

**Мошак Н.Н.**

**ТЕОРЕТИЧЕСКИЕ ОСНОВЫ ПРОЕКТИРОВАНИЯ  
ТРАНСПОРТНОЙ СИСТЕМЫ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ  
СЕТИ**

УЧЕБНОЕ ПОСОБИЕ

Санкт-Петербург

2005 г.

**Мошак Н.Н. Теория проектирования транспортной системы инфокоммуникационной сети.: Учебное пособие для ВУЗов, «Энергомашиностроение», СПб, 2006, 159с.**

Рассматриваются теоретические основы проектирования транспортных систем инфокоммуникационной сети следующего поколения. Описываются общие принципы анализа инфокоммуникационной сети, модели и методы расчета параметров ее пакетной транспортной системы (ТС) на технологиях АТМ и IP, а также гибридной ТС на технологии АТМ с эмуляцией коммутации каналов в режиме установленного соединения. Методы расчета основаны на построении и оптимизации общих функционалов использования пропускной способности трактов передачи интегральным трафиком с учетом архитектуры ТС и требуемого качества сервиса QoS (Quality of Service).

Для студентов высших учебных заведений, обучающихся по специальности 071900 «Информационные сети и технологии».

## Принятые сокращения

ABR	– Available Bit Rate
ADSL	– Asymmetric Digital Subscriber Line
AF	– Assured Forwarding
BE	– Excess Burst Size
BECN	– Backward Explicit Congestion Bit
B-NT	– Broadband Network Termination
BSVC	– Broadcast Signaling Virtual Channel
BT	– Burst Tolerance
B-TE	– Broadband Terminal Equipment
BC	– Committed Burst Size
CAC	– Connection Admission Control
CBasR	– Constraint Based Routing
CBR	– Constant Bit Rate
CCR	– Chargeable Cell Rate
CDV	– Cell Delay Variation
CEC	– Circuit Emulation Service
CIF	– Cell In Frames
CIR	– Committed Information Rate
CLR	– Cell Loss Ratio
CLS	– Controlled Load Service
CMI	– Code Mark Inversion
CPCS	– Common Part Convergence Sublayer
CS	– Convergence Sublayer
CTD	– Cell Transfer Delay
DE	– Discard Eligibility
DS	– Differentiated Services
DSCP	– Different Service Code Point
DSL	– Digital Subscriber Loop
DTL	– Designated Transit List
EF	– Expedited Forwarding
FEC	– Forwarding Equivalence Class
FECN	– Forward Explicit Congestion Bit
FRAD	– Frame Relay Access Device
GCAC	– Generic Connection Admission Control
GS	– Guaranteed Service
HDSL	– High Bit-Rate Digital Subscriber Line
HDTV	– High Density Television
IS	– Intermediate System
LDP	– Label Distribution Protocol
LIFO	– Last In First Out
LIH	– Logical Interface Descriptor
LSP	– Label Switched Path
LSR	– Label Switched Router
MBS	– Maximum Burst Size

MCR	–	Minimum Cell Rate
MPLS	–	Multi-Protocol Label Switching
NBBS	–	Networking Broadband Services
NGN	–	Next Generation Network
NRZ	–	Non Return to Zero
PBAC	–	Parameter-Based CAC
PCI	–	Protocol Control Information
PCR	–	Peak Cell Rate
PDU	–	Protocol Data Unit
PHB	–	Per-Hop Behavior
PNNI	–	Private Network-to-Network Interface
PTM	–	Packet Transfer Mode
PVC	–	Permanent Virtual Circuit
QoS	–	Quality of Service
R-ADSL	–	Rate-Adaptive Digital Subscriber Line
RIP	–	Routing Information Protocol
RSVP	–	Resource Reservation Protocol
RTCP	–	Rtp Control Protocol
RTP	–	Real-Time Protocol
RTSP	–	Real-Time Streaming Protocol
SAAL	–	Signaling ATM Adaptation Layer
SAP	–	Service Access Point
SAR	–	Segmentation And Reassembly
SCP	–	Service Control Point
SCR	–	Sustainable Cell Rate
SDSL	–	Single Line Digital Subscriber Line
SDU	–	Service Data Unit
SLA	–	Service Level Agreement
SN	–	Service Node
SSCO	–	Service Specific Connection Oriented Protocol
SSCS	–	Service-Specific Convergence Sublayer
SVC	–	Switched Virtual Circuit
SVN	–	Switched Virtual Networking
TASI	–	Time Assignment System Interpolation
TCA	–	Traffic Conditioning Agreement
TCA	–	Traffic Conditioning Agreement
TCP	–	Transport Control Protocol
TOS	–	Type Of Service
UBR	–	Unassigned Bit Rate
UDP	–	User Datagram Protocol
UNI	–	User -Network Interface
VBR	–	Variable Bit Rate
VBRnrt	–	Variable Bit Rate Non Real Time
VBRrt	–	Variable Bit Rate Real Time
VCI	–	Virtual Channel Identifier

VCL	– Virtual Channel Link
VDSL	– Very High Bit-Rate Digital Subscriber Line
VPI	– Virtual Path Identifier
VPL	– Virtual Path Link
VPN	– Virtual Private Network
АЛ	– Абонентская Линия
АСИ	– Автоматизированная Система Инфоуслуг
АТМ	– Asynchronous Transfer Mode
АЦП	– Аналого-Цифровой Преобразователь
БКК	– Быстрая Коммутация Каналов
БКП	– Быстрая Коммутация Пакетов
ВАС	– Burst Admission Control
ВАУ	– Временное Асинхронное Уплотнение
ВВХ	– Вероятностно-Временная Характеристика
ВКК	– Коммутация Виртуальных Каналов
ВОС	– Архитектура Взаимодействия Открытых Систем
ВСУ	– Временное Синхронное Уплотнение
В-ТА	– Broadband Terminal Adaptor
ГИИ	– Глобальная Информационная Инфраструктура
ГК	– Гибридная Коммутация
ГТС	– Гибридные Транспортные Системы
ГТС	– Гибридная ТС
ИРС	– Интерполяция Речевых Сигналов
ИЭ	– Информационные Элементы
КК	– Коммутация Каналов
КП	– Коммутация Пакетов
КТС	– Канальные Транспортные Системы
ЛЦТ	– Линейно-Цифровой Тракт
МВАС	– Measurement-Based SAC
МОС	– Международная организация стандартизации
МСС	– Мультисервисная Сеть
ПР	– Плотность Распределения
ПТС	– Пакетная Транспортная Система
РОС	– Решающая Обратная Связь
РПУ	– Речепреобразующее Устройство
СД	– Сеть Доступа
СеМО	– Сеть Массового Обслуживания
СМО	– Система Массового Обслуживания
СУБД	– Система Управления Базой Данных
ТС	– Транспортная Система
ТФОП	– Телефонные Сети Общего Пользования
УК	– Узел Коммутации
ФР	– Функция Распределения

Ш-ЦСИС – Широкополосная Цифровая Сеть С Интеграцией Служб  
ЭТО – Эксплуатация И Техническое Обслуживание

## ВВЕДЕНИЕ

Современный этап развития мировой цивилизации, получивший определение «Глобальное информационное общество», характеризуется переходом от индустриального к информационному обществу, предполагающему новые формы социальной и экономической деятельности. Рост потребностей в услугах электросвязи объясняется усложняющейся структурой хозяйственного управления, внедрением в производство различных информационных технологий, созданием электронных баз данных общего пользования, электронной торговли, национальных и международных систем электронных расчетов и др. Массовое использование информационных технологий потребовало расширения услуг связи и создания Глобальной информационной инфраструктуры (ГИИ). Основная идея концепции ГИИ заключается в конвергенции телекоммуникационных и информационных технологий с целью предоставления любому пользователю доступа к ним в реальном времени в любом месте. В рамках конвергенции связанных и информационных технологий выделяют три направления: цифровизация и интеллектуализация сетей связи; глобализация и персонализация предоставления услуг, а также универсализация терминального оборудования.

Известно, что информационные технологии ориентированы на решение задач поиска, хранения и обработки информации, в то время как телекоммуникационные технологии в основном связаны с процессами передачи информации. Конвергенция двух вышеуказанных технологий и позволит создать сеть общего пользования следующего поколения, которую мы будем называть инфокоммуникационной сетью. Характерной особенностью сетей указанного класса является то, что в дополнении к традиционным услугам электросвязи она будет предоставлять пользователю совершенно новые информационные услуги, реализуемые различными «клиент - серверными» приложениями на базе средств вычислительной техники. Эти услуги будут включать в себя, в том числе, автоматизированную обработку, хранение или передачу по запросу информации, организацию видеоконференций, службу каталогов, унифицированный и усовершенствованный потоковый обмен аудио и видео сообщениями, интегрированный голосовой ответ, удаленный доступ к информационным базам данных, распределенную обработку данных и др.

Услуги нового типа получили название инфокоммуникационных услуг, инфоуслуг или услуг информационного общества.

Общие подходы, построения инфокоммуникационной сети определяются концепцией сетей следующего поколения (Next Generation Network, NGN). Базовыми принципами NGN являются разграничение функций коммутации и переноса информации различной природы, а так же функций управления вызовами и функций управления услугами в сетях указанного класса [1]. Подчеркнем еще раз, что термин «инфокоммуникационная сеть» указывает, в первую очередь, на принципиально новую для сетей связи функциональную

нагрузку, связанную с предоставлением ими широкого спектра новых информационных услуг, являющихся прерогативой компьютерных информационных сетей. При этом в отличие от последних, при установлении коммуникаций, она будет предоставлять разнообразные связанные сервисы для передачи информации различной природы (в том числе и мультимедиа) с требуемым качеством единым образом в общей физической среде. В этой связи инфокоммуникационную сеть можно рассматривать как более широкий класс информационных сетей.

Основу инфокоммуникационной сети составляет ее мультисервисная сеть электросвязи, которая будет строиться на базе единой сетевой инфраструктуры, и представлять собой телекоммуникационную интегральную сеть с набором служб, обеспечивающих перенос разнородного трафика с заданными количественными и качественными характеристиками в процессе предоставления пользователю инфоуслуг. К мультисервисным сетям связи предъявляют следующие требования:

- «мультисервисность» или независимость технологий предоставления услуг от транспортных технологий;
- «широкополосность» - возможность гибкого и динамического изменения скорости передачи информации в широком диапазоне в зависимости от текущих потребностей пользователя;
- «мультимедийность», под которой понимается способность сети передавать многокомпонентную информацию (речь, данные видео, аудио) с необходимой синхронизацией этих компонент в реальном времени и использованием сложных конфигураций соединений;
- «интеллектуальность» - возможность управления услугой, вызовом и соединением со стороны пользователя или поставщика услуг;
- «инвариантность доступа» или возможность организации доступа к услугам независимо от используемой технологии;
- «многооператорность» - возможность участия нескольких операторов в процессе предоставления услуги и разделение их ответственности в соответствии с их областью деятельности.

Ключевым моментом при этом является использование ограниченного числа многоцелевых интерфейсов «пользователь-сеть».

В [2] показано, что внедрение инфокоммуникаций будет способствовать также снижению ресурсоемкости отраслей материального производства и более эффективному размещению ресурсов в экономике страны. В рамках стратегии социально-экономического развития нашей страны связь и информатизация рассматриваются как одно из приоритетных направлений развития России. Очевидно, что создание национальной инфокоммуникационной сети общего пользования является актуальной задачей. Ключевой программой этого направления является федеральная программа «Электронная Россия на 2002-2010 годы» [3], которая определяет задачи по универсальному обслуживанию населения с предоставлением минимума инфокоммуникационных услуг, а именно, доступа к телефонной связи и сети Интернет в любом населенном пункте страны. Выделяют три этапа построения национальной



инфокоммуникационной сети [4]:

- этап строительства наложенных региональных сетей методом замещения и/или модернизации существующих телефонных сетей общего пользования («накрывающая» стратегия), либо методом нового строительства отдельных фрагментов, на базе мультисервисных узлов («островная» стратегия);

- этап создания единого транспортного ядра магистральной сети, с использованием технологии пакетной коммутации и переноса трафика различной природы;

- этап построения полнофункциональной инфокоммуникационной сети.

На развитие инфокоммуникаций оказывают влияние факторы, которые можно разбить на четыре группы: макроэкономические, концептуально-технические, социальные и факторы рыночной среды. Предполагается, что создание инфокоммуникационной сети в нашей стране будет осуществляться эволюционным путем с учетом уровня развития связных технологий в каждом регионе и экономических возможностей.

В настоящее время отсутствуют единые международные стандарты, определяющие различные аспекты построения, развития и эксплуатации МСС. Работы в этой области ведут многие организации, в том числе ITU, ETSI и др. С целью координации работ по переходу к МСС и определения первоочередных задач по стандартизации в 2001г. была создана рабочая группа NGN SG. В числе приоритетных стандартов названы архитектура и протоколы, качество и платформы услуг, сетевое управление и безопасность.

# 1. КОНЦЕПЦИЯ ПОСТРОЕНИЯ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ

## 1.1. Базовые информационные технологии и методы коммутации

### 1.1.1. Основные отличительные черты архитектур информационных технологий

Любое программное приложение состоит из трех основных компонент, которые реализуют:

- интерфейс с пользователем (компонент представления);
- выполнение прикладных функций (прикладной компонент);
- доступ к информационным ресурсам (менеджер ресурсов), выполняющий накопление информации и управление данными. Менеджер ресурсов непосредственно работает с данными системы в интересах пользователя.

Информационные технологии могут строиться на различных архитектурных решениях, которые, по своей сути, базируются на общей архитектуре "клиент-сервер". Различие состоит только в том, что делают клиенты и серверы. В настоящее время различают следующие архитектуры построения информационных технологий: файл-серверная, классическая технология «клиент-сервер» и основанная на Web-технологии. Рассмотрим кратко основные архитектурные решения.

*Файл-серверные приложения.* В одноранговой информационной сети ресурсы для общего пользования сконцентрированы на одном центральном сервере. При организации информационных технологий на основе использования выделенных централизованных файл-серверов сохраняется автономность прикладного (и большей части системного) программного обеспечения, работающего на каждом автоматизированном рабочем месте (АРМ) пользователя сети. Файл-сервер представляет собой разделяемое всеми АРМ расширение дисковой памяти. Фактически, компоненты информационной системы, выполняемые на разных АРМ, взаимодействуют только за счет наличия общего хранилища файлов, которое размещается на файл-сервере. В классическом случае на каждом АРМ дублируются не только прикладные компоненты, но и средства управления базами данных (СУБД) или менеджеры ресурсов.

Для пользователя имеются удобные и развитые средства разработки графического пользовательского интерфейса, простые в использовании средства разработки систем баз данных и/или СУБД. Однако, несмотря на простоту средств управления базами данных, проблема качества проектирования базы данных остается актуальной при проектировании информационной автоматизированной системы, а также поддержание ее целостного состояния и гарантированной надежности хранения информации.

*Классические «клиент-серверные» приложения.* Под клиент-серверным приложением понимают информационную систему, основанную на использовании серверов баз данных. Различают следующие модели

архитектуры «клиент-сервер»: на сервере расположены только данные, на сервере расположены данные и менеджер ресурсов (например, СУБД) и модель, когда сервере расположены данные, менеджер ресурсов и прикладной компонент.

В первой модели архитектуры «клиент-сервер» обработка информации, которая поступает по запросу из сервера, осуществляется на АРМ пользователя, что приводит к значительной нагрузке на сеть при передаче больших массивов данных.

Во второй модели (модель сервера управления данными) компонент представления и прикладной компонент совмещены и выполняются на АРМ пользователя. В этом случае АРМ выполняет функции ввода и отображения данных, а также прикладные функции. Доступ к информационным ресурсам обеспечивается операторами специального языка (например, SQL при обращении к базам данных) или вызовами функций специализированных программных библиотек. Одним из достоинств модели является значительное снижение объемов информации, передаваемых по сети при выполнении транзакции. К основным ее недостаткам можно отнести отсутствие четкого разграничения между компонентами представления и прикладным компонентом, что затрудняет совершенствование информационной системы. Модель комплексного сервера в этом смысле более технологична. Ее основные преимущества: высокая производительность и централизованное администрирование, делают указанную модель наиболее приемлимой для использования на сетях большой размерности.

При значительном увеличении ресурсоемкости прикладного компонента он может быть организован в виде отдельного сервера, называемого сервером приложений. В рамках сервера приложений в информационной системе могут быть реализованы несколько прикладных функций, каждая из которых оформляется как отдельная служба.

Классическая сетевая архитектура «клиент-сервер» характеризуется следующими характерными особенностями: сервер предоставляет данные, подлежащие интерпретации на АРМ клиента; фрагменты прикладной системы распределены между АРМ сети; обмен данными между АРМ пользователей и сервером может осуществляться по корпоративным потоколам; каждый компонент сети ориентирован только на выполнение своих локальных программ.

*«Клиент-серверные» приложения, основанные на Web-технологии* объединяет в себе лучшие качества централизованных и классических систем. Здесь возвращен серверам ряд функций, которые были вынесены за пределы центрального сервера в классической архитектуре «клиент-сервер». Базисом является Web-технологии, взаимодействующая из Internet, в соответствии с которой на сервере размещаются так называемые Web-документы (текстовые файлы специального формата), которые визуализируются и интерпретируются программой навигации (Web-навигатор или Web-браузер), функционирующей на АРМ пользователя. Web-документ представляет собой гипермедийный документ, объединяющий ссылками различные Web-страницы, каждая из

которых может содержать ссылки на другие объекты, расположенные на любом узле сети. Web-документ включает только одну Web-страницу, логически может объединять любое количество таких страниц, принадлежащих различным Web-документам. Программа навигации, выполняемая на АРМ, может не только визуализировать Web-страницы и осуществить переходы к другим объектам, но и активизировать программы на сервере, а также запустить программы, относящиеся к Web-документу, для исполнения на АРМ пользователя. Передачу на АРМ пользователя документов и различных объектов осуществляет программа, функционирующая на сервере и называемая Web-сервером.

Укажем на отличительные черты Internet-архитектуры: сервером предоставляется пользователю конечная информация по запросу программы-навигатора; все информационные ресурсы, а также прикладная система находятся на сервере; для обмена данными между АРМ пользователя и сервером применяются стандартные протоколы TCP/IP; возможность централизованного управления сервером и АРМ пользователя; на АРМ пользователя могут выполняться программы других АРМ сети.

### **1.1.2. Методы коммутации**

Все разнообразие сетей связи определяется способами коммутации и передачи информации. Как показано в работах [5 - 7] сети связи по способам коммутации могут быть разбиты на три больших класса: сети с «жестким» закреплением сетевых ресурсов за соединением, сети с «нежестким» закреплением сетевых ресурсов за соединением и сети с гибридным (смешанным) закреплением ресурсов в сеансе связи. Соответственно классифицируются и транспортные системы (ТС) указанных сетей связи, реализующие основные сетевые функции по транспортировке информации, а именно, - канальные транспортные системы (КТС), пакетные транспортные системы (ПТС) и гибридные транспортные системы (ГТС).

Рассмотрим кратко историографию различных методов коммутации и передачи в отношении использования сетевых ресурсов (в частности, пропускной способности каналов связи) и обеспечения требуемой средней задержки информации в сети.

**Коммутация каналов.** Отличительной чертой технологии КК является «жесткое» закрепление физических ресурсов за соединением в сеансе связи, т. е. за соединением осуществляется статическое (фиксированное) закрепление вычислительной мощности УК, памяти входных/выходных буферов, а также пропускной способности составного канала связи, который устанавливается между абонентами для передачи информации. К указанной технологии, помимо ее классической реализации, примером которой являются телефонные сети общего пользования (ТФОП), относятся также разнообразные ее модификации: быстрая коммутация каналов (БКК), коммутация виртуальных каналов (ВКК), интерполяция речевых сигналов (ИРС) и т. д.[7].

Приведем характерные особенности классической КК:

- фиксированная малая задержка в фазе поддержания соединения;

- фиксированная пропускная способность составного канала связи, обеспечение прозрачности или «прозрачности» передачи информации (временной, управляющей, побитовой);
- сравнительно большое время установления/разъединения соединения (1-3 с);
- необходимость согласования скоростей, кодов и алгоритмов аппаратуры пользователей;
- скорость передачи информации до 64 кбит/с;
- доступ в сеть с блокировкой входного потока и неустойчивость к перегрузкам.

Сеть на технологии КК ориентирована в первую очередь на передачу речевых сигналов и больших массивов данных (файлов). Сравнительно низкий коэффициент использования пропускной способности канала связи при передаче речевого и компьютерного трафика, а также большое время установления/разъединения соединения рассматриваются как недостатки технологии. Таким образом, классическая односкоростная сеть КК является недостаточно гибкой и на ее основе невозможно построить мультисервисную сеть с большим набором скоростей.

Быстрая коммутация каналов позволяет устанавливать/разъединять соединение для каждого посылаемого сообщения, каким бы кратким оно не было, что значительно сокращает «время на обдумывание», затрачиваемое диалоговым пользователем. В современных системах с БКК время на установление/разъединение соединений составляет величину порядка 200 мс. Однако стоимость сети с БКК существенно зависит от соотношения стоимостей коммутационного оборудования, экономические характеристики которого весьма высоки, и каналов связи.

Коммутация виртуальных цепей (ВКК) явилась попыткой улучшить характеристики сети с коммутацией каналов введением в систему передачи детектора пауз в речевом сигнале, что позволило доуплотнить соединения КК сообщениями данных. Фактически в этой системе соединения ориентируется не только на сеанс связи, но и на наличие речевого сегмента для передачи, т.е. виртуальное соединение в сети с ВКК, устанавливаемое между парой абонентов, открывается только при появлении РС. Коммутация каналов с интерполяцией речевых сигналов дает возможность уплотнения пауз не только данными, но и речью. РС в соединении ВКК имеет более высокий приоритет по сравнению с сообщениями данных, доступ которых к каналу передачи разрешается во время речевой паузы. Интерполяция речевых сигналов (ИРС) - (*Time Assignment System Interpolation*, TASI) - является частным случаем ВКК, в которой РС одного соединения вставляются в паузы между РС другого соединения, т.е. осуществляется метод временного асинхронного уплотнения (ВАУ) применительно к речевому трафику. Развитие методов ИРС базируется на трех основных способах организации мультиплексирования РС: прямое использование пауз в речевом трафике, кодирование с переменным качеством в источнике сообщений и небольшая «распределенная» задержка отдельных РС, обработанных системой временного синхронного уплотнения (ВСУ).

Необходимо отметить, что концепция введения строго контролируемой задержки для организации статистического уплотнения группы источников РС (метод ВСУ фактически базируется на центральной предельной теореме теории вероятностей применительно к ансамблю соединений) является весьма общей и может быть использована для построения высокоэффективных МСС, обслуживающих как низкоскоростные вокодерные системы и высокоскоростные преобразователи звуковых сигналов в РС, так и сообщения данных.

**Пакетная коммутация.** Метод КП является «эстафетным» методом или методом с «накоплением и передачей», который обеспечивает режим «нежесткого» закрепления сетевых ресурсов за соединением. В сеансе связи сетевые ресурсы любому соединению выделяются на коллективной основе с организацией очередей на УК, т. е. доступ к ресурсам сети обеспечивается с буферированием информации. Классическими примерами указанной технологии могут служить КП на базе протоколов X.25, TCP/IP, Frame Relay, ATM и др. Технология КП позволяет значительно уменьшить время прохождения сообщения по сети за счет минимизации времени задержки сообщений в узлах сети при эффективном использовании вычислительной мощности и памяти УК, а также пропускной способности каналов связи. При этом использование механизмов динамического распределения сетевых ресурсов в сеансе связи, является более гибким с точки зрения скоростей передачи и в большей степени подходит к передаче пачечного трафика. Пакетные коммутационные системы первоначально предназначались для двух типов трафика: диалогового трафика, требующего небольшой пропускной способности и малой задержки, и трафика, порожденного большими массивами информации (файлами), требующего сравнительно высокой пропускной способности и допускающего сравнительно большие задержки. В сетях с КП перед передачей сообщения «нарезаются» на порции (пакеты), длина которых либо фиксирована, либо не превосходит заданной величины. Каждый пакет несет как управляющую информацию, так и информацию пользователя. При этом передача информации может вестись как в датаграммном режиме, при котором маршрут переноса пакета по сети не фиксируется, так и в режиме виртуального соединения, когда маршрут фиксируется. Приведем основные особенности метода КП:

- сравнительно малые постоянная и переменная составляющие времени сетевой задержки пакетов, зависящие от величины трафика, поступающего в сеть связи;
- создание «гарантированного» транспортного соединения в режиме виртуального соединения;
- низкая устойчивость к перегрузкам сети.

Типичными проблемами при использовании КП остаются случайные задержки (связанные в первую очередь с асинхронным статистическим уплотнением нагрузки) и высокая сложность систем обработки пакетов внутри сети. Задержки информации в пакетных системах связаны, прежде всего, с пакетизацией информации (например, для речи - это время, в течение которого

первый замер голоса ждет момента окончательного формирования пакета и отправки его по сети), мультиплексированием, схемой транспортировки пакетов, топологией сети и сетевыми протоколами (контроль ошибок, управление потоком, маршрутизация, алгоритмы компоновки), скоростью обработки пакетов процессором в режиме установленного соединения и т. д. Время пакетизации зависит от скорости цифрового кодирования и может быть сокращено только за счет уменьшения длины пакета, что, в свою очередь, приводит к увеличению доли управляющей информации при передаче сообщения или речевого сегмента и снижению эффективности использования пропускной способности каналов связи.

В 1976 году МККТТ была принята *Рекомендация X. 25*. Она описывает правила разработки интерфейсов, терминального оборудования и аппаратуры передачи данных, обеспечивающих подключение к сетям коммутации пакетов общего пользования (PSPDN), а также определяет процедуры для разработки интерфейсов: физического уровня (X. 21/X. 21бис), канального уровня (протокол LAPB) и сетевого уровня (X. 25/3). Технология X. 25 используется службами виртуальных соединений, которые обеспечиваются функциями управления пакетами внутри ISDN, либо сетью PSPDN с помощью коммутируемых В-каналов ISDN. При этом в обоих случаях может использоваться базовый (2B+D) или первичный (23B+D) интерфейсы. За время своего существования Рекомендация X. 25 несколько раз подвергалась пересмотру и обрела несколько добавлений, касающихся новых применений в части обеспечения коммутируемого доступа через ТФ-ОП, работы с терминалами ISDN, доступа к PSPDN через ISDN, применения в LAN, сопряжения с частными сетями, использования высокоскоростных каналов и т. д. Вначале предусматривалась пропускная способность до 64 кбит/с. Проведенные исследования показали, что для уменьшения влияния времени распространения сигнала при работе с пропускной способностью 2 Мбит/с процедуры 25 должны быть модифицированы как на канальном, так и пакетном уровнях увеличением размера окна и/или длины кадра. Однако для больших скоростей (10 Мбит/с и выше) эта проблема возникает вновь.

В процессе эволюции было предложено несколько модификаций систем с пакетной коммутацией, которые, сохраняя высокую эффективность использования канальных ресурсов сети, частично устранили некоторые нежелательные эффекты, присущие им.

*Сети frame relay* специально разрабатывались как сети общего пользования для передачи пульсирующего трафика между локальными сетями. Они обеспечивают скорость передачи данных до 2 Мбит/с и ориентированы на каналы высокого качества. Преимущество сетей frame relay заключается в их низкой протокольной избыточности, что обеспечивает небольшие задержки кадров. Особенностью технологии frame relay является гарантированная поддержка средней скорости передачи данных по виртуальному каналу при допустимых пульсациях трафика. Однако на величины задержек сеть frame relay гарантий не дает, и это основная причина, которая сдерживает применение этих сетей для передачи изохронного трафика. Кроме того, максимальная

скорость доступа 2 Мбит/с недостаточна для передачи видео высокого качества и мультимедиа. Основным параметром, по которому абонент и сеть заключают соглашение при установлении виртуального соединения, является согласованная скорость передачи данных. Для постоянных виртуальных каналов это соглашение является частью контракта на пользование услугами сети. При установлении коммутируемого виртуального канала соглашение о качестве обслуживания заключается автоматически с помощью протокола Q.931/933. При этом в сигнальном сообщении могут передаваться несколько требуемых параметров качества обслуживания:

- CIR (Committed Information Rate) - согласованная информационная скорость, с которой сеть будет передавать данные пользователя;
- BC (Committed Burst Size, BC) - согласованный объем пульсации, то есть максимальное количество байтов, которое сеть будет передавать от этого пользователя за интервал времени  $T$ ;
- BE (Excess Burst, Size, BE) - дополнительный объем пульсации, то есть максимальное количество байтов, которое сеть будет пытаться передать сверх установленного значения BC за интервал времени  $T=BC/CIR$ .

Так как скорость передачи данных измеряется на каком-то интервале времени, то интервал  $T$  и является таким контрольным интервалом, на котором проверяются условия соглашения. В общем случае пользователь не должен за этот интервал передать в сеть данные со средней скоростью, превосходящей CIR. Если же он нарушает соглашение, то сеть не только не гарантирует доставку кадра, но помечает этот кадр признаком DE (Discard Eligibility), равным 1, то есть как кадр, подлежащий удалению. Однако кадры, отмеченные таким признаком, удаляются из сети только в том случае, если коммутаторы сети испытывают перегрузки. Если же перегрузок нет, то кадры с признаком  $DE=1$  доставляются получателю.

Для контроля соглашения о параметрах качества обслуживания все коммутаторы сети frame relay выполняют так называемый алгоритм «дырявого ведра» «Leaky Bucket». Алгоритм использует счетчик  $C$  поступивших от пользователя байт. Каждые  $T$  секунд этот счетчик уменьшается на величину BC (или же сбрасывается в 0, если значение счетчика меньше, чем BC). Все кадры, данные которых не увеличили значение счетчика свыше порога BC, пропускаются в сеть со значением признака  $DE=0$ . Кадры, данные которых привели к значению счетчика, большему BC, но меньшему  $BC+BE$ , также передаются в сеть, но с признаком  $DE=1$ . И наконец, кадры, которые привели к значению счетчика, большему  $BC+BE$ , отбрасываются коммутатором.

В технологии frame relay может использоваться и дополнительный механизм управления кадрами, который оповещает конечных пользователей о том, что в коммутаторах сети возникли перегрузки. Бит FECN (Forward Explicit Congestion Bit) кадра извещает об этом получателя, который с помощью протоколов более высоких уровней (TCP/IP, SPX и т. п.) может известить источник о том, что он должен снизить интенсивность отправки пакетов в сеть. Для этих целей служит бит BECN (Backward Explicit Congestion Bit). В общем случае биты FECN и BECN могут игнорироваться. Обычно устройства доступа



к сети frame relay (Frame Relay Access Device, FRAD) обрабатывают по крайней мере бит BECN.

*Технология быстрой коммутаций пакетов* - (БКП) (Fast Packet Switching, FPS) основана на упрощенных протоколах канального и сетевого уровней, а также сквозных протоколах транспортного уровня. БКП предполагает вынос функций обнаружения ошибок и восстановления из сети связи. Нарушения при транспортировке (искажения и потери) обнаруживаются и исправляются соответствующими средствами (повторением данных, отбрасыванием «опоздавших» речевых пакетов, вычеркиванием искаженных строк и интерполяцией для видео). В качестве коммутационной системы на узлах БКП используются многокаскадные соединительные сети, основными достоинствами которых являются: относительная простота структуры, упрощенные алгоритмы обработки пакетов, возможность реализации на типовых СБИС относительно невысокой стоимости [5]. Узлы коммутации БКП и их системы контроля характеризуются простотой реализации системы маршрутизации, уменьшением времени вызова, возможностью использования различных линейных скоростей.

*Многопротокольная коммутация по метке* (Multi-protocol Label Switching, MPLS) [RFC 3031] – представляет собой новую технологию быстрой коммутации пакетов, основанную на коммутации меток [Multiprotocol Label Switching (MPLS) пути выбранного класса обслуживания (Forwarding Equivalence Class, FEC). Сети указанного класса способны обеспечить передачу интегрального трафика с заданным качеством обслуживания QoS с возможностью масштабирования и гибкости предоставления дополнительных услуг. Кроме того, технология MPLS позволяет инкапсулировать в свои сервисные примитивы любые протокольные блоки сетевого уровня, в том числе IP и ATM.

Основой технологии MPLS [RFC 2547, RFC 2917, RFC 3031, RFC 3032, RFC 3035, RFC 3063, RFC 3270] является принцип обмена метками. Каждый коммутатор сети (Label Switched Router, LSR), используя топологическую информацию, распределяет метки по сети для последующей коммутации выбранных путей с заданным классом QoS. Для распределения меток применяются протоколы резервирования ресурса (Resource ReSerVation Protocol, RSVP) [RFC 2205] или распределения метки (Label Distribution Protocol, LDP) [RFC 3036]. Распределение меток дает возможность скоммутировать внутри домена MPLS так называемый «путь коммутации по метке» (Label Switched Path - LSP). Поле метки обеспечивает заданное QoS, так как его значение соответствует заранее установленному классу FEC, для которого строится свой путь LSP и определяется соответствующая процедура доступа к общим сетевым ресурсам. Это позволяет поддерживать требуемое QoS не нарушая предоставленных пользователю гарантий. Все функции классификации базовых пакетов по различным FEC, фильтрации, явной маршрутизации, сглаживанию нагрузки и управлению трафиком возложены на граничные LSR, в то время как LSR ядра сети занимаются исключительно коммутацией.

В каждый базовый пакет, поступающий в домен MPLS, граничным маршрутизатором LSR инкапсулируется заголовок MPLS, состоящий из полей метки, класса услуги, индикатора стека меток и времени жизни пакета. Эта информация определяется в соответствии с содержимым заголовка базового пакета, например пакета IP, и данными текущего LSR. В каждом маршрутизаторе LSR содержится таблица коммутации, в которой каждому набору данных «входной интерфейс + входная метка» ставится в соответствие набор данных «префикс адреса назначения + выходной интерфейс + выходная метка». Значение поля метки уникально только для каждой пары соединенных LSR. При коммутации предыдущее значение метки заменяется новым, содержащимся в поле «выходная метка» таблицы (определяется по входному интерфейсу), и пакет отправляется к следующему маршрутизатору на пути LSP. Значение префикса применяется лишь для построения таблицы коммутации меток и в самом процессе коммутации не используется. Таким образом, процедура коммутации по метке сводится к простому просмотру таблицы маршрутизации и определению адреса следующего LSR. При выходе пакета из домена MPLS заголовок меток исключается и пакет маршрутизируется с использованием стандартных, применяемых в базовой сети, протоколов маршрутизации.

В домене MPLS для каждого класса FEC может быть организована виртуальная частная сеть (VPN - Virtual Private Network). Эти сети могут поддерживать различное QoS и использоваться для постоянной поддержки важных изохронных приложений реального времени. Кроме того, в домене MPLS предусмотрена возможность передачи в заголовке пакета целого стека меток, организованного по принципу «последним пришел - первым обслужен» (Last In First Out, LIFO). LSR осуществляет маршрутизацию на базе значения верхней метки стека. Нижние ее значения передаются прозрачно. Подобный метод позволяет организовывать туннельную передачу, создавать иерархию потоков в домене MPLS и создавать туннели внутри домена MPLS для управления трафиком только в его части. По сути, MPLS привносит эмуляцию коммутации каналов, которую мы имеем в ATM, в IP-сети. На практике MPLS можно использовать для доставки IP-трафика с требуемыми параметрами QoS по IP-сети.

Остановимся более подробно на технологиях ATM и IP.

*Технология асинхронного режима переноса информации (Asynchronous Transfer Mode – ATM)* в 1987 г. бывшим международным комитетом по телефонии и телеграфии была одобрена в качестве технической основы широкополосных МСС. Постановлением Минсвязи России № 176 от 29 января 1997 г. указанная технология также была рекомендована государственным операторам связи как основа для внедрения мультимедийных услуг в нашей стране. Широкополосные цифровые сети с интеграцией служб (Ш-ЦСИС), построенные на ATM-технологии, способны обеспечить функционирование самых различных приложений в общей высокоскоростной сетевой среде с заданным качеством обслуживания QoS. Передача трафика любой природы в сети ATM осуществляется ячейками (cell) фиксированного размера (53 байт),

каждая из которых имеет адрес, идентифицирующий ее связь с конкретным логическим соединением. Асинхронный режим переноса предусматривает интегрированную передачу речи, данных подвижных и неподвижных изображений и другой информации в едином цифровом тракте с использованием метода статического мультиплексирования ячеек в тракте ЛЦТ на УК. Главной особенностью МСС на технологии АТМ, в отличие от существующих пакетных технологий, является наличие в ней механизма совмещения разнородных потоков информации в процессе коммутации и передачи с учетом требований к количественным параметрам трафика и качеству его обслуживания QoS, которые задаются соответствующими приложениями.

Укажем на основные достоинства технологии асинхронного переноса информации:

- возможность передачи разнородного трафика в рамках одной транспортной технологии с требуемым качеством обслуживания;
- предоставление иерархии скоростей передачи информации, от десятков мегабит до нескольких Гигабит в секунду с гарантированной пропускной способностью;
- использование общих транспортных протоколов для локальных и глобальных сетей;
- адаптация к имеющейся инфраструктуре физических каналов или физических протоколов: T1/E1, T3/E3, SDH, STM-n, FDDI.;
- взаимодействие с унаследованными протоколами локальных и глобальных сетей: IP, SNA, Ethernet, ISDN.

Выбор технологии АТМ как основного режима доставки в широкополосных мультисервисных сетях связи, можно рассматривать как выбор новой парадигмы, повлекшей за собой пересмотр фундаментальных принципов разделения ресурсов сети в сеансе связи, а именно, переходу от фиксированного принципа разделения ресурсов, применяемого в классических узкополосных ISDN и ТФОП, - к динамическому принципу разделения, когда каждый потребитель в любой момент времени получает тот ресурс, который ему необходим в виде виртуального канала с изменяющейся скоростью передачи.

Технология АТМ относится к технологиям с установлением соединений. Виртуальные соединения в сети АТМ могут быть постоянными (Permanent Virtual Circuit, PVC) и коммутируемыми (Switched Virtual Circuit, SVC). Отличительной чертой сети АТМ является также возможность организация виртуальных путей - Virtual Path, которые объединяют виртуальные каналы, имеющие общий маршрут или общую часть маршрута между некоторыми двумя коммутаторами сети, что значительно упрощает процесс маршрутизации и коммутации. Коммутация ячеек происходит на основе идентификатора виртуального канала (Virtual Channel Identifier, VCI) и идентификатора виртуального пути (Virtual Path Identifier, VPI), которые назначаются соединению при его установлении и уничтожаются при разрыве соединения. Значение VCI имеет не глобальный характер, как адрес абонента, а локальный -

каждый коммутатор самостоятельно нумерует новый виртуальный канал. Идентификатор виртуального пути (Virtual Path Identifier, VPI) является старшей частью локального адреса и представляет собой общий префикс для некоторого количества различных виртуальных каналов. Кроме нумерации виртуального канала, каждый коммутатор при его создании, автоматически настраивает так называемые таблицы коммутации портов, т. е. кроме таблицы маршрутизации для каждого порта составляется таблица коммутации. Эти таблицы описывают, на какой порт нужно передать пришедшую ячейку, если она имеет определенный номер VCI. Так что после прокладки виртуального канала через сеть коммутаторы больше не используют для ячеек этого соединения таблицу маршрутизации, а продвигают их на основании номеров VCI небольшой разрядности. Таблицы коммутации портов включают обычно меньше записей, чем таблицы маршрутизации, так как хранят данные только о действующих на данный момент соединениях, проходящих через данный порт.

Разработчиками технологии ATM было определено четыре основных классов трафика на основе следующих признаков:

- наличие требования организации потоковой (Constant Bit Rate, CBR) или переменной (Variable Bit Rate, VBR) скорости передачи в сеансе связи;
- наличием требования к изохронности передачи информации;
- типом протокола организации передачи информации, - с установлением соединения или без установления соединения.

Приведем основные характеристики указанных классов трафика:

• **класс А** – изохронная передача информации с постоянной битовой скоростью в сеансе связи с установлением соединения (неуплотненная аудио-, видеоинформация);

• **класс В** - изохронная передача информации с переменной битовой скоростью в сеансе связи с установлением соединения (уплотненная аудио-, видеоинформация);

• **класс С** – передача информации с переменной битовой скоростью в сеансе связи с установлением соединения. Требования к изохронности передачи трафика не предъявляются (неравномерный компьютерный трафик сетей TCP/IP, X.25, frame relay). Требования к достоверности передачи высокие;

• **класс D** - передача информации с переменной битовой скоростью в сеансе связи без установления соединения. Требования к качеству передачи трафика не предъявляются (компьютерный трафик UDP, Ethernet, SNMP).

Указанным классам трафика сеть ATM (в терминах ATM Forum) предоставляет определенные категории обслуживания, которые поддерживаются одноименными службами. Каждая категория обслуживания поддерживает определенный набор параметров качества обслуживания и параметров трафика, которые задает приложение или администратор сети. Определения различных классов указанных служб и примеры их применений в инфокоммуникационной можно найти в [8].

В сети ATM при установлении виртуального соединения могут задаваться следующие **количественные параметры трафика**:

максимальная скорость передачи информации (*Peak cell rate* - PCR); средняя (устойчивая) скорость передачи (*Sustainable cell rate* - SCR); минимальная скорость передачи (*Minimum cell rate* - MCR) и максимальный размер пульсаций нагрузки (*Maximum burst size* - MBS) – количество ячеек, которое может передать приложение с максимальной скоростью (ячеек/с). Параметры трафика задаются через устройства доступа к сети.

Кроме количественных параметров трафика каждое приложение может задавать три основных **параметра качества обслуживания QoS**, гарантируемые сетью, а именно, значение постоянной составляющей сетевой задержки ячеек (*Cell transfer delay* - CTD), флуктуацию переменной составляющей сетевой задержки (*Cell delay variation* - CDV) и долю потерянных ячеек (*Cell loss ratio* - CLR). Забегая вперед отметим, что выбор для приложения той или иной категории обслуживания определяет, по существу тип протокола передачи и дисциплину обслуживания ячеек на УК, производя таким образом «окраску» класса трафика в сети ATM.

Таблица 1.1.

Параметры	Категория обслуживания				
	CBR	VBRrt	VBRnrt	ABR	UBR
<b>Параметры качества обслуживания</b>					
CTD	+	+	+		
CDV	+	+			
CLR	+	+		+	
<b>Параметры трафика</b>					
PCR	+				
MCR				+	
SCR, MBS		+	+		

При организации виртуального соединения в задачу сети входит определение возможности установления соединения с запрошенными параметрами при соблюдении параметров обслуживания уже существующих соединений. Для этой цели используется дескриптор трафика UPC (Usage Parameter Control), содержащий продекларированные выше параметры. В табл.1.1. показаны возможные варианты поддержки параметров качества обслуживания и параметров трафика различными службами ATM.

Приведем краткую характеристику служб сети ATM.

1. Служба, поддерживающая постоянную битовую скорость передачи (CBR - Constant Bit Rate) – ориентирована в основном на передачу трафика класса А с установлением соединения, поддержанием максимальной постоянной битовой скорости и изохронности передачи end-to-end в виртуальном CBR-соединении с эмуляцией режима коммутации каналов (аналог синхронного режима передачи). При этом в сеансе связи физические ресурсы сети закрепляются за соединением «жестко» и не могут быть предоставлены другим пользователям до его окончания. Служба CBR

резервирует максимальную полосу пропускания заранее и гарантирует качество передачи любого типа трафика с требуемыми параметрами QoS (CTD, CDV и максимальной доли потерянных ячеек CLR) без анализа природы передаваемой информации.

2. Служба, поддерживающая переменную битовую скорость передачи в реальном времени (VBRrt - Variable Bit Rate real time) – предоставляет услуги для передачи трафика класса *B* с установлением соединения, поддержанием средней переменной битовой скорости и заданной изохронности передачи в реальном времени. Может быть использована для передачи, например, цифровой речи с применением механизмов подавления пауз и компрессии, сжатого видео(например, MPEG) и др. При передаче служба VBRrt анализирует природу трафика для выбора конкретного метода его обработки из-за применения различных видов компрессии. По сравнению со службой CBR, службы VBR требуют более сложной процедуры заказа соединения между сетью и приложением. В дополнение к пиковой скорости PCR приложение VBRrt заказывает еще и два других параметра: длительно поддерживаемую скорость - SCR, которая представляет собой среднюю скорость передачи данных, разрешенную приложению, а также максимальный размер пульсации – MBS. Пользователь может превышать скорость вплоть до величины PCR, но только на короткие периоды времени, в течение которых передается объем данных, не превышающий MBS. Этот период времени называется Burst Tolerance, BT - терпимость к пульсации. Сеть вычисляет этот период как производный от трех заданных значений PCR, SCR и MBS [5, 6].

3. Служба, поддерживающая переменную битовую скорость передачи не в реальном времени (VBRnrt - Variable Bit Rate non real time) – предоставляет услуги для передачи трафика класса *C* с установлением соединения без соблюдения изохронности передачи. Услуги категории VBRnrt ограничиваются поддержанием параметров трафика. Сеть также поддерживает для обеих категорий услуг VBR определенный максимальный уровень доли потерянных ячеек CLR, который либо задается явно при установлении соединения, либо назначается по умолчанию в зависимости от класса трафика;

4. Служба, поддерживающая доступную битовую скорость передачи (ABR - Available Bit Rate) – предоставляет услуги для передачи трафика класса *C* с установлением соединения и поддержанием минимальной переменной битовой скорости в ABR-канале. Обеспечивает заданную достоверность передачи данных, некритичных к задержкам, с предоставлением пользователю невостребованной (доступной) полосы пропускания физического канала. Служба ABR обеспечивает надежный транспорт для пульсирующего трафика. Как и в службах CBR и VBR, при установлении соединения категории ABR оговаривается значение пиковой скорости PCR. Однако соглашение о пределах изменения задержки передачи ячеек или о параметрах пульсации не заключается. Вместо этого сеть и конечный узел заключают соглашение о требуемой минимальной скорости передачи MCR. Это гарантирует приложению, работающему в конечном узле, минимально необходимую пропускную способность для того, чтобы приложение работало. Конечный узел

соглашается не передавать данные со скоростью, выше пиковой, то есть PCR, а сеть соглашается всегда обеспечивать минимальную скорость передачи ячеек MCR.

Если при установлении соединения ABR не задаются значения максимальной и минимальной скорости, то по умолчанию считается, что PCR совпадает со скоростью линии доступа станции к сети, а MCR считается равной нулю. Трафик соединения категории ABR получает гарантированное качество услуг в отношении доли потерянных ячеек и пропускной способности. Служба ABR не предназначена для приложений реального времени, а предназначена для приложений, в которых поток данных не очень чувствителен к задержкам в передаче;

5. Служба, поддерживающая негарантированную (неуказанную) битовую скорость передачи (UBR - Unassigned Bit Rate) - предоставляет услуги для передачи трафика класса *D* (некритичного к задержкам) без установления соединения и без гарантии качества обслуживания данных, т. е. поддерживает режим передачи низкоприоритетных данных с переменной скоростью без назначения гарантированной полосы пропускания. При этом приложение в запросе на установление соединения указывает признак «Best Effort». Для трафика UBR сеть выделяет ресурсы «по возможности», то есть те, которые в данный момент свободны от использования виртуальными соединениями, заказавшими определенные параметры качества обслуживания. Выделяемые пользователю сетевые ресурсы могут изменяться в очень широких пределах на протяжении сеанса связи. Главными недостатками услуг UBR являются отсутствие управления потоком данных и неспособность принимать во внимание другие типы трафика.

Анализ услуг, предоставляемых соответствующими службами в сети ATM показывает, что передача изохронного трафика с поддержанием заданного качества обслуживания обеспечивается только службами CBR и VBRrt. Для передачи асинхронного трафика может быть использована любая из указанных выше категорий обслуживания в зависимости от требований конкретных приложений, порождающих трафик данных.

Каждая оконечная ATM-система поддерживается в ATM-коммутаторе определенным сетевым интерфейсом пользователя (*User -Network Interface – UNI*). Для PVC сетевые ресурсы резервируются заранее. При установлении SVC оконечная система ATM формирует UNI-запрос и направляет его в коммутатор через плоскость сигнализации, которая предоставляет свои услуги оконечной системе между абонентским доступом и пограничным коммутатором по протоколу Q.2931 при поддержке протокола для конкретной службы (*SSCO - Service Specific Connection Oriented Protocol*) уровня адаптации сигнализации ATM (*SAAL - Signalling ATM Adaptation Layer*). ATM Forum определил механизмы UNI-запросов на установление SVC как часть спецификации интерфейса «пользователь-сеть». Эти спецификации регламентируют не только сигнальные протоколы, но также и схемы ATM-адресации, в соответствии с которыми оконечные ATM-системы могут быть идентифицированы, а также способы запроса сетевых ресурсов. Спецификация UNI определяет структуру

пакета, адресацию станций, обмен управляющей информацией, уровни протокола АТМ, способы установления виртуального канала и способы управления трафиком.

При установлении любого постоянного PVC или коммутируемого SVC виртуального соединения пользователь заключает с сетью АТМ так называемый «трафик-контракт», в котором оговаривается определенный набор количественных параметров и требуемое качество обслуживания трафика, а также правила проверки соответствия реальных параметров трафика заявленным.

На фазе установления SVC осуществляется резервирование требуемых сетевых ресурсов для конкретного виртуального соединения. Для PVC сетевые ресурсы резервируются заранее.

В процессе установления виртуального соединения в коммутаторах АТМ формируются таблицы маршрутизации, в которых указывается адрес входного порта и значения полей идентификаторов виртуального пути (*Virtual path identifier* - VPI) и виртуального канала (*Virtual channel identifier* - VCI) заголовка ячейки, а также адрес выходного порта и новые значения VPI/VCI исходящего порта.

Любой маршрут в сети АТМ образуется двумя типами последовательных соединений: соединений виртуальных путей VPC и соединений виртуальных каналов VCC. В процессе прохождения маршрута от источника до адресата некоторые VCC, имеющие общую часть маршрута, объединяются в общие VPC. Часть соединения виртуального канала между смежными коммутаторами, в которых присваиваются и/или изменяются значения VCI, называется звеном виртуального канала (VCL - *Virtual Channel Link*). Аналогично вводится определение звена виртуального пути (VPL - *Virtual Path Link*) между кроссовыми коммутаторами АТМ. Соединение виртуальных каналов VCC – это соединение, устанавливаемое между двумя конечными точками сети АТМ на время их взаимодействия, т. е. VCC создается между реальными пользователями сети, в то время как виртуальный путь – это соединение между двумя коммутаторами АТМ, которое существует постоянно (независимо от того, установлен ли виртуальный канал). Другими словами, виртуальный путь - это «запомненный» путь, по которому проходит весь трафик от одного коммутатора к другому. При выборе маршрута соединения виртуальных каналов коммутаторы АТМ определяют, какие существующие звенья виртуальных путей в сети должны быть использованы для достижения конечной точки. В одном виртуальном пути может быть организовано несколько виртуальных каналов.

Соединение виртуальных каналов в сети АТМ является двунаправленным и может быть асимметричным. Соединения виртуальных путей и виртуальных каналов устанавливаются через физические тракты передачи, связывающие устройства АТМ. Ячейки, передаваемые по одному соединению VCC должны иметь одинаковую транзитную задержку и ее флуктуацию, хотя могут иметь различный приоритет потери ячеек.



В режиме установленного соединения механизмы управления трафиком для предотвращения и ликвидации перегрузок контролируют и регулируют выполнение условий «трафик–контракта», как со стороны сети, так и со стороны пользователя. Для контроля параметров трафика и QoS в технологии ATM в сеансе связи применяется так называемый обобщенный алгоритм контроля скорости ячеек - Generic Cell Rate Algorithm, который может проверять соблюдение пользователем и сетью таких параметров, как PCR, CDV, SCR, BT, CTD и CDV. Он работает по модифицированному алгоритму «Leaky Bucket» [9].

При передаче трафика CBR, VBR и UBR явное управление перегрузками в сети отсутствует. Вместо этого используется механизм отбрасывания ячеек-нарушителей, а узлы, пользующиеся услугами CBR и VBR, стараются не нарушать условия контракта под угрозой потери ячеек, поэтому они обычно не пользуются дополнительной пропускной способностью, даже если она в данный момент доступна в сети.

Служба ABR позволяет воспользоваться резервами пропускной способности сети, так как сообщает конечному узлу о наличии в данный момент избыточной пропускной способности с помощью механизма обратной связи. Этот же механизм может помочь службе ABR снизить скорость передачи данных конечным узлом в сеть (вплоть до минимального значения MCR), если сеть испытывает перегрузку. Разработаны и более сложные схемы управления потоком, в которых коммутаторы играют более активную роль, а узел-отправитель узнает более точно о возможной в данный момент скорости отправки данных в сеть [6, 9 -14].

Технология ATM привлекает к себе общее внимание для построения ТС инфокоммуникационной сети, так как претендует на роль всеобщего и очень гибкого транспорта, на основе которого строятся мультисервисные сети связи с обеспечением требуемого QoS при передаче разнородного трафика. И хотя технология ATM может использоваться непосредственно для транспортировки сообщений протоколов прикладного уровня, в настоящее время она чаще всего используется для переноса пакетов других протоколов канального и/или сетевого уровней (Ethernet, IP, IPX, frame relay, X.25), сосуществуя с ними, а не полностью заменяя. Поэтому протоколы и спецификации, которые определяют способы взаимодействия технологии ATM с другими технологиями, очень важны для современных сетей. Сегодня по данным исследовательской компании Distributed Networking Associates около 85 % всего трафика, переносимого в мире сетями ATM, составляет трафик компьютерных сетей (наибольшая доля приходится на трафик IP - 32 %). В этой связи стандарты работы IP через сети ATM являются стандартами, определяющими взаимодействие двух наиболее популярных технологий сегодняшнего дня, в том числе и при построении инфокоммуникационных сетей.

*Технология протокола межсетевого взаимодействия* - (Internet Protocol, IP), являясь основой транспортных систем стека протоколов TCP/IP, разрабатывалась только для передачи данных и не гарантирует качества обслуживания при переносе пакета через составную сеть, т. е. она может

предоставить только так называемый режим передачи наилучшей попытки «best effort». Другими словами, сеть Интернет может предоставить только так называемое «мягкое качество услуг», обеспечивающее обслуживание по мере возможности. Обслуживание по мере возможности означает отсутствие категорирования, а следовательно и приоритезации для различных типов информационных потоков. Требуемая достоверность передачи может быть гарантирована только совместной работой протоколов IP и TCP, а такие характеристики, как задержка и вариация задержки, вообще не гарантируются, особенно когда соединение пролегает через одну или более сетей других провайдеров. В этой связи основным сдерживающим фактором создания МСС на технологии IP является проблема обеспечения в сети QoS (особенно для приложений реального времени).

Группой IETF (Internet Engineering Task Force: <http://www.ietf.org>). было предложено также ряд технологий и механизмов, которые в сочетании с использованием различных дисциплин обслуживания нацелены на решение проблемы обеспечения QoS в сети Internet. Обеспечить качество обслуживания в сети Internet было предложено путем внедрения технологий интегральных услуг с резервированием ресурсов (Integrated Services/RSVP, IntServ) и дифференциальных услуг (Differentiated Services/SLA, DiffServ), а также сочетании их с технологиями многопротокольной коммутации по метке (Multi-Protocol Label Switching, MPLS).

Технология IntServ предполагает реализацию заданного QoS при передаче изохронного трафика в режиме реального времени без модификации архитектуры IP-сети, а только расширяет набор функций, связанных с обработкой данных стандартной услуги «наилучшая попытка». При этом в логическую структуру сети вводится дополнительная функция контроля допустимости установления соединения, которая реализуется при помощи сигнального протокола резервирования сетевых ресурсов (Resource reSerVation Protocol, RSVP, RFC 2205), который используется совместно с одним из существующих протоколов маршрутизации: выбора кратчайшего пути (Open Shortest Path First, OSPF), OSPF вместе с протоколом мультипути одинаковой стоимости (Equal-Cost Multi-Path, ECMP), (Intermediate System-Intermediate System, IS-IS), или протокола маршрутной информации (Routing Information Protocol, RIP). Для исключения перегрузок при установлении соединения по наикратчайшим путям дополнительно с протоколом выбора кратчайшего пути может использоваться механизм «принудительной маршрутизации» (Constraint Based Routing, CBasR).

Протокол RSVP используется в технологии IntServ для передачи запросов QoS и предполагает учет состояния маршрута от отправителя до получателя. В отличие от протоколов частного интерфейса PNNI1.1., протокол RSVP базируется на стратегии резервирования сетевых ресурсов *от приемника*. Резервирование происходит в симплексном режиме – от получателя к источнику.

В технологии IntServ дополнительно к услуге «наилучшей попытки» реализованы еще две категории обслуживания (службы):

- служба «контролируемой загрузки» (Controlled Load Service, CLS), которая в загруженной сети обеспечивает качество передачи выше, чем может предоставить услуга «наилучшей попытки», однако какие-либо гарантии при этом также не предоставляются. Предполагается только, что число потерянных пакетов в сети должно соответствовать вероятности ошибки физического уровня системы передачи. Таким образом, пакеты, отнесенные к этому классу, передаются как традиционный IP-трафик, идущий по мало загруженной сети, т. е. они получают максимум из возможного в загруженной сети, но без жестких гарантий;

- служба «гарантированной доставки» (Guaranteed Service, GS), предоставляющая гарантии по полосе пропускания (при условии соблюдения пользователем выполнения заявленных параметров виртуального соединения) и максимальной задержке пакетов из конца в конец сети (т. е. гарантируется только постоянная составляющая сетевой задержки).

Таким образом, несмотря на реализацию в сети дополнительно еще двух категорий служб, технология IntServ не обеспечивает гарантии по дисперсии задержки пакетов при передаче изохронного трафика.

К основным недостаткам технологии IntServ можно отнести также сложность функционирования и плохую масштабируемость. Кроме того, IntServ требует поддержки на всех узлах сети Internet механизма контроля допустимости установления соединения и сигнального протокола резервирования ресурсов, который не реализован на сегодня в большинстве операционных системах (в том числе Linux и Windows NT), что предполагает серьезную крупномасштабную модификацию сети.

Технология DiffServ исключает необходимость резервирования сетевых ресурсов для отдельного потока на фазе установления соединения и индивидуальной обработки каждого из них в сессии. Основная идея технологии DiffServ заключается в разделении трафика в сети на несколько крупных классов, для каждого из которых в сеансе связи гарантируется определенный QoS в рамках домена DiffServ. В отличие от сети IP с технологией IntServ, сеть с дифференцированными услугами обеспечивает соблюдение параметров QoS за счет долгосрочных настроек маршрутизаторов, т. е. приложениям DiffServ не требуется производить резервирование ресурсов для индивидуальных потоков данных. Функция допустимости установления соединения в инфокоммуникационной сети с технологией DiffServ реализуется с помощью механизма соглашения об уровне сервиса (Service Level Agreement, SLA), который предоставляет приложению оговоренный заранее уровень сервиса в сеансе связи при наличии такой возможности.

Таким образом, здесь используется статический подход декларирования параметров нагрузки (Traffic Conditioning Agreement, TCA), при котором на основе данных из TCA каждому потоку присваивается класс обслуживания и между провайдером услуг и клиентом, определяющим параметры услуги, заключается «трафик-контракт». TCA фактически является подмножеством услуги (Service Level Agreement, SLA). Обычно контракт SLA включает в себя: тип предоставляемой услуги, в т. ч. управление (facilities management), сетевые

услуги; ожидаемый уровень производительности (performance) услуги, в т. ч. оценку вероятности предоставления услуги и скорость реакции (responsiveness) - скорость предоставления услуги с заданными параметрами обслуживания; организацию оповещения о проблемах предоставления услуги; время реакции и устранения проблемы; организацию мониторинга и сбора статистики для предоставляемой услуги; соглашения по стоимости и тарификации предоставляемой услуги; правила и ограничения, определяющие предоставление услуг при отсутствии возможности установления SLA, называемые *escape clauses*. TCA содержит правила, определяющие поведение пользователя при получении требуемой услуги и поведение провайдера при осуществлении контроля за параметрами предоставляемой услуги. TCA включает в себя: правила классификации трафика и соответствующие профили (совокупности параметров) для различных классов; правила измерения нагрузки; правила маркировки пакетов; правила принудительного сброса пакетов; правила сглаживания нагрузки; правила определения параметров нагрузки; параметры для различных профилей трафика; параметры оценки функционирования (задержка, пропускная способность, приоритезация и т. п.); правила обработки трафика, поступающего «вне профиля» (*out-profile*) и др. «Профиль трафика» (*traffic profile*) определяет временные значения параметров некоторого потока, на основании которых организуется его мониторинг и определяется соответствие текущих значений параметров, заявленным в TCA профилю. Например, подобная процедура может быть реализована при помощи механизма *Token Bucket*.

Как отмечалось выше, *DiffServ* классифицирует потоки в соответствии с определенными правилами и затем объединяет (агрегирует) однотипные потоки с одинаковым качеством обслуживания, для которых предоставляются ***в сеансе связи*** несколько классов услуг. Термин «класс услуг» предполагает дифференциацию информационных потоков при их обработке и представляет наиболее общий способ классификации характеристик сервиса. Однако услуги по классам гарантируют только, что высокоприоритетные потоки получают лучшее обслуживание, чем низкоприоритетные (в отличие от технологии ATM с ее встроенными классами услуг, где каждый коммутатор на протяжении виртуального канала работает согласованно с остальными в целях обеспечения качества услуг, запрошенного при организации канала).

В технологии *DiffServ* реализованы два типа дополнительных услуг:

- быстрое перенаправление (*Expedited Forwarding, EF*).
- гарантированное перенаправление (*Assured Forwarding, AF*).

Услуга *EF* в *DiffServ*, предоставляет пользователю гарантии по полосе пропускания и сквозной сетевой задержке для пакетов, проходящих через зарезервированный путь. Она аналогична услуге «гарантированной доставки» (*Guaranteed Service*), *IntServ*. При этом требования по вероятности потери пакета, значениям задержки и джиттера, необходимой полосе пропускания и т. д. гарантируются только в рамках домена *DiffServ*, на узлах которого предоставляется услуга *EF*. Она может быть реализована с помощью нескольких типов механизмов управления очередями, например, *Premium*

Queue для предоставления услуги Premium Service – «виртуальная арендованная линия».

Услуга AF позволяет реализовать четыре класса QoS с тремя уровнями приоритета пакета для каждого из них. Пакеты, принадлежащие различным классам обслуживания, маршрутизируются на каждом УК домена DiffServ отдельно друг от друга с выделением требуемых ресурсов. Услуга AF может быть организована с помощью таких механизмов управления очередями и перегрузками как, например, CBQ и RED.

Самым большим преимуществом технологии DiffServ является то, что она действует на границе «облака» домена, т. е. транзитные маршрутизаторы не проверяют и не переустанавливают значение поля DSCP поступающего пакета, а только обеспечивают его маршрутизацию. Одним из важнейших преимуществ сети с DiffServ перед сетью с IntServ заключается также в том, что в ней не требуется модернизировать приложения, как это предполагается осуществлять в сетях с IntServ для реализации поддержки протокола RSVP. Высокие масштабируемость и гибкость технологии DiffServ также, несомненно, неоспоримые ее достоинства по сравнению с IntServ. Однако, технология DiffServ хотя и предоставляет некоторым данным более высокий приоритет обслуживания, но ни одному потоку не гарантируется конкретный уровень сервиса. Распределение трафика между разными очередями по приоритетам гарантирует только, что в случае возникновения перегрузки пакет с высоким приоритетом будет передан маршрутизатором быстрее, чем пакет с низким приоритетом. При этом его сквозная задержка в сети может оказаться значительной. Кроме того, необходимость предварительного определения «трафик-контракта» на поставку услуг также сдерживает внедрение технологии DiffServ на сети Internet.

В заключении отметим, что на фазе установления соединения, трафик любого класса в инфокоммуникационной сети обслуживается с блокировкой входящих вызовов. Другими словами, в режиме установления соединения инфокоммуникационная сеть выступает как система массового обслуживания (СМО) с потерями. При этом необходимо четко понимать, что, например, в отличие от классических телефонных сетей общего пользования, в которых для любого соединения на УК выделяется одинаковый прибор обслуживания или линия с фиксированной полосой пропускания, в МСС следующего поколения для различных соединений выделяются сетевые ресурсы в соответствии с заявленными. Объем этих ресурсов может значительно отличаться для различных приложений.

В настоящее время отсутствуют методики расчета потерь в сетях указанного класса в полной сетевой постановке задачи.

**Гибридная (смешанная) коммутация (ГК).** Как было отмечено выше, построение МСС начинается с интеграции существующих сетей, отличающихся нумерацией, сигнализацией, тарифами, а главное методами использования ресурсов, ориентированными на вид передаваемого трафика. Методы ГК предполагают построение систем коммутации и передачи со смешанным (гибридным) закреплением канальных ресурсов и физических

ресурсов узлов коммутации за соединением. Характерной особенностью этих систем является обеспечение транспарентного (прозрачного) режима передачи для изохронного трафика.

Комбинированные системы с функционально раздельными коммутаторами характерны для переходных этапов интеграции, когда появляется желание использовать не занятые каналы межузловых пучков телефонных сетей с КК. В этом случае, как правило, узел дополняется оборудованием, реализующим функции КП с правом передачи данных по незанятым каналам межстанционных пучков. При этом за счет реализации нескольких систем сигнализации и специальных модулей система может подключаться и к существующим аналоговым сетям.

Вторая группа комбинированных систем ориентирована на использование цифровых трактов с временным уплотнением и существенно использует метод уплотнения этих трактов. Подробный анализ указанных систем приведен в [7]. Для них характерно наличие в тракте цикла уплотнения («конверта», «кадра», «составного пакета»), который разделен на две части («листы») для передачи графика КК и КП. Конверт может содержать служебное поле, предназначенное для управления системой. Как правило, в этих системах реализуется временной принцип коммутации. В листе для передачи речевой нагрузки образуются окна, величина которых определяется скоростью работы источника этого трафика и длиной цикла уплотнения. В листе передачи нагрузки данных размещаются пакеты данных. Цикл уплотнения может содержать и служебное поле, предназначенное для управления системой. Разнообразные модификации и усовершенствования системы включают в себя циклы уплотнения фиксированной или переменной длины, фиксированное или переменное количество и размеры окон, фиксированное или переменное количество и положение границ между листами и т. д. Однако, характерной особенностью таких систем остается тот факт, что соединения, предназначенные для передачи речевого трафика, не доуплотняются данными в моменты появления в них естественных пауз, что снижает эффективность использования канальных ресурсов. Возможен вариант системы, в котором лист, предназначенный для передачи речевого трафика, доуплотняется методами ИРС.

Усовершенствование ГК-систем с целью повышения их эффективности для смешанного трафика приводят к *TRAN* - системам. В *TRAN*-системах, т. е. транспарантных (прозрачных) системах передачи и коммутации коммутируемыми и транспортируемыми единицами являются речевые сегменты и сообщения данных. Маршрутизация в этих системах в своей основе фиксирована, что сохраняет непрерывность речевых сегментов и сообщений. Повышению эффективности использования пропускной способности трактов достигается методами интерполяции речевых сигналов. Таким образом, *TRAN*-система ведет себя одновременно как система с КК и как система с КП. Ее называют системой с составным пакетом, но это не пакетно-коммутируемая сеть. Она ближе всего тяготеет к гибридным системам, т. к. здесь происходит смешанное закрепление канальных ресурсов за соединением. Необходимо отметить, что все существующие системы с ГК используют в своем составе

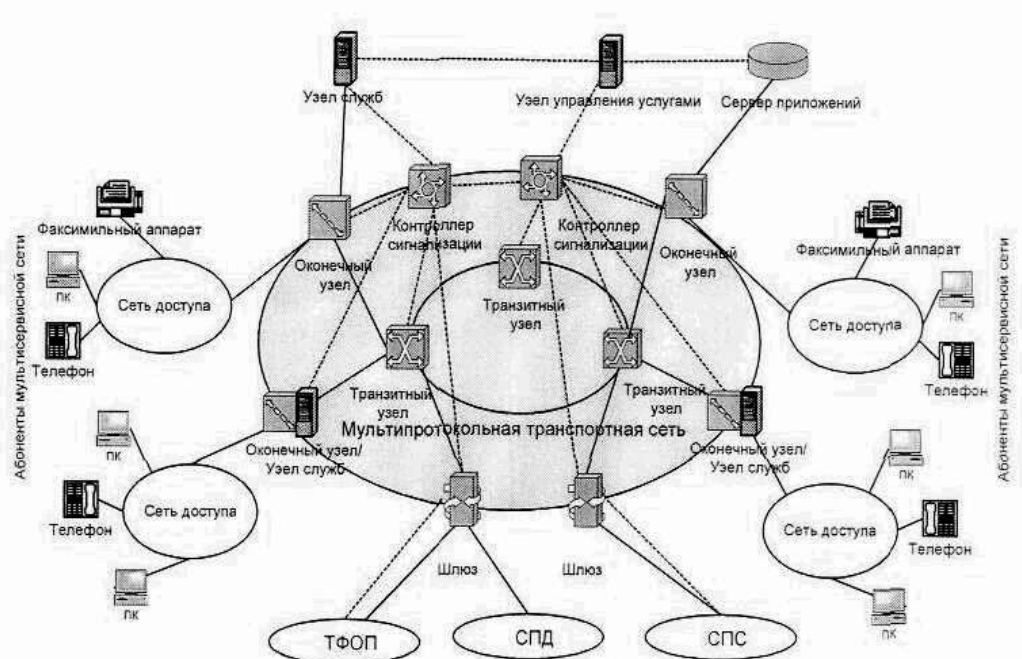
высокоскоростные цифровые тракты передачи сравнительно хорошего качества, что не затрудняет изменение расположения временных окон для речевых соединений в цикле уплотнения, который занимает временной интервал порядка 10 мс.

## 1.2. Физическая структура инфокоммуникационной сети

Физическую структуру инфокоммуникационной сети можно представить в виде совокупности трех компонент:

- автоматизированных систем инфоуслуг (АСИ);
- мультисервисной сети связи или области взаимодействия инфокоммуникационной сети;
- подсистем абонентского доступа.

Структурная схема инфокоммуникационной сети показана на рис.1.1.



Ри.1.1. Структурная схема инфокоммуникационной сети

### 1.2.1. Сети доступа

Подключение пользователей к региональным МСС будет осуществляться через вновь создаваемые интегральные широкополосные абонентские сети доступа и/или существующие сети связи общего пользования, а именно:

- интегрированные широкополосные сети доступа, подключаемые к оконечным (граничным) узлам МСС с возможностью предоставления пользователям выхода как в МСС, так и в существующие сети общего пользования;
- существующие сети общего пользования, подключаемые к МСС через медиашлюзы.

В числе приложений, требующих широкополосного подключения можно выделить:

- доступ к Интернет;
- аудио и видео по запросу;
- видеоконференцсвязь (дистанционное обучение, совещания);
- удаленный доступ к локальным сетям (работа на дому);
- виртуальные выделенные сети (Интернет, домашние офисы).

**Основные направления развития сетей доступа.** Термин «Сеть доступа» или «сеть абонентского доступа» подчеркивает месторасположения сетей доступа (СД) в общей структуре телекоммуникационной сети. Сеть доступа располагается между абонентским терминалом (телефонной розеткой) и оконечным устройством транзитной сети, в случае телефонной сети - оконечной телефонной станцией. Абонентский терминал, как правило, не включается в СД, исключения составляют терминальные адаптеры сетей интегрального обслуживания, которые иногда рассматриваются как часть сети доступа.

Концепция развития сетей доступа в основном разделяется на два направления:

- интенсификация использования существующих абонентских линий (АЛ);
- строительство сетей доступа с применением новых технологий.

Концепция модернизации АЛ заключается, прежде всего, в различных способах повышения их пропускной способности (или уплотнения) без изменения топологии сети. При уплотнении АЛ производится простое наращивание числа линий, уплотненные АЛ с функциональной точки зрения не отличаются от традиционных медных.

Концепция построения современных сетей доступа имеет существенные отличия от простого уплотнения АЛ. Во-первых, сеть доступа рассматривается как единая структура, имеющая свою идеологию построения, топологию, систему управления. Во-вторых, совокупность различных типов каналообразующего оборудования и линейных передающих систем, используемых в сети доступа, практически не ограничивает возможностей оператора по предоставлению как аналоговых, так и цифровых услуг. При этом все абонентские подключения к коммутатору осуществляются по цифровым стыкам.

Цель создания сети широкополосного абонентского доступа МСС является в максимально возможном приближении сетевых элементов к абоненту и, тем самым, сокращения «последней мили». Оконечный сетевой элемент, как правило, мультиплексор, выносится как можно ближе к месту расположения абонентов (в пределах здания, жилого дома, офиса).

Физическая структура сети широкополосного абонентского доступа МСС базируется на конкретных технических устройствах и может быть проанализирована на примере эталонной модели физической структуры широкополосной цифровой сети с интеграцией служб (Ш-ЦСИС) (рис.1.2.). На «последней миле» передача данных может быть организована либо непосредственно с использованием базовой технологии, например, -



технологии ATM, либо с использованием различных протокольных блоков over ATM: IP over ATM, PPP (Point-to-Point Protocol) over ATM, Ethernet over ATM и др.

Абонентское оборудование представляет собой широкополосное оконечное оборудование (Broadband Terminal Equipment, В-ТЕ), которое объединяет группу терминалов, подключаемых или непосредственно к сети, или через широкополосное сетевое окончание 2 (Broadband Network Termination, В-NT2). В роли оконечного оборудования могут быть представлены компьютер пользователя с платой сетевого интерфейса и с соответствующим коммуникационным программным обеспечением или специальное сетевое устройство, к которому через обычные адаптеры локальной сети подключаются одна или несколько вычислительных систем. Подключения к В-NT2 терминалов, которые не совместимы с интерфейсом в эталонной точке  $S_B$ , производятся через широкополосный оконечный адаптер (Broadband Terminal Adaptor, В-ТА).

Цифровое абонентское окончание В-NT2 представляет собой коммутационный блок, в котором реализованы основные функции абонентского оборудования:

- административное управление интерфейсами в эталонных точках  $T_B$  и  $S_B$  со стороны оператора связи;
- административное управление общими ресурсами, например, локальными сетями;
- административное управление протоколами сигнализации между абонентом и коммутатором доступа;
- коммутация и мультиплексирование пакетов;
- поддержка внутренних соединений и фильтрация входящих исходящих соединений абонентского оборудования.
- адаптация к различным интерфейсам физических сред и топологиям;
- мультиплексирование (демультиплексирование) или концентрация (деконцентрация) трафика источников;
- контроль параметров пользователя;
- замыкание внутреннего трафика.

Примерами оборудования В-NT2 могут служить: широкополосная учрежденческая АТС, мультиплексор потока данных и связной контроллер.

Последним элементом сети доступа, который соединяется с абонентским оборудованием, является широкополосное сетевое окончание 1 - В-NT1. Линейное оконечное оборудование В-NT1 соединяет абонентское оборудование с сетью с помощью интерфейса в точке  $T_B$ . Оборудование В-NT1 организует широкополосный доступ по оптической линии связи к пограничному коммутатору базовой сети через широкополосное линейное окончание (Broadband Line Termination, В-LT). Оконечное оборудование В-ТЕ подключается к широкополосному абонентскому доступу либо в эталонной точке  $T_B$ , которая определяет интерфейс между В-ТЕ и широкополосным

абонентским цифровым окончанием В-NT2, либо в эталонной точке  $T_B$ , которая определяет интерфейс «пользователь-сеть».

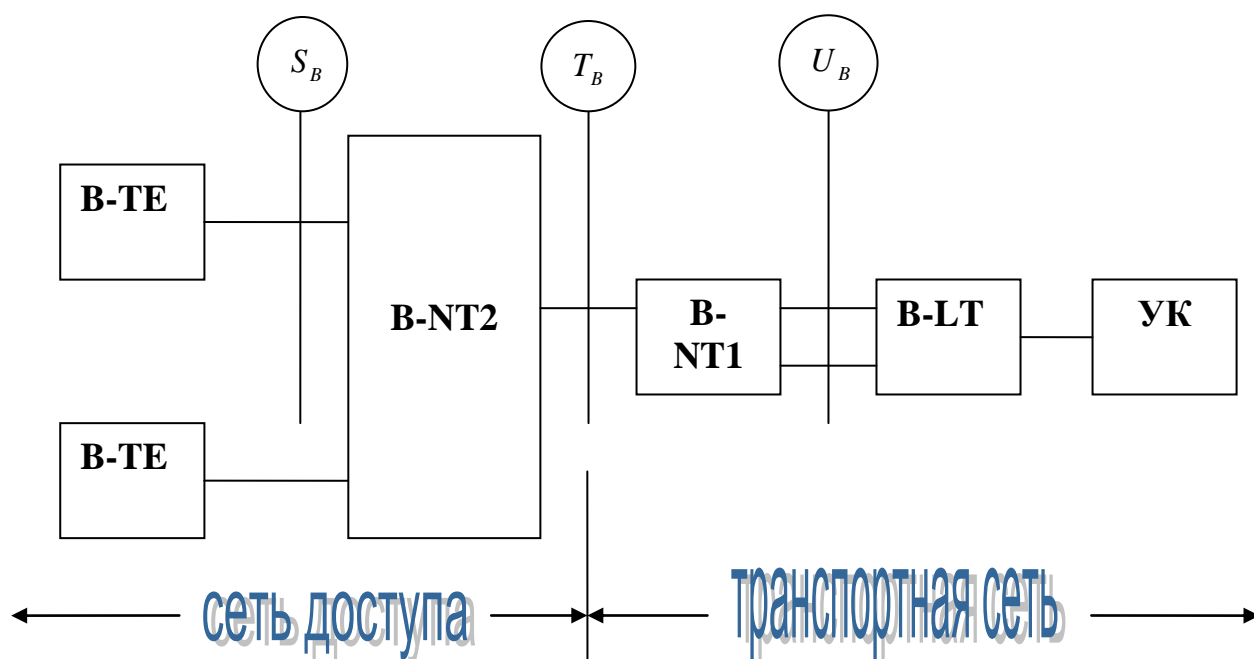


Рис. 1.2. Эталонная модель физической структуры Ш-ЦСИС.

Существуют два режима подключения оборудования В-ТЕ: режим индивидуального подключения В-ТЕ к своему порту коммутационного устройства («точка - точка») и режим коллективного подключения В-ТЕ к коммутационному устройству на базе моноканала с множественным доступом («точка-многоточка»).

**Технологии абонентского доступа.** Абонентская распределительная структура может иметь топологию «шина», «звезда» или «кольцо». Сеть доступа может быть также реализована на технологии цифровых абонентских линий (Digital Subscriber Loop, xDSL). DSL объединяет следующие технологии: *Асимметричная цифровая абонентская линия (Asymmetric Digital Subscriber Line, ADSL)*. При организации таких соединений пользователи обычно получают гораздо больший объем информации, чем передают. Технология ADSL обеспечивает скорость исходящего потока данных в пределах от 1,5 Мбит/с до 8 Мбит/с и скорость входного потока данных от 640 Кбит/с до 1,5 Мбит/с. ADSL позволяет передавать данные со скоростью 1,54 Мбит/с на расстояние до 5,5 км по одной витой паре проводов. Скорость передачи порядка 6 - 8 Мбит/с может быть достигнута при передаче данных на расстояние не более 3,5 км по проводам диаметром 0,5 мм.

*Цифровая абонентская линия с адаптацией скорости соединения (Rate-Adaptive Digital Subscriber Line, R-ADSL)*. Технология R-ADSL обеспечивает такую же скорость передачи данных, что и технология ADSL, но при этом позволяет адаптировать скорость передачи к протяженности и состоянию используемой витой пары проводов. При использовании технологии R-ADSL

соединение на разных телефонных линиях будет иметь разную скорость передачи данных. Скорость передачи данных может выбираться при синхронизации линии, во время соединения или по сигналу, поступающему от станции.

*ADSL Lite*. ADSL Lite представляет собой низкоскоростной вариант технологии ADSL, обеспечивающий скорость "нисходящего" потока данных до 1 Мбит/с и скорость "восходящего" потока данных до 512 Кбит/с. Технология ADSL Lite позволяет передавать данные по более длинным линиям, чем ADSL, более проста в установке и имеет меньшую стоимость, что обеспечивает ее привлекательность для массового пользователя.

*Цифровая абонентская линия (ISDN Digital Subscriber Line, ISDN IDSL)*. Технология IDSL обеспечивает полностью дуплексную передачу данных на скорости до 144 Кбит/с. В отличие от ADSL возможности IDSL ограничиваются только передачей данных. Несмотря на то, что IDSL также как и ISDN использует модуляцию 2B1Q, между ними имеется ряд отличий. В отличие от ISDN линия IDSL является некоммутируемой линией, т. е. "постоянно включенной" (как и любая линия, организованная с использованием технологии DSL).

*Высокоскоростная цифровая абонентская линия (High Bit-Rate Digital Subscriber Line, HDSL)*. Технология HDSL предусматривает организацию симметричной линии передачи данных, то есть скорости передачи данных от пользователя в сеть и из сети к пользователю равны. Благодаря скорости передачи (1,544 Мбит/с по двум парам проводов и 2,048 Мбит/с по трем парам проводов) телекоммуникационные компании используют технологию HDSL в качестве альтернативы линиям T1/E1. (Линии T1 используются в Северной Америке и обеспечивают скорость передачи данных 1,544 Мбит/с, а линии E1 используются в Европе и обеспечивают скорость передачи данных 2,048 Мбит/с.). Расстояние передачи данных без использования специальных повторителей - порядка 3,5 - 4,5 км.

Технология HDSL II является логическим результатом развития технологии HDSL и обеспечивает характеристики, аналогичные технологии HDSL, но при этом использует только одну пару проводов.

*Одноточная цифровая абонентская линия (Single Line Digital Subscriber Line, SDSL)*. Также как и технология HDSL, технология SDSL обеспечивает симметричную передачу данных со скоростями, соответствующими скоростям линии T1/E1, но при этом имеет два важных отличия. Во-первых, используется только одна витая пара проводов, а во-вторых, максимальное расстояние передачи ограничено 3 км. В пределах этого расстояния технология SDSL обеспечивает, например, работу системы организации видеоконференций, когда требуется поддерживать одинаковые потоки передачи данных в оба направления. В определенном смысле технология SDSL является предшественником технологии HDSL II.

*Сверхвысокоскоростная цифровая абонентская линия (Very High Bit-Rate Digital Subscriber Line, VDSL)*. Технология VDSL обеспечивает скорость передачи данных исходящего потока в пределах от 13 до 52 Мбит/с, а скорость

передачи данных входного потока в пределах от 1,5 до 2,3 Мбит/с по одной витой паре телефонных проводов. Максимальное расстояние передачи данных для этой технологии составляет от 300 метров до 1300 метров. Технология VDSL может использоваться с теми же целями, что и ADSL; кроме того, она может использоваться для передачи сигналов телевидения высокой четкости (HDTV), видео по запросу и т.п.

Отметим, что интерфейс в эталонной точке  $T_B$  не зависят от способа реализации сети доступа.

Эталонная точка  $T_B$  определяет интерфейс «пользователь-сеть», который имеет следующие особенности:

- интерфейс может быть электрическим (коаксиальный кабель) или оптическим;
- реальная скорость передачи информации составляет 155,520 или 622,080 Мбит/с;
- структура интерфейса образует непрерывный поток пакетов (ячеек) АТМ или синхронных кадров G.709;
- сигналы кодируются путем инверсии передаваемых посылок (Code Mark Inversion, CMI) для электрического интерфейса или кодирования без возврата к нулю (Non Return to Zero – NRZ) для оптического интерфейса.

Таким образом, в эталонной точке  $T_B$  может быть реализована определенная структура интерфейса (синхронные кадры или непрерывный поток пакетов или ячеек) и технология передачи сигналов (электрическая или оптическая). Отметим, что при подключении только одного абонентского устройства в эталонной точке  $T_B$  (режим «точка-точка») для установления виртуального соединения обмен служебными сообщениями между пользователем и коммутатором доступа осуществляется по постоянному виртуальному каналу. При организации совместного использования несколькими абонентскими устройствами цифрового доступа (режим «точка-многоточка») обмен служебными сообщениями осуществляется по другому виртуальному метаканалу. Кроме того, дополнительно используется широкополосный виртуальный канал сигнализации (Broadcast Signalling Virtual Channel, BSVC) для доставки входящего вызова ко всем абонентским устройствам многоточечной конфигурации.

Устройство широкополосного сетевого окончания первого типа В-NT1 осуществляет прямое и обратное преобразование сигналов в эталонной точке  $T_B$  в сигналы, соответствующие передаче по линии доступа, и выполняет следующие основные функции:

- образование линейного окончания;
- управление процессом передачи
- эксплуатации и технического обслуживания (OAM – Operation Maintenance).

С помощью широкополосного устройства сетевого окончания первого типа В-NT1 обеспечивается независимость всех остальных функциональных групп

В-NT2, и В-ТЕ1, или В-ТА и ТЕ2 (В-ТЕ2) от способа передачи сигналов по линии доступа.

### **1.2.2. Мультисервисная сеть связи как область взаимодействия инфокоммуникационной сети**

Предоставление услуг информационного общества в инфокоммуникационной сети будет осуществляться на базе новых мультисервисных сетевых технологий, которые обеспечат широкий набор услуг по транспортировке интегрального трафика в сеансе связи. Новые сетевые технологии будут развиваться в направлениях широкополосной передачи смешанного трафика (данные, речь, видео, мультимедиа, графика и т. д.). При этом в них будут устранены недостатки как низкоскоростной передачи данных (высокая сложность протоколов обработки пакетов, влияние случайных задержек на качество передаваемой информации, малая эффективность для изохронных служб), так и классической коммутации каналов (КК) (низкий коэффициент использования каналов при неравномерном (взрывном) характере трафика, громоздкая система сигнализации, сложность повышения достоверности при использовании только части пучка каналов, необходимость одновременного установления большого числа соединений для высокоскоростных служб и т. п.).

Таким образом, по своей сути, мультисервисная сеть (МСС) электросвязи следующего поколения, в терминах модели взаимодействия открытых систем (ВОС) Международной организации по стандартизации, является областью взаимодействия инфокоммуникационной сети.

Мультисервисные сети имеют двухуровневую иерархическую структуру, в которую входят региональный и магистральный (включая межрегиональный) уровни. На региональном уровне она должна обеспечивать подключение абонентов и предоставление им как транспортных, так и инфокоммуникационных услуг, а также обеспечивать возможность взаимодействия с аналогичными услугами других региональных сетей. На магистральном уровне мультисервисная сеть должна обеспечивать предоставление услуг переноса разнородной информации для взаимодействия мультисервисных региональных сетей, а также для передачи (при необходимости) нагрузки всех существующих сетей.

Конечными целями построения МСС являются:

- максимальное использование пользователями на коллективной основе физических ресурсов сети связи (пропускной способности каналов связи, памяти и вычислительной мощности центров коммутации);
- предоставление транспортного сервиса с требуемым качеством обслуживания QoS для трафика различной природы единым образом в общей широкополосной физической среде;
- обеспечение широкого диапазона гибкости и многофункциональности терминальных мультимедийных соединений;
- организацию широкополосного абонентского доступа;
- обеспечение пользователю широкого спектра существующих услуг связи

с целью предоставления ему разнообразных инфоуслуг с возможностью доступа к глобальным информационным ресурсам;

- объединение и автоматизация эксплуатационно-технического обслуживания и административного управления системой в целом.

Процесс перехода к МСС в различных странах отличается друг от друга. Влияние на эти процессы оказывает развитие технологической базы в конкретной стране, а также размер капиталовложений, которые требуются для построения таких сетей. МСС проектируется и создается, как правило, на базе уже существующих сетей связи, поэтому выбор метода передачи и коммутации в МСС осуществляется с учетом степени интеграции информационных потоков и их разнородности, а также максимального использования пропускной способности цифровых каналов сети, как наиболее дорогостоящей ее компоненты.

Первая степень интеграции характеризуется тем, что пользователям предоставляется возможность использования всех ресурсов сетей связи, составляющих МСС. При этом коммуникационное оборудование на УК и в межузловых линейно-цифровых трактах (ЛЦТ) передачи остаются отдельными для всех типов трафика. Подключение абонентов к сети осуществляется через одну из систем коммутации, например, КК, либо КП.

Вторая степень интеграции характеризуется максимальным совмещением функций и ресурсов, объединяемых систем коммутации, построенных на базе одной из них, с минимизацией индивидуального оборудования системы коммутации, не являющейся базовой, например, если МСС строится с использованием методов КК и КП на базе КК, то минимизируется индивидуальное оборудование системы КП. При этой степени интеграции ЛЦТ становятся общими, а системы коммутации отдельными.

Третья степень интеграции предполагает возможность доступа к оборудованию МСС любых пользователей с произвольным типом трафика, совместное использование цифровых каналов, совмещение функций уплотнения, передачи, коммутации и управления, при котором обеспечивается совместное использование на УК всего объема памяти, коммуникационной мощности узловых процессоров и системы математического обеспечения. Только эта степень интеграции позволяет наиболее эффективно использовать физические ресурсы сети связи применительно к широкому классу пользователей. При этом выбор конкретных реализаций методов передачи и коммутации или их комбинаций, рассмотренных выше, диктуется, в первую очередь, заданными условиями проектирования МСС. Необходимо также учитывать сходство и различие процессов обслуживания разнородного трафика всеми службами МСС, т. е. при проектировании МСС необходим системный подход.

В состав мультипротокольной сети могут входить (рис.1.1.):

- оконечные (граничные) узлы, обеспечивающие доступ пользователей к МСС;

- медиашлюзы (Media Gateway), позволяющие осуществить подключение к МСС существующих сетей связи общего пользования и обеспечивающие протокольную совместимость транспортных сервисов в сеансе связи;

- транзитные узлы, выполняющие функции переноса и коммутации
- гибкие коммутаторы Softswitch, выполняющие функции обработки сигнальных сообщений) и управляющей информации в МСС. Коммутаторы Softswitch поддерживают основные группы протоколов систем классической и пакетной сигнализации: телефонной сигнализации (SS7), сигнализации пакетной телефонии (H.323, SIP), а также протоколы управления медиашлюзами (MGSP, H.248).

Основу МСС составляет ее универсальная мультипротокольная транспортная сеть или транспортная система (ТС). Основной задачей ТС МСС является предоставление широкого диапазона служб, поддерживающих интегральный перенос трафика различной природы (Any media) в интересах конкретного приложения с обеспечением «жесткого качества услуг», гарантирующего конкретные качественные и количественные характеристики обслуживания потока. Кроме того, ТС МСС обеспечиваются транспортные услуги по переносу топологической, маршрутной, сигнальной и управляющей информации, т. е. на нее возлагаются также задачи по обработке информации сигнализации, маршрутизация вызовов и управление потоками.

В качестве технологической транспортной основы построения национальной мультипротокольной сети, Мининформсвязи России рассматриваются две транспортные системы на технологиях

- *асинхронного режима переноса АТМ (межрегиональная компонента ТС);*
- *протокола межсетевое взаимодействия IP (региональная компонента ТС).*

### **1.2.3. Автоматизированные системы инфоуслуг**

К основным технологическим особенностям, отличающим инфокоммуникационные услуги от услуг традиционных сетей связи, можно отнести следующие:

- большинство инфокоммуникационных услуг предоставляется на базе технологии «клиент-сервер». При этом клиентская часть реализуется в оборудовании пользователя, а серверная – на специальном выделенном узле сети, называемом узлом служб, т. е. окончное оборудование пользователя должно быть отнесено к составу инфокоммуникационной услуги;

- инфокоммуникационные услуги, как правило, предполагают передачу информации мультимедиа, которая характеризуется высокими скоростями передачи и несимметричностью входящего и исходящего информационных потоков;

- для предоставления инфокоммуникационных услуг зачастую необходимы сложные многоточечные конфигурации соединений;

- для инфокоммуникационных услуг характерно разнообразие прикладных протоколов и возможностей по управлению услугами со стороны пользователя;

- для идентификации абонентов инфокоммуникационных услуг может использоваться дополнительная адресация в рамках данной инфокоммуникационной услуги.

Таблица 1.2.

Службы	
Интерактивные	Распределения информации
Диалоговые	Без индивидуального управления со стороны пользователя
Обмена сообщениями	С индивидуальным управлением со стороны пользователя
Информационного поиска	

Автоматизированные системы инфоуслуг строятся на базе узлов служб (Service Node, SN), реализующих функции серверов приложений и/или узлов управления услугами сети (Service Control Point, SCP), которые выполняют функции управления логикой и атрибутами услуг. Функции узлов служб SN могут также выполнять оконечные (оконечно-транзитные) узлы мультипротокольной сети и «интеллектуальные» системы Softswitch.

Узлы и интеллектуальная периферия инфокоммуникационной сети физически реализуются, как правило, на базе мощных компьютерных платформ, например серверов операционных систем (ОС) UNIX, системы управления базой данных (СУБД) Oracle и др. Предоставление инфоуслуг в инфокоммуникационной сети осуществляется на базе технологии «клиент-сервер».

Основные службы, которые должны быть реализованы в инфокоммуникационной сети приведены в (табл. 1.2.).

В общем случае диалоговые службы обеспечиваются посредством двухсторонней связи с передачей аудио/видео сообщения «из конца в конец» в реальном времени. Примерами диалоговых служб могут служить интерактивные потоковые (streaming) аудио (Интернет-телефон) и видео приложения (видеотелефония, видеоконференция).

Службы обмена сообщениями предоставляют услуги с буферизированием информации и/или услуги по управлению сообщениями: редактирование информации, обработку и перевод в другой формат и др. Примеры служб обмена сообщениями: электронная почта для передачи динамических изображений, изображений с высокой степенью разрешения, а также аудиоинформации.

Пользователь службы информационного поиска может запросить и получить информацию, хранящуюся в информационных базах общего пользования. При этом, время начала передачи информации находится под контролем пользователя. В качестве примеров услуг информационного поиска можно привести передачу фильмов, изображений с высоким разрешением, аудиоинформации и архивной информации.



Таблица 1.3.

Классы служб	Определение	Примеры
<b>ИНТЕРАКТИВНЫЕ СЛУЖБЫ</b>		
Диалоговые	Двунаправленная диалоговая) связь между терминальными устройствами в режиме on-line без промежуточного буферирования	Видеотелефония Телеконференции Высокоскоростная интерактивная ПД
Обмена сообщениями	Двунаправленная связь между терминальными устройствами с промежуточным буферированием	Электронная почта Телефонная и видеопочта
Информационного поиска	Доступ индивидуальных пользователей к информации в базах данных общего пользования	Широкополосный видеотекст Поиск: видеоинформации документов данных
<b>СЛУЖБЫ РАСПРЕДЕЛЕНИ ИНФОРМАЦИИ</b>		
без индивидуального управления со стороны пользователя	Непрерывный информационный поток распределяется, централизовано между неограниченным числом пользователей без управления начала и порядком предоставления информации	ТВ-программы Аудиoproграммы Электронная газета Электронные издания Распределение данных открытого типа
с индивидуальным управлением со стороны пользователя	Индивидуальный доступ к вещательным службам с управлением начала передачи и порядком представления информации	Системы удаленного обучения Телереклама Доступ к удаленным пакетам прикладных программ Доступ к новостям Интерактивный широкополосный телетекст

Распределительные службы без предоставления возможности индивидуального управления обеспечивают непрерывный широковещательный поток информации, от центрального источника к неограниченному количеству точек приема, имеющих доступ к сети. Пользователь при этом не может контролировать начало и порядок предоставления широковещательной информации. Примерами широковещательных служб являются телевизионные и радиoproграммы. Особенностью указанных служб является то, что аудио и видеоинформация могут передаваться в «прямом эфире» (режим live).

Распределительные службы с предоставлением возможности индивидуального управления также предоставляют информацию от центрального источника. Однако в этом случае пользователь сам запрашивает у

сервера компрессированный аудио или видеофайл, находящийся на жестком диске сервера и имеет возможность осуществления таких дополнительных операций, как «пауза», «перемотка вперед/назад», «использование индексации» и т. п. В качестве примера можно привести, например, доступ к библиотеке фильмов, песен, видео/аудио-роликов и т. п.

Определения различных классов указанных служб и примеры их применений приведены в (табл. 1.3.).

Необходимо отметить, что для большинства мультимедийных услуг «потокowego» (streaming) типа, ориентированных на воспроизведение аудио и/или видео информации в реальном времени, качество предоставляемой услуги оценивает конечный пользователь. При этом, если при передаче, например, приложения «потокowego видео» пользователь практически не заметит потерю одного кадра за секунду (т. к. в секунду воспроизводится, в зависимости от стандарта, от 24 до 30 кадров), то значительная задержка и/или ее дисперсия кадра того же приложения на приемной стороне может нарушить воспроизведение видео вплоть до его остановки.

### **1.3. Математические основы моделирования транспортных систем инфокоммуникационной сети**

Упрощенная (формализованная) форма представления информации о наиболее существенных свойствах и признаках явления или технического объекта, которая используется для теоретического и экспериментального исследования, называют МОДЕЛЬЮ.

Модель любой системы характеризуется следующими переменными:

- $x(t)$  - входными величинами, характеризующими действие внешней среды;

- $y(t)$  - выходными величинами, характеризующими реакцию системы;

- $z(t)$  - величиной, характеризующей внутреннее состояние,

которые являются функциями переменной  $t$  - текущего времени. В зависимости от момента времени  $t \in T$  эти величины, которые могут быть скалярными или векторными произвольной размерности, принимают значения из множеств  $x \in X, y \in Y, z \in Z$ . Последние могут быть подмножествами евклидова пространства.

Для теоретического исследования применяется аналитическая или математическая модель, которая представляет собой количественную формализацию абстрактных представлений об изучаемом явлении или объекте. Они могут быть представлены различными математическими средствами: действительными или комплексными величинами, векторами, матрицами, геометрическими образами, неравенствами, функциями и функционалами, множествами, алгебраическими, разностными, дифференциальными и интегральными уравнениями, функциями распределения вероятностей, статистиками и т. д. Одно из важнейших свойств математической формализации предмета исследования заключается в том, что одна математическая модель может быть использована для решения большого числа частных, конкретных задач.

Различают детерминированный и вероятностный подходы к построению математических моделей. Первый указывает путь ее построения и использования (например, в виде дифференциального уравнения), второй – лишь указывает на ситуацию неопределенности, которая возникает после наблюдения. Здесь для количественной формализации абстракций необходимо ввести количественную меру неопределенности – вероятность события. В стохастической системе предугадать заранее результат наблюдения достоверно невозможно.

Математическая вероятностная модель обладает тремя характеристиками:

- пространством  $S$  элементарных событий  $\omega$ ;
- совокупностью событий  $\{A, B, C, \dots\}$ , обозначаемую через  $E$ , в которой каждое событие есть множество элементарных событий  $\{\omega\}$ ;
- Вероятностной мерой  $P$ , дающей отображение событий, определенных на  $S$ , в множество действительных чисел.  $P[A]$  используется для определения действительного числа, соответствующего событию  $A$ . Эта функция должна удовлетворять следующим аксиомам:

а)  $0 \leq P[A] \leq 1$  для любого события  $A$ ;

б)  $P[S] = 1$ ;

в) если  $A$  и  $B$  несовместимы, т. е. взаимно исключены, то  $P[A \cup B] = P[A] + P[B]$

Таким образом, любая вероятностная система описывается тройкой  $(S, E, P)$ .

Случайная (действительная) величина  $X(\omega)$  представляет собой функцию, определенную на пространстве элементарных событий на (действительную) прямую.

Вероятность, с которой случайная величина  $X(\omega)$  принимает те или иные значения обозначается

$$[X = x] \equiv \{\omega : X(\omega) = x\}.$$

Другой формой выражения вероятностей  $X(\omega)$  является функция распределения (ФР) вероятностей

$$F_X(x) \equiv P[X \leq x]$$

или плотность распределения (ПР)

$$f_X(x) \equiv dF_X(x) / dx.$$

Свойства ФР:  $F_X(x) \geq 0$ ;  $F_X(\infty) = 1$ ;  $F_X(-\infty) = 0$ ;  $F_X(b) - F_X(a) = P[a < X \leq b]$ , для  $a < b$ ;  $F_X(b) \geq F_X(a)$  для  $a \leq b$ .

Для вычисления некоторых мер, связанных с ФР и ПР случайной величины, называемых математическими ожиданиями, требуется вычислить интеграл от ПР. В общем случае, математическое ожидание  $E[X]$  представляет собой сумму (интеграл) произведений возможных значений случайной величины на вероятности этих значений. Выражение для  $E[X]$  имеет вид

$$E[X] = \bar{X} = \int_{-\infty}^{\infty} x dF_X(x) \text{ - в форме интеграла Стильеса,}$$

$$E[X] = \bar{X} = \int_{-\infty}^{\infty} x f_X(x) dx \text{ - в форме интеграла Римана.}$$

Математическое ожидание величины  $X(\omega)$  называется также ее средним значением. Для неотрицательных случайных величин

$$E[X] = \int_0^{\infty} (1 - F_X(x)) dx, \quad X \geq 0.$$

Математическое ожидание  $n$ -ой степени случайной величины называется  $n$ -ым моментом и записывается

$$E[X^n] = \bar{X}^n = \int_{-\infty}^{\infty} x^n f_X(x) dx.$$

Кроме того, определяется и  $n$ -ый центральный момент  $X(\omega)$  как

$$\overline{(X - \bar{X})^n} = \int_{-\infty}^{\infty} (x - \bar{X})^n f_X(x) dx.$$

Второй центральный момент называется дисперсией

$$\sigma_X^2 = \overline{(X - \bar{X})^2} = \overline{X^2} - (\bar{X})^2.$$

Здесь уместно заметить, что нельзя говорить, что имитационная модель, применяемая для экспериментального исследования явлений и объектов, «ближе» к реальному объекту или явлению, чем аналитическая. Результаты имитационного моделирования могут служить для проверки адекватности аналитической модели. Более того, для проверки правильности построения и функционирования имитационной модели ее также необходимо поставить в условия, принятые при конструировании аналитической модели. Совпадение результатов аналитического и имитационного моделирования может в некоторой мере служить ориентиром правильности ее построения. Только после такой проверки имитационной модели можно снять ряд дополнительных ограничений упрощений, принятых при конструировании аналитической модели, с целью выявления наиболее существенных сторон функционирования реальной системы, не отраженных в аналитической форме.

В теории вероятностей рассматриваются также характеристическая функция случайной величины, производящая функция ее моментов, преобразование Лапласа ПР и ее производящая ФР.

Введение преобразований в методики решений задач значительно упрощает вычисления, т. к. они дают возможность разложения функций времени в суммы (или интегралы) комплексных показательных функций, которые всегда появляются в решении при исследовании инвариантной во времени линейной системы. Построение общей выходной функции осуществляется путем суммирования или интегрирования на выходе каждой показательной функции (тот факт, что сумма отдельных слагаемых на выходе является такой же суммой, как и сумма отдельных слагаемых на входе, - т. е.

разложение в сумму комплексных показательных функций, - следует из линейности системы).

Процесс разложения функции на входе в сумму показательных функций, вычисления для каждой из них функции на выходе, а затем восстановления выходной функции из сумм показательных функций и называют в анализе методом преобразований. Для функций непрерывного времени используют, в частности, преобразование Лапласа.

Заметим, что системами массового обслуживания (СМО) называют математические модели систем, которые предназначены для обслуживания требований, поступающих через случайные промежутки времени, причем длительность обслуживания в общем случае также случайна. Состояние группы требований, например, поступление их в систему, описывается набором случайных величин, каждая из которых в произвольный момент времени может иметь различное распределение. Одной из основных проблем при исследовании любой СМО является определение вида указанных распределений с целью вычисления числовых характеристик процесса обслуживания. СМО включает четыре основных элемента: входящий поток, очередь, обслуживающее устройство и выходящий поток.

В пособии вводится метод анализа сетей связи (как разомкнутых сетей массового обслуживания (СeМО)), базирующийся на принципе декомпозиции (разложения) сети по парам источник-адресат и учитывающий топологию сети и систему матриц распределения циркулирующей в сети разнородной информации. Иными словами ТС инфокоммуникационной сети рассматривается как система взаимодействующих составных трактов передачи или виртуальных соединений. Процессы передачи интегральной информации в пакетных и гибридных ТС МСС в режиме установленного соединения описываются соответствующими СеМО.

В межузловом линейном цифровом тракте (ЛТЦ) наряду с установленным виртуальным соединением могут циркулировать потоки, принадлежащие другим виртуальным соединениям (сторонние потоки). При этом предполагается, что доли основного и сторонних потоков на их входе таковы, что при статистическом мультиплексировании большого числа независимых разнородных потоков с постоянной и переменной скоростью передачи выполняется условие «пуассонизации» суммарного (агрегированного) потока, т. е. предполагается, что суммарные потоки на входе каждого транспортного канала ЛЦТ независимы друг от друга и являются простейшими.

В пакетных ТС нагрузка изохронного трафика класса  $B$  при обслуживании с ожиданием имеет абсолютным приоритет (с дообслуживанием) по отношению к асинхронной нагрузке. Каждый виртуальный канал звена ЛЦТ  $ij \in J$  составного тракта передачи разнородного трафика в пакетных ТС совместно с соответствующей ему частью памяти УК моделируется **СМО** типа  $M/M/1/\infty$  (СМО  $M/M/1/\infty$  формализует работу каждой фазы обслуживания), т. е.

- входящий поток ячеек разнородного трафика, поступающий на каждую

фазу обслуживания, образует пуассоновский (простейший) процесс с параметром  $\lambda^k(t) > 0$ , т. е. вероятность поступления  $n$  ячеек такого потока на отрезке времени  $t$  равна  $p^n(t) = \Pr(K = n) = \frac{(\lambda^k t)^n}{n!} e^{-\lambda^k t}$ , где  $n = 0, 1, 2, \dots$ . Функция

$p^n(t)$  есть функция распределения дискретной случайной величины моментов поступления требований  $n$  в систему. Временной интервал между соседними событиями пуассоновского потока является непрерывной случайной величиной  $\tau$ . Ее функция распределения выражает вероятность неравенства  $\tau < t$ , т. е.  $F(t) = \Pr(\tau < t)$ . Функция  $p^n(t)$  может обозначать вероятность того, что в момент  $t$  в системе (в очереди и на обслуживании) находятся  $n$  требований, или вероятность того, что занято  $n$  каналов в пучке и т. д. Хотя в таких случаях для получения различных показателей эффективности функционирования СМО важно найти величину  $p^n(t)$ , однако, вычисление  $p^n(t)$  не всегда необходимо, а иногда и невозможно. Как увидим в дальнейшем, выражение для времени ожидания можно найти и другими способами. Параметр  $\lambda(t)$  также называется плотностью вероятности поступления ячеек и определяет среднее время между поступлением ячеек. Интенсивность пуассоновского потока постоянна, т. е.  $\lambda(t) = \lambda = const$ . Характерная особенность пуассоновского случайного потока событий, аналогична особенности нормального закона распределения непрерывной случайной величины и состоит в том, что при сложении большого числа различных ординарных, стационарных потоков, - суммарный поток оказывается весьма близким к пуассоновскому;

- функция распределения времени обслуживания пакетов (ячеек) в маршрутизаторах (коммутаторах АТМ) имеет экспоненциальный характер с параметром  $\mu^k > 0$ , т. е. длительность обслуживания ячеек подчиняется экспоненциальному закону со средним значением, равным  $\frac{1}{\mu^k}$ . Известно, что

СМО типа  $M/M/1$  характеризуется средним временем ожидания вдвое большим, чем система  $M/D/1$ . Таким образом, мы будем пользоваться всегда худшей оценкой, чем будет на самом деле.

В гибридной ТС инфокоммуникационной сети обслуживание синхронного трафика класса  $A$  осуществляется с абсолютным приоритетом по отношению к трафику данных при условии «жесткого» закрепления в сессии сетевых ресурсов за  $A$ -соединением (с эмуляцией режима коммутации каналов), а обслуживание трафика классов  $C$  и  $D$  осуществляется с ожиданием при коллективном использовании остатка пропускной способности ЛЦТ. В гибридной ТС каждый составной однородный тракт  $st \in S^B$  совместно с соответствующей ему частью памяти УК для передачи трафика класса  $A$  моделируется однозвенной СМО (полнодоступным пучком каналов переменной пропускной способности), а моделирование процесса передачи трафика данных аналогично пакетной ТС. При этом трафик класса  $C$  имеет приоритетное обслуживание по отношению к трафику класса  $D$ .

Математические модели ТС инфокоммуникационной сети, исследуются в

равновесном или стационарном режиме, когда законы распределения ее состояний становятся независимыми во времени. Равновесие не означает, что состояние системы является детерминированным. Однако, хотя в системе и продолжаются случайные изменения, но распределения, описывающие их, будут постоянными во времени. Можно вычислять средние значения, отклонения от них и т. д.

Формальные методы исследования ТС содержат аналитические и численные методы.

В данной работе задачи массового обслуживания будут описаны аналитически, при этом аналитическим методом будут получены основные вероятностно-временные характеристики системы, на базе которых будут выведены показатели для оценки ее эффективности (в т.ч. наиболее важный параметр системы - коэффициент ее использования или коэффициент загрузки системы

$\rho^k = \frac{\lambda^k}{\mu^k}$  (отношение среднего времени обслуживания к

среднему промежутку времени между последовательными моментами поступления ячеек) при заданных условиях передачи ячеек в ЛЦТ. Здесь и далее индексом  $k$  помечается определенный класс трафика. В общем случае  $\rho^k$  - есть математическое ожидание доли использования пропускной способности ЛЦТ сети для передачи требуемого объема трафика классов  $A$ ,  $B$ ,  $C$  и  $D$  с заданным качеством обслуживания и т.д.).

С целью уточнения понятия блокировки соединений в ТС инфокоммуникационной сети в режиме сеанса связи введем понятие блокировки ресурса на примере СМО общего типа  $G/G/m/w$ , т. е. многолинейной однофазной системы с произвольным законом распределения интервалов между заявками и произвольным законом обслуживания заявок [15]. Система содержит  $m$  приборов обслуживания и  $w$  мест для ожидания обслуживания заявок. Введем событие: « $\sigma^k$  заявка класса  $k$  принята на обслуживание и время ожидания ее обслуживания не превосходит  $t^k, c$ ». Указанное событие означает, что для обслуживания заявки ресурса СМО достаточно. Обозначим это событие  $\{\sigma^k; t^k\}$ . Пусть вероятность этого события есть  $\Pr\{\sigma^k; t^k\}$ . Вероятность дополнительного события – «Заявка  $\sigma^k$  не принята на обслуживание или если она принята, то время ожидания ее обслуживания больше  $t^k, c$ », - есть  $1 - \Pr\{\sigma^k, t^k\}$ . Назовем эту вероятность вероятностью нехватки или блокировки ресурса  $P_{bl}$  СМО и обозначим

$$P_{bl} = p(m, w, t) = 1 - \Pr\{\sigma^k, t^k\} = 1 - \Pr\{\sigma^k\} \Pr\{t^k | \sigma^k\} = 1 - (1 - p_{m+w}) G^*(t),$$

где  $\Pr\{\sigma^k\}$  - безусловная вероятность того, что заявка принята на обслуживание;  $\Pr\{t^k | \sigma^k\}$  - условная вероятность того, что время ожидания заявки класса  $k$  не превосходит  $t^k, c$  при условии, что она принята на обслуживание;  $p_{m+w}$  - вероятность состояния  $E_{m+w}$  СМО, т. е. вероятность того, что в системе все приборы и места для ожидания заняты (произвольный

вызов теряется);  $G^*(t)$ - условная функция распределения времени пребывания заявки в системе при условии, что она не теряется.

$$G^*(t) = G(t) * B(t) = \int_0^{\infty} G(x-y)dB(y) = \int_0^{\infty} B(x-y)dG(y),$$

где  $G(t)$  - условная функция распределения времени ожидания заявки при условии, что она не потеряна, а  $B(t)$  - функция распределения времени обслуживания заявки.

Таким образом, вероятность  $p(m, w, x)$  для СМО типа  $G/M/m/w$  определяет вероятность блокировки всего ресурса. В частности, для этой системы  $p(m, 0, 0)$  - есть вероятность потери заявки в СМО типа  $G/M/m/0$ , а  $p(1, \infty, \theta)$  - вероятность превышения времени пребывания заявки  $\theta$  в СМО типа  $G/M/1/\infty$ . Действительно, как следует из работы [16], при  $w = 0$  -  $G^*(t) = \delta(t)$  (функция единичного скачка) и мы приходим к обычному определению потерь в  $m$ -линейных системах СМО без памяти. Если  $w = \infty$ , то  $P_{m+w} = 0$  и  $P_{bl} = 1 - G^*(\theta)$ . Последний случай соответствует моделям СМО, традиционно применяемым для анализа сетей с коммутацией пакетов.

*Таким образом, для пакетных ТС инфокоммуникационной сети, отдельные звенья которых моделируются СМО типа  $G/M/1/\infty$ , понятие вероятности блокировки ресурса в сеансе связи для изохронной нагрузки эквивалентно вероятности превышения пакетами заданного времени пребывания в сети  $\theta^B$ . Обозначим эту вероятность  $d^B$ . В физическом смысле вероятность  $d^B$  есть доля пакетов изохронной нагрузки, превысивших время  $\theta^B$ . Эта величина характеризует качество передачи трафика указанного класса в сети.*

В основу методологической базы построения методов расчета характеристик ТС МСС положена концепция ее архитектуры. В рамках этой концепции **эффективность** использования ТС инфокоммуникационной сети в режиме установленного соединения предлагается оценивать с помощью набором функционалов **использования пропускной способности** каждого ЛЦТ трафиком различных классов  $K_{h,ij}^k$ , которые зависят не только от необходимой для их работы служебной информации соответствующих объемов, но и от протоколов функционирования отдельных уровней архитектуры ТС МСС, поддерживающих соответствующие службы. Указанный метод расчета интегрирован в рамках единых моделей с учетом требований к передаче смешанной нагрузки.

Как было отмечено выше, расчет характеристик ТС инфокоммуникационной сети связан с оценкой ее эффективности, которая включает в себя оценку возможности обеспечения заданных потерь, времени доставки разнородной информации и оценку необходимых для этих целей величин физических ресурсов сети (пропускной способности цифровых трактов передачи, вычислительной мощности оборудования узлов коммутации (УК) и емкости их буферных накопителей). Выбранный критерий



эффективности использования пропускной способности ТС в сеансе связи отображает основное назначение системы, исходя из цели проектирования и позволяет произвести его оценку в количественной и численной форме. При этом он имеет четкий физический смысл, чувствителен к основным варьируемым параметрам ТС инфокоммуникационной сети, что позволяет определить наиболее рациональные их характеристики, а также обеспечивает сравнение различных вариантов построения для выбора наиболее рационального при заданных условиях проектирования.

Рассматриваемые в пособии задачи решаются с помощью теории вероятностей, теории массового обслуживания, функционального анализа и вычислительной математики.

## 2. АРХИТЕКТУРА ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ И ЕЕ ОСНОВНЫЕ ОСОБЕННОСТИ

### 2.1. Описание архитектуры инфокоммуникационной сети

Под архитектурой инфокоммуникационной сети будем понимать уровневую организацию необходимых функций, их программных реализаций и протоколов, которые должны выполняться ею при предоставлении услуг любому приложению по высокоскоростной передаче разнородного трафика. Исследование архитектуры инфокоммуникационной сети позволяет:

- *иерархически разделить функции сети, на логически завершенные функциональные группы задач (логические уровни), для определения механизмов реализации основных характеристик сети, а также с целью обеспечения прозрачности нижних функциональных уровней сетевой архитектуры по отношению к верхним уровням;*
- *выявить особенности инфокоммуникационной сети, связанные с распределением и передачей двух типов трафика (изохронного и асинхронного);*
- *детализировать протоколы и форматы протокольных блоков соответствующих уровней применительно к передаче и обработке разнородного трафика;*
- *обеспечить эффективное использование физических ресурсов сети;*
- *обеспечить многообразие реализаций программных и аппаратных логических функций в сети;*
- *обеспечить простоту модификации различных элементов инфокоммуникационной сети, характеризующихся частой сменой оборудования и развитием сети во времени и др.*

Архитектура инфокоммуникационной сети описывает построение и взаимосвязь ее логической, программной и физической структур.

Очевидно, что для моделирования функций инфокоммуникационных сетей целесообразно иметь общую методологическую основу для построения всевозможных их конфигураций, которая дала бы возможность строить математические модели, учитывающие основные особенности и параметры этих сетей. Такой основой может стать эталонная модель протоколов узкополосной ЦСИО, представленная в Рек. I. 320 МККТТ, а также модель протоколов широкополосной Ш-ЦСИС, которая является расширением Рек. I. 320. Модель протоколов Ш-ЦСИС полностью соответствует принципам, положенным в основу при разработке эталонной модели протоколов взаимосвязи открытых систем, описанным в Рек. МККТТ X.200.

Построение моделей функционирования МСС NGN требует также и наличия специального языка для описания основных особенностей указанных сетей и их функций. Для описания сервисов и выявления общих принципов проектирования МСС на основе анализа и синтеза их логической, программной и физической структур, предлагается использовать язык и принципы формализованного описания объектов исследования, примененные в модели архитектуры взаимодействия открытых систем ВОС (*OSI, Open System Interconnected*) и получившие дальнейшее развитие в работах [5 - 7] для сетей с

интеграцией служб. Специфику инфркоммуникационных сетей важно выявить в терминах этих моделей для ее учета при проектировании. Отметим, что сети указанного класса рассматриваются как более широкий класс сетей, который должен подчиняться модели ВОС, при этом предполагается, что они также являются открытыми. В дальнейшем будем использовать терминологию, принятую для описания эталонной модели ВОС и в рекомендациях серии I МКТТ.

*Логическая структура инфокоммуникационной сети* рассматривает взаимосвязь и взаимодействие функциональных (логических) уровней между собой и позволяет проанализировать работу всей инфркоммуникационной сети в целом и на каждом логическом уровне в отдельности, а также определить ее логические ресурсы. Логическая структура не только позволяет классифицировать способы построения сетей указанного класса, но также дает возможность найти их общие структурные (системные) черты и приступить к проектированию, исходя из общих методологических предпосылок.

В любой логической структуре открытых систем, одним из основных понятий является понятие подмножества функций уровня [5-7]. Подмножество функций – это заранее подготовленные совокупности возможностей, которые присущи каждому уровню сетевой архитектуры. Варианты подмножеств, которые могут быть выбраны с помощью запросов при организации виртуальных соединений, поддерживаются конкретным логическим портом, т. е. данный тип порта поддерживает только те соединения, в которые входят разрешенные для них подмножества функций. Кроме того, эти подмножества функций в различных сетевых архитектурах могут отличаться по своему составу и полноте. Известно [6], что при проектировании любой сети функции ее логических уровней могут быть детализированы в дополнительных горизонтальных и/или вертикальных подуровнях. При вертикальном выделении подуровней функции внутри уровня можно сгруппировать таким образом, что каждая функциональная группа будет предоставлять подмножество сервиса, обеспечиваемого уровнем, а пользователь может использовать одновременно только одно из этих подмножеств. При создании однородных инфркоммуникационных сетей, например, на базе волоконно-оптических линий связи, методика логического проектирования значительно упрощается за счет упразднения отдельных функциональных уровней архитектуры сети.

Логическая структура сети описывает ее полный функциональный профиль и базируется на рассредоточении процессов передачи и обработки разнородной информации по функциональным уровням каждой из ее систем и имеет многослойный вид. Таким образом, каждая система сети рассматривается в виде взаимосвязанной совокупности упорядоченного набора расположенных друг над другом подсистем, образованных в результате пересечения системы с некоторым N-уровнем, т. е. в качестве структурного метода, позволяющего логически разложить сеть «открытых» систем на подсистемы, будем использовать уровневую организацию. Каждый уровень образует подсистему одного ранга.

• **Система** в модели OSI - это совокупность одной или нескольких ЭВМ, соответствующего программного обеспечения, периферийных устройств и пользователей, способная обрабатывать и передавать информацию. Любая система создается для выполнения ею конкретных прикладных процессов. Систему, удовлетворяющую требованиям стандартов ВОС, именуют открытой. Отметим, что модель ВОС описывает взаимодействие открытых систем и не описывает внутренние функции, выполняемые конкретной системой.

Любой уровень состоит из активных элементов, именуемыми объектами (*entity*), которые реализуют услуги по вводу/выводу, передаче и распределению массивов информации (например, управление потоком, маршрутизация, защита информации от ошибок и др.). Таким образом, объекты N-уровня реализуют определенные функции N-уровня и связываются друг с другом *соединениями*, которые создаются и поддерживаются нижележащими уровнями. Каждое соединение определяет функциональное взаимодействие двух либо больше объектов, расположенных на одном и том же уровне. Спецификации каждого логического уровня всегда включают в себя спецификацию *протокола* и спецификацию *сервиса*, который обеспечивается соответствующей службой и поддерживается этим протоколом для вышерасположенного уровня. В документе ISO TR 8509 и Рекомендации МККТТ X.210 определены основные понятия и соглашения по описанию стандартов на службы (без установления и с установлением соединения) различных уровней ВОС, в частности сетевой, транспортной и сеансовой служб. В указанном документе и в определениях сетевых, транспортных и сеансовых служб термин «служба» не всегда точно соответствует определению, введенному в стандарте ISO 7498/МККТТ X.200. Именно в некоторых случаях под службой понимается часть или элемент всей службы (N)-уровня.

• **Сервис** - это функциональные возможности N-уровня, которые предоставляются в распоряжение объектам N+1-уровня в N-сервисных точках доступа (*service access point - SAP*). Сервисные точки доступа играют роль логических интерфейсов (правил взаимодействия между смежными уровнями). Концепция сервиса, предоставляемого уровнем, является одной из основных в модели ВОС. Сервис состоит из услуг или одной услуги, например, услуги по установлению соединения. Услуги могут быть обязательными и факультативными, а также подтвержденными и неподтвержденными. Вместе с тем понятие сервиса как набора услуг уровня довольно сложно формализовать. Это связано с тем, что процедуры и форматы передаваемых на границе уровней данных определяются особенностями реализации. Например, если уровни функционально разнесены по разным устройствам, интерфейс между уровнями может содержать процедуры защиты от ошибок. Эти процедуры не нужны, если уровни расположены в одной операционной среде. Поэтому процедуры обмена на интерфейсе не стандартизируются. Однако для того, чтобы обеспечить независимость уровней, необходимо уметь описывать их интегральные характеристики. Тогда при проектировании протокола не надо будет увязывать его процедуры с механизмами передачи на более низких

уровнях. Достаточно будет указать порядок использования процедур и параметров описывающих внешнее (интегральное) поведение уровня.

• **Сервисная точка доступа** (*service access point - SAP*) – это точка, через которую запрашивается и предоставляется сервис уровня. Каждая точка доступа к службе имеет индивидуальный адрес, который однозначно идентифицирует конкретный объект N+1-уровня, использующий сервис N - уровня.

Элементы формализованного описания сервиса стандартизованы МОС и называются соглашениями по сервису. Сервис уровня определяется через элементы абстрактной модели взаимодействия пользователей сервиса и поставщика сервиса. Эта модель включает в себя следующие понятия: пользователи N-сервиса (объект в некоторой открытой системе, который использует *службу* через сервисную точку доступа), поставщик N-сервиса (некоторое множество объектов, обеспечивающих *службу* для ее пользователей) и сервисные примитивы (абстрактное, не зависящее от конкретной реализации представление взаимодействия между пользователем и поставщиком службы). Последние разделяются на примитивы: запроса (request), индикации (indication), ответа (response) и подтверждения (confirmation). Тип примитива связан с направлением его передачи. Примитивы запроса и ответа передаются от пользователя сервиса к поставщику, а примитивы индикации и подтверждения - в обратном направлении. Обозначение каждого сервисного примитива состоит из трех элементов: буквы (или букв), обозначающей уровень модели ВОС; имени примитива, отвечающего типу описываемой услуги; типа примитива. Уровень обозначается буквами: А (прикладной), Р (представительный), S (сеансовый), Т (транспортный), N (сетевой), L (канальный) и PL (физический). Имя примитива определяется типом услуги. Например, услуга по установлению соединения описывается примитивами с именем CONNECT, по сбросу - RESET, по передаче данных - DATA и т. д. Таким образом, примитив Р - CONNECT request есть примитив представительного сервиса, относится к услуге по установлению соединения и является запросом.

Стандартом МОС также оговариваются и формальные правила составления диаграмм последовательностей примитивов.

*Логическая структура сети АТМ* базируется на эталонной модели архитектуры протокола Ш-ЦСИС (В-ISDN Protocol Reference model, ВPRM), которая включает в себя четыре логических уровня:

- физический, который подразделяется на подуровень конвергенции передачи (Transmission Convergence, TC) и подуровень, зависящий от физической среды (Physical Medium, PM);

- уровень АТМ;

- уровень адаптации АТМ, включающий в себя подуровень конвергенции или слияния (Convergence Sublayer, CS), который в свою очередь может делиться на две части: общую (Common Part Convergence Sublayer, CPCS) и служебно-ориентированную (Service-Specific Convergence Sublayer – SSCS) и подуровень сегментации и сборки (Segmentation and Reassembly - SAR);

- верхний уровень панелей пользователя, сигнализации и административного управления.

Уровень адаптации в модели сети АТМ определяет и реализует одну из самых сложных функций – адаптацию функций уровня к требованиям передачи информационных потоков от различных приложений Ш-ЦСИС. Рекомендацией 1.363 ITU-T определено четыре типа адаптационных уровней (*ATM Adaptation Layer* - AAL1, AAL2, AAL3/4, AAL5) с учетом разнообразия протоколов, организации режима связи и требований к качеству обслуживания разнородного трафика. При этом учитывались следующие критерии:

- *необходимость сохранения с заданной точностью временного расположения ячеек потока при передаче (изохронность потока) и обеспечения заданного времени доставки;*
- *скорость передачи информации (постоянная или переменная);*
- *требования к организации режима связи: с установлением или без установления соединения.*

Каждый тип ААL используется для адаптации к передаче трафика определенного класса: AAL1 - для адаптации к передаче трафика класса *A*, AAL2 - трафика класса *B*, а AAL3/4 и AAL5 - трафика классов *C* и *D*.

Уровень АТМ обеспечивает набор услуг для подуровня сегментации и сборки ААL через соответствующий набор своих протоколов. Стандарты для уровня АТМ определяют, каким образом нужно установить виртуальные соединения (каналы и/или пути) с заданным качеством обслуживания QoS и поддержать эти соединения в сеансе связи.

Как в модели АТМ, так и в модели OSI стандарты физического уровня устанавливаются, каким образом биты должны проходить через среду передачи и как получать биты из среды передачи, преобразовывать их в ячейки и посылать эти ячейки уровню АТМ. Стандарты АТМ для физического уровня также описывают, какие кабельные системы должны использоваться в сетях АТМ и с какими скоростями может работать АТМ при каждом типе кабеля. Форум АТМ не вводит свои спецификации на реализацию физического уровня. Поток ячеек, сгенерированный на уровне АТМ, может быть передан практически по любой существующей или будущей цифровой системе передачи. Методы передачи сигналов зависят от требуемой скорости передачи и типа используемой физической среды, т.е. в качестве физического уровня сетью АТМ может быть использована любая цифровая система передачи, а технология АТМ, являясь основой реализации предлагаемых услуг, призвана оптимизировать ее применение.

Три нижних уровня эталонной модели архитектуры Ш-ЦСИС образуют архитектуру сети АТМ или транспортной системы.

Необходимо отметить, что в ТС инфокоммуникационной сети *на технологии АТМ* реализовано несколько стратегий закрепления сетевых ресурсов. Так как асинхронный трафик (классы *C* и *D*) не критичен к ожиданию освобождения занятых сетевых ресурсов и конфликтам доступа к ним, то указанные ресурсы выделяются ему по мере необходимости в порядке очередности, т. е. с «нежестким» закреплением соответствующими службами

ABR и UBR. Для передачи изохронного трафика класса *B* они также предоставляются с «нежестким» закреплением службой VBRrt, но при соблюдении определенных условий, которые были оговорены выше. Служба VBRrt на AAL2, как и служба CBR на AAL1, гарантирует заданную изохронность передачи речевого потока с переменной скоростью, хотя и допускает случайные задержки ячеек, не превосходящие некоторой фиксированной величины.

Служба CBR обеспечивает постоянную скорость передачи ячеек изохронного трафика класса *A* (при асинхронном статистическом мультиплексировании их в ЛЦТ) путем поддержания «жесткого» закрепления сетевых ресурсов за установленным виртуальным CBR-соединением в сеансе связи, т. е. служба CBR в сети АТМ практически эмулирует подсеть коммутации каналов. При этом, хотя перед общесистемными логическими ресурсами сети теоретически могут образовываться также и очереди из CBR-ячеек, однако, за счет выделения и закрепления избыточных сетевых ресурсов за асинхронным виртуальным CBR-каналом и поддержания требуемой синхронизации передатчика и приемника, службой CBR практически обеспечивