение числа $\varphi_i(\pi), 1 \leq i \leq N - L$. Другими словами, если создать два или более микропроцессорных КМ, то для каждого из них существуют предпосылки успешного синтеза режима РВ. Применимость формализма поиска π_{opt} для этого случая можно обеспечить, если положить [148, 149]

$$\Phi_j = \infty, j = N - \ell + 1, N - \ell + 2, \dots, N;$$

$$\pi_j^0 = 1, j = N - \ell + 1, N - \ell + 2, \dots, N,$$

где $\ell = 1, 2, \dots, L$.

Таким образом, различные вариации фактора В порождают конечное множество ограничений РВ

$$\Phi_B = \{(\Phi_1, \Phi_2, \dots, \Phi_{L-1}, \Phi_L, \Phi_{L+1}, \dots, \Phi_{N-1}, \Phi_N)\}$$

$$(\Phi_1, \Phi_2, \dots, \Phi_{L-1}, \Phi_L, \Phi_{L+1}, \dots, \Phi_{N-1}, \infty)$$

$$(\Phi_1, \Phi_2, \dots, \Phi_{L-1}, \Phi_L, \Phi_{L+1}, \dots, \infty, \infty), \dots,$$

$$(\Phi_1, \Phi_2, \dots, \Phi_{L-1}, \infty, \infty, \dots, \infty, \infty)\}.$$

$|\Phi_B|$ есть количество вариаций фактора В.

С. Стратегия разработки источников $i = 1, 2, \dots, N$. Источники или, как указывалось ранее, программы обработки прерываний разрабатываются, как правило, на правах составной части компонентов операционной системы – драйверов внешних устройств. Анализ формул (6.1)–(6.8) позволяет сделать вывод о том, что стратегию разработки драйверов можно базировать не только на искусстве программистов, а, начиная с некоторой стадии создания программного продукта, – на формализме поиска π_{opt} , воплощен-

ном в алгоритме П. Отрицательный исход работы алгоритма может стимулировать дальнейшие тактические шаги по коррекции отдельных фрагментов программного продукта, реализующего функционирование КМ. Учитывая, что сегодня имеются достаточно мощные вспомогательные средства создания программного продукта, реализующего обработку быстропротекающих процессов, формализм поиска π_{opt} [см. (6.12), (6.13)] выступает в роли сильного критерия, позволяющего отбраковывать неподходящие варианты создания источников [148, 149].

Возможные стратегии создания источников удобно характеризовать конечным множеством $T = \{T_i^j\}$ мощности d , каждый элемент которого определен по формуле (6.2), а L_i – функция фактора С, т. е. $L_i = L_i(C)$. В конкретных разработках, определив $L_i(C)$ можно рассчитать по (6.3), (6.4) значения t_i, T_i для $\forall i = 1, 2, \dots, N$ и далее применить формализм поиска π_{opt} для синтеза режима РВ. Обычно на практике количестве вариаций фактора С не велико.

Д. Быстродействие микропроцессора. Значимость этого фактора неоспорима, ибо если предположить возможность неограниченного увеличения быстродействия МП, то, как следует из (6.3)–(6.8), рано или поздно отыщется искомый π_{opt} . Другое дело, если увеличение быстродействия микропроцессорного КМ связано с изменением типа (класса) используемого МП или его аппаратно-программных свойств. Тогда вариация фактора D оказывает влияние на фактор С, т. е. на функцию $L_i(C)$, которую теперь удобнее записать как $L_i = L_i(C, D)$. Поскольку на практике количество вариаций факторов С и D не велико, то и d – мощность множества Т не должна быть большой [148, 149].

Для удобства дальнейших рассуждений введем в рассмотрение множество $\Phi = \Phi_A \cup \Phi_B$, которое характеризует вариации значений факторов А и В. Другими словами, для данной системы множество Φ – это множество всех возможных ограничений РВ. Вариации факторов А, В позволяют “подобрать” наиболее подходящие с точки зрения формализма поиска π_{opt} варианты структуры системы и ограничений РВ, а вариации факторов С и D позволяют “подобрать” из множества Т такой комплекс аппаратно-программных средств, который с помощью того же формализма

поиска π_{opt} позволит синтезировать режим РВ в системе. Факторы С и D можно рассматривать как управляющие переменные системы.

Из проведенного анализа факторов A, \dots, D следует, что возможна не единственная их реализация $A_i, \dots, D_i, i \in I$, для которой с помощью формализма поиска π_{opt} можно синтезировать режим РВ. В этой связи целесообразно при конкретных разработках сформировать решающий критерий Q на основе экономических, эксплуатационных или других соображений, с помощью которого выбрать наилучший комплекс аппаратно-программных средств, соответствующий некоторому набору факторов $A_{i_0}, \dots, D_{i_0}, i_0 \in I$.

Отсюда вытекает необходимость определения биекции F [148, 149]

$$\Phi \times T \stackrel{F}{\leftrightarrow} A \times B \times C \times D.$$

Другими словами, при проведении инженерных расчетов одновременно с формированием значений множеств Φ и T следует создать таблицу их взаимнооднозначного соответствия значениям факторов А, В, С, D. Результаты этого исследования можно обобщить в следующем алгоритме.

6.3.3. Алгоритм выбора аппаратно-программных средств микропроцессорного КМ и синтеза режима реального времени

В приведенном далее алгоритме в начале каждого пункта будем использовать выражение (n1,n2), рекомендованное в [8] и означающее, что в случае истинности (ложности) выполнения условия пункта алгоритма управления будет передано на пункт n1 (n2).

1. (2,2). Определение множеств Φ, T и биекции F .
2. (3,3). $j = 1$.
3. (4,4). Фиксируем векторы $\{\Phi_{i+j}\}_{i=1}^N \subset \Phi, \{T_{i+j}\}_{i=1}^N \subset T$.
4. (5,5). Решаем задачу поиска π_{opt} .
5. (8,6). Есть π_{opt} ?
6. (7,7). $j = j + N$.
7. (9,3) $j > |\Phi|$?

8. (6,6). Фиксируем π_{opt} , $\{\Phi_{i+j}^W\}_{j=1}^W$, $\{T_{i+j}^W\}_{j=1}^W$ и значения факторов A_j, B_j, C_j, D_j .

9. (10,10). По критерию Q выбираем комплекс аппаратно-программных средств, соответствующих некоторому набору факторов $A_{j_0}, \bar{B}_{j_0}, \bar{C}_{j_0}, \bar{D}_{j_0}$.

10. (10,10). STOP.

6.4. Основные тенденции развития коммутаторов АТМ

В приложении 5 проведен анализ особенностей построения АТМ коммутаторов с пространственным разделением. Отметим, что в разработке коммутаторов АТМ особое внимание уделялось и уделяется трем взаимосвязанным аспектам [176]:

- коммутационному полю (межсоединительной матрице);
- разрешению внутренних и выходных конфликтов;

организации очередей.

6.4.1. Основные итоги разработок принципов построения коммутаторов АТМ

Разработка коммутаторов АТМ началась с многокаскадных сетей класса $N \log_2 N$, так как коммутаторы создавались на дискретных элементах и одной из основных задач проектирования считалось уменьшение числа точек коммутации, необходимых для реализации пакетного коммутатора. Это было продолжением исторической тенденции развития коммутационных систем, когда существовавшие тогда технологии налагали жесткие ограничения на размер коммутаторов. Известным примером служит буферизация в баньяновых сетях.

Хотя в баньяновидных структурах количество точек коммутации было доведено до минимума, однако колебания трафика и внутренние блокировки создавали перегрузку, а буферы, организованные на входе каждого переключателя, требовали достаточно сложных схем для уменьшения потерь пакетов. В результате такие основные характеристики коммутационного оборудования, как производительность, задержка и колебания задержки, а также потери пакетов имели плохие показатели.

Основным достижением того времени стал коммутатор Starlite с Бэтчеро-Баньяновой архитектурой, который был задуман

и спроектирован с целью преодоления этих недостатков. Этот коммутатор позволил устранить внутреннюю блокировку и перенаправить конфликтные ячейки на входы матрицы вместо введения внутренней буферизации.

Однако к этому времени достижения в микроэлектронике позволили за счет временного мультиплексирования уменьшить в размерах центральную матрицу, а для малого количества входов никакой альтернативный вариант не мог соперничать с простым, но гибким координатным вариантом.

Поэтому в разгар эры коммутатора Starlite получило развитие новое направление, результатом которого послужила разработка коммутатора нокаутного типа. В этом коммутаторе использование фронтальной N^2 матрицы обеспечивает гибкую, полностью неблокируемую связность с N выходными портами. Концепция самой шинной матрицы стала популярной и широко используется в современных коммутаторах АТМ.

Внедрение запоминающих устройств с произвольной выборкой (RAM – Random Access Memory) позволили создать новый вид полно-связной N^2 матрицы, основанной на концепции совместно используемой памяти.

Таким образом, в настоящее время решается аспект архитектуры современных коммутаторов АТМ. А теперь рассмотрим аспекты разрешения внутренних и выходных конфликтов.

В архитектуре Бэтчера-Баньяна разрешение конфликтов осуществляется с помощью сортирующей схемы, когда входящие ячейки упорядочиваются, что облегчает выбор одного или нескольких победителей для перехода к следующей ступени.

В нокаутном коммутаторе число победителей преднамеренно ограничивается, а избыточные ячейки в случае необходимости сбрасываются, что отличает этот подход от всех предыдущих. Установлено, что в большом $N \times N$ коммутаторе вероятность того, что число ячеек, достигших одновременно одного и того же выхода, будет больше m ($m \ll N$), очень мала

$$P_{\text{PLR}} = \frac{1}{P} \sum_{k=m+1}^N (K - m) \binom{N}{K} \left(\frac{P}{N}\right)^K \left(1 - \frac{P}{N}\right)^{N-K},$$

где P – нагрузка выходного канала.

При $m=8$ для любого размера коммутатора N при $P=0,9$ вероятность потери ячеек не превышает 10^{-6} . Каждое дополнительное приращение m уменьшает вероятность потерь ячейки примерно на порядок величины. Кроме того, значение m , необходимое для достижения определенной вероятности потерь, не очень чувствительно

к нагрузке коммутатора. Это положение известно как принцип нокаута. Вероятность потерь ячеек в коммутаторах нокаутного типа может быть достигнута очень малой и является верхней границей для случая независимой однородной модели трафика. Нокаутный принцип показал себя пригодным во многих общих ситуациях. Он остается очень эффективным (если не единственным) для больших N

— Для разрешения конфликтов и уменьшения вероятности потерь пакетов используется также организация очередей.

Имеют место три варианта буферизации ячеек: на входе, через матрицу и на выходе. Буферные пакеты в матрице хорошо известны по ранним баньяновым коммутаторам. Они отличаются плохими характеристиками задержка-производительность, слабым откликом на различные типы трафика и сложным управлением внутренними перегрузками.

При организации очередей на входе по принципу «первым пришел – первым обслужен» пропускная способность коммутатора из-за блокировок в голове очереди может быть реализована только на 58%. Использование запоминающих устройств с произвольной выборкой позволяет устранить блокировку в голове очереди, но только за счет значительного усложнения контроллера для координации передачи ячеек на все входы. Альтернативным вариантом является увеличение скорости работы коммутационной матрицы по отношению к скорости входа.

При увеличении скорости работы матрицы в 8 раз значения показателей «задержка-производительность» становятся практически такими же, как при организации очередей на выходе. Интересно заметить, что увеличение скорости именно в 8 раз снова напоминает нам о принципе нокаута, при котором вероятность события, что более 8 ячеек достигнет за один интервал одного и того же выхода, менее 10^{-6} .

Характеристика (задержка-производительность) при организации очередей на выходе является оптимальной для всех распределений трафика. Эта характеристика особенно важна для коммутаторов АТМ, когда трудно предсказать поведение трафика.

Все это позволило, с одной стороны сформулировать основные требования к коммутационному оборудованию, а с другой стороны, определить основные пути их достижения.

Коммутаторы следующего поколения должны иметь более низкую стоимость, быть компактными и иметь очень высокую физическую плотность монтажа. При постоянно растущих требованиях к пропускной способности цифровых трактов связи и произво-

длительности центров (узлов, станций) быстрой коммутации пакетов коммутаторы ATM должны иметь наращиваемую архитектуру.

Для предоставления услуг, требования которых к временной и семантической прозрачности еще не ясны, очень важно, чтобы коммутационное оборудование имело высокие характеристики задержка-производительность.

Для крупномасштабных сетей очень важное значение имеет возможность использования в сети оборудования различных производителей, т.е. их совместимость.

Основными путями достижения основных требований к коммутационному оборудованию ATM следует считать [15, 150]:

- концепцию иерархического мультиплексирования;
- совместно используемую память;
- наращиваемую архитектуру.

6.4.2. Пути построения коммутаторов ATM электронного типа

Иерархическое мультиплексирование – это концепция, при которой в транспортной сети и сети доступа могут использоваться различные линейные и пользовательские интерфейсы, а оборудование должно мультиплексировать их до более высоких скоростей для последующей коммутации во внутренней высокоскоростной центральной матрице (рис. 6.6).

При использовании внутри коммутатора более высокой скорости по сравнению со скоростями входных или выходных трактов, скажем в K раз, размер центральной матрицы может быть уменьшен до $N/K \times N/K$.

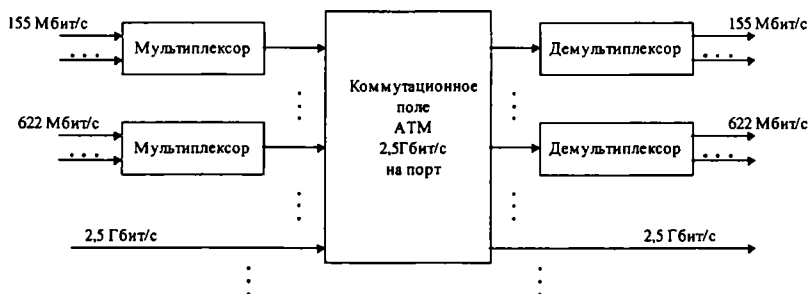


Рис. 6.6. Пример системы иерархического мультиплексирования

Известно, что очереди на выходе обеспечивают оптимальные характеристики задержка-производительность. Однако, если в схеме на каждом выходе предусматривается отдельный буфер, то тогда требуется очень большая суммарная память, поскольку каждый выходной буфер должен соответствовать статистике доставки ячеек в худшем случае. Очевидно, что подход на основе совместно используемой памяти будет оптимальным и останется оптимальным для всех распределений трафика. Это преимущество тем заметнее, чем напряженнее трафик.

Рассмотрим возможность реализации варианта совместно используемой (коллективной) памяти при применении современных СБИС и запоминающих устройств с произвольной выборкой. Путь прохождения любой ячейки включает преобразователь с разрядной организацией, шину и память. В течение любого интервала времени (цикла) входящие ячейки должны быть записаны в коллективную память, а исходящие ячейки считываться из памяти.

Это означает, что в матрице размером 8×8 со скоростью 2,5 Гбит/с на порт за время цикла, который составляет чуть более 160 нс, должно выполняться 16 операций запись/считывание. То есть длительность одной операции составляет 10 нс. В настоящее время такие ЗУ с произвольной выборкой есть на рынке, а их стоимость быстро снижается. Таким образом, вариант коммутатора с пропускной способностью до 20 Гбит/с с совместно используемой памятью является оптимальным не только с точки зрения производительности, но и с точки зрения стоимости. Если требуется большая пропускная способность, то она может быть достигнута с помощью наращиваемой архитектуры. Схема коммутатора $N \times N$ с наращиваемой архитектурой приведена на рис. 6.7.

Коммутатор с наращиваемой архитектурой состоит из распределительной сети без памяти и колонки выходных коммутационных модулей АТМ по p линий в каждом модуле.

Распределительная сеть за время цикла должна доставить все поступившие ячейки в соответствующие выходные модули коммутатора АТМ. Поскольку выходы распределяются на группы по p линий в каждой, то всего в коммутаторе имеется N/p выходных групп.

Выбор значения m производится таким образом, чтобы в соответствии с принципом нокаута величина вероятности потерь ячеек была очень малой.

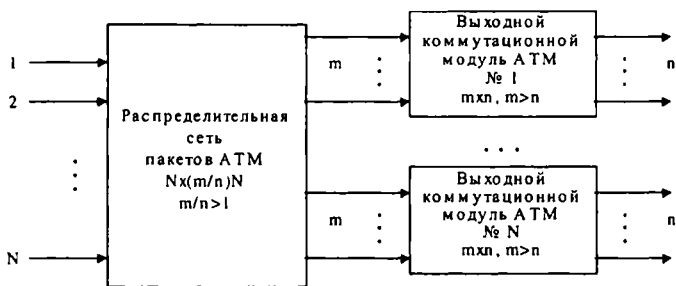


Рис. 6.7. Нарастиваемая архитектура коммутатора $N \times N$

В [150] в качестве примера рассмотрен образец 160 Гбит/с коммутатора, построенного на основе нарастиваемой архитектуры и концепции коллективной памяти. Коммутатор обладает такими **свойствами, как компактность, практически полным резервированием** основных элементов, интегральной конфигурацией линейных плат и матриц, оптимальным отношением между задержкой и производительностью, а также предоставляет возможность увеличения производительности за счет нарастиваемой архитектуры.

6.5. Оптическая коммутация

Оптические системы передачи являются основой ШЦСИО на технологии АТМ, а основой коммутационных систем даже в транспортной сети, не говоря уже о сети доступа, являются электронные коммутаторы. Это требует в транспортной системе наличия большого количества оптико-электронных и электронно-оптических преобразователей.

Все это ставит перед исследователями и разработчиками задачу создания полностью оптических сетей связи на основе широкого применения волоконно-оптических систем передачи со спектральным разделением (ВОСП-СР), оптических усилителей и оптических коммутаторов.

На начальном этапе ВОСП-СР вводятся просто по принципу точка-точка, чтобы увеличить пропускную способность сети между узлами связи. При этом от использования такого принципа ожидают получить два основных преимущества: во-первых, использование систем с более высокой пропускной способностью поможет избежать дорогостоящей прокладки новых волоконных линий и,

во-вторых, большая пропускная способность за счет разнообразных маршрутов приведет к лучшей защите и восстановлению сети в случае отказа какой-либо линии связи.

Планируется за счет ВОСП-СР существенно увеличить пропускную способность региональных и городских сетей связи Европы. Существующая архитектура этих сетей основана на кольцевых структурах, что представляет возможность ввести маршрутизацию по длинам волн оптических несущих с мультиплексированием или со сдвигом длины волны.

В настоящее время, как это следует из материалов 22-й Европейской конференции по оптической связи, которая состоялась в сентябре 1996 г., разрабатываются следующие проекты по практической реализации полностью оптических сетей связи:

- Проект «OPEN» разрабатывает концепцию Пан-Европейской сети, в которой крупнейшие европейские города соединяются волоконно-оптическими линиями связи со сверхвысокой пропускной способностью, применяющую методы спектрального разделения и позволяющую осуществить гибкую взаимосвязь европейских национальных сетей. К главным целям проекта относятся разработка спецификации и определение размера сети и ее элементов, разработка и испытание опытного образца 4×4 многоволоконного оптического переключателя.

- Проект «KEOPS», главной целью которого является анализ и демонстрация скорости переключения при пакетной коммутации в пределах полностью оптической сети связи.

- Проект «WOTAN», цель которого состоит в том, чтобы обеспечить соединения по принципу точка-точка на основе применения ВОСП-СР в телекоммуникационных сетях связи. За счет большого количества близко расположенных оптических несущих увеличить широкополосность сети и повысить гибкость управления ею.

- Проект «COBNET», основной целью которого является разработка архитектурной и технологической концепции корпоративных (ведомственных) сетей на основе использования преимуществ оптических АТМ технологий.

- Проект «METON», основная цель которого состоит в разработке оптической транспортной городской сети СЦИ на основе использования различных топологий с применением спектрального разделения, оптических мультиплексоров и коммутаторов АТМ.

- Проект «PHOTON», главной целью которого провозглашена разработка оптической сети связи для будущей Пан-

Европейской транспортной сети. Важным аспектом разработки такой сети является попытка ее оптимизации по критерию «эффективность- стоимость» при условии высокой скорости передачи информации для существующих форматов сигналов, включая СЦИ и АТМ.

- Проект «MOON» преследует цель разработки концепции построения системы управления оптическим слоем будущей Пан-Европейской транспортной сети.

- Проект «MERISTO» объявил основной целью применить принципы управления сетью (TMN) к будущим полностью оптическим сетям, в которых метод спектрального разделения (WDM) применяется в целях как увеличения скорости передачи, так и для решения задач маршрутизации.

Устройства объединения и разделения оптических каналов в сетях связи могут быть не конфигурируемыми и реконфигурируемыми. Первые из них используют пассивные оптические элементы (оптические фильтры, мультиплексоры и демультиплексоры), а вторые – перестраиваемые оптические фильтры, оптические переключатели и преобразователи длин волн оптических несущих.

В качестве первого шага оптические коммутационные матрицы, использующие системы мультиплексирования с пространственным или спектральным разделением, будут применяться в качестве кросс-коннекторов. Информация в этом случае не должна преобразовываться на каждом узле из оптического вида в электрический и обратно. Управление коммутационной матрицей в этом случае необходимо только при установлении соединения или разъединении и может быть электронным. Оптические кросс-коннекторы с успехом могут использоваться в универсальной транспортной сети, как это планируется делать в большинстве проектов.

Однако в сетях АТМ для транспортирования всех видов информации используется ячейка, а в коммутаторах должна производиться обработка ее заголовка для того, чтобы ячейка достигла нужного выхода. Обработка заголовка ячейки требует организации вычислений, что в настоящее время может быть выполнено только на основе электроники. Может быть в будущем это станет возможным с помощью оптического компьютера и оптической памяти.

Таким образом, в ближайшем будущем нельзя рассчитывать на полномасштабное применение оптической коммутации. Скорее всего в течение нескольких десятилетий оптическая коммутация будет соседствовать с электронной. Однако, полностью оптические транспортные сети с пространственным или спектральным разделением могут найти свое место в ближайшие годы.

6.6. Метод расчета числа пакетов, проходящих через АТМ коммутатор на основе Z преобразования

Предположим, что в начальный момент $t = 0$ в выходной очереди находилось q_0 пакетов АТМ. Пусть пакеты, находящиеся в очереди, пронумерованы по порядку, начиная с “головы” очереди, номерами $1, 2, \dots, q_0$. Предположим, кроме того, что началось обслуживание пакета с номером 1. Обслуживание производится в порядке поступления по правилу “первым пришел – первым обслужен”.

За время передачи пакета в очередь могут поступить пакеты с номерами $q_0 + 1, q_0 + 2$ и т. д. Обозначим через q_n число пакетов, находящихся в очереди в момент окончания обслуживания n -го пакета, и через ξ_n – число требований, поступивших за время передачи в линию пакета с номером n . Величины q_n и ξ_n являются случайными величинами. Очевидно, что ξ_1, ξ_2, \dots независимы и одинаково распределены. Более того, ξ_n не зависит от q_0, q_1, \dots, q_{n-1} .

Последовательность $\{q_n\}$ может быть задана соотношением [15, 136]

$$q_{n+1} = \begin{cases} q_n - 1 + \xi_{n+1}, & q_n > 0, \\ \xi_{n+1}, & q_n = 0. \end{cases}$$

Первое равенство для $q_n > 0$ означает, что очередь, оставленная при передаче $(n + 1)$ -го пакета, складывается из очереди из n пакетов, уменьшенной на единицу (пакет с номером $n + 1$) и увеличенную на число пакетов, которые поступят за время передачи $(n + 1)$ -го пакета. Равенство для $q_n = 0$ основывается на соображении, что если $(n + 1)$ -й пакет застает выход свободным, то очередь, которую он оставляет, состоит только из тех пакетов ξ_{n+1} , которые поступят за время его передачи [136].

При использовании ступенчатой функции

$$u(x) = \begin{cases} 1 & (x > 0) \\ 0 & (x \leq 0) \end{cases}$$

оба равенства для q_{n+1} могут быть объединены в одно [15]

$$q_{n+1} = q_n - u(q_n) + \xi_{n+1}. \quad (6.14)$$

Чтобы найти стационарное распределение длины очереди, обозначим производящую функцию случайной величины q_{n+1} через $Q(Z) = M[Z^{q_{n+1}}]$. В этом случае, согласно соотношению (6.14) и так как ξ_{n+1} не зависит от q_n

$$Q(Z) = M[Z^{q_n - u(q_n) + \xi_{n+1}}] = P(Z)M[Z^{q_n - u(q_n)}], \quad (6.15)$$

где $P(Z)$ – производящая функция случайной величины ξ_{n+1} [15].

При нагрузке в системе меньшей 1 существует стационарное распределение вероятностей $\{\pi_k\}$, т. е. существует предел на интервале наблюдения T

$$\lim_{T \rightarrow \infty} P\{q_n = k\} = \pi_k.$$

Вероятности π_k имеют наглядную интерпретацию, а именно: среди большого числа обслуженных требований доля тех, которые оставляют позади себя очередь длиной k , равна π_k . Более того, если случайная величина q_0 выбрана в соответствии со стационарным распределением вероятностей $\{\pi_k\}$, то

$$P\{q_n = k\} = \pi_k$$

для всех n . Это значит, что процесс, описывающий поведение очереди, стационарен [136].

Чтобы определить стационарное распределение вероятностей, воспользуемся основным соотношением (6.14) и свойствами случайных величин ξ_n . В стационарном режиме вероятностные свойства величин q_{n+1} и q_n одинаковы. Следовательно, в частности, $M[q_n] = M[q_{n+1}]$, и, проведя операцию математического ожидания выражения (6.14), получаем

$$M[u(q_n)] = M[\xi_{n+1}] = P'(1). \quad (6.16)$$

Но $M[u(q_n)]$ численно совпадает с $P\{q_n \neq 0\}$, так что в случае стационарной очереди вероятность события, что пакет, покидающий систему, оставит обслуживающий прибор свободным (или вероятность того, что в момент освобождения обслуживающего прибора к нему не будет очереди), равна π_0 .

Очевидно, [136] что

$$M[Z^{q_n - u(q_n)}] = \pi_0 + \sum_{n=1}^{\infty} \pi_n Z^{n-1} = \pi_0 + \frac{\sum_{n=1}^{\infty} \pi_n Z^n}{Z} =$$

$$= \pi_0 + \frac{\sum_{n=0}^{\infty} \pi_n Z^n - \pi_0}{Z} = [1 - P'(1)] + \frac{Q(Z) - [1 - P'(1)]}{Z}. \quad (6.17)$$

Если данное выражение подставить в (6.15) и произвести элементарное преобразование, то получим Z преобразование числа пакетов АТМ в системе

$$Q(Z) = [1 - P'(1)] \frac{(1 - Z)P(Z)}{P(Z) - Z}.$$

Введем следующие обозначения:

$$A(Z) = (1 - Z)P(Z); \quad \lim_{Z \rightarrow 1} A(Z) = A(1) = 0; \quad (6.18)$$

$$B(Z) = P(Z) - Z; \quad \lim_{Z \rightarrow 1} B(Z) = B(1) = 0. \quad (6.19)$$

В этом случае

$$A'(Z) = (1 - Z)P'(Z) - P(Z); \quad \lim_{Z \rightarrow 1} A'(Z) = A'(1) = -1; \quad (6.20)$$

$$B'(Z) = P'(Z) - 1; \quad \lim_{Z \rightarrow 1} B'(Z) = B'(1) = -[1 - P'(1)]. \quad (6.21)$$

В этом случае первая производная по Z от Q(Z) имеет вид

$$Q'(Z) = [1 - P'(1)] \frac{A'(Z)B(Z) - A(Z)B'(Z)}{[B(Z)]^2}.$$

Первый начальный момент количества пакетов АТМ в системе [15] может быть получен из выражения для $Q'(Z)$ как предел при $Z \rightarrow 1$

$$M[q] = q_1 = \lim_{Z \rightarrow 1} Q'(Z) = \lim_{Z \rightarrow 1} [1 - P'(1)] \frac{A'(Z)B(Z) - A(Z)B'(Z)}{[B(Z)]^2}. \quad (6.22)$$

Однако при подстановке соотношений (6.18), (6.19), (6.20) и (6.21) в (6.22), получаем неопределенность типа 0/0. Раскрывая данную неопределенность с помощью правила Лопиталья, получаем [136]

$$M[q] = q_1 = Q'(1) = P'(1) + \frac{1}{2} \frac{P''(1)}{1 - P'(1)}. \quad (6.23)$$

Аналогично может быть найдена и вторая производная по Z от Q(Z) и ее предел при $Z \rightarrow 1$.

$$Q''(1) = \frac{1}{3} \frac{P''(1)}{1 - P'(1)} + \frac{1}{2} \left[\frac{P''(1)}{1 - P'(1)} \right]^2 + P''(1) + \frac{P'(1)P''(1)}{1 - P'(1)}. \quad (6.24)$$

Второй начальный момент количества ячеек может быть найден как сумма первой и второй производных от Q(Z) при $Z \rightarrow 1$.

$$q_2 = Q''(1) + Q'(1) = \frac{1}{3} \frac{P''(1)}{1 - P'(1)} + \frac{1}{2} \left[\frac{P''(1)}{1 - P'(1)} \right]^2 + P''(1) + \frac{P'(1)P''(1)}{1 - P'(1)} + P'(1) + \frac{1}{2} \frac{P''(1)}{1 - P'(1)} \quad (6.25)$$

Из соотношений (6.23) и (6.25) может быть получено искомое соотношение для дисперсии числа ячеек в системе [136]

$$D[q] = q_2 - q_1^2 = \frac{1}{3} \frac{P''(1)}{1 - P'(1)} + \frac{1}{4} \left[\frac{P''(1)}{1 - P'(1)} \right]^2 + P''(1)[1 - P'(1)] + \frac{1}{2} \frac{P''(1)[3 - 2P'(1)]}{1 - P'(1)}. \quad (6.26)$$

Таким образом при моделировании процесса прохождения ячеек в АТМ коммутаторе с помощью формализма производящей функции разработан общий метод на основе Z-преобразований, с помощью которого для конкретных производящих функций могут быть получены аналитические соотношения для среднего значения и дисперсии числа ячеек, находящихся в системе для стационарного режима. Данные соотношения позволяют производить расчет необходимой емкости буферных устройств и времени задержки в них ячеек АТМ. В приложении П6 для случая поступления пакетов на вход коммутационного оборудования в виде независимых испытаний Бернулли при достаточно общих предположениях получены расчетные соотношения для концентраторов, мультиплексоров и сетевого коммутационного оборудования АТМ.

6.7. Оценка вероятности переполнения очереди пакетами АТМ

В ряде случаев необходимо уметь оценивать вероятность того, что размер очереди $P(q \geq N)$ или время пребывания в очереди $P(t_v > T)$ превышают определенную величину.

С простейшим случаем, когда значения времени обслуживания распределены экспоненциально, можно ознакомиться в [15].

Для многих других ситуаций, встречающихся в практике проектирования, еще нет точных формул для $P(q \geq N)$ и $P(t_v > T)$.

Одним из способов получить ответ является использование имитационного моделирования. Однако, необходимо иметь пусть и приближенный, но быстрый метод, который необходим для ранних стадий проектирования и оценочных расчетов.

В большинстве практических случаев, зная первый и второй начальные моменты случайных величин, аппроксимация их закона распределения гамма – распределением дает достаточно хорошие результаты [167]. Зная средние значения и дисперсию случайных величин представляется возможность определить параметр формы гамма-распределения

$$r_q = \frac{M[q]^2}{D[q]},$$

$$r_{\text{ко}} = \frac{M[t_{\omega}]^2}{D[t_{\omega}]},$$

$$r_{\text{в}} = \frac{M[t_{\nu}]^2}{D[t_{\nu}]}.$$

В этом случае вероятность события, что количество пакетов ATM превысит допустимое, может быть найдена по соотношению

$$P(q > N) = 1 - P(q \leq N) = 1 - \frac{\int_0^N \left[\frac{r_q}{M[q]} \right]^{r_q-1} e^{-\frac{r_q}{M[q]} q} \frac{r_q}{M[q]} dq}{\int_0^{\infty} \left[\frac{r_q}{M[q]} \right]^{r_q-1} e^{-\frac{r_q}{M[q]} q} \frac{r_q}{M[q]} dq}.$$

Аналогично могут быть найдены вероятности событий, что время ожидания в очереди или время пребывания пакета ATM в коммутационном оборудовании превысит нормативное

$$P(t_{\omega} \leq T) = 1 - \frac{\int_0^T \left[\frac{r_{\text{ко}}}{M[t_{\omega}]} \right]^{r_{\text{ко}}-1} e^{-\frac{r_{\text{ко}}}{M[t_{\omega}]} t} \frac{r_{\text{ко}}}{M[t_{\omega}]} dt}{\int_0^{\infty} \left[\frac{r_{\text{ко}}}{M[t_{\omega}]} \right]^{r_{\text{ко}}-1} e^{-\frac{r_{\text{ко}}}{M[t_{\omega}]} t} \frac{r_{\text{ко}}}{M[t_{\omega}]} dt},$$

$$P(t_{\nu} \leq T) = 1 - \frac{\int_0^T \left[\frac{r_{\text{в}}}{M[t_{\nu}]} \right]^{r_{\text{в}}-1} e^{-\frac{r_{\text{в}}}{M[t_{\nu}]} t} \frac{r_{\text{в}}}{M[t_{\nu}]} dt}{\int_0^{\infty} \left[\frac{r_{\text{в}}}{M[t_{\nu}]} \right]^{r_{\text{в}}-1} e^{-\frac{r_{\text{в}}}{M[t_{\nu}]} t} \frac{r_{\text{в}}}{M[t_{\nu}]} dt}.$$

Графики и таблицы гамма-распределения приведены в [168]. Для более точных расчетов используются программы вычислений полной и неполной гамма функций, рекомендованные в [169].

Полученные соотношения позволяют производить расчет необходимой емкости буферных устройств и показателей временной прозрачности как коммутационных устройств, так и сетей АТМ в целом. Оценки основных вариантов размещения и организации буферных устройств в коммутационном оборудовании АТМ при достаточно общих допущениях и предположениях приведены в [15]. Показано, что максимальная производительность коммутационного оборудования может быть достигнута при размещении буферных устройств в выходных линейных портах, а наименьший объем памяти – при их объединении и создании общей памяти на выходе.

6.8. Методика расчета трафика, генерируемого абонентами объектов сети, и формирование матрицы взаимного информационного тяготения между объектами

Алгоритмические основы решения задачи расчета пропускной способности цифровых трактов связи и производительности коммутационного оборудования в сетях АТМ приведены в приложении 7. Рассмотрим методические подходы решения общей задачи расчета трафика, генерируемого абонентами объектов сети.

Задача расчета трафика, генерируемого абонентами выделенной широкополосной цифровой сети, и формирования матрицы взаимного информационного тяготения между объектами сети решается при условии, что задано количество объектов сети, количество абонентов на каждом объекте в зависимости от этапа развития сети, распределение абонентов по используемым интерфейсам доступа в сеть, а также известны интенсивности потоков пакетов АТМ, генерируемые абонентами каждой службы.

Числовые характеристики трафика, который генерируется абонентами k -й службы i -го объекта и выражается в количестве пакетов АТМ (ячеек) в единицу времени, могут быть определены как числовые характеристики суммы случайного числа случайных величин [132].

Математическое ожидание числа пакетов, генерируемых абонентами k -й службы, является произведением $E[r_{cei}^{(sk)}(t)]$ – математического ожидания числа пакетов, генерируемых абонентом k -й службы [см. формулу (5.4)], на $N_{oci}^{(k)}$ – математическое ожидание числа активных абонентов k -й службы (числа виртуальных соединений)

$$\gamma_i^{(k)} = E[r_{cell}^{(sk)}(t)]N_{oci}^{(k)},$$

где

$$N_{\theta ci}^{(k)} = N_{abi}^{(k)} \gamma_{ab}^{(k)} T_c^{(k)};$$

$N_{abi}^{(k)}$ – число абонентов k -й службы на i -м объекте;

$\gamma_{ab}^{(k)}$ – число заявок, поступающих от абонента k -й службы в единицу времени;

$T_c^{(k)}$ – средняя длительность сеанса связи абонента k -й службы в единицу времени.

Математическое ожидание числа пакетов, генерируемых абонентами i -го узла связи (объекта)

$$\gamma_{\Sigma i} = \sum_{k=1}^K \gamma_i^{(k)},$$

где K – количество служб [15].

В свою очередь, общее количество пакетов $\gamma_{\Sigma i}$, генерируемых абонентами i -го узла (объекта) за единицу времени, должно быть разбито на три составные части:

- поток пакетов, замыкаемый на данном узле связи

$$\gamma_{зам i} = k_{1i} * \gamma_{\Sigma i};$$

- поток пакетов, генерируемый i -м узлом к другим узлам выделенной цифровой сети

$$\gamma_{\theta выд i} = k_{2i} * \gamma_{\Sigma i};$$

- поток пакетов, генерируемый i -м узлом в другие сети (сеть общего пользования)

$$\gamma_{оп i} = k_{3i} * \gamma_{\Sigma i}.$$

Следует отметить [15], что

$$k_{1i} + k_{2i} + k_{3i} = 1, i = 1, 2, \dots, N$$

здесь:

- k_{1i} – доля нагрузки i -го узла, замыкаемая на узле;
- k_{2i} – доля нагрузки i -го узла, генерируемая к другим объектам выделенной сети;
- k_{3i} – доля нагрузки i -го узла, генерируемая в другие сети.

Коэффициенты $k_{1i}, k_{2i}, k_{3i} = 1, i = 1, 2, \dots, N$ принято называть коэффициентами замыкания нагрузки.

В свою очередь, поток пакетов $\gamma_{\text{выд } i}$, генерируемый i -м узлом сети, должен быть распределен между всеми узлами выделенной сети

$$\gamma_{\text{выд } i} = \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^N \gamma_{ij} .$$

Матрица информационного тяготения $\|\gamma_{ij}\|, i = \overline{1, N}; j = \overline{1, N}; i \neq j$ представляет собой массив, в который должны быть записаны значения интенсивностей потоков пакетов ATM между всеми парами объектов. Формирование матрицы информационного тяготения является обязанностью заказчика и обычно вызывает затруднения.

В программе отработан специальный блок, трансформирующий интенсивность потоков, генерируемых объектами выделенной сети, в матрицу исходящих и входящих потоков на информационных направлениях с учетом степени информационного тяготения между объектами, являющихся в общем случае функцией нагрузки, генерируемой объектами, и расстояния между ними.

В программе реализована гипотеза [15], что потоки информации между объектами пропорциональны трафику, генерируемому объектами, и обратно пропорциональны расстоянию между объектами в степени α . Значение коэффициента тяготения по расстоянию α вводится с клавиатуры и может варьироваться в ходе проведения многовариантных расчетов.

Интенсивность потока γ_{ij} , исходящего из i -го узла в j -й, в самом общем случае является функцией интенсивности потока γ_i , генерируемого абонентами i -го узла, и расстояния между узлами r_{ij}

$$\gamma_{ij} = \gamma_i k_{ij}; \quad \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^K k_{ij} = 1 ,$$

где k_{ij} – коэффициент информационного тяготения между i -м и j -м объектами.

$$\text{В общем случае } k_{ij} = \frac{k_{ij}^{(\gamma_i)} k_{ij}^{(r_{ij})}}{\sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^K k_{ij}^{(\gamma_i)} k_{ij}^{(r_{ij})}} ,$$

где $k_{ij}^{(\gamma_j)}$ – коэффициент информационного тяготения по нагрузке;

$k_{ij}^{(r_{ij})}$ – коэффициент информационного тяготения по расстоянию.

Коэффициент информационного тяготения по нагрузке может быть рассчитан согласно следующему соотношению

$$k_{ij}^{(\gamma_j)} = \frac{I_j}{\sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^N \gamma_j}.$$

Исходными данными для вычисления расстояний между объектами является массив с географическими координатами объектов в градусной мере. Результаты вычислений заносятся в матрицу взаимных расстояний между объектами и используются для вычислений информационного тяготения по расстоянию.

$$k_{ij}^{(r_{ij})} = \frac{[r_{ij}]^{-\alpha}}{\sum_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^N [r_{ij}]^{-\alpha}}.$$

При $\alpha = 0$ информационное тяготение между объектами не зависит от расстояния. При $\alpha = 1/2$ информационное тяготение между объектами прямо пропорционально корню квадратному из расстояния. При $\alpha = 1$ информационное тяготение между объектами обратно пропорционально расстоянию.

В результате решения задачи формируется таблица, в которой для каждого объекта сети для заданного этапа развития и варианта коэффициента замыкания указывается:

- интенсивность потока пакетов ATM, генерируемых абонентами объектов;
- интенсивность потока пакетов ATM, замыкаемых на объекте;
- интенсивность потока пакетов ATM, генерируемая абонентами данного объекта к другим объектам выделенной сети;
- интенсивность потока пакетов ATM, генерируемая абонентами данного узла в другие сети.

Формируется матрица информационного тяготения, в которой на пересечении столбцов и строк для каждой пары объектов указываются исходящие и входящие потоки ($\gamma_{ij}; \gamma_{ji}; i = 1, 2, 3, \dots, N; j = 1, 2, 3, \dots, N; i \neq j$).

Данная матрица информационного тяготения представляет собой исходные данные для решения следующей задачи – задачи распределения потоков по трактам связи.

Кроме этого в результате решения задачи формируется таблица, в которой для каждого узла связи (объекта) указывается интенсивность исходящего и входящего потока пакетов АТМ.

По окончании решения задачи на экране высвечивается рисунок взаимного расположения объектов выделенной сети и интенсивность потока пакетов АТМ, генерируемая абонентами каждого объекта. Это является также сигналом перехода к следующей программе, в которой производится поиск кратчайших путей и распределение трафика по цифровым трактам связи выделенной сети, и которая описана в П7.3 приложения П7.

6.9. Численные исследования различных типов структур транспортных сетей

При исследовании устойчивости и оптимальности структуры транспортной сети связи (СС) использовались аппроксимации ее структуры базовыми топологиями: кольцевая структура (КС), двойная кольцевая структура (2КС), а также равномерно К-связывающая структура (РКС) [8, 114].

Результаты расчетов с использованием критических показателей структурной устойчивости на основе ОСП приведены в табл. 6.1–6.5 [112, 114, 115, 118, 119].

В табл. 6.1–6.5 применены следующие условные обозначения [115, 172]:

n – число узлов связи (УС);

K – средняя связность УС (по аналогии со степенью вершины в графе);

$ОСП = \frac{\pi}{m}$ – обобщенный структурный показатель;

π – средняя длина маршрута;

m – число ребер графа сети (линий связи);

$$P_{кр}(Z) = \frac{1}{Z} \left\{ 1 + \frac{ОСП \cdot n}{2} - \sqrt{ОСП \cdot n + \frac{1}{4} ОСП^2 \cdot n^2} \right\} \quad - \text{ критическая}$$

вероятность воздействия;

$$Q_{стр.уст.}^{кр} = \frac{Q_{стр.уст.} [1 - P_{кр}(Z)]}{Q_{стр.уст.} [1 - P_{кр}(Z)] + 1 - Q_{стр.уст.}}$$

критическая структурная устойчивость;

$$Q_{\text{ср. уст.}} = \frac{1 - P[Z]}{1 - P(Z) + \text{ОСП}_n \left\{ 1 + \frac{K_n [1 - P(Z)]}{\text{ОСП}_n + \frac{d}{\mu} [1 - P(Z)]} \right\}}$$

здесь $P(Z) = \frac{1}{Z} P$ – вероятность воздействия с учетом Z – среднего коэффициента защиты элементов сети [115], а $P = \frac{1}{1 - P_{\text{ож}}}$ (здесь $P_{\text{ож}}$ – среднее значение объектовой живучести элементов)

Таблица 6.1. Кольцевая структура

n	K	π	ОСП	$P_{\text{кр}}$	$Q_{\text{ср. уст.}}^{\text{ср.}}$	ΔQ	$\Delta \bar{\Pi}(X)$	\bar{E}
9	2	2.53	0.280	0.610	0.582	0.29	1.39	0.99
18	2	4.76	0.264	0.622	0.589	0.29	1.43	0.99
27	2	7.00	0.259	0.619	0.595	0.30	1.47	0.98
36	2	9.26	0.257	0.622	0.595	0.30	1.47	0.98

Таблица 6.2. Двойная кольцевая структура

n	K	π	ОСП	$P_{\text{кр}}$	$Q_{\text{ср. уст.}}^{\text{ср.}}$	ΔQ	$\Delta \bar{\Pi}(X)$	\bar{E}
9	4	1.00	0.56	0.791	0.789	0.40	3.74	0.65
18	4	1.59	0.043	0.815	0.811	0.41	4.29	0.60
27	4	2.33	0.043	0.815	0.811	0.41	4.29	0.60
36	4	3.09	0.043	0.815	0.811	0.41	4.29	0.60

Таблица 6.3. Равномерная 3-связная структура

n	K	π	ОСП	$P_{\text{кр}}$	$Q_{\text{ср. уст.}}^{\text{ср.}}$	ΔQ	$\Delta \bar{\Pi}(X)$	\bar{E}
9	3	1.63	0.16	0.717	0.709	0.35	2.44	1.0
21	3	3.13	0.098	0.736	0.729	0.36	2.69	0.96
27	3	3.88	0.095	0.740	0.732	0.37	2.73	0.96
39	3	5.37	0.091	0.744	0.738	0.37	2.82	0.94

Таблица 6.4. Равномерная 4-связная структура

n	K	π	ОСП	$P_{кр}$	$Q_{стр.уст.}^{кр}$	ΔQ	$\Delta \bar{\Pi}(X)$	\bar{E}
9	4	1.59	0.089	0.747	0.739	0.37	2.83	0.94
21	4	2.75	0.065	0.778	0.774	0.38	3.42	0.85
27	4	3.25	0.060	0.785	0.782	0.39	3.59	0.82
39	4	4.25	0.055	0.793	0.790	0.40	3.79	0.80

Таблица 6.5. Равномерная 5-связная структура

n	K	π	ОСП	$P_{кр}$	$Q_{стр.уст.}^{кр}$	ΔQ	$\Delta \bar{\Pi}(X)$	\bar{E}
9	5	1.30	0.056	0.791	0.816	0.40	4.43	0.70
21	5	2.10	0.042	0.816	0.811	0.40	4.29	0.74
27	5	2.40	0.035	0.831	0.828	0.41	4.80	0.69
39	5	3.20	0.033	0.835	0.833	0.42	4.99	0.67

структуры СС), $ОСП_n = \frac{\pi}{K_0}$, здесь K_r – коэффициент готовности

($K_r + K_n = 1$), $\frac{d}{\mu}$ – относительная интенсивность восстановления отказов;

$\Delta Q = \Delta Q_{стр.уст.} = Q_{стр.уст.} [1 - P_n]$ – запас структурной устойчивости после условного поражения СС с вероятностью $P_n = 0,5$;

$\Delta \bar{\Pi}(X) = \frac{\Delta \Pi(X)}{\Pi(X)}$ – нормированные дополнительные затраты,

необходимые для обеспечения данного уровня структурной устойчивости;

$\Pi(X) = \frac{4}{3} \left[C_1 n + \left(a + \frac{bnk}{n-1} \right) m \right]$ – приведенный стоимостной

функционал [14, 115, 119] на заданной структуре сети X , где C_1 – стоимостной коэффициент УС, $4/3$ – коэффициент приведенных стоимостных затрат к стоимости УС и линии связи (ЛС), a – стоимостной коэффициент ЛС (не зависящий от их длины), b – стои-

мостной коэффициент ЛС (зависящий от их длины), $\frac{k}{n-1}$ – коэффициент коммуникабельности, отражающий вероятность связи одного УС с другим;

$$\bar{E} = \frac{E^{кр}}{E_{\max}} = \frac{P_{кр}(Z) Q_{\text{стр.уст.}}}{E_{\max} \Delta \bar{\Pi}(X)}$$
 – нормированный показатель эффективности структуры СС;

E_{\max} – максимальное значение показателя эффективности для какого-либо из исследуемых вариантов структуры сети.

Как показывает анализ данных табл. 6.1–6.5, исследуемые типы структур транспортной СС обладают достаточной структурной устойчивостью, так как после условного поражения с вероятностью $P_{\Pi} = 0,5$ запас структурной устойчивости ΔQ составляет не менее требуемого значения 0,2–0,3. При этом наиболее высокие значения показателей структурной устойчивости имеют структуры 2КС и РКС, хотя и не являются оптимальными вследствие повышенных значений приведенных затрат. Наиболее оптимальными являются кольцевая структура (КС) и равномерная трехсвязывающая структура (РКС-3), а также “шинная” топология (кроме варианта с количеством УС = 27) [172].

6.10. Абонентские сети и их типовые структуры. Основные понятия и определения

Абонентские сети связи являются местными сетями (сетями доступа) и подключаются к центрам коммутации магистральной или региональных сетей и обеспечивают вход в единую сеть связи всех территориально распределенных абонентов. Это могут быть: телефонные сети, сети ЭВМ, сети доступа многофункциональных терминалов и др. Вся совокупность местных сетей и образует абонентскую терминальную сеть [3].

Основное назначение абонентской терминальной сети является обеспечение информационного доступа абонентов (терминалов) в автоматически коммутируемую сеть. Кроме того, через местные сети может осуществляться предоставление цифровых каналов (трактов) в долговременную аренду и сеансовое предоставление каналов (трактов) по оперативным заявкам потребителей [25, 109].

Через абонентские сети обеспечивается предоставление всех современных видов услуг связи:

телефонная связь (в том числе обычный телефон, видеотелефон, конференцсвязь);

документальная связь (телекс, электронная почта, обмен данными);

обмен данными в интересах локальных и распределенных вычислительных сетей (в том числе в реальном масштабе времени);

передача программ кабельного телевидения и радиовещания;

телеуправление в интересах АСУ и различных технологических комплексов;

доступ в диалоговом режиме в банки данных АСУ и справочно-информационной системы различного назначения.

Необходимость и целесообразность создания местных сетей с тем или иным кругом функциональных возможностей (по количеству абонентов, виду предоставляемых услуг, интенсивности трафика и др.) определяются многими факторами. Однако общая тенденция их развития должна предусматривать проектирование "на вырост" и, в первую очередь, это касается кабельной сети (там, где создание абонентской сети требует прокладки кабеля, должны закладываться ВОЛС).

Основными функциональными устройствами абонентской сети являются:

- устройства доступа (коммутатор АТМ, мультиплексор или концентратор);

- терминалы и терминальные адаптеры.

Принципы построения и основные функциональные элементы абонентской сети доступа к транспортной сети определяются соответствующими рекомендациями МСЭ.

Абонентские линии могут создаваться с помощью следующих средств: медного кабеля; оптического кабеля; радиоканала (включая спутниковый канал связи), при этом проводной канал является основным для стационарных абонентских терминалов, а радиоканал – для мобильных абонентских терминалов и для обеспечения экстренной связи в осваиваемых районах и в сельской местности.

Типовыми структурами абонентских сетей являются радиальные (РС) и кольцевые структуры (КС).

Для подсоединения абонентской сети к транспортной СС обычно используют звездные структуры (ЗС или 2ЗС).

6.11. Численные исследования типовых структур абонентских сетей доступа к транспортной сети

На основе рекомендаций [8, 93, 115, 119, 172] в настоящем разделе для численных исследований использовалась аппроксимация структуры абонентской сети только радиальной базовой топологией (РС), так как численные исследования кольцевых структур (КС, 2КС) были выполнены в разделе 6.9.

Результаты расчетов с использованием критических показателей структурной устойчивости на основе ОСП приведены в табл. 6.6, 6.7.

Анализ данных табл. 6.6, 6.7 показывает, что при выборе структуры абонентских сетей наиболее оптимальной базовой топологией, их аппроксимирующих, является двухуровневая радиальная структура (РС) с коэффициентом размножения $n \leq 9$.

При этом рассмотренные радиальные структуры обладают достаточной структурной устойчивостью, так как после условного поражения с вероятностью $P_n = 0,5$ запас структурной устойчивости ΔQ составляет не менее требуемого значения 0,2–0,3.

Как показано в [8, 38, 93, 115, 119, 172], для подсоединения абонентских сетей к транспортной СС обычно используют звездные структуры (ЗС или 2ЗС).

Результаты расчетов характеристик звездных структур с использованием критических показателей структурной устойчивости на основе ОСП приведены в табл. 6.8, 6.9.

Анализ данных табл. 6.8, 6.9 показывает, что звездные структуры обладают достаточной структурной устойчивостью, так как после условного поражения с вероятностью $P_n = 0,5$ запас структурной устойчивости ΔQ составляет не менее требуемого значения 0,2–0,3. При этом наиболее оптимальной является однозвездная структура (ЗС).

Таблица 6.6. Радиальная одноуровневая структура

n	K	π	ОСП	$P_{кр}$	$Q_{стр.уст.}^{кр}$	ΔQ	$\Delta \bar{P}(X)$	\bar{E}
9	9	1	0.125	0.71	0.70	0.35	2.33	0.79
21	21	1	0.05	0.80	0.80	0.40	4.00	0.59
27	27	1	0.04	0.82	0.82	0.41	4.60	0.55
39	39	1	0.026	0.85	0.85	0.43	5.70	0.47

Таблица 6.7. Радиальная 2-уровневая структура

n	K	π	ОСП	$P_{кр}$	$Q_{стр.уст.}^{кр}$	ΔQ	$\Delta \bar{P}(X)$	\bar{E}
9	5	2	0.25	0.65	0.58	0.29	1.39	0.98
21	10	2	0.10	0.72	0.74	0.37	2.83	0.69
27	14	2	0.08	0.76	0.75	0.38	3.00	0.69
39	20	2	0.052	0.80	0.79	0.40	3.78	0.61

Таблица 6.8. Звездная структура

n	K	π	ОСП	$P_{кр}$	$Q_{стр.уст.}^{кр}$	ΔQ	$\Delta \bar{P}(X)$	\bar{E}
3	2	1.5	0.50	0.54	0.48	0.24	0.92	0.99

Таблица 6.9. Двойная звездная структура

n	K	π	ОСП	$P_{кр}$	$Q_{стр.уст.}^{кр}$	ΔQ	$\Delta \bar{P}(X)$	\bar{E}
5	3	2.5	0.31	0.59	0.57	0.29	1.33	0.90

6.12. Локальные вычислительные сети и их типовые структуры

Высокая эффективность использования персональных вычислительных средств для приема и передачи данных достигается за счет объединения их в локальные вычислительные сети (ЛВС), обеспечивающие максимальные удобства пользователям обычно в пределах одного или нескольких учреждений [120–123].

В настоящее время известен целый ряд действующих зарубежных ЛВС: Ethernet, StarLAN, 10BaseT, FDDI, Arcnet и другие, имеющие скорости передачи пакетных данных от 10 до 100 Мбит/с и объединяющие в сеть от 72 до 1024 рабочих станций [122, 123, 179, 180].

В структурах ЛВС широкое применение находят следующие топологии: шинная, кольцевая и радиальная (звездная). При этом с увеличением количества подключаемых к ЛВС рабочих станций ее топология приближается к радиальной (звездной) [181].

Поэтому при решении задач синтеза структур ЛВС часто применяют алгоритм построения кратчайшего “дерева”, имеющего наименьшую длину связей рабочих станций.

Как показано в [182], в качестве оценки относительной эффективности сложной мультивычислительной системы может быть принято отношение ее производительности к производительности одной ЭВМ. Вполне очевидно, что этот показатель может быть применен и для оценки относительной эффективности ЛВС по передаче пакетных данных

$$W = \frac{\sum_{i=1}^n \rho_i}{1}, \quad (6.27)$$

где n – число рабочих станций, подключенных к ЛВС; ρ_i – относительная загрузка канала передачи i -й рабочей станции; 1 – условная производительность ЛВС с одной рабочей станцией.

Если при оценках использовать среднее значение относительной загрузки каналов станций, то выражение (6.27) примет вид:

$$\bar{W} = \frac{[n\bar{\rho}]}{1}. \quad (6.28)$$

Наличие в выражении (6.28) параметра $\bar{\rho}$, фактически учитывает некоторое среднестатистическое состояние ЛВС, зависящее от интенсивности включения в работу определенного количества рабочих станций.

Как показано в [179], для ЛВС типа Ethernet средняя загрузка каналов передачи рабочих станций, при которой отсутствуют “пробки”, составляет 40 %.

Если в показатель (6.28) ввести параметр, учитывающий особенности топологии ЛВС, например, среднюю длину маршрута π , то получим выражение

$$\bar{S} = \frac{\bar{W}}{\pi} = \frac{n\bar{\rho}}{\pi},$$

которое является аналогом выражения $1/\text{ОСП}$, где ОСП – обобщенный структурный показатель базовой топологии СС.

Поэтому характеристика $1/\bar{S}$ может быть использована при оценке структурной устойчивости ЛВС также, как и ОСП при оценке структурной устойчивости СС.

Предложенные методы анализа и оценки структурной устойчивости СС на основе линейного функционала связности и обобщенного структурного показателя (ОСП) позволяют проводить ве-

роятностные оценки структурной устойчивости СС и делать вывод о достаточности ее структурной устойчивости после условного поражения, а также определять значения критических показателей структурной устойчивости СС и делать оценку необходимого запаса мобильных средств связи.

6.13. Результаты численных исследований устойчивости структур ЛВС

В табл. 6.10 приведены результаты численных исследований структурной устойчивости ЛВС при аппроксимации их структур топологиями: шинной, звездной, кольцевой, двойной кольцевой.

Как показывает анализ данных табл. 6.10, наилучшие характеристики структурной устойчивости имеют ЛВС с топологиями звезда и шина.

Достаточно хорошие характеристики структурной устойчивости имеет также ЛВС с топологией двойное кольцо.

При этом следует отметить, что все рассмотренные в табл. 6.10 топологии ЛВС удовлетворяют заданным требованиям по структурной устойчивости, так как после условного воздействия с вероятностью $P_n = 0,5$ запас их структурной устойчивости ΔQ остается больше требуемого значения 0,2–0,3 [183].

Т а б л и ц а 6.10. Результаты численных исследований структурной устойчивости ЛВС при $P_n = 0,5$

ЛВС	Тип топологии	n	$\bar{\rho}$	$1/\pi$	\bar{W}	\bar{S}	$P_{кр}$	$Q_{стр.уст}^{кр}$	ΔQ
Ethernet	Шина	102 4	0.4	0.5	408	204	0.98	0.80	0.40
100VG AnyLAN	Звезда	102 4	0.5	0.5	512	256	0.96	0.90	0.45
Token Ring	Кольцо	72	0.5	0.06	36	2.2	0.55	0.50	0.25
FDDI	Дв. кольцо	72	0.5	0.33	36	12	0.75	0.75	0.38

Как показали результаты численных исследований, приведенные в данной главе, наиболее оптимальными являются следующие топологии:

- кольцевая структура, а также равномерная трехсвязная структура для транспортной сети (ИТКС);
 - радиальная структура для абонентских сетей доступа (с коэффициентом размножения, равным два);
 - однозвездная структура для подсоединения абонентской сети к транспортной СС;
 - звезда и шина для ЛВС.
-

6.14. Особенности криптографической защиты информации в сетях АТМ

К сетям связи, построенным на технологии АТМ, допустимы два базовых метода криптографической защиты передаваемой информации: абонентский и линейный.

Защита информации по абонентскому принципу предполагает шифрование информации непосредственно у абонента. При этом передаваемая информация не расшифровывается в процессе передачи от абонента к абоненту (например, на транзитных узлах).

Защита информации по линейному принципу предполагает установку парных шифраторов на каждой линии связи. При этом информация по линиям связи проходит в зашифрованном виде, а в коммутационном оборудовании циркулирует в открытом. В общем случае могут использоваться комплексные методы защиты информации, сочетающие в себе как абонентский, так и линейный принцип шифрования.

При внедрении средств криптографической защиты в сетях связи, построенных на технологии АТМ, необходимо учитывать как специфику архитектуры современных сетей так и специфику ее протоколов.

Современные сети связи имеют двухуровневую архитектуру: транспортную сеть, выполняющую функции транспортирования информации, и сеть доступа, обеспечивающую доступ пользователей к услугам по транспортированию информации [15].

Транспортная сеть – это инфраструктура, объединяющая все сетевые средства, выполняющие функции переноса информации. Это, прежде всего, коммутационное оборудование и цифровые тракты связи, связывающие их между собой. Сеть доступа обеспечивает доступ пользователям к ресурсам транспортной сети [3].

При создании корпоративных сетей на базе сетей общего пользования транспортная сеть быстрее всего будет создаваться

как виртуальная выделенная сеть, использующая ресурсы сети ОП, а сети доступа (абонентские сети) во многом могут быть автономными.

Центральной идеей создания современных информационных и телекоммуникационных систем является уровневая архитектура протоколов.

Эталонная модель протоколов сетей на технологии АТМ включает три плоскости: плоскость пользователя, плоскость управления и плоскость менеджмента [116, 122].

Плоскость пользователя (U-plane) обеспечивает транспортировку всех видов информации (речь, звук, подвижные и неподвижные изображения, данные) в совокупности с соответствующими механизмами защиты от ошибок, контроля и управления потоком, ограничения нагрузки и т.п.

Плоскость управления (C-plane) определяет протоколы установления, контроля и разъединения соединений, т.е. решает задачи сигнализации.

Плоскость пользователя и плоскость управления имеет уровневую структуру.

Плоскость менеджмента (M-plane) обеспечивает управление плоскостями и управление уровнями. Управление плоскостями обеспечивает решение задач координации между всеми "гранями" модели протоколов и относится ко всей сети, связывая ее в единое целое. Функцией управления уровням является решение задач распределения сетевых ресурсов, обработки информации эксплуатации, технического обслуживания и управлению сетью. Управление уровнями также имеет уровневую структуру.

Функции уровней эталонной модели протоколов ШЦСИО [116, 122] изложены в Рек. ITU-T I.321 и I.413. В настоящее время детально определены функции только первых трех уровней модели:

- физический, где происходит структурирование ячеек;
- уровень АТМ;
- уровень адаптации АТМ, который поддерживает услуги более высокого уровня, например, эмуляцию каналов, высокоскоростную передачу данных без установления соединения, ретрансляцию кадров и т.д.

Физический уровень определяет интерфейс между уровнями АТМ и физической средой и делится на два подуровня:

- подуровень, зависящий от физической среды;
- подуровень конвергенции (слияния) с системой передачи.

Подуровень, зависящий от физической среды, определяет скорость передачи битового потока через данную физическую среду, а также обеспечивает синхронизацию между передачей и приемом, на этом уровне осуществляется линейное кодирование и, при необходимости электронно-оптическое и оптоэлектронное преобразование сигналов. В качестве физической среды передачи в транспортной сети используется одномодовый оптоволоконный кабель.

Подуровень конвергенции с системой передачи определяет порядок передачи ячеек АТМ в битовом потоке и решает следующие задачи:

- генерацию кадра системы передачи и его восстановление на приеме;
- адаптацию потока ячеек к кадру передачи на передающей стороне и выделение ячеек из кадра на приемной стороне;
- формирование поля контроля ошибок а заголовке на передающей стороне и обнаружение и исправление одиночных ошибок, ели это возможно, на приемной стороне;
- согласование скоростей ячеек.

В качестве цифровых систем передачи могут использоваться системы передачи синхронной цифровой иерархии (СЦИ) или плейзиохронной цифровой иерархии (ПЦИ). В интерфейсе "пользователь-сеть" ITU-T предложена специальная структура, в которой кадр эквивалентен "ячейке", получившая наименование ячейечной.

Линейное шифрование должно осуществляться на подуровне конвергенции (слияния) с системами передачи физического уровня. Для шифрования информации в каналах СЦИ со скоростью передачи 155 Мбит/с (STM-1), 622 Мбит/с (STM-4) и 2,5 Гбит/с (STM-16) необходимо создание линейных шифраторов, работающих на подуровне конвергенции (слияния), шифрующих ячейки уровня АТМ и укладываемых их в виртуальные контейнеры. Необходимо учитывать, что при этом STM-4 и STM-16 имеют только оптический интерфейс.

Аналогично должна решаться задача в цифровых трактах ПЦИ со скоростью передачи 2,048; 8,448; 34,360 и 139, 264 Мбит/с.

Шифрование на подуровне, зависящем от физической среды, т.е. шифрование битового потока в трактах СЦИ и ПЦИ практически невозможно, так как в этом случае шифруется административный указатель, и служебная нагрузка регенераторных и мультиплексорных секций.

В линейных трактах "пользователь-сеть", использующих ячейечную структуру, линейное шифрование может осуществляться на подуровне, зависящем от физической среды.

Таким образом, при создании средств линейного шифрования следует учитывать следующие особенности:

- высокие скорости цифровых линейных трактов (155 Мбит/с, 622 Мбит/с, 2,5 Гбит/с сегодня и 10 Гбит/с в ближайшем будущем);
- зависимость протоколов работы от типа системы передачи (СЦИ, ПЦИ или ячеечная);
- возможные бреши в системе защиты информации, связанные с необходимостью зашифрования и расшифрования информации на каждом цифровом тракте (пути передачи) между двумя коммутаторами;
- необходимость закрытия всех цифровых трактов в транспортной сети даже в случае, когда только часть пользователей нуждаются в криптографической защите информации, или введение жестких ограничений на выбор маршрутов передачи информации.

Поэтому линейное шифрование для транспортной сети вряд ли можно признать перспективным.

Однако линейное шифрование имеет и ряд положительных сторон. При линейном шифровании закрывается вся информация, в том числе и информация управления сетью связи, а также и интенсивность обмена информацией между пользователями, которая в ряде случаев является дополнительным демаскирующим признаком. Поэтому линейное шифрование может использоваться в сетях доступа в комбинации с абонентским.

При абонентском шифровании средства криптографической защиты информации (шифраторы) размещаются только у пользователей. Абонентская защита информации может быть реализована в режиме как "off-line", так и в режиме "on-line".

В режиме "off-line", информация, предназначенная для передачи другому пользователю, проходит предварительную криптографическую обработку. После установления коммутируемого виртуального соединения с получателем сообщение в зашифрованном виде передается по сети. Синхронизация шифраторов осуществляется по информации в структуре сообщения. Для передачи в режиме "off-line" может использоваться уровень адаптации 3/4 типа.

В режиме "on-line" информация, предназначенная для передачи другому абоненту, после установления виртуального канала проходит криптографическую обработку непосредственно при вводе ее в канал связи. Для передачи информации в режиме "on-line" могут использоваться уровни адаптации:

- 1-го типа для источников с постоянной скоростью передачи и жесткой временной зависимостью между источником и получателем (передача речи с постоянной скоростью или транспортирование по сети каналов E1 или T1);

- 2-го типа для источников с изменяющейся скоростью передачи и жесткой временной зависимостью между источником и получателем (передача подвижных изображений и звука);

- 3/4 типа для источников с изменяющейся скоростью передачи, когда не требуется выдерживать постоянными временные характеристики по доставке информации между источником и получателем (передача данных с установлением и без установления соединения),

При абонентском шифровании средства криптографической защиты информации располагаются до уровня адаптации АТМ. В этом случае протоколы функционирования оборудования АТМ не нарушаются, а для шифраторов сеть АТМ предоставляет постоянное или коммутируемое виртуальное соединение.

Основным достоинством абонентского шифрования является возможность использования на начальном этапе эксплуатации сетей АТМ средств криптографической защиты информации, имеющихся на вооружении.

Ограничением на их использование являются достаточно жесткие требования, предъявляемые к показателям семантической и временной прозрачности сетей АТМ для гарантии качества обслуживания пользователей.

Абонентское шифрование достаточно хорошо подходит для оконечных устройств (узкополосных и широкополосных) с нестандартным стыком. В этом случае средства криптографической защиты могут устанавливаться как в самом оконечном устройстве, так и между оконечным устройством и широкополосным терминальным адаптером или самим широкополосным терминальным адаптером.

Однако скоро появятся широкополосные оконечные устройства со стандартным стыком. В этом случае кроме абонентского шифрования может использоваться пакетное (ячеечное) шифрование в граничном коммутационном оборудовании между уровнем адаптации АТМ и уровнем АТМ. Все это ставит задачу разработки скоростных программно-ориентированных и скоростных аппаратно-ориентированных методов шифрования [184, 185].

Существенным достоинством данного метода является возможность выборочного шифрования информации, который позволяет на базе общего ресурса сети АТМ создавать защищенные корпоративные виртуальные сети.

6.15. Основные результаты и выводы по главе 6

Проведен анализ принципов построения и основных характеристик современного коммутационного оборудования АТМ. Коммутаторы АТМ несомненно будут преобладать в телекоммуникационных структурах XXI века, если для операторов сетей они достигнут приемлемой стоимости, которой можно добиться только при высокой физической плотности монтажа и достижения компактности.

Коммутаторы должны иметь модульную структуру и наращиваемую архитектуру, высокую производительность при низких и стабильных значениях задержки.

Основными путями решения этих задач можно считать сочетание концепций иерархического мультиплексирования, совместно используемой памяти и наращиваемой архитектурой, которые служат основой создания современных гигабитных коммутаторов электронного типа.

В связи с широким использованием волоконно-оптических линий возникает задача создания полностью оптических сетей связи на основе широкого применения волоконно-оптических систем передачи со спектральным разделением, оптических усилителей и оптических коммутаторов.

Полностью оптические транспортные сети с оптическими кросс-коннекторами на основе пространственного или спектрального разделения могут появиться в ближайшие годы.

Разработанный метод выбора аппаратно-программных средств для синтеза микропроцессорного коммутационного модуля АТМ коммутатора многокаскадной архитектуры по критерию реального времени использует аналитический аппарат для оценки времени реакции системы, дает возможность формализовать процедуру создания программных средств, осуществляющих процессы коммутации, и может быть полезен при эксплуатации устройств быстрой коммутации пакетов, поскольку позволяет провести сравнение с данными диагностирующего оборудования. Предложенный алгоритм позволяет найти структуру и конкретные аппаратно-программные микропроцессорные средства, подходящие для создания коммутационных модулей реального времени, обеспечивающих высокий уровень семантической прозрачности.

Для моделирования и оценки эффективности процесса прохождения ячеек в АТМ коммутаторе на базе формализма производящей функции разработан общий метод на основе Z-преобразований, с помощью которого для конкретных производящих функций могут быть получены аналитические соотношения

для среднего значения и дисперсии числа ячеек, находящихся в системе для стационарного режима. Данные соотношения позволяют производить расчет необходимой емкости буферных устройств и времени задержки в них ячеек АТМ.

Показана возможность оценивать вероятность того, что размер очереди или время пребывания в очереди превышает определенную величину. Данный результат базируется на эмпирическом знании первого и второго начальных моментов случайных величин. так как аппроксимация их закона распределения гамма – распределением дает достаточно хорошие результаты, что совпадает с известными теоретическими результатами.

Сформированы алгоритмические основы решения задачи расчета пропускной способности цифровых трактов связи и производительности коммутационного оборудования в сетях АТМ и предложена методика решения общей задачи расчета трафика, генерируемого абонентами выделенной широкополосной цифровой сети, и формирования матрицы взаимного информационного тяготения между объектами сети.

Описан разработанный пакет прикладных программ для расчета основных сетевых характеристик, который позволяет проводить многовариантные исследования ведомственных широкополосных цифровых сетей связи на технологии АТМ. При этом в качестве изменяемых параметров могут выступать:

- число абонентов выделенной сети, их распределение по интерфейсам, предоставляемые абонентам сетевые услуги (службы связи), генерируемая нагрузка по службам связи и параметры трафика каждой службы;
- структура сети и характер информационного тяготения между объектами сети, характер распределения трафика по элементам сети (трафик, замыкаемый на объекте; трафик командования; трафик взаимодействия; трафик, генерируемый в другие сети);
- этапность развития сети;
- правила выбора кратчайшего пути и распределения потока между объектами сети по маршрутам;
- стоимость аренды сетевых ресурсов (пропускных способностей цифровых трактов связи и производительности центров, узлов и станций коммутации) или строительства;
- уровень требований к временной прозрачности сети.

При разработке пакета прикладных программ большое внимание было уделено созданию дружественного интерфейса между пользователем и машиной, простоте формирования

исходных данных, а также возможности их оперативного изменения (коррекции) при проведении многовариантных расчетов.

Пакет прошел апробацию при проведении многовариантных расчетов пропускной способности цифровых трактов связи и производительности коммутационного оборудования ряда территориальных систем связи.

Выполненные численные исследования типовых структур магистральной и региональных транспортных сетей, а также абонентских сетей и локальных вычислительных сетей позволили сделать вывод о наиболее предпочтительных вариантах типовых структур для проектируемых сетей связи на технологии АТМ:

- кольцевая структура, а также равномерно трехсвязная структура для транспортной сети;
- радиальная структура для абонентских сетей доступа (с коэффициентом размножения, равным два);
- однозвездная структура для подсоединения абонентской сети к транспортной СС;
- звезда и шина для ЛВС.

Проанализированы особенности криптографической защиты информации в сетях АТМ. Линейное шифрование может использоваться в сетях доступа в комбинации с абонентским. По мере появления новых широкополосных оконечных устройств можно будет кроме абонентского шифрования использовать пакетное (ячеечное) шифрование в граничном коммутационном оборудовании между уровнем адаптации АТМ и уровнем АТМ. Все это ставит задачу разработки скоростных программно-ориентированных и скоростных аппаратно-ориентированных методов шифрования.

Приложение П1. Доказательства лемм 1 и 2

Доказательство леммы 1. Проанализируем значение дисперсии $D[b^{(k)}]$ и вид плотности распределения вероятностей $b^{(k)}$, доставляющей supremum $D[b^{(k)}]$.

$$D[b^{(k)}] = \int_{-\infty}^{+\infty} (b^{(k)})^2 f(b^{(k)}) db^{(k)} - \left(\int_{-\infty}^{+\infty} b^{(k)} f(b^{(k)}) db^{(k)} \right)^2 = \\ = \int_0^{B_{\max}^{(k)}} (b^{(k)})^2 f(b^{(k)}) db^{(k)} - \left(\int_0^{B_{\max}^{(k)}} b^{(k)} f(b^{(k)}) db^{(k)} \right)^2.$$

Пользуясь рекомендациями [21] произведем ε - разбиение области значений $[0, B_{\max}^{(k)}]$ функции $b^{(k)}(t)$ на непересекающиеся интервалы длины $|\Delta_i| = |b_{i+1}^{(k)} - b_i^{(k)}|$, меньшей $\varepsilon > 0$, и аппроксимируем $D[b^{(k)}]$ суммой

$$\tilde{D}b^{(k)} = \sum_{i=i(\varepsilon)} (b_i)^2 p_i - \left(\sum_{i=i(\varepsilon)} b_i p_i \right)^2,$$

где

$$p_i = \int_{\Delta_i} f(b^{(k)}) db^{(k)} \geq 0, \quad b_i : \min_{\Delta_i} b^{(k)} \leq b_i \leq \max_{\Delta_i} b^{(k)} \quad (\text{окончательно значение } b_i \text{ определим ниже})$$

где Δ_i — интервал разбиения.

$$\sum_i p_i = 1. \tag{П1.1}$$

Метод множителей Лагранжа для $\tilde{D}b^{(k)} \rightarrow \text{extr}$ при ограничениях (П1.1) дает необходимое условие оптимума

$$\begin{cases} b_i^2 + 2mb_i - \lambda = 0, i \in I, \\ \sum_i p_i = 1, \\ p_i \geq 0, \end{cases} \tag{П1.2}$$

где I — множество тех индексов, для которых $p_i \geq 0$, $m = \sum_j b_j p_j, j \in I$,

λ — множитель Лагранжа. Таким образом $\forall b_i, i \in I$ обязано быть решением одного и того же квадратного уравнения в (П1.2). Следовательно, для $i \in I$ величины b_i могут принимать не более двух различных значений. Следовательно $p_2 = q^{(k)} = 1 - p_1 = 1 - p^{(k)}$. Случай кратных корней

квадратного уравнения в (П1.2) подпадает под трафик с ПСП. Таким образом общий вид плотности распределения вероятностей битовой скорости передачи информации трафика с ИСП за сеанс связи

$$f(b^{(k)}) = p^{(k)}\delta(b^{(k)} - b_1) + q^{(k)}(b^{(k)} - b_2). \quad (\text{П1.3})$$

Опустив промежуточные выкладки по [22, 23] для дисперсии $b^{(k)}$ можно записать следующую цепочку равенств

$$D[b^{(k)}] = p^{(k)}(1 - p^{(k)})(b_1 - b_2)^2,$$

откуда следует, что supremum $D[b^{(k)}]$ достигается при $b_1 = B_{\max}^{(k)}$, $b_2 = B_{\min}^{(k)} \geq 0$. Тем самым доказательство леммы 1 завершено.

Следствие из леммы 1. Максимум $D[b^{(k)}]$ достигается при $p^{(k)} = 1/2$.

Доказательство очевидно – по равенству нулю первой и сравнению с нулем второй производных $D[b^{(k)}]$ по $p^{(k)}$.

Доказательство леммы 2 проводим повторяя логику доказательства леммы 1 с заменой соотношения (П1.1) на

$$\sum_i p_i = q^{(k)},$$

по аналогии с (П1.3) выводим

$$\Psi(\tilde{b}_d^{(k)}) = p_1\delta(\tilde{b}_d^{(k)} - b_n) + p_2\delta(\tilde{b}_d^{(k)} - b_{n+1})$$

при

$$p_1 = q^{(k)} - p_2,$$

$$b_n = B_{\max, n+1}^{(k)}, b_{n+1} = B_{\min, n+1}^{(k)} \geq 0.$$

Доказательство леммы 2 завершаем анализом на равенство нулю первой и сравнением с нулем второй производных $D[\tilde{b}_d^{(k)}]$ по p_1 .

Приложение П1.2. Примеры оценок точности сплайн-интерполяций битового трафика ШЦСИО

По каналу связи передаются отсчеты в формате ИКМ [89]. Для равноотстоящих отсчетов $\Delta t = t_m - t_{m-1}$ для любого натурального m можно вычислить коэффициенты в разложениях (3.15) и (3.16), которые будут неизменны для интерполяции по любой последовательности из $n + 1$ или $2n + 1$ таких узлов. Наилучшее качество интерполяции получается в окрестности центральной точки. Рассмотрим несколько частных случаев.

1. $n = 1$. По значениям $v^{(k)}(t_{2m})$ и $v^{(k)}(t_{2m+2})$ восстанавливается $v^{(k)}(t_{2m+1})$, служащее приближением пропущенного значения $v^{(k)}(t_{2m+1})$:

$$v^{(k)}(t_{2m+1}) = \frac{1}{2} (v^{(k)}(t_{2m}) + v^{(k)}(t_{2m+2})).$$

Оценка ошибки при $\left| \frac{dv^{(k)''}(t)}{dt^2} \right| \leq C$ и шаге квантования h :

$$\varepsilon \leq \frac{1}{2} C (\Delta t)^2 + \frac{h}{2}.$$

2. $n = 2$. Полиномиальная интерполяция и ее ошибка при

$$\left| \frac{dv^{(k)'''}(t)}{dt^3} \right| \leq C \text{ соответственно}$$

$$v^{(k)}(t_{2m+1}) = -\frac{1}{8} v^{(k)}(t_{2m-2}) + \frac{3}{4} v^{(k)}(t_{2m}) + \frac{3}{8} v^{(k)}(t_{2m+2}).$$

Тригонометрическая интерполяция по тому же набору точек для $\alpha = \Delta t/2$:

$$v^{(k)}(t_{2m+1}) = -\frac{\sin^2 \alpha}{\sin 2\alpha \sin 4\alpha} v^{(k)}(t_{2m-2}) + \frac{\sin 3\alpha \sin \alpha}{\sin^2 2\alpha} v^{(k)}(t_{2m}) + \frac{\sin 3\alpha \sin \alpha}{\sin 4\alpha \sin 2\alpha} v^{(k)}(t_{2m+2}).$$

Ошибка с точностью до $O(\alpha^5)$ может быть оценена следующим образом:

$$\varepsilon \leq 4C\alpha^3 + h \left(\frac{5}{8} + \frac{3}{8} \alpha^2 + \frac{11}{32} \alpha^4 \right).$$

3. $n = 3$. По четному числу точек получаем полиномиальную интерполяцию:

$$v^{(k)}(t_{2m+1}) = -\frac{1}{16} v^{(k)}(t_{2m-2}) + \frac{9}{16} v^{(k)}(t_{2m}) + \frac{9}{16} v^{(k)}(t_{2m+2}) - \frac{1}{16} v^{(k)}(t_{2m+4}).$$

Оценка ошибки при $\left| \frac{dv^{(k)''''}(t)}{dt^4} \right| \leq C$:

$$\varepsilon \leq \frac{3}{8} C (\Delta t)^4 + \frac{5}{8} h.$$

4. $n = 4$. Полиномиальная интерполяция:

$$v^{(k)}(t_{2m+1}) = \frac{3}{128} v^{(k)}(t_{2m-4}) + \frac{5}{32} v^{(k)}(t_{2m-2}) + \frac{45}{64} v^{(k)}(t_{2m}) + \frac{15}{32} v^{(k)}(t_{2m+2}) - \frac{5}{128} v^{(k)}(t_{2m+4}).$$

Ее ошибка при $\left| \frac{dv^{(k)5}(t)}{dt^5} \right| \leq C$:

$$\varepsilon \leq \frac{3}{8} C(\Delta t)^5 + \frac{89}{128} h.$$

Приложение П3. Пример синтеза математических моделей битового трафика в пространственно-временной области

Покажем применение предложенного в гл. 3 подхода для описания трафика k -й службы ШЦСИО с изменяющейся скоростью передачи, первая производная динамической функции количества передаваемой битовой информации которой удовлетворяет уравнению

$$\dot{v}^{(k)}(t) = \begin{cases} f(t), t \in D_1^{(k)}, \text{sign} f(t) \geq 0 \\ 0, t \in D_1^{(k)}, \text{sign} f(t) < 0 \end{cases}, \quad (\text{П3.1})$$

в области $D_1^{(k)} = [0; 2,5] \times [0; 3]$, при

$$f(t) = \sin t - 1, v^{(k)}(t_0) = v_0^{(k)}, t_0 = 0.$$

В соответствии с постановкой задачи будем полагать, что вид уравнения (П3.1) априорно неизвестен (структурная неопределенность), в связи с чем возникает задача математического описания исследуемой системы по результатам натуральных экспериментов.

Точное решение уравнения (П3.1) имеет вид

$$v^{(k)}(t) = \begin{cases} F(t), t \in D_1^{(k)}, \text{sign} F(t) \geq 0 \\ 0, t \in D_1^{(k)}, \text{sign} F(t) < 0 \end{cases}, \quad (\text{П3.2})$$

при $F(t) = v^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = v_0^{(k)} - \cos t - t$.

Рассмотрим сначала случай, когда ошибками измерений можно пренебречь. Для простоты будем полагать, что информация о производных различных порядков отсутствует, т. е. исследуемый трафик относится к системам пятой категории.

Для выбора узлов интерполяции $t_m, v_{0p}^{(k)}, m = \overline{0, M-1}, p = \overline{0, P-1}$ в соответствии с методикой, изложенной в § 3.6.3, зададимся предельно допустимой погрешностью описания трафика $\varepsilon^{(k)} = 0,01$. По аналогии с (3.67)–(3.68) рассчитаем число узлов M и P , необходимое для обеспе-

чения заданной точности вычислений, и оптимальные узлы интерполяции $t_m, m = 0, 1; v_{0p}^{(k)}, p = 0, 1, 2$. По результатам расчетов имеем $M=2, P=3$. Оптимальные узлы $t_m, m = 0, 1; v_{0p}^{(k)}, p = 0, 1, 2$, и значения величин $v_{pm}^{(k)}$ приведены в табл. ПЗ.1. При моделировании в качестве величин $v_{pm}^{(k)}$ выступали точные значения решения уравнения (ПЗ.1) при $t = t_m \cdot v_0^{(k)} = v_{0p}^{(k)}$, вычисленные согласно (ПЗ.2).

Т а б л и ц а ПЗ.1. Результаты расчета $v_{pm}^{(k)}$ для оптимальных узлов t_m

$v_{0p}^{(k)}$	t_m	$t_0 = 0$	$t_1 = 1,3$	$t_2 = 3$
1,200		1,200	0,864	0
2,200		2,200	1,864	0

С учетом (3.65) модель исследуемого процесса представим в виде

$$\tilde{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = \sum_{m=0}^2 \sum_{p=0}^2 v_{pm}^{(k)} L_p(v_0^{(k)}) L_m(t), \quad (\text{ПЗ.3})$$

причем, если при вычислениях в правой части (ПЗ.3) получится отрицательное значение, то, исходя из (ПЗ.2) будем полагать $\tilde{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = 0$.

Для сравнения, в табл. ПЗ.2 приведены выборочные значения $v^{(k)}(t/v_0^{(k)})$ и $\tilde{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)})$, соответствующие новым наборам начальных условий. Анализ показывает, что модель (ПЗ.3) описывает исследуемому битовый трафик с заданной точностью.

Т а б л и ц а ПЗ.2. Выборочные значения $v^{(k)}(t/v_0^{(k)})$ и $\tilde{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)})$

$v_0^{(k)}$	t	1,0	1,5	2,1	2,8
2,400	$v^{(k)}(t/2,400)$	0,860	0,829	0,805	0,542
	$\tilde{v}^{(k)}(t/2,400)$	0,869	0,821	0,811	0,535
1,800	$v^{(k)}(t/1,800)$	0,260	0,229	0,205	0,00
	$\tilde{v}^{(k)}(t/1,800)$	0,263	0,226	0,207	0,00

Рассмотрим применение предложенного подхода в случае, когда при проведении экспериментов имеют место случайные ошибки измерений.

В соответствии с постановкой задачи будем полагать известным вектор-столбец $V^{(k)}\{0\}_{[0]} = \{v_{(n,r)}^{(k)}, n = \overline{0, N-1}, r = \overline{0, R-1}\}^T$. Для моделирования на ЭВМ случайных ошибок измерений $\bar{V}^{(k)}\{0\}_{[0]} = \{\bar{v}_{(n,r)}^{(k)}, n = \overline{0,5}, r = \overline{0,5}\}^T$ использовался датчик случайных чисел, генерирующий квазислучайную последовательность с нормальным распределением, характеризующимся нулевым математическим ожиданием и единичной дисперсией.

В соответствии с (3.77) представим модель исследуемой системы в виде

$$\hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)}) = \psi^{(k)} \hat{A}^{(k)}, \quad (ПЗ.4)$$

где $\hat{A}^{(k)} = \{\hat{v}_{pm}^{(k)}, p = 0,1; m = 0,1,2\}^T$,

$$\psi^{(k)} = \{L_p(v_0^{(k)})L_m(t), p = 0,1; m = 0,1,2\}^T.$$

В случае равноточных измерений система уравнений для определения вектора оценок $\hat{A}^{(k)}$ принимает вид

$$\phi^T \phi \hat{A}^{(k)} = \phi^T V^{(k)}\{0\}_{[0]} \quad (ПЗ.5)$$

где

$$\phi = \begin{pmatrix} L_0(v_{0(0)}^{(k)})L_0(t_{(0)}) & L_0(v_{0(n)}^{(k)})L_1(t_{(0)}) & \dots & L_1(v_{0(0)}^{(k)})L_2(t_{(0)}) \\ L_0(v_{0(0)}^{(k)})L_0(t_{(1)}) & L_0(v_{0(0)}^{(k)})L_1(t_{(1)}) & \dots & L_1(v_{0(0)}^{(k)})L_2(t_{(1)}) \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ L_0(v_{0(5)}^{(k)})L_0(t_{(5)}) & L_0(v_{0(5)}^{(k)})L_1(t_{(5)}) & \dots & L_1(v_{0(5)}^{(k)})L_2(t_{(5)}) \end{pmatrix}.$$

С учетом (ПЗ.5) вектор искомых оценок $\hat{A}^{(k)}$ находится по правилу

$$\hat{A}^{(k)} = (\phi^T \phi)^{-1} \phi^T \bar{V}^{(k)}\{0\}_{[0]}. \quad (ПЗ.6)$$

Значения коэффициентов $\hat{v}_{pm}^{(k)}$, вычисленных в соответствии с (ПЗ.6), представлены в табл. ПЗ.3. Для сравнения в табл. ПЗ.4 приведены выборочные значения $v^{(k)}(t/v_0^{(k)})$ и $\hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)})$, соответствующие новым наборам начальных условий. Из таблицы ПЗ.4 видно, что погрешность описания системы (ПЗ.1) с использованием модели (ПЗ.4) не превышает 0,01 в заданной области $D_1^{(k)} = [0;2,5] \times [0;3]$.

Т а б л и ц а ПЗ.3. Значения коэффициентов $\hat{v}_{pm}^{(k)}$

$\hat{v}_{pm}^{(k)}$		m		
		0	1	2
p	0	1,196	0,869	0
	1	2,210	0,859	0

Т а б л и ц а П 3.4. В ы б о р о ч н ы е з н а ч е н и я $v^{(k)}(t/v_0^{(k)})$ и $\hat{v}^{(k)}(t/v_0^{(k)})$

$v_0^{(k)}$	t	1,0	1,5	2,1	2,8
2,400	$v^{(k)}(t/v_0^{(k)})$				
	$v^{(k)}(t/2,400)$	0,860	0,829	0,805	0,542
1,800	$\hat{v}^{(k)}(t/2,400)$	0,866	0,820	0,812	0,538
	$v^{(k)}(t/1,800)$	0,260	0,229	0,205	0,00
	$\hat{v}^{(k)}(t/1,800)$	0,258	0,231	0,203	0,00

Приложение П4. Примеры оценок средней погрешности и предложения по проведению компьютерных экспериментов

Для некоторых типов распределений можно в общем виде подсчитать величины σ_a, σ_b и с помощью этих величин заранее оценить максимальную среднюю точность Δ определения момента разладки случайного процесса применительно к рассматриваемым распределениям [51, 54].

П4.1. Экспоненциальное распределение

$$f_i(x) = \lambda_i e^{-\lambda_i x}, \text{ где } \lambda_i \geq 0, x \geq 0, i = 1, 2$$

Пусть плотность распределения вероятностей случайного процесса изменилась в некоторый момент с $f_1(x)$ на $f_2(x)$. Тогда:

$$a = \int_{-\infty}^{+\infty} \ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} f_1(x) dx = \left[\frac{\lambda_2}{\lambda_1} - 1 \right] - \ln \frac{\lambda_2}{\lambda_1},$$

$$b = \int_{-\infty}^{+\infty} \ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} f_2(x) dx = - \left[\frac{\lambda_1}{\lambda_2} - 1 \right] - \ln \frac{\lambda_2}{\lambda_1},$$

$$\sigma_a^2 = \int_0^{\infty} \left[\ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} \right]^2 f_1(x) dx - a^2 = \frac{(\lambda_1 - \lambda_2)^2}{\lambda_1^2},$$

$$\sigma_b^2 = \int_0^{\infty} \left[\ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} \right]^2 f_2(x) dx - b^2 = \frac{(\lambda_1 - \lambda_2)^2}{\lambda_2^2},$$

$$\Delta = \frac{(\lambda_1 - \lambda_2)^2}{\lambda_1(\lambda_2 - \lambda_1) - \lambda_1 \ln \frac{\lambda_2}{\lambda_1}} + \frac{(\lambda_1 - \lambda_2)^2}{\lambda_2(\lambda_1 - \lambda_2) - \lambda_2 \ln \frac{\lambda_1}{\lambda_2}}.$$

П4.2. Нормальное распределение

$$f_i(x) = \frac{1}{(2\pi)^{\frac{1}{2}} \sigma_i} e^{-\frac{(x-m_i)^2}{2\sigma_i^2}}, x \in (-\infty, +\infty) \sigma_i > 0, i = 1, 2$$

Пусть плотность распределения вероятностей случайного процесса изменилась в некоторый момент с $f_1(x)$ на $f_2(x)$. Тогда:

$$a = \int_{-\infty}^{+\infty} \ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} f_1(x) dx = \ln \frac{\sigma_1}{\sigma_2} + \frac{(m_1 - m_2)^2}{2\sigma_2^2} + \frac{\sigma_1^2}{2\sigma_2^2} - \frac{1}{2}$$

$$b = \int_{-\infty}^{+\infty} \ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} f_2(x) dx = \ln \frac{\sigma_1}{\sigma_2} + \frac{(m_1 - m_2)^2}{2\sigma_1^2} + \frac{\sigma_2^2}{2\sigma_1^2} - \frac{1}{2}$$

$$\begin{aligned} \sigma_a^2 &= \int_0^{\infty} \left[\ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} \right]^2 f_1(x) dx - a^2 = \\ &= \ln^2 \frac{\sigma_2}{\sigma_1} + \ln \frac{\sigma_2}{\sigma_1} \left(\frac{\sigma_2^2}{\sigma_1^2} + \frac{(m_1 - m_2)^2}{\sigma_2^2} - 1 \right) + \\ &+ \frac{1}{4\sigma_1^4} A_1 + \frac{1}{4\sigma_2^4} A_2 - \frac{1}{2\sigma_1^2 \sigma_2^2} A_3 - a^2, \end{aligned}$$

где

$$\begin{aligned} A_1 &= 3\sigma_1^4, \\ A_2 &= 3\sigma_1^4 + 6m_1^2\sigma_1^2 + m_1^4 - 4m_1^3m_2 - 12m_1m_2\sigma_1^2 + \\ &+ 6m_2^2\sigma_1^2 + 6m_1^2m_2^2 - 4m_1m_2^3 + m_2^4, \\ A_3 &= (3\sigma_1^4 + 6m_1^2\sigma_1^2 + m_1^4) - 2(m_1 + m_2)(m_1^3 + 3m_1\sigma_1^2) + \\ &+ (m_1^2 + 4m_1m_2 + m_2^2)(\sigma_1^2 + m_1^2) - 2m_1m_2(m_1 + m_2)m_1 + m_1^2m_2^2. \end{aligned}$$

Величина σ_b имеет симметричный относительно σ_a вид.

$$\begin{aligned} \sigma_b^2 &= \int_0^{\infty} \left[\ln \frac{f_1(x)}{f_2(x)} \right]^2 f_2(x) dx - b^2 = \\ &= \ln^2 \frac{\sigma_1}{\sigma_2} + \ln \frac{\sigma_1}{\sigma_2} \left(\frac{\sigma_2^2}{\sigma_1^2} + \frac{(m_1 - m_2)^2}{\sigma_1^2} - 1 \right) + \\ &+ \frac{1}{4\sigma_2^4} B_1 + \frac{1}{4\sigma_1^4} B_2 - \frac{1}{2\sigma_1^2 \sigma_2^2} B_3 - b^2, \end{aligned}$$

где

$$\begin{aligned} B_1 &= 3\sigma_2^4, \\ B_2 &= 3\sigma_2^4 + 6m_2^2\sigma_2^2 + m_2^4 - 4m_1m_2^3 - 12m_1m_2\sigma_2^2 + \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
& + 6m_1^2\sigma_2^2 + 6m_2^2m_1^2 - 4m_2m_1^3 + m_1^4, \\
B_3 & = (3\sigma_2^4 + 6m_2^2\sigma_2^2 + m_2^4) - 2(m_1 + m_2)(m_2^3 + 3m_2\sigma_2^2) + \\
& + (m_1^2 + 4m_1m_2 + m_2^2)(\sigma_2^2 + m_2^2) - 2m_1m_2(m_1 + m_2)m_2 + m_1^2m_2^2.
\end{aligned}$$

П4.3. Гамма-распределение

$$f_i(x) = \frac{1}{2^{\frac{n_i}{2}} G\left(\frac{n_i}{2}\right)} x^{\frac{n_i}{2}-1} e^{-\frac{x}{2}}, x > 0, i=1,2,$$

где $G(n)$ – это гамма-функция $G(n) = \int_0^{\infty} x^{-n} e^{-x} dx$.

Пусть плотность распределения вероятностей случайного процесса изменилась в некоторый момент с $f_1(x)$ на $f_2(x)$. Тогда:

$$a = \ln \left(2^{\frac{1}{2}(n_2-n_1)} \frac{G\left(\frac{n_2}{2}\right)}{G\left(\frac{n_1}{2}\right)} \right) + \frac{1}{2}(n_1 - n_2) \left(\ln(2) + \frac{G\left(\frac{n_1}{2}\right)}{G\left(\frac{n_1}{2}\right)} \right),$$

$$b = \ln \left(2^{\frac{1}{2}(n_2-n_1)} \frac{G\left(\frac{n_1}{2}\right)}{G\left(\frac{n_2}{2}\right)} \right) + \frac{1}{2}(n_2 - n_1) \left(\ln(2) + \frac{G\left(\frac{n_2}{2}\right)}{G\left(\frac{n_2}{2}\right)} \right),$$

$$\sigma_a^2 = \ln^2 \left(2^{\frac{1}{2}(n_2-n_1)} \frac{G\left(\frac{n_2}{2}\right)}{G\left(\frac{n_1}{2}\right)} \right) + 2 \ln \left(2^{\frac{1}{2}(n_2-n_1)} \frac{G\left(\frac{n_2}{2}\right)}{G\left(\frac{n_1}{2}\right)} \right) \times$$

$$\times \frac{1}{2}(n_2 - n_1)^2 \left(\ln^2 2 + 2 \ln 2 \frac{G\left(\frac{n_1}{2}\right)}{G\left(\frac{n_1}{2}\right)} + \frac{G\left(\frac{n_1}{2}\right)}{G\left(\frac{n_1}{2}\right)} \right),$$

$$\sigma_b^2 = \ln^2 \left(2^{\frac{1}{2}(n_1-n_2)} \frac{G\left(\frac{n_1}{2}\right)}{G\left(\frac{n_2}{2}\right)} \right) + 2 \ln \left(2^{\frac{1}{2}(n_1-n_2)} \frac{G\left(\frac{n_1}{2}\right)}{G\left(\frac{n_2}{2}\right)} \right) \times$$

$$\times \frac{1}{2} (n_2 - n_1)^2 \left(\ln^2 2 + 2 \ln 2 \frac{G\left(\frac{n_2}{2}\right)}{G\left(\frac{n_2}{2}\right)} + \frac{G\left(\frac{n_2}{2}\right)}{G\left(\frac{n_2}{2}\right)} \right)$$

Полученные выражения для a, b, σ_a, σ_b были использованы для оценки точности решения задачи о разрядке случайного процесса с помощью рассматриваемых в гл. 4 методов.

П4.4. Предложения по проведению компьютерных экспериментов

Формула (4.29) позволяет реализовать с помощью ЭВМ первый метод решения задачи о разрядке случайного процесса путем предварительного оценивания плотностей распределения вероятностей $f_1(x)$ и $f_2(x)$.

Подсчитаем величины a и b . Для этого заменяем функции $r(x) = \frac{f_1(x)}{f_2(x)}$, $f_1(x)$, $f_2(x)$ их кусочно-постоянными приближениями по формулам (4.18), (4.19) или (4.26), (4.27). Эти кусочно-постоянные функции определены на отрезке $[A, B]$, где A – минимальное из чисел, найденных в заданной выборке, B – максимальное. Таким образом:

$$\begin{aligned} \hat{a} &= \int_A^B \ln \left(\sum_{j=1}^L r_j I(x \in [\tau_{j-1}, \tau_j]) \right) \left(\sum_{i=1}^L f_i^{(i)} I(x \in [\tau_{i-1}, \tau_i]) \right) dx = \\ &= \sum_{i=1}^L \int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} \ln r_i f_i^{(i)} dx = \sum_{i=1}^L \ln r_i f_i^{(i)} \int_{\tau_{i-1}}^{\tau_i} dx = \frac{(B-A)}{L} \sum_{i=1}^L \ln r_i f_i^{(i)}. \end{aligned}$$

Аналогично

$$\hat{b} = \frac{(B-A)}{L} \sum_{i=1}^L \ln r_i f_2^{(i)},$$

Полученные величины для \hat{a} , \hat{b} , $\hat{\sigma}_a^2$, $\hat{\sigma}_b^2$ подставляются в (4.29) и, таким образом мы находим доверительный интервал для предполагаемого момента разрядки. На языке С написана программа, которая находит момент, в который изменилась плотность распределения вероятностей случайного процесса и определяет доверительный интервал.

П5.1. Основные особенности коммутаторов с пространственным разделением

В противоположность вариантам архитектуры с коллективной памятью и общей средой, для которых характерно мультиплексирование входного трафика всех входных каналов в единый поток, в N раз превышающий полосу одного канала, в коммутаторе с пространственным разделением от входов к выходам устанавливается несколько соединений, скорость передачи по каждому из которых может быть равна скорости передачи по одному каналу.

Другой особенностью является то, что управление коммутатором не обязательно должно быть централизованным, а может быть распределенным.

Однако данному типу архитектуры присущи и свои собственные недостатки. В зависимости от конкретного вида используемой внутренней структуры и имеющихся коммутационных ресурсов может оказаться невозможным установить все требуемые соединения. Эта особенность, которая получила наименование внутренней блокировки, ограничивает пропускную способность коммутатора и при допустимой величине вероятности потери пакета $10^{-10} \dots 10^{-12}$ представляет серьезную проблему при создании коммутаторов ATM с пространственным разделением.

В отличие от коммутаторов с коллективной памятью или с общей средой в структурах коммутаторов с пространственным разделением, для которых характерна возможность внутренних блокировок, выходная буферизация невозможна.

Структура коммутаторов с пространственным разделением может быть разбита на три большие группы [15,117,118,137–140]:

- матричные;
- баньяновидные;
- с N^2 отдельными соединениями.

Для лучшего понимания коммутаторов с пространственным разделением рассмотрим простейшую абстрактную модель, представленную на рис. П5.1.

Из данного рисунка видно, что на каждом входе коммутатора имеется разветвитель (т.е. демультиплексор), который направляет пакеты в N разных буферов (по одному буферу на каждый выходной порт). Аналогично, каждая выходная линия подключена к концентратору (мультиплексору), который подключает все буферы N к выходной линии. Таким образом, данная модель коммутатора с пространственным разделением содержит N разветвителей, N концентраторов и N^2 буферов.

Различные варианты коммуникационных структур коммутаторов с пространственным разделением отличаются способом реализации разветвителей и концентраторов, а также местоположением буферов.

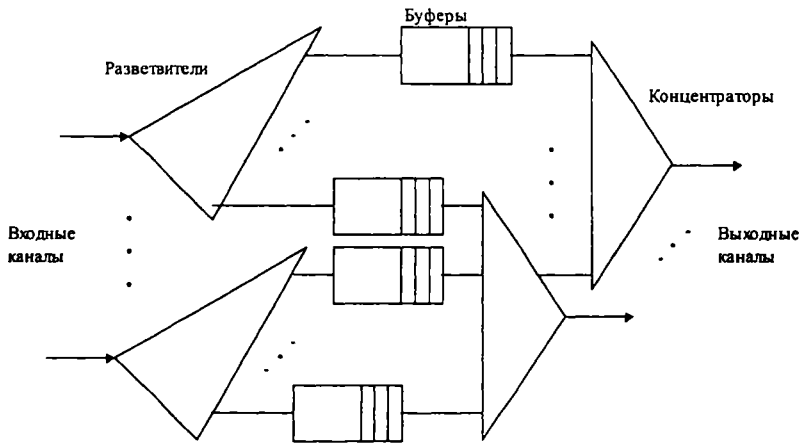


Рис. П5.1. Базовая модель коммутатора с пространственным распределением

П5.2. Матричные (перекрестные) коммутационные структуры

П5.2.1. Основные особенности коммутационных структур матричного типа

В основе схемы коммутатора матричного (координатного) типа (рис. П5.2) лежит квадратный массив из N^2 ключей, по одному на каждую пару «вход–выход».

В основе коммутационной структуры координатного (матричного) типа лежит квадратный массив из N^2 ключей (реле), по одному на каждую пару “вход-выход”. Замыкание ключа, находящегося в точке переключения (i, j) , образует физическое соединение i -го входа с j -м выходом.

Каждый ключ может находиться в двух состояниях:

- сквозном (при котором горизонтальный вход соединяется с горизонтальным выходом, а вертикальный вход – с вертикальным выходом);
- перекрестном (при котором горизонтальный вход соединен с вертикальным выходом, а вертикальный вход – с горизонтальным выходом).

Пусть вначале все ключи находятся в сквозном состоянии. Тогда для соединения i -го входа с j -м выходом достаточно перевести (i, j) -й ключ в перекрестное состояние, а ключи (i, k) , $k = 1, 2, \dots, j - 1$ и (k, j) , $k = i + 1, \dots, N$ оставить в сквозном состоянии. Состояние остальных ключей роли не играет.

Из этого можно сделать вывод, что требуемые переключения ключей в перекрестное состояние могут осуществляться индивидуально каждым пакетом, если в нем содержится номер требуемого выходного порта.

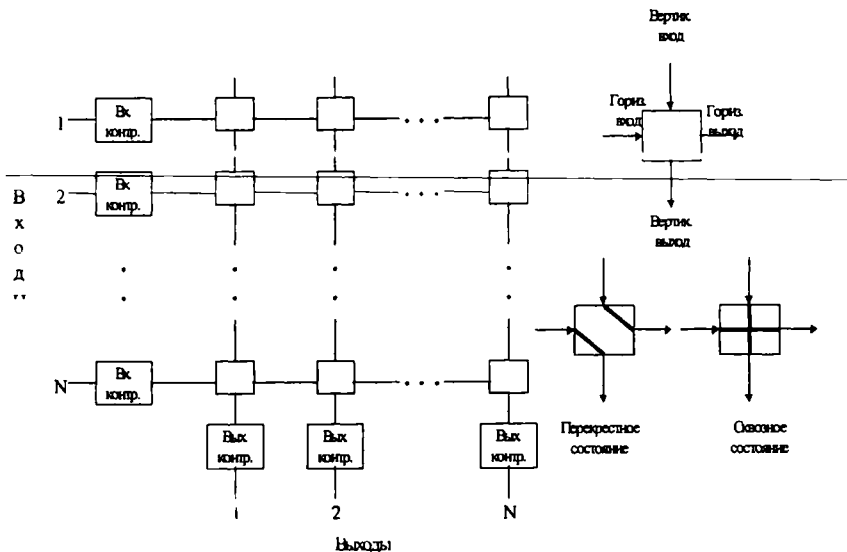


Рис. П5.2. Коммутационная структура матричного (координатного типа)

Глобальной информации относительно всех пакетов и требуемых для них выходных портах при этом не требуется. Это свойство именуется свойством самомаршрутизации. Оно имеет большое значение, поскольку позволяет упростить управление коммутационной структурой за счет распределения управляющих функций по всем шлюзам. С другой стороны, если в одном временном интервале на входные порты поступит несколько пакетов, и все они должны быть направлены к одному и тому же выходному порту, то только один из этих пакетов может быть направлен к данному выходу, а остальные пакеты будут или утрачены, или должны быть занесены в буфер [150].

Расчеты показывают [15], что при отсутствии буферных устройств для независимой однородной модели трафика (см. приложение П6) с поступающей нагрузкой P пропускная способность коммутатора равна $1 - (1 - P/N)^N$. При $P=1$ и $N \rightarrow \infty$ пропускная способность составляет $1 - 1/e = 0,632$

В общем случае буферные устройства могут быть расположены:

- в узлах матрицы;
- на входах.

Каждый из этих вариантов имеет свои достоинства и недостатки.

П5.2.2. Буферизация в точках пересечения коммутатора матричного типа

Размещение буферов в узлах матрицы показано на рис. П5.3. Такой коммутационный элемент получил очень красивое название “бабочки” (Butterfly) [151].

Эта схема позволяет избежать столкновения ячеек, идущих к одному выходу. Если более чем в одном буфере находятся ячейки, предназначенные для одного и того же выхода, то по той или другой стратегии должен быть выбран буфер, обслуживаемый первым.

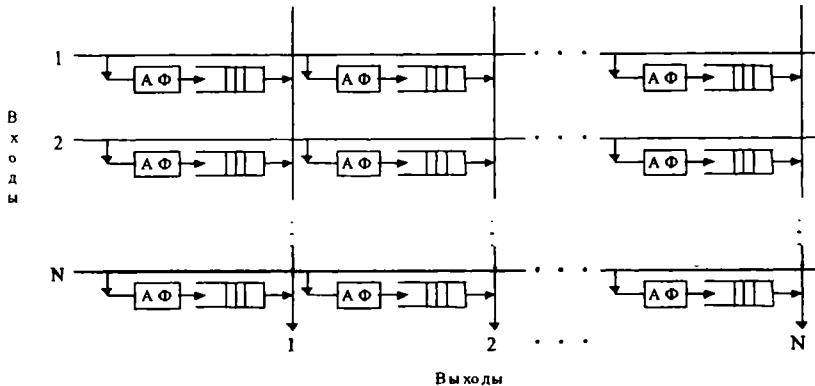


Рис. П5.3. Буферизация в узлах коммутатора матричного типа

К сожалению, для буферизации в узлах матрицы характерны два недостатка. Во-первых, общий объем памяти, требуемый для обеспечения одинакового уровня потерь, больше, чем в случае полностью отдельных выходных очередей. Во-вторых, что значительно важнее с точки зрения разработки микросхем, буферная память обычно требует больше места, чем сам коммутационный элемент, и попытка разместить их на одном кристалле сильно ограничивает размер коммутационной структуры [137].

П5.2.3. Входная буферизация в коммутаторах матричного типа

Входная буферизация заключается в размещении отдельных буферов на каждом входном порте коммутатора (рис. П5.4). Пакет, поступающий по входной линии, вначале записывается в буфер и, если он не может быть передан дальше из-за конфликта, остается в буфере, ожидая следующей попытки.

Размещение буферов на входе позволяет разделить функции буферизации и коммутации, что весьма желательно с точки зрения компактности микросхем и их компоновки.

Простейшей с точки зрения контроля и реализации является дисциплина обслуживания пакетов во входных очередях в порядке их поступ-

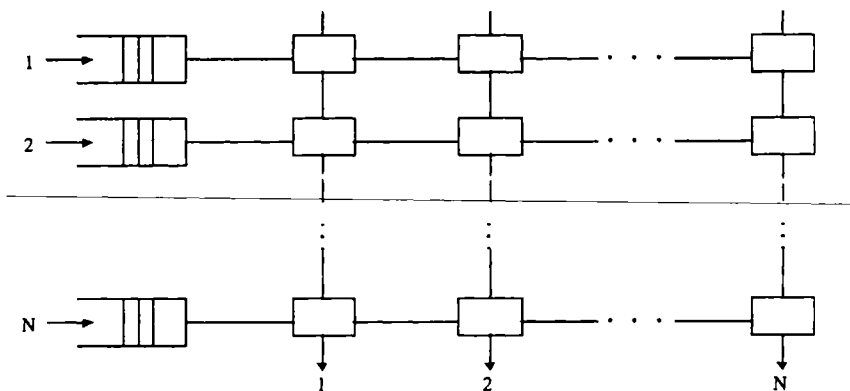


Рис. П5.4. Коммутатор матричного типа с входными буферами

ления (“первым пришел – первым обслужен”), при которой к конкуренции за коммутационное поле допускается только пакет, находящийся в голове очереди в каждом входном буфере. Если пакет успешно передан на выходной порт назначения, то его место занимает следующий пакет. В противном случае пакет остается в голове очереди и участвует в конкуренции на следующем временном интервале. Хотя дисциплина обслуживания в порядке поступления очень проста, но с ней связана проблема блокировки в голове очереди.

Если на один выход претендуют, например, k пакетов, то за время длительности цикла будет обслужен только один пакет, а остальные $k - 1$ останутся ждать следующего интервала. При этом ячейки, расположенные в очереди за заблокированной ячейкой также блокируются, даже если им нужен другой выход. Это приводит к снижению пропускной способности коммутационного элемента со входными буферными устройствами. Расчеты величины достижимой пропускной способности при условии независимой однородной модели трафика (см. приложение П6) при $P=1$ и $N \rightarrow \infty$ показывают [15, 117, 118], что ее предел равен $2 - \sqrt{2} = 0,586$.

Для преодоления недостатка блокирования ячеек в голове очереди буфера с дисциплиной обслуживания “первым пришел – первым обслужен” должны заменяться на запоминающее устройство с произвольной выборкой (RAM — Random Access Memory) [152]. Если первая ячейка заблокирована, то для передачи выбирается следующая при условии, что ее порт назначения свободен. Однако, такой режим функционирования требует более сложного управления буферами для нахождения нужных ячеек и сохранения порядка их следования. Общая емкость буфера должна логически разделяться в зависимости от нагрузки на разные буфера с дисциплиной “первым пришел – первым обслужен” по количеству выходных линий.

П5.2.4. Стратегия выбора

Если несколько ячеек должны быть направлены на один и тот же выход, то все ячейки кроме одной должны быть задержаны. Для определения "победителя" необходима некоторая стратегия выбора, в качестве которой может быть минимизация потерь или минимизация задержки или разброса времени задержки ячеек.

Могут использоваться следующие стратегии выбора [153, 154]:

- случайный выбор, когда линия, обслуживаемая первой выбирается случайным образом;
- циклический выбор, когда буферы обслуживаются по порядку;
- выбор ячейки из самой длинной очереди;
- выбор, зависящий от задержки.

Наиболее просто реализуются случайный и циклический выбор. При выборе ячейки из самой длинной очереди необходима реализация механизма сравнения очередей. При стратегии выбора, зависящего от задержки, необходим механизм запоминания порядка поступления "сопвнующихся" ячеек.

Стратегия случайного выбора ведет к наибольшему разбросу значений времени задержки. Незначительное улучшение дает упорядоченный выбор. Оптимальную стратегию по критерию минимума потерь обеспечивает стратегия выбора в зависимости от длины очереди, а по критерию минимума задержки – в зависимости от общей сетевой задержки ячейки.

П5.3. Коммутаторы АТМ с пространственным разделением баньяновидного типа

П5.3.1. Особенности коммутатора баньяновидного типа

Коммутационной структуре матричного типа свойственен один недостаток: она требует N^2 шлюзов. Поэтому были предприняты поиски альтернативных коммутационных структур, основанных на многокаскадных сетях.

Чтобы наилучшим способом описать концепцию многокаскадных структур коммутаторов с пространственным разделением, обратимся к абстрактной модели коммутатора с пространственным разделением и рассмотрим возможность реализации разветвителей и концентраторов с помощью элементарных (2×2) -переключателей, которые могут находиться в двух состояниях – сквозном и перекрестном.

Разветвитель на $N = 2^k$ выходов может быть построен в виде двоичного дерева с k разветвлениями на $N-1$ двоичном коммутационном элементе, как это показано на рис. П5.5.

В таком дереве существует единственный путь от корня (входа) до каждого из листьев. Пусть при 0 двоичный элемент будет находиться в сквозном, а при 1 – в перекрестном состоянии. Тогда адрес 7-го выхода можно записать в двоичном коде в виде 110.

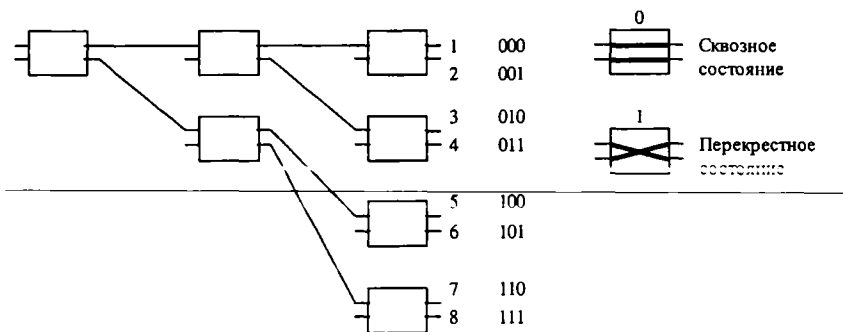


Рис. П5.5. Двоичное дерево, соединяющее входной канал с выходными каналами с помощью переключателей

Очевидно, что такой разветвитель обладает свойством самомаршрутизации, а установка переключателя (двоичного коммутационного элемента) определяется единственным битом адреса назначения.

Конструкция концентратора точно такая же, как и разветвителя, только в качестве корня выступает выходной канал, и установка переключателя осуществляется начиная с корня (выходного канала).

Проблема, связанная с таким вариантом конструкции многокаскадного коммутатора с пространственным разделением, имеет два аспекта [15, 117, 118, 137, 176, 178]:

- во-первых, требуемое число переключателей равно $2N^2 - N$, т. е. почти вдвое больше количества элементов в коммутаторе матричного типа;
- во-вторых, требуется N^2 промежуточных буферов и N^2 соединений между разветвителем и концентратором.

Однако в каждом временном интервале для передачи одного пакета с входа на выход требуются не все переключатели, имеющиеся в дереве. Возможно совместное использование переключателей несколькими разветвителями. Так, на рис. П5.6а показано, что два входных канала могут совместно использовать одно и то же построенное дерево. Путем добавления пар входных каналов к уже имеющейся структуре (рис. П5.6б, П5.6в) можно соединить между собой N входов и N выходов, используя только $(N/2) \log_2 N$ элементарных двоичных переключателей (рис. П5.6г).

У такой конструкции коммутатора с пространственным разделением и числом элементов $(N/2) \log_2 N$ можно назвать два интересных свойства:

- первое (полезное) – это сокращение общего числа переключателей;
- второе (вредное) – возможность возникновения внутренних конфликтов.

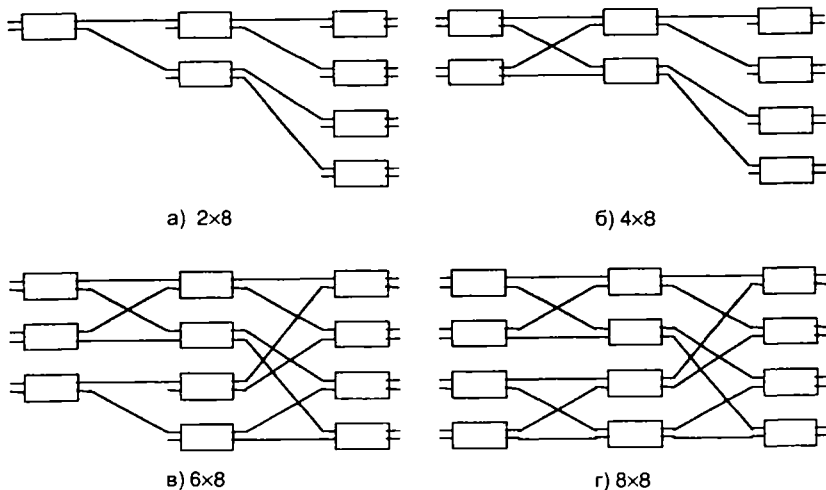


Рис. П5.6. Построение многокаскадной сети для соединения 8-ми входных и 8-ми выходных переключателей

При этом возникновение внутренних конфликтов будет иметь место не только в случае, когда на переключатель поступают два пакета, которые должны быть направлены на один и тот же выход, но внутренние конфликты могут возникать даже и в случаях, когда пакеты не предназначены для одного и того же выходного порта.

Существует очень большое количество разнообразных структур многокаскадных сетей. Так, на рис. П5.7–П5.9 показаны альтернативные варианты сети, которая приведена на рис. П5.6г.

Сеть, показанная на рис. П5.7, называется сетью *Омега*. В ней допускается возможность перестановки пакетов. Сеть, показанная на рис. П5.8, называется сетью *Delta* [137, 155]. На рис. П5.9 показана модифицированная сеть *Delta*, позволяющая реализовать возможность перестановок.

Однако независимо от конкретной разновидности все $N \times N$ многокаскадные сети обладают следующими основными свойствами:

- существует единственный путь, соединяющий входной канал с выходным;
- установление таких соединений может быть осуществлено децентрализованно с использованием процедуры самомаршрутизации;
- во всех сетях возможно одновременное установление не более N соединений;
- структура сети является регулярной, что удобно для реализации на СБИС;
- структура является модульной, что позволяет строить большие сети без необходимости модификации физической компоновки или алгоритмов.

Основной недостаток такой структуры заключается в наличии внутренних блокировок, что снижает пропускную способность коммутатора. Можно показать, что максимальная пропускная способность при однородной модели трафика и $N = 32$ равна 0,4, а при $N = 1024$ она снижается до 0,26 [15, 117, 137].

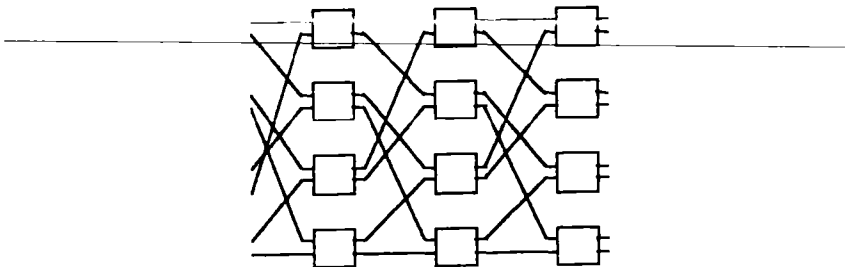


Рис. П5.7. Сеть Omega 8x8

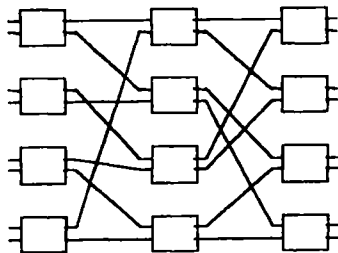


Рис. П5.8. Сеть Delta 8x8

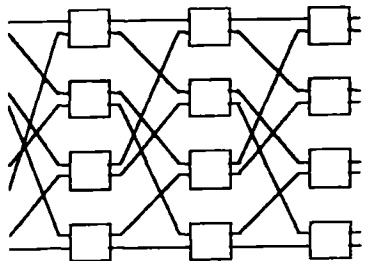


Рис. П5.9. Модернизированная сеть Delta 8x8

Основными способами преодоления внутренних блокировок, повышения пропускной способности коммутатора и уменьшения потерь пакетов являются [15, 137, 155]:

- размещение в местах возникновения конфликтов буферов, т. е. использование буферизованной баньяновидной структуры;
- использование входной буферизации и блокировки ячеек на входе с помощью управляющих сигналов, формируемых при возникновении конфликта;
- использование входной буферизации в сочетании с сортировкой входных пакетов с целью устранения выходных конфликтов и перехода к перестановкам, при которых гарантируется отсутствие конфликтов;
- параллельное, или тандемное, использование группы баньяновидных соединительных сетей, что увеличивает число возможных путей между входами и выходами и в пределе позволяет получить характеристики соответствующей выходной буферизации.

П5.3.2. Буферизованная баньяновидная структура коммутатора АТМ

При буферизованной баньяновидной структуре коммутатора АТМ на входе каждого коммутатора помещается буфер. Однако буферизация в баньяновидной сети решает проблему внутренних конфликтов только тогда, когда эти конфликты не существуют в одних и тех же переключателях в течение длительного времени (как, например, в случае группирующегося трафика с большой длиной пачек).

Может быть предложено два способа для уменьшения потерь ячеек при передаче пачечного трафика. Первый способ состоит в увеличении скорости работы внутренних соединений по сравнению с внешними каналами. Второй способ заключается в рандомизации входного трафика по разным входам, чтобы распределить его по всей коммутационной сети и тем самым устранить эффект пачечного трафика. Для этого перед коммутационным полем ставится распределительная сеть. Эта сеть также является баньяновидной, но пакеты в ее переключателях поочередно направляются на оба выхода. При этом адресная информация игнорируется. Кроме того, если один или два порта заблокированы, то пакеты передаются на первый освободившийся порт.

П5.3.3. Баньяновидная коммутационная структура Бэтчера

В баньяновидной коммутационной структуре Бэтчера (рис. П5.10) ячейки вначале поступают на сортировщик Бэтчера, в котором они сортируются (расставляются) в соответствии со своими адресами [156, 177].

В этом случае при их направлении в баньяновидную сеть с самонаправлением внутренних конфликтов быть не должно. Однако могут быть выходных конфликты между пакетами, которые направляются на один и тот же выход. Для преодоления выходных конфликтов сортировщик Бэтчера дополняется специальной сетью-"ловушкой", которая распознает запросы одного и того же порта на выходе сортировщика путем сравнения адресных запросов и оставляя во всех кратных адресных запросах лишь первые.

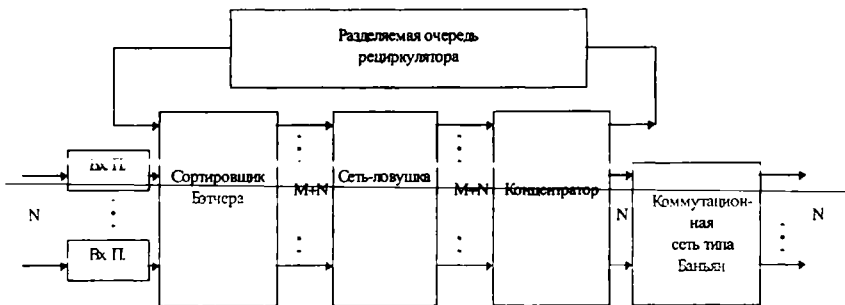


Рис. П5.10. Баньяновидная коммутационная структура Бэтчера

Пакеты, которые не были пропущены сетью-ловушкой в коммутационную сеть, возвращаются через рециркулятор в коммутационную структуру в последующие возможные интервалы.

Для этой цели специально отводится некоторое число M входных портов, что уменьшает количество входов-выходов N , обслуживаемых коммутатором АТМ.

Баньяновидная коммутационная структура Бэтчера использовалась при разработке коммутатора Starlite в AT&T Bell Laboratories [157], а также коммутатора Sunshine в Bell Communications Research [137, 158].

П5.3.4. Групповые баньяновидные коммутационные структуры

Для преодоления проблемы конфликтов и увеличения числа возможных соединений входов и выходов можно параллельно использовать группу из нескольких, например, k баньяновидных сетей [159–164]. В этом случае входная нагрузка равномерно распределяется на k баньянов, что уменьшает нагрузку на каждый из них и улучшает общие характеристики коммутатора (увеличивается пропускная способность и снижается вероятность потери пакетов). На выходе пакеты записываются в выходные буферы, по одному для каждого выходного порта. Таким образом, достигается выходная буферизация в случае группы баньянов.

Очевидно, что пропускная способность структуры повышается с ростом k , но рост происходит довольно медленно. Другой способ использования групп баньянов состоит в том, что они располагаются в виде тандемов [165, 166], т.е. последовательно один за другим.

При конфликте двух пакетов в переключателе один из пакетов направляется по назначению, а другой – во второй баньян для дальнейшей обработки. Данный процесс повторяется во всех k баньянах, входящих в группу. Заметим, что нагрузка на каждый следующий баньян уменьшается и, следовательно, уменьшается и вероятность конфликтов.

Тандемно-баньяновидная структура по своим характеристикам превосходит параллельное соединение баньянов.

П5.4. Коммутаторы АТМ с пространственным разделением с N^2 отдельными соединениями

Данная категория коммутационных структур подразумевает наличие в коммутаторе физического ресурса, позволяющего установить N^2 отдельных соединений между входами и выходами и тем самым достичь выходной буферизации.

Самым очевидным примером является шинно-матричная коммутационная архитектура (рис. П5.3), которая уже рассмотрена ранее. В ней используется N ширококвотательных входных шин с множественным доступом, N выходных шин с множественным доступом и N^2 матричных буферных запоминающих устройств, в каждом из которых содержится адресный фильтр, соответствующий выходной линии.

В данном случае разветвитель для входной линии содержит входную шину и N адресных фильтров, подсоединенных к ней, а выходной концентратор – это соответствующая шина с множественным доступом.

Предложены еще две структуры, которые очень похожи на шинно-матричную, но в которых достигается выходная буферизация: нокаутный коммутатор и "интегрированная коммутационная структура" [15, 137].

В нокаутном коммутаторе, базовая структура которого приведена на рис. П5.11, каждый входной порт передает свои пакеты на ширококвотательную шину, к которой подключены все выходные порты.

Из рис. П5.11 видно, что каждый выходной канал снабжен шинным интерфейсом, соединяющим его со всеми входными шинами. Такой интерфейс содержит N адресных фильтров, которые обнаруживают пакеты, адресованные соответствующим выходным каналам. При N параллельно работающих фильтрах выходной интерфейс способен принимать N пакетов в одном временном интервале, так что входная полоса равна NV .

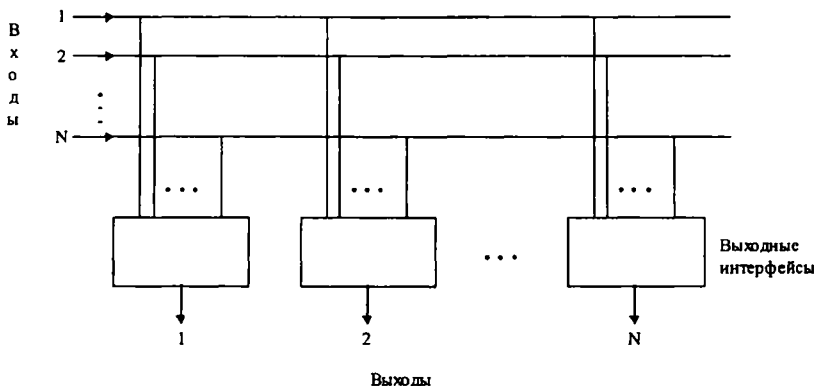


Рис. П5.11. Базовая структура коммутатора нокаутного типа

Выходы фильтров присоединены к $(N \times L)$ – концентратору, который выбирает до L пакетов из числа принятых фильтрами. Если одному и тому же выходному каналу в данном интервале (цикле) предназначено более L пакетов, то в буфер заносятся только L , а остальные пакеты теряются. Предлагаемая физическая реализация концентратора основана на аналогии с известной в спортивных соревнованиях олимпийской системой (из N в следующий круг выходит L , так называемый принцип “искоута”).

В основе этого принципа лежит идея, что для обеспечения низкой вероятности потерь пакетов L необязательно должно быть большим. Так, при однородной модели трафика уже при $L=8$ достигается вероятность потерь пакетов не более 10^{-6} независимо от нагрузки и размера коммутатора [137]. Базовая структура интегрированного коммутатора показана на рис. П5.12.

В приведенной структуре для направления пакета в соответствующий буфер для каждой входной линии используется двоичное дерево.

Однако буферы представляют собой сдвиговые регистры размером в один пакет. За каждый цикл содержимое всех N регистров, соответствующих данной выходной линии, по очереди переписывается в буфер, организованный по принципу “первым пришел – первым обслужен”. Эта функция концентрации реализуется мультиплексором, работающим со скоростью в N раз превышающей канальную.

С этой точки зрения данный вариант близок к архитектуре с коллективной шиной. Единственное отличие состоит в том, что в рассмотренном случае мультиплексируемая во времени шина и соответствующие фильтры заменяются на N разветвителей, реализованных в виде двоичного дерева с пространственным разделением.

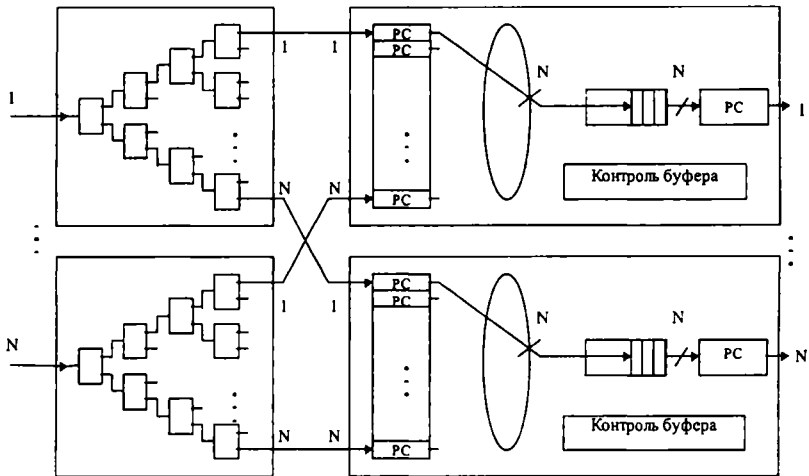


Рис. П5.12. Базовая структура интегрированного коммутатора

Приложение П6. Моделирование процесса поступления пакетов на вход коммутационного оборудования в виде независимых испытаний Бернулли

Будем полагать, что коммутационное оборудование АТМ имеет N входов и K выходов (портов). Для простоты изложения предположим сначала, что все выходные порты обладают одинаковой пропускной способностью, пакеты имеют одинаковую длину, а моменты поступления пакетов по разным каналам синхронизированы. Это фактически означает, что вся временная ось разбита на сегменты, длительность которых равна времени передачи пакета по каналу связи. Примем также, что каждый поступающий пакет предназначен для единственного выходного порта, однако корреляция направлений дальнейшего следования между поступающими пакетами отсутствует, так что сразу несколько пакетов АТМ, из числа поступающих на N входов коммутатора в некотором временном сегменте, могут предназначаться для последующей передачи через один и тот же выходной порт.

Простейшая модель трафика предполагает описание процесса поступления пакетов на N входов коммутатора в виде независимых испытаний Бернулли с параметром P , а требуемый для передачи выходной порт для каждого поступающего пакета выбирается независимо и с равной вероятностью $\frac{P}{K}$ из всего множества K портов.

Такую модель принято называть однородной моделью независимого трафика.

Для того чтобы воспользоваться формулой (6.16) из гл. 6, отметим, что $M[u(q_n)] = PN/K$. Но, как указывалось в гл. 6, $M[u(q_n)]$ численно совпадает с $P\{q_n \neq 0\}$, так что в случае стационарной очереди вероятность события, что пакет, покидающий систему оставит обслуживающий прибор свободным (или вероятность того, что в момент освобождения обслуживающего прибора к нему не будет очереди), равна $1 - PN/K$.

Рассматривая средние за длительное время работы системы, можно показать [15, 117, 118, 178], что доля времени, в течение которого система находится в свободном состоянии, равна $1 - PN/K$.

Теперь, соотношение (6.17) можно записать как

$$M[Z^{q_n - u(q_n)}] = \left(1 - \frac{PN}{K}\right) \frac{Q(Z) - (1 - PN/K)}{Z}.$$

Если данное выражение подставить в (6.15) из гл. 6 и произвести элементарное преобразование, то получим Z преобразование числа пакетов АТМ в системе

$$Q(Z) = \left(1 - \frac{PN}{K}\right) \frac{(1 - Z)P(Z)}{P(Z) - Z}. \quad (П6.1)$$

Учитывая, что $\frac{N}{K} P = P'(1)$, соотношение (П6.1) можно представить в более общем виде

$$Q(Z) = [1 - P'(1)] \frac{(1 - Z)P(Z)}{P(Z) - Z}.$$

Воспользовавшись соотношением (6.22) из гл. 6, после соответствующих подстановок, окончательно получаем

$$M[q] = q_1 = Q'(1) = P'(1) + \frac{1}{2} \frac{P''(1)}{1 - P'(1)},$$

где $P'(1) = \frac{N}{K} P$; $P''(1) = \frac{N(N-1)}{K^2} P^2$.

Из соотношений (6.22)–(6.26) гл. 6 может быть получено искомое соотношение для дисперсии числа ячеек в системе

$$D[q] = q_2 - q_1^2 = \frac{1}{3} \frac{P''(1)}{1 - P'(1)} + \frac{1}{4} \left[\frac{P''(1)}{1 - P'(1)} \right]^2 + P''(1)[1 - P'(1)] + \frac{1}{2} \frac{P''(1)[3 - 2P'(1)]}{1 - P'(1)},$$

где $P'(1) = \frac{N}{K} P$; $P''(1) = \frac{N(N-1)}{K^2} P^2$;

$$P'''(1) = \frac{N(N-1)(N-2)}{K^3} P^3.$$

Таким образом при моделировании процесса поступления ячеек на N входов коммутационного оборудования АТМ в виде независимых испытаний Бернулли и при их равновероятном распределении по K выходным портам с помощью Z -преобразований для стационарного режима получены аналитические соотношения для среднего значения и дисперсии числа ячеек, находящихся в системе [15, 117, 118, 178]. Данные соотношения позволяют производить расчет необходимой емкости буферных устройств и времени задержки в них ячеек АТМ:

- при $K = 1$ для концентраторов АТМ;
- при $K = N$ для сетевого коммутационного оборудования;
- при $N > K$ для мультиплексоров АТМ.

Приложение П7. Алгоритмические основы решения задачи расчета пропускной способности цифровых трактов связи и производительности коммутационного оборудования в сетях АТМ

П7.1. Назначение пакета прикладных программ

Пакет прикладных программ разработан с целью проведения многовариантных численных исследований основных сетевых показателей (пропускной способности цифровых трактов связи и производительности коммутационного оборудования в зависимости от поступающей нагрузки и уровня требований по ее обслуживанию) при проектировании ведомственных широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания на технологии АТМ, в которых все виды информации транспортируются единым методом в виде пакетов фиксированной длины (ячеек). При небольшой доработке пакет прикладных программ может использоваться и для прогнозирования основных сетевых характеристик ШЦСИО общего пользования.

Задачи создания выделенных ведомственных широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания в современных условиях являются сложными и многоплановыми. Это связано не только с необходимостью обеспечения высокого качества связи и предоставления абонентам сети большого перечня основных и дополнительных услуг в сочетании с необходимостью выполнения ряда специфических требований, которые практически невозможно обеспечить в сети общего пользования, но и с необходимостью учета изменений в потребностях пользователей сети в различных службах связи за время жизненного цикла выбранного линейного и коммутационного оборудования, а также реальных экономических условий и перестройки самого ведомства.

При разработке пакета прикладных программ основное внимание было уделено прогнозированию параметров сетевой нагрузки и ее распределению по трактам связи, чтобы при заданной структуре и уровне требований к качеству связи заказчик мог получить ответ на вопрос о том, какой для этого необходим минимальный сетевой ресурс и какие затраты составляет его аренда (строительство).

П7.2. Состав пакета прикладных программ

Пакет прикладных программ прогнозирования основных сетевых характеристик ведомственных широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания на технологии АТМ включает:

- модуль прогнозирования интенсивности входящих потоков пакетов АТМ, генерируемых абонентами сети, по этапам ее развития;
- модуль прогнозирования интенсивностей потоков пакетов АТМ на информационных направлениях выделенной сети, т.е. модуль формирования так называемой матрицы информационного тяготения между объектами сети;

- модуль поиска кратчайших путей в сети заданной структуры и распределения потоков информации по найденным маршрутам;
- модуль расчета необходимой пропускной способности цифровых трактов связи и производительности узлов (центров, станций) быстрой коммутации пакетов, при которых выполняются нормативные требования к показателям временной прозрачности сети при минимуме затрат на аренду сетевых ресурсов или строительство сети.

Модули расчета нагрузки и формирования матрицы информационного тяготения между объектами сети объединены в одну программу.

Модули поиска кратчайших путей и расчета необходимой пропускной способности цифровых трактов связи и производительности коммутационного оборудования при выполнении нормативных требований к качеству обслуживания при минимуме затрат на аренду сетевых ресурсов или строительстве сети реализованы в отдельных программах.

Укрупненная блок-схема [114] алгоритма решения задачи прогнозирования основных сетевых параметров ведомственных широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания на технологии АТМ приведена на рис. П7.1.

Программы запускаются последовательно. Результаты решения одной задачи в то же время являются исходными данными для решения последующей задачи.

Пакет разработан для использования на персональных компьютерах типа IBM PC – АТ с процессором 386 (с математическим сопроцессором) и выше и объемом доступной памяти не менее 1 Мбайта.

В программе предусмотрено, что в качестве абонентского терминального оборудования в ведомственной сети могут использоваться:

- аналоговые и цифровые телефонные аппараты различных типов;
- телефаксы различных групп;
- персональные компьютеры, рабочие станции, серверы, а также локальные сети различных типов;
- терминалы видеотелефонной связи;
- многофункциональные абонентские терминалы, интегрирующие в себе возможность абонентского оборудования различного назначения и т.п.

Абоненты в зависимости от предоставляемого им интерфейса могут пользоваться типовыми наборами современных основных и дополнительных услуг по обмену различными видами информации.

Исходные данные для прогнозирования интенсивности входящих потоков пакетов АТМ и матрицы информационного тяготения между объектами сети задаются пятью массивами.

В первом массиве дается характеристика общего количества абонентов по объектам в зависимости от этапа развития сети. В программе количество этапов развития сети ограничено тремя, но при необходимости может быть увеличено.

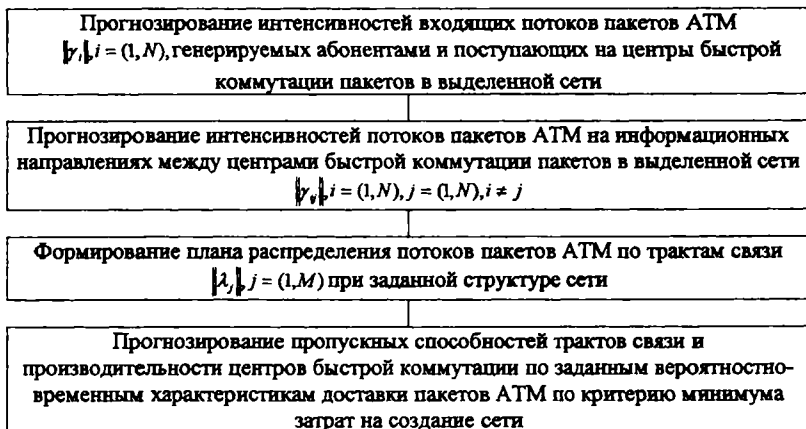


Рис. П7.1 Укрупненный алгоритм решения задачи прогнозирования пропускной способности групповых трактов связи и производительности ЦБКП

Во втором массиве содержатся исходные данные по распределению абонентов каждого объекта по интерфейсам доступа в сеть. В программе определено четыре интерфейса доступа (аналоговый, цифровой "B+D", цифровой "2B+D" и цифровой 10 Мбит/с.).

Количество интерфейсов и скорость доступа по требованию заказчика могут быть пересмотрены.

В третьем и четвертом массивах могут приводиться два варианта коэффициентов, характеризующих распределение трафика, генерируемого абонентами.

Первый коэффициент определяет долю нагрузки, которая предназначена для абонентов этого же объекта и не создает нагрузку для транспортной части сети, т. е. замыкается на объекте.

Второй коэффициент определяет долю нагрузки, которая предназначена для абонентов других узлов выделенной сети.

Третий коэффициент показывает долю нагрузки, которая генерируется абонентами в сети общего пользования (местные, региональные, междугородные).

При этом в третьем массиве записываются значения коэффициентов, характерных для варианта слабого замыкания нагрузки, а в четвертом массиве – для сильного замыкания. При слабом замыкании абонентского трафика возрастает нагрузка на транспортную компоненту сети.

Дифференциация значений коэффициентов по условным номерам объектов позволяет вносить необходимые уточнения в расчеты сетевой нагрузки в зависимости от уровня иерархии объекта в ведомственной сети.

По требованию заказчика число коэффициентов, характеризующих распределение трафика абонентов, может быть увеличено. Так, при четырех значениях коэффициентов, их предназначение может быть определено следующим образом:

- первый коэффициент определяет долю замыкания нагрузки;
- второй коэффициент определяет долю исходящей нагрузки объекта, направляемую в центральный объект сети (так называемый командный трафик или трафик управления);
- третий коэффициент определяет долю нагрузки, предназначенную для других равноуровневых объектов сети (так называемый трафик взаимодействия);
- четвертый коэффициент показывает долю трафика, генерируемого объектами в другие сети.

В пятом массиве приводятся географические координаты объектов в градусной мере, позволяющие определять взаимное удаление объектов с учетом сферичности Земли.

Непосредственно с клавиатуры вводятся следующие исходные данные:

- количество объектов;
- этап развития сети (1-й, 2-й или 3-й), подлежащий расчету;
- вариант значений коэффициентов замыкания, характеризующих распределение трафика абонентов (сильное или слабое);
- интенсивность трафика, генерируемого абонентом в зависимости от его интерфейса доступа в сеть;
- вариант коэффициента информационного тяготения между объектами сети (равномерный, обратно пропорциональный корню квадратному из расстояния, обратно пропорциональный расстоянию в 1-й, 2-й или 3-й степени).

П7.3. Распределение потоков пакетов АТМ по трактам связи выделенной сети

Исходными данными для решения задачи распределения потоков пакетов АТМ по трактам связи выделенной сети являются:

- количество объектов сети;
- количество трактов связи;
- структура сети (матрица связности) и значения взаимных расстояний между объектами сети;
- матрица с интенсивностями потоков пакетов АТМ на информационных направлениях.

Заказчиком должны быть выданы исходные данные по структуре сети. Если выбор первоначального варианта структуры сети вызывает затруднения, то он может быть выполнен специальными подпрограммами на основании матрицы взаимного информационного тяготения или в результате поиска сети минимальной длины с последующим наращиванием структуры с целью повышения живучести [170–173, 175].

Задача поиска путей и распределения нагрузок по трактам связи решается в два этапа:

- на первом этапе для всех объектов сети находятся кратчайшие пути передачи информации;
- на втором этапе интенсивности потоков пакетов АТМ, содержащиеся в матрице информационного тяготения, налагаются на трассировку кратчайших путей, в результате чего формируется массив нагрузок на трактах связи между объектами, т. е. решается искомая задача распределения трафика по трактам связи.

Под кратчайшим путем в соответствии с рекомендациями заказчика и физикой решаемой задачи может пониматься путь минимальной длины, путь с минимальным количеством транзитов, путь минимальной стоимости и т.п.

Задача отыскания кратчайших путей и распределения нагрузок решается в программе с помощью модифицированного алгоритма Флойда – Уоршела [171].

В результате решения задачи формируется и записывается в специальный файл план распределения трафика по трактам связи. По окончании решения на экране **высвечивается заданная** или рекомендуемая структура сети и таблица с результатами распределения нагрузки по трактам связи. Это означает, что можно перейти к решению последней задачи – задачи оптимального распределения ресурсов широкополосной цифровой сети интегрального обслуживания на технологии АТМ.

Список условных сокращений

АДИКМ – адаптивная дифференциальная импульсно-кодовая модуляция

АЦМ – адаптивная дельта-модуляция

АЛ – абонентские линии

АРД – асинхронный режим доставки (АТМ)

АТС – автоматическая телефонная станция

БИС – большая интегральная схема (микросхема)

БИС ИОП – большая интегральная схема буферов адресов используемых областей памяти

БИС КМ – коммутационная большая интегральная схема

БИС КОНТР – большая интегральная схема, выполняющая контрольные функции

БКП – быстрая коммутация пакетов

БПО – большой подвижный объект

ВОК – волоконно-оптические кабели

ВОСП – волоконно-оптические системы передачи

ВОСП-СР – волоконно-оптические систем передачи со спектральным разделением

ВРС – время реакции системы

ВСС РФ – Взаимоувязанная сеть связи Российской Федерации

ДМ – демультиплексор

ДМД – дельта-модуляция

ИКМ – импульсно-кодовая модуляция

ИСП – изменяющаяся скорость передачи

КК – коммутация каналов

КМ – коммутационный модуль

КОНТР – контрольные функции

КП – коммутация пакетов

КС – кольцевая структура

2КС – двойная кольцевая структура

ЛВС – локальная вычислительная сеть

ЛДСМ – линейная дельта-сигма модуляция

М – мультиплексор

МНК – метод наименьших квадратов

МП – микропроцессор, микропроцессорное устройство
ОЗУ – оперативное запоминающее устройство
О.И.К – опорных интегральных кривых (метод)
ОП – общего пользования
ОЦК – основной цифровой канал (работает на скорости 64 кбит/с)
ПД – передача данных
ПЗ – преобразование заголовка
ПЗУ – постоянное запоминающее устройство
ПСП – постоянная скорость передачи
РАЗ – регистр адреса записи
РАЧ – регистр адреса чтения
РВ – реальное время
РКС – равномерно К-связывающая сеть
РРЛ – радиорелейные линии
РРСП радиорелейные системы передачи
Сл.в. – случайная величина
СС – сеть связи
ССЭ МСЭ – сектор стандартизации электросвязи Международного союза электросвязи
ССС – система спутниковой связи
СЦИ – синхронная цифровая иерархия
ТИСП – трафик с изменяющейся скоростью передачи
ТПСП – трафик с постоянной скоростью передачи
ТЦБКП – транзитный центр быстрой коммутации пакетов
УПАТС – учрежденческо-производственная АТС
УС – узел связи
УЦСИО – узкополосная цифровая сеть интегрального обслуживания
ФР – функция распределения
ЦБКП – центр быстрой коммутации пакетов
ЦСИО – цифровая сеть интегрального обслуживания или, по другому, цифровая сеть с интеграцией служб (ЦСИС)
ЦСИС – цифровая сеть с интеграцией служб (по-другому ЦСИО)
ЦСП – цифровые системы передачи
ЦСС ОП – цифровая сеть общего пользования
ШЦСИО – широкополосная цифровая сеть интегрального обслуживания

ABR – Available Bit Rate (доступная скорость передачи)

ANSI – American National Standard Institute (Американский национальный институт стандартизации)

ATM – Asynchronous Transfer Mode (асинхронный метод переноса или асинхронный режим доставки)

BER – Bit Error Rate (коэффициент двоичных ошибок)

B-ISDN – Broadband Integrated Services Digital Network (широкополосная цифровая сеть интегрального обслуживания)

B-NT1 – широкополосное устройство сетевого окончания 1-го типа

B-NT2 – широкополосное устройство сетевого окончания 2-го типа

CBDC – Connectionless Broadband Data Service (широкополосная служба передачи данных не ориентированная на соединение)

CLP – Cell-Loss Priority field (поле приоритета потери ячейки)

CN – Customer Network (сеть доступа или абонентская сеть)

CPN – Customer Premises Network (сеть доступа или абонентская сеть)

DQDB – Distributed Queue Dual Bus (двойная шина с распределенной очередью)

ES – End System (оконечная система)

FDDI – Fiber Distributed Data Interface (распределенный оптиковолоконный интерфейс данных)

IDN – Integrated Digital Network (интегральная цифровая сеть)

IS – Intermediate System (промежуточная система)

ISDN – Integrated Services Digital Network (цифровая сеть интегрального обслуживания)

LAN – Local Area Network (локальная сеть)

MAN – Metropolitan Area Network

MBS – Maximum Burst Size (максимальный размер (длина) пачки в ячейках)

NNI – Network Node Interface (сетевой интерфейс)

N-ISDN – Narrow-band Integrated Services Digital Network (узкополосная цифровая сеть интегрального обслуживания)

PCR – Peak Cell Rate (пиковая скорость ячеек ATM)

PER – Packet Error Rate (вероятность искажения пакета)

PLR – Packet Loss Rate (вероятность потери пакета)

Privat Network – частная (корпоративная) сеть

Public Network – сеть общего пользования

SCR – Sustainable Cell Rate (поддерживаемая скорость, которая всегда меньше или равна пиковой скорости)

SMDS – Switched Multimegabit Data Service (служба коммутуруемой передачи данных)

SPN – Subscriber Premises Network (сеть доступа или абонентская сеть)

VCC – Virtual Channel Connection (соединение виртуальных каналов)

VPC – Virtual Path Connection (соединение виртуальных путей)

UBR – Unspecified Bit Rate (незаданная скорость передачи)

UNI – User-Network Interface (интерфейс «пользователь-сеть»)

Список литературы

1. Назаров А.Н. О перспективах развития телекоммуникационных систем// М.: МГУ, Интеллектуальные системы. – т. 3. – вып. 1–2.- 1998. – С. 135–145.
2. Булгак В.Б. и др. Основные положения развития Взаимоувязанной сети связи Российской Федерации на перспективу до 2005 года. Кн. 1. Концептуально-целевые основы развития и общие организационно-технические положения. Минсвязи России, 1996. – 246 с.
3. Варакин Л.Е. Введение в теорию инфокоммуникаций. Часть 1// Труды международной академии связи. Приложение к журналу «Электросвязь». – 2000. – № 2(14).- С. 2–11.
4. Булгак В.Б. и др. Основные положения развития Взаимоувязанной сети связи Российской Федерации на перспективу до 2005 года. Кн. 2. Основные положения развития первичной сети общего пользования. Минсвязи России, 1996. – 246 с.
5. Безир Х., Хойер П., Кеттлер Дж. Цифровая коммутация. – М.: Радио и связь, 1984. – 264 с.
6. Советов Б.Я., Яковлев С.А. Построение сетей интегрального обслуживания. – Л.: Машиностроение, 1990. – 332 с.
7. Боккер П. ISDN. Цифровая сеть с интеграцией служб. Понятия, методы, системы. – М.: Радио и связь, 1991. – 304 с.
8. Лохмотко В.В., Пирогов К.И. Анализ и оптимизация цифровых сетей интегрального обслуживания. – Мн.: Навука і тэхніка, 1991. – 192 с.
9. Захаров Г.П., Симонов М.В., Яновский Г.Г. Службы и архитектура широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания. – М.: Эко-Трендз. Технологии электронных коммуникаций, 1993, т. 41. – 102 с.
10. Беллами Дж. Цифровая телефония: Пер. с англ. – М.: Радио и связь, 1986. – 544 с.
11. Рудов Ю.К., Яковлев А.В., Лукинов В.Н. Пути создания оборудования для широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания//Системы и средства телекоммуникаций. – М.: ЭкоС, 1993. – № 2, – С. 12–18.
12. Толмачев Ю.А., Варакин Л.Е., Москвитин В.Д. Перспективы развития Взаимоувязанной сети связи России// Электросвязь. – 1995. – № 6. С. 2–6.
13. Захаров Г.П., Мещеряков С.П., Симонов М.В. Пути внедрения технологии ШЦСИО в России// Электросвязь. – 1995. – № 5. – С. 15–17.
14. Захаров Г.П. Методы исследований сетей передачи данных. – М.: Радио и связь, 1982. – 208 с.
15. Назаров А.Н., Симонов М.В. АТМ: технология высокоскоростных сетей. – М.: Эко-Трендз, – 1997. – 232 с.
16. Назаров А.Н. Три модели битового трафика служб в широкополосных цифровых сетях интегрального обслуживания/ Труды Международной конференции по информационным сетям и системам ICINAS-96, СПб, 16–19.09.96. – С. 464–467.

17. *Carsten Rasmussen, Jens H. Sorensen, Kenn S. Kvols and Soren B. Jacobsen.* Source-Independent Call Acceptance Procedures in ATM Networks// IEEE Journal on selected areas in Communications, April 1991, Vol. 9, № 3, pp. 351–358.
18. *Гмурман В.Е.* Теория вероятностей и математическая статистика. – М.: Высшая школа, 1977. – 480 с.
19. *Гнеденко Б.В.* Курс теории вероятностей. – Физматгиз, 1961. – 406 с.
20. *Кудрявцев Л.Д.* Математический анализ. – М.: Высшая школа, 1973. – т. 1. – 614 с.
21. *Опойцев В.И.* Нелинейный закон больших чисел//Автоматика и телемеханика. – 1994. – № 4. – С. 65–75.
22. *Купер Дж., Макгилем К.* Вероятностные методы анализа сигналов и систем. – М.: Мир. – 1989. – 376 с.
23. Назаров А.Н. Модели трафика служб с битовой скоростью передачи информации в широкополосных цифровых сетях интегрального обслуживания//Автоматика и телемеханика. – 1998. – № 9. – С.52–63.
24. *Norros I., Roberts J.W., Simonian A. and Virtamo J.T.* The Superposition of Variable Bit Rate in an ATM Multiplexers//IEEE Journal on selected areas in Communications, April 1991, Vol. 9, Num. 3, PP. 378–387.
25. *Назаров А.Н., Разживин И.А., Симонов М.В.* АТМ: технические решения создания сетей. – М.: Горячая линия-Телеком. – 2001. – 246 с.
26. Назаров А.Н. Модели трафика в широкополосных цифровых сетях интегрального обслуживания// г. Орел, Сборник научных трудов Военного института правительственной связи ФАПСИ. – 1997. – Вып. 7. – С.20–30.
27. *Бакланов И.Г.* Технологии измерений в современных телекоммуникациях. – М.: Эко-Трендз, 1998. – 140 с.
28. *Вентцель Е.С.* Теория вероятностей. – М.: Наука, 1968. – 426 с.
29. *Смирнов Н.В., Дунин-Барковский И.В.* Курс теории вероятностей и математической статистики. – М.: Наука, 1969. – 512 с.
30. *Martin de Prycker.* Asynchronous transfer mode: solution for broadband ISDN. – Ellis Horwood, 1993. – 332 p.
31. *Габидулин Э.М., Афанасьев Б.В.* Кодирование в радиоэлектронике. – М.: Радио и связь. – 1986. – 176 с.
32. *Мартинов Ю.М., Крюков А.М., Разгон В.П.* Математическое обеспечение сетей передачи данных. – М.: Радио и связь, 1986. – 288 с.
33. *Вычислительные сети и сетевые протоколы.* Пер. с англ. – М.: Мир, 1982. – 562 с.
34. *Слепов Н.Н.* Синхронные цифровые сети SDH. – М.: Эко-Трендз, 1997. – 148 с.
35. *Пугачев В.С.* Теория случайных функций и ее применение к задачам автоматического управления. – М.: Государственное издательство технико-теоретической литературы, 1957. – 659 с.
36. *Григорьев Р.Ф., Елисеев А.М., Назаров А.Н., Шашенков В.Ф.* О принципиальных подходах к подключению терминальных систем в состав цифровых сетей интегрального обслуживания//СПб.: Телекоммуникационные технологии. – 1993. – Вып.1. – С. 46–63.

37. *Кульгин М.* Технологии корпоративных сетей. Энциклопедия. – СПб.: Издательство «Питер», 2000. – 704 с.
38. *Соколов Н.А.* Сети абонентского доступа. Принципы построения. – ЗАО «ИГ «Энтер-профи». – 1999. – 254 с.
39. *Назаров А.Н.* Оценка адекватности локальной полиномиальной сплайн-интерполяции битового трафика служб широкополосных цифровых сетей: интегрального обслуживания на технологии ATM//СПб.: Проблемы информационной безопасности. Компьютерные системы. – 2000. – № 2. – С. 65–71.
40. *Елисеев А.М., Назаров А.Н., Мещеряков С.П., Симонов М.В.* Технология ATM//СПб.: Телекоммуникационные технологии. – 1995. – Вып.1. – С. 25–37.
41. Григорьев Р.Ф., Назаров А.Н. Анализ основных направлений цифровизации Взаимоуязвленной сети связи России: проекты и предложения//Информационные технологии и вычислительные системы. – 1996. – Вып.1. – С. 77–94.
42. *Першов А.Н.* Роль и место ведомственных сетей связи в ВСС России// Мобильные системы. – 2000. – № 11. – С. 4–5.
43. *Кульгин М.* Сети передачи данных: управление скоростью//Сети. – 1999. – № 1–2(75–76). – С. 16–23.
44. *ITU-T.* Recommendation I.371. «Traffic Control end Congestion. Control in B1SDN». Geneva, 1993.
45. *Page E.S.* Continuous inspection schemes. – *Biometrika*, 1954, v.41, №2, pp.100–114.
46. *Клигене Н., Телькснис Л.* Методы обнаружения моментов изменения свойств случайных процессов//Автоматика и телемеханика. – 1983. – № 10 – С.5–56.
47. *Никифоров И.В.* Последовательное обнаружение изменения свойств временных рядов. – М.: Наука, 1986.
48. *Стефанюк А.Р.* Об оценивании отношения правдоподобия. – Статистические проблемы управления. Вып. 83, Вильнюс: ИМК АН ЛитССР, 1986.
49. *Ширяев А.Н.* Статистический последовательный анализ. – М.: Наука, 1969.
50. *A.R. Stefanyuk, W. Morgenstern.* "Analysis methods for population characteristics: heterogeneity detection" Proceedings of the international Conf. "Modeling of Noncommunicable diseases: Methodological Issues" (19–21 Sept, 1994, Heidelberg, Germany) Heidelberg, 1996, pp. 17–27.
51. *Назаров А.Н., Карандеев Д.А.* Два метода определения момента времени изменения характеристик трафика в сетях с ATM// Электросвязь. – 1999. – № 5. – С. 33–36.
52. *Валник В.Н., Стефанюк А.Р.* Непараметрические методы восстановления плотности вероятностей// Автоматика и телемеханика. – 1978. – № 8 – С. 38–53.
53. *Стефанюк А.Р.* Построение модели распределения случайной величины. – В сборнике докладов 1-го Северо-моравского симпозиума соци-

листических стран "Моделирование систем". Опава, ЧССР, май 1987. – С. 64–67.

54. *Карандеев Д.А.* Восстановление плотности вероятности по эмпирическим данным. Дис. канд. техн. наук. – М.: ИПУ РАН, 1998.

55. *Феллер В.* Введение в теорию вероятностей и ее приложения. Т.1. – М.: Мир, 1984. – 528 с.

56. *Гмурман В.Е.* Теория вероятностей и математическая статистика. Учеб. пособие для вузов. – 6-е изд., стер. – М.: Высшая школа, 1998. – 480 с.

57. *Васильев А.Б., Николенко В.Н., Крастилевская М.А.* Широкополосные сети связи на основе технологии АТМ. – М.: ЦНТИ «Информсвязь», 1996. – 104 с.

58. *Теория телетрафика:* Учебник для вузов/Ю.Н. Корнышев, А.П. Пшеничников, А.Д. Харкевич. – М.: Радио и связь, 1996. – 272 с.

59. *Захаров Г.П., Яновский Г.Г.* Широкополосные цифровые сети интегрального обслуживания/ СПбГУТ. – СПб, 1994.

60. *Чураков Е.П.* Оптимальные и адаптивные системы. – М.: Энергоатомиздат, 1987.

61. *Булычев Ю.Г.* Метод опорных интегральных кривых решения задачи Коши для обобщенных дифференциальных уравнений//Журн. вычисл. матем. и матем. физ. – 1988. – № 10. – С.1482–1490.

62. *Брандин В.Н., Васильев А.А., Худяков С.Т.* Основы экспериментальной космической баллистики. – М.: Машиностроение, 1974.

63. *Булычев Ю.Г.* Методы численно-аналитического интегрирования дифференциальных уравнений // Журн. вычисл. матем. и матем.физ. – 1991. – № 9. – С.1305–1319.

64. *Булычев Ю.Г.* Численно-аналитическое интегрирование дифференциальных уравнений с использованием обобщенной интерполяции// Журн. вычисл. матем. и матем. физ. – 1994. – Т.34. – № 4. – С.520–532.

65. *Линник Ю.В.* Метод наименьших квадратов и основы теории обработки наблюдений. – М.: ГИФМЛ, 1962.

66. *Назаров А.Н.* К вопросу синтеза математических моделей динамического трафика по экспериментальным данным в широкополосных цифровых сетях интегрального обслуживания// М: РНТОРЭС им. А.С.Попова, Международная академия информатизации, Научный семинар «Информационные сети и системы» 26–27 октября 1999, Тезисы докладов. – С. 13–15.

67. *Булычев Ю.Г., Манин А.А.* Синтез математических моделей динамических систем по экспериментальным данным. ВИНТИ. – рук. Деп. – № 2745-В97. – 1997. – 24 с.

68. *Назаров А.Н.* О новом подходе к идентификации битового трафика в широкополосных цифровых сетях интегрального обслуживания// СПб.: Совет безопасности Российской Федерации, Межрегиональная конференция «Информационная безопасность регионов России (ИБРР-99)», 13-15 октября 1999, Тезисы конференции. – Ч.1. – С. 71.

69. Цыпкин Я.З. Основы информационной теории идентификации. – М.: Наука, 1984.
70. Булычев Ю.Г., Бурлай И.В. Оптимальное оценивание параметров нормальной регрессии для случая расширенной модели наблюдений // Проблемы передачи информации. – 1993. – Т.29.– № 3. – С. 31–41.
71. Буков В.Н. Адаптивные прогнозирующие системы управления полетом. – М.: Наука, 1987.
72. Тихонов А.Н., Уфимцев М.В. Статистическая обработка результатов экспериментов. – М.: Изд-во МГУ, 1988.
73. Красовский А.А., Буков В.Н., Шендрик В.С. Универсальные алгоритмы оптимального управления непрерывными процессами. – М.: Наука, 1977.
74. Булычев Ю.Г., Бурлай И.В. Системный подход к моделированию сложных динамических систем в задачах оптимизации с прогнозирующей моделью// Автоматика и телемеханика. – 1996. – № 3. – С. 34–46.
75. Булычев Ю.Г., Бурлай И.В. Регуляризованный операционный алгоритм оптимального управления на основе теоремы Котельникова// Автоматика и телемеханика. – 1995. – № 6. – С. 63–74.
76. Булычев Ю.Г., Бурлай И.В. Метод параметрической идентификации систем управления при неточном задании исходных данных// Автоматика и телемеханика. – 1997. – № 11. – С. 56–65.
77. Бурлай И.В. Параметрическая идентификация управляемых систем на базе расширенной модели наблюдений//Известия Академии наук. Теория и системы управления. – 1997. – № 4. – С. 29–34.
78. Вапник В.Н. Восстановление зависимостей по эмпирическим данным. М.: Наука. – 1979.
79. Стил Р. Принципы дельта-модуляции.- М.:Связь,1979. – 368 с.
80. Венедиктов М.Д., Женевский Ю.П., Марков В.В., Эйбус Г.С. Дельта-модуляция. Теория и применение. – М.: Связь, 1976. – 272с.
81. Lin B., Goldstain L.H. Power Spectra of ADPCM// IEEE Trans.on Commun. – 1977.– V.ASSP-25. –№ 1. – P.56–62.
82. Погрибной Б.А. Дельта-модуляция в цифровой обработке сигналов. – М.: Радио и связь, 1990. – 216 с.
83. Левин Б.Р., Шварц В. Вероятностные модели и методы в системах связи и управления. – М.: Радио и связь, 1985. – 312 с.
84. Назаров А.Н. Двухэтапный метод оценки адекватности локальной полиномиальной сплайн-интерполяции битового трафика служб широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания//М.: МГУ, Интеллектуальные системы. – 1999. – Т. 4.– Вып. 1–2. – С. 169–184.
85. Корнейчук Н.П. Сплайны в теории приближений. – М.: Наука, 1984. – 352 с.
86. Натансон И.Н. Конструктивная теория функций. – М.: Гостехиздат, 1949. – 688 с.
87. Алберг Дж. Теория сплайнов и ее приложения/ Пер.с англ. Ю.Н. Субботина; под ред. С.Б. Стечкина. – М.: Мир, 1972. – 316с.
88. Кашин Б.С., Саакян А.А. Ортогональные ряды. – М.: Наука,1984. – 496 с.

89. Аджемов А.С., Синева И.С. Метод аналогово-цифровых преобразований на основе сплайн интерполяции// Электросвязь. – 1998. – № 2. – С. 37–39.
90. Назаров А.Н. Метод параметрической устойчивой идентификации динамического битового трафика в широкополосных цифровых сетях интегрального обслуживания// М.: МГУ, Интеллектуальные системы. – 2000. – Т. 5. – Вып. 1–4. – С. 115–125.
91. Рябенский В.С. Введение в вычислительную математику: Учеб. Пособие для вузов. – М.: Физматлит, 1994. – 336 с.
92. Каханер Д., Моулер К., Нэш С. Численные методы и математическое обеспечение: пер. с англ. – М.: Мир, 1998. – 576 с.
93. Булгак В.Б., Варакин Л.Е., Ивашкевич Ю.К., Москвитин В.Д. Концепция развития связи в Российской Федерации. – М.: Радио и связь, 1995. – 224 с.
94. ITU-T. Rec. I.411. ISDN User-Network Interface – Reference Configurations. Rev.1, Geneva, 1993.
95. ITU-T. Rec. I.413. Basic User-Network Interface. Rev.1, Geneva, 1993.
96. ATM Forum. ATM User-Network Interface Specification. Version 3.0, 1993.
97. Алгоритмы и программы восстановления зависимостей. Валник В.Н., Глазкова Т.Г., Кошечев В.А., Михальский А.И., Червоненкис А.Я. – М.: Наука, 1984.
98. Назаров А.Н., Карандеев Д.А. Метод синтеза устойчивой оценки функции плотности распределения вероятностей// М.: МГУ, Интеллектуальные системы. – 1998. – Т. 3. – Вып. 3–4. – С.123–140.
99. Vapnik V. Estimation of Dependences based on Empirical Data. Springer-Verlag. New York Heidelberg Berlin. 1982.
100. Тихонов А.Н., Арсенин В.Я. Методы решения некорректных задач. – М.: Наука, 1986.
101. Айду Ф.А., Валник В.Н. Оценивание плотности вероятностей на основе метода стохастической регуляризации//Автоматика и Телемеханика. – 1989. – № 4. – С. 84–97.
102. Карандеев Д.А., Стефанюк А.Р. Выбор параметров настройки алгоритма при восстановлении функции плотности вероятности по эмпирическим данным// Автоматика и телемеханика. – 1996. – № 10. – С. 95–111.
103. Рао С.Р. Линейные статистические методы и их применения. – М.: Наука, 1968.
104. Смирнов Н.В. Теория вероятностей и математическая статистика. Избранные труды. – М.: Наука, 1970.
105. Крейн С.Г. Функциональный анализ. – М.: Наука, 1972.
106. Надарая Э.А. О непараметрических оценках плотности вероятностей и регрессии// Теория вероятностей и ее применения. – 1965. – Т. 10. – Вып. 1. – С. 199–203.
107. Silverman B. W. Choosing the window width when estimating a density. Biometrika, v.65, № 1, pp. 1–11, 1978.
108. Карандеев Д.А. Функция отношения правдоподобия и разладка случайного процесса. Деп. в ВИНТИ 674-В96 (от 04.03.1996).

109. *Клещев Н.Т. и др.* Телекоммуникации. Мир и Россия. Состояние и тенденции развития. – М.: Радио и связь, 1999. – 480 с.
110. *Назаров А.Н.* Оценка адекватности локальной полиномиальной сплайн-интерполяции битового трафика служб широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания на технологии ATM//СПб.: Проблемы информационной безопасности. Компьютерные системы. – 2000. – № 2. – С. 65–71.
111. *Назаров А.Н.* О постановке задачи управления битовой скоростью для эффективного распределения пропускной способностью звена ШЦСИС с технологией ATM// Труды Международной конференции по информационным сетям и системам ICINAS-2000, СПб, ЛОНИИС, 02–07 октября 2000. – С.49–53.
112. *Арнольд В.И.* Теория катастроф. – М.: Наука, 1988. – 128 с.
113. *Назаров А.Н.* Об устойчивой идентификации динамического битового трафика в широкополосных цифровых сетях интегрального обслуживания//СПб.: Проблемы информационной безопасности. Компьютерные системы. – 2000. – № 3. – С. 67–74.
114. *Оптимизация структур сетевых моделей (пособие по курсовому и дипломному проектированию).* – СПб.: ВАС. – 1987. – 102 с.
115. *Захаров Г.П., Ревельс В.П., Суховилов К.К.* Методика исследования устойчивого процесса функционирования сети связи по ВВХ// Техника средств связи.- Серия ТПС. – 1990. – Вып. 10. – С.21–27.
116. *Лазарев В.Г.* Основные концепции цифровых сетях интегрального обслуживания// М.: «Наука» сб. научн. статей «Управление в распределенных системах». – 1991. – С. 3–13.
117. *Лазарев В.Г., Долгушев С.А., Донианц В.Н., Стефанелли Р.* Отказоустойчивые однородные коммутационные системы: алгоритмические методы реконфигурации// М.: «Наука» сб. научн. статей «Управление в распределенных системах». – 1993. – С. 97–101.
118. *Андреев Н.И.* Корреляционная теория статистически-оптимальных систем. – М.: Наука, 1966. – 454 с.
119. *Захаров Г.П., Ревельс В.П., Суховилов К.К.* Оптимальная нагрузка сети передачи данных, удовлетворяющая нескольким критериям эффективности// Техника средств связи. – Серия ТПС. – 1988. – Вып. 3. – С. 3–7.
120. *Кульгин М.* Интеграция ATM с локальными сетями (ч. 1, 2)// Byte, Россия. – 1998. – № 1.
121. *Бойченко Е.В., Кальфа В., Овчинников В.В.* Локальные вычислительные сети. – М.: Радио и связь, 1985. – 304 с.
122. *Лалшинский А.В.* Локальные сети персональных компьютеров. Ч. I. Общие сведения о компьютерных сетях. Учебное пособие. – М.: МИФИ, 1994. – 76 с.
123. *Лалшинский А.В.* Локальные сети персональных компьютеров. Часть II. Современные локальные сети персональных компьютеров и их применение. Учебное пособие. – М.: МИФИ, 1994. – 144 с.
124. *Теория телетрафика.* Перевод с нем. под ред. Г.П. Башарина. – М.: Связь, 1971. – 320 с.

125. *Лившиц Б.С., Фридлин Я.В., Харкевич А.Д.* Теория телефонных и телеграфных сообщений. – М.: Связь, 1971. – 304 с.
126. *Методы развития теории телетрафика.* – М.: Наука, 1979. – 208 с.
127. *Проектирование и техническая эксплуатация сетей передачи дискретных сообщений.* Под ред. Г.П. Захарова. – М.: Радио и связь, 1988. – 360 с.
128. *Вентцель Е.С.* Теория вероятностей. – М.: Наука, 1969. – 576 с.
129. *Смирнов Н.В., Дунин-Барковский И.В.* Курс теории вероятностей и математической статистики. – М.: Наука, 1969. – 512 с.
130. *Вентцель Е.С., Овчаров Л.А.* Теория вероятностей и ее инженерные приложения. – М.: Наука, 1988. – 480 с.
131. *Захаров Г.П., Ревельс В.П., Симонов М.В., Геков В.В.* Статистическое уплотнение цифровых трактов связи// Техника средств связи. – сер. ТПС. – 1990. – Вып. 4. – 1990. – С. 3–12.
132. *Геков В.В., Симонов М.В., Шибанов В.С.* Математическое моделирование основных процессов транспортирования информации в ШЦСИО// СПб.: IV Международная конференция РИ-95, Тезисы докладов, 1995.
133. *Назаров А.Н.* Модели битового трафика в цифровых трактах и узлах широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания на технологии ATM с учётом особенностей статистического уплотнения// Модели и методы исследования информационных сетей. Международная академия информатизации. Академия региональных проблем информатики и управления. Сборник науч. трудов. Вып. 2. – СПб. – «Тема». – 1999. – С. 105–116.
134. *Назаров А.Н.* Об управлении трафиком и контроле параметров пользователя в ATM сети. Санкт-Петербургский государственный технический университет. Тезисы докладов научно-технической конференции "Методы и технические средства обеспечения безопасности информации", 17–19 октября 2000 года. – С. 188–190.
135. *Назаров А.Н.* Модели и метод статистического мультиплексирования трафика в цифровых трактах с оценкой качества функционирования узлового оборудования ATM сетей// Электросвязь. – 2000. – № 3. – С. 14–19.
136. *Симонов М.В., Назаров А.Н.* О подходе к моделированию и оценке эффективности процесса прохождения ячеек в ATM коммутаторе на базе формализма производящей функции// Модели и методы исследования информационных сетей. Международная академия информатизации. Академия региональных проблем информатики и управления. Сборник научных трудов. Вып. 2. – СПб.: – «Тема». – 1999. – С. 37–44.
137. *Тобаги Ф.А.* Архитектуры высокоскоростных коммутаторов пакетов для широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания //ТИИЭР. – 1990. – № 1. – С. 105–142.
138. *Ahmadi H. and Denzel W.E.* A survey of modern high-performance switching techniques // IEEE J., Sep.1989, v.SAC-7, № 7, p.1091–1103.
139. *Разживин И.А.* Техника коммутации В-ISDN// Средства связи (НИИ "Экос"), 1991. – Вып.3. – С. 36–47.
140. *Разживин И.А.* Коммутационная техника Ш-ЦСИО // Техника средств связи, серия "ТПС", СПб.: "Политехника", 1992. – Вып.1. – С. 23–38, 80–85.

141. *Devault M. et al.* The "Prelude" experiment: assessments and future prospects//IEEE J., Dec.1988, v.SAC-6, N 9, p.1528–1537.
142. *Kuwahara H. et al.* Shared buffer memory switch for an ATM exchange. Proc. ICC'89, Boston, MA, v.1, p.118–122.
143. IEEE J. on Sel. Areas in Commun., Oct 1991, v.9, N 8: Special issue "Large scale ATM switching systems for B-ISDN".
144. *Suzuki H., Nagano H. et al.* Output-buffer switch architecture for ATM. Proc. ICC'89, Boston, MA, v.1, p.99–103.
145. *Назаров А.Н.* Синтез режима реального времени в микропроцессорных системах// Техника средств связи. Сер."Системы связи" – 1991. – Вып.4. – С. 54–64.
146. *Назаров А.Н.* Метод создания режима реального времени программными средствами в системах на базе микро-ЭВМ.Рук.деп. в НИИЭИР № 3-8309. – 1988. – 26 с.
147. *Назаров А.Н.* Выбор числа видеотерминалов рабочих мест операторов программируемого абонентского пункта// Техника средств связи. Сер. "Техника проводной связи". – 1991. – Вып.7. – С.34–45.
148. *Nazarov A.N.* Synthesis of Real-Time Operation in Microprocessor Switching Devices//Telecommunications and Radio Engineering, USA, June 1993, Vol. 48, Num. 6, pp. 8–12.
149. *Назаров А.Н.* Синтез режима реального времени в коммутационных устройствах, реализованных на микропроцессорах// Электросвязь. – 1994. – № 4. – С. 11–13.
150. *Eng K.Y., Karol M.J.* Gigabit ATM switching. Proc. IEEE BSS'95, Poznan, Poland, April 19–21, 1995.
151. *Brooks, E.D.:* A Butterfly-memory interconnection for a vector processing environment//Parallel Computing. – 1987. – № 4.
152. *Patel J.H.:* Performance of Processor-Memory Interconnection for Multiprocessors // IEEE Trans., vol.C-30, № 10, October 1981, pp. 771–780.
153. *Huber, M.N., Rathgeb, E.P., Theimer T.H.:* Self-routing banyan networks in an ATM environment. Proc. of the International Conference on Computer Communication, Tel Aviv, 1988, pp. 167–174.
154. ITU-T: Recommendation G.131. 'Stability and Echo'. Blue Book, Fascicle 111.1, Geneva, 1989.
155. *Turner J.S.* Design of a broadcast packet switching network // IEEE Trans., June 1988, v.COM-36, № 6, p. 734–743.
156. *Batcher K.E.* Sorting networks and their application. Proc. Spring Joint Comput. Conf., AFIPS, 1968, p. 307–314.
157. *Huang A. and Knauer S.* Starlite: A wideband digital switch. Proc. GLOBECOM'84, Atlanta, GA, p. 121–125.
158. *Giacopelli J.N., Hickey J.J. et al.* Sunshine: a high-performance self-routing broadband packet switch architecture//IEEE J., v.SAC-9, № 8, Oct.1991, p. 1289–1298.
159. *Kruskal C.P. and Snir M.* The performance of multistage interconnection networks for multiprocessors//IEEE Trans., Dec.1983, v. C-32, № 12, p. 1091–1098.

160. *Kumar M. and Jump J.R.* Performance of unbuffered shuffle-exchange networks//IEEE Trans., Jun.1986, v.C-35, № 6, p. 573–578.
161. *Newman P.* A fast packet switch for the integrated services backbone network//IEEE J., v.SAC-6, N 9, Dec.1988, p. 1468–1479.
162. *Weng C.-H., Li J.-J.* Solution for packet switching of broadband ISDN//IEE Proc., pt. I, v.138, N 5, Oct.1991, p. 394–400.
163. *Pattavina A.* Broadband switching systems: first generation//European Trans. Telecommun., Jan./Feb.1991, v.2, N 1, p.75–87.
164. *Разживин И.А.* Построение центра быстрой коммутации пакетов на основе баньяноподобных сетей // СПб.:Тез. докл. 2-й конф. "Инф. сети и системы" (КИСС-93), 18–20 ноября 1993 г., 1993, с. 60–61.
165. *Tobagi F.A., Kwok T.C. and Chiussi F.M.* Architecture, performance and implementation of the tandem banyan fast packet switch//IEEE J., v.SAC-9, N 8, Oct. 1991, p. 1173–1193.
166. *Widjaja I.* Tandem banyan switching fabric with dilation//El. Letters, v.27, N 19, Sep.12, 1991, p.1770–1772.
167. *Симонов М.В., Привалов А.А.* Метод поиска функции распределения времени доставки кадров в сетях передачи данных // Техника средств связи. – сер. ТПС. – вып. 4. – 1992. – С. 56–60.
168. *Мартин Дж.* Системный анализ передачи данных. Т. 2. – М.: Мир, 1975. – 432 с.
169. *Дьяконов В.П.* Справочник по расчетам на микрокалькуляторах. – М.: Наука, 1989. – 464 с.
170. *Бесслер Р., Дойч А.* Проектирование сетей связи. – М.: Радио и связь, 1988. – 272 с.
171. *Филлипс Д., Гарсиа-Диас А.* Методы анализа сетей. – М.: Мир, 1984. – 496 с.
172. *Захаров Г.П., Шибанов В.С., Ревельс В.П., Симонов М.В., Суховилов К.К.* Методы и организация математического моделирования сетей и систем связи// Техника средств связи. – сер. ТПС.– 1991.– Вып. 10. – С. 3–22.
173. *Захаров Г.П., Шибанов В.С., Геков В.В.* Организация математического моделирования вторичных сетей связи//Техника средств связи. – сер. ТПС.–1991. – Вып. 1. – С. 2–24.
174. *Назаров А.Н.* О некотором подходе к синтезу распределенных мультимикропроцессорных структур обработки и передачи информации по критерию реального времени// Вторая межведомственная научно-техническая конференция "Проблемные вопросы сбора, обработки и передачи информации в сложных радиотехнических системах", 28–30.11.95. Тезисы докладов, ч.1, г. С.-Петербург, Пушкинское ВУРЭ ПВО, 1995. – С. 103.
175. *Draft of proposed IEEE standard 802.6: Distributed queue dual bus (DQDB) metropolitan area network (MAN) // IEEE Trans. Comput. 1988. № 6.*
176. *Назаров А.Н.* О некоторых результатах исследований возможностей построения АТМ-коммутаторов//Российское научно-техническое общество РЭС им. А.С. Попова. Научно-практический семинар "Проблемы разработки, внедрения и эксплуатации цифровых систем коммутации". Тезисы докладов. – 1997. – С.32–33.

177. *Лазарев В.Г., Донианц В.Н., Удалова Т.В.* Анализ пропускной способности коммутационных систем с буферными коммутационными элементами для широкополосных цифровых сетей интегрального обслуживания// М.: «Наука» сб. научн. статей «Управление в распределенных системах». – 1993. – С.3–7.
178. *Ершов В.А.* Метод расчета вероятности потерь информационных люков на узле быстрой коммутации пакетов с асинхронно-временным мультиплексированием// М.: «Наука» сб. научн. статей «Управление в распределенных системах». – 1993. – С. 21–26.
179. *Шатт С.* Мир компьютерных сетей// Киев: «ВНУ». – 1996. – 287 с.
180. *Шварц М.* Сети связи. Протоколы, моделирование и анализ. Т. 2. – М.: Мир, – 1992. – 272 с.
181. *Щербо К., Киреичев В.М., Самойленко С.И.* Стандарты по локальным вычислительным сетям. Справочник. – М.: Радио и связь, 1990. – 200 с.
182. *Балыбердин В.А.* Методы анализа мультипрограммных систем. – М.: Радио и связь, 1982. – 152 с.
183. Методология оценки эффективности и стоимости системы связи на примере интегральной тактической системы связи ВС США «INTACS» на стадии ее проектирования (пер. с англ.). – Л.: ВАС, 1985. – 300 с.
184. *Андреев А.Н.* О некоторых направлениях исследований в области защиты информации//Москва, Международная конференция "Безопасность информации", Сборник материалов, 1997. – С. 94–97.
185. *Назаров А.Н., Симонов М.В., Пьянков В.М., Субботин А.А.* Особенности криптографической защиты информации в сетях АТМ//СПб.: Проблемы информационной безопасности. Компьютерные системы. – 1999. – № 1. – С. 92–95.
186. *Гордиенко В.Н., Ксенофонтов С.Н., Кунегин С.Н., Цыбулин М.К.* Современные высокоскоростные цифровые телекоммуникационные системы. Ч.2. Основы технологии АТМ: Учебное пособие / МТУСИ. – М.: 1998. – 65 с.
187. Применение транспортных технологий связи, использующих в качестве среды передачи оптическое волокно. – М.: Минсвязи РФ, 2001. – 63 с.

Оглавление

Введение	3
Глава 1. АНАЛИЗ ВОЗМОЖНОСТЕЙ ТЕХНОЛОГИИ АТМ ДЛЯ СОЗДАНИЯ КОРПОРАТИВНЫХ СЕТЕЙ. СЛУЖБЫ ШЦСИО	5
1.1. Некоторые аспекты цифровизации корпоративных сетей связи	5
1.2. Обзор концептуальных принципов создания ЦСИО	8
1.3. Стратегия цифровизации первичной сети	12
1.4. Транспортные сети. Основные понятия и определения	15
1.5. Основные требования к комплексу линейных средств связи при построении транспортной сети на технологии АТМ	17
1.6. Классификация служб в ШЦСИО	19
1.7. Прагматическая концепция внедрения корпоративной ЦСИО	26
1.8. Основные результаты и выводы по главе 1	29
Глава 2. ХАРАКТЕРИСТИКИ ТРАФИКА В ШЦСИО. ТРЕБОВАНИЯ К КАЧЕСТВУ ОБСЛУЖИВАНИЯ В ТРАНСПОРТНОЙ СРЕДЕ АТМ. ОСНОВНЫЕ ЗАДАЧИ РАЗРАБОТКИ МЕТОДОЛОГИЧЕСКОЙ ОСНОВЫ РАСЧЕТНОГО ОБОСНОВАНИЯ СОЗДАНИЯ КОРПОРАТИВНОЙ АТМ СЕТИ	30
2.1. Характеристики трафика в ШЦСИО	30
2.2. Основные положения проблемы управления трафиком в сетях АТМ	38
2.3. Защита от перегрузок в сетях АТМ	40
2.4. Соглашение по трафику между пользователем и сетью	41
2.5. Основные требования к качеству обслуживания и особенности измерения транспортной среды АТМ	45
2.6. Постановка основных задач разработки методологической основы расчетного обоснования создания корпоративной АТМ сети	52
2.7. Основные результаты и выводы по главе 2	56
Глава 3. ДИСКРЕТНЫЕ СТОХАСТИЧЕСКИЕ МОДЕЛИ БИТОВОГО ТРАФИКА СЛУЖБ ШЦСИО	59
3.1. Классификация видов трафика ШЦСИО	59
3.2. Модели трафика для краткого сеанса связи	61
3.3. Модели трафика для реального сеанса связи	66
3.4. Подход к идентификации и расчету динамических характеристик битового трафика служб ШЦСИО на основе метода сплайн- интерполяции	73
3.5. Метод параметрической устойчивой идентификации динамического битового трафика в ШЦСИО	82
3.6. Разработка методических рекомендаций синтеза динамических моделей полипачечного битового трафика ШЦСИО в двумерной области по экспериментальным данным	92
3.7. Основные результаты и выводы по главе 3	108
Глава 4. МЕТОДЫ СИНТЕЗА УСТОЙЧИВОЙ ОЦЕНКИ ФУНКЦИИ ПЛОТНОСТИ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ВЕРОЯТНОСТЕЙ ПОЛИПАЧЕЧНОГО ТРАФИКА В ШЦСИО	112
4.1. Метод стохастической регуляризации	112
4.2. Процедура синтеза оценки плотности распределения вероятностей в функциональном пространстве $L_2(-\infty, \infty)$	114
4.3. Синтез оценки дискретной плотности распределения вероятностей на основе непрерывного полигона	117
4.4. Сходимость полученной оценки	125
4.5. Сравнение оценок функции плотности распределения вероятностей	126

4.6. Определение момента изменения характеристик интегрального трафика в ATM коммутаторах на основе оценивания функции отношения правдоподобия	128
4.7. Основные результаты и выводы по главе 4	140
Глава 5. МОДЕЛИ ТРАФИКА В УЗЛАХ И ГРУППОВЫХ ТРАКТАХ ШЦСИО. МЕТОД ОЦЕНИВАНИЯ КАЧЕСТВА МУЛЬТИПЛЕКСИРОВАНИЯ	142
5.1. Основные методические предпосылки нового подхода к статистическому мультиплексированию в ШЦСИО	142
5.2. Математическая модель трафика в узле доступа и цифровом групповом тракте ШЦСИО на технологии ATM	144
5.3. Математическая модель и метод оценки качества статистического уплотнения источников	148
5.4. Пример расчета эффекта статистического мультиплексирования в ATM сети	153
5.5. Оценка пропускной способности цифровых групповых трактов связи и производительности центров быстрой коммутации	155
5.6. Свойство ступенчатой аппроксимации битовой скорости передачи информации	156
5.7. Основные результаты и выводы по главе 5	157
Глава 6. ПРИНЦИПЫ ПОСТРОЕНИЯ СОВРЕМЕННОГО КОММУТАЦИОННОГО ОБОРУДОВАНИЯ ATM. МЕТОДЫ РАСЧЕТА ПАРАМЕТРОВ ПРОЦЕССА ПРОХОЖДЕНИЯ ЯЧЕЕК В УЗЛОВОМ ОБОРУДОВАНИИ ATM	158
6.1. Коммутаторы с коллективной памятью	161
6.2. Коммутаторы с общей средой	164
6.3. Метод выбора аппаратно-программных средств для синтеза микропроцессорного коммутационного модуля ATM коммутатора многокаскадной архитектуры по критерию реального времени	168
6.4. Основные тенденции развития коммутаторов ATM	176
6.5. Оптическая коммутация	181
6.6. Метод расчета числа пакетов, проходящих через ATM коммутатор на основе Z-преобразования	184
6.7. Оценка вероятности переполнения очереди пакетами ATM	187
6.8. Методика расчета трафика, генерируемого абонентами объектов сети, и формирование матрицы взаимного информационного тяготения между объектами	189
6.9. Численные исследования различных типов структур транспортных сетей	193
6.10. Абонентские сети и их типовые структуры. Основные понятия и определения	196
6.11. Численные исследования типовых структур абонентских сетей доступа к транспортной сети	198
6.12. Локальные вычислительные сети и их типовые структуры	199
6.13. Результаты численных исследований устойчивости структур ЛВС	201
6.14. Особенности криптографической защиты информации в сетях ATM	202
6.15. Основные результаты и выводы по главе 6	207
ПРИЛОЖЕНИЯ	210
Список литературы	244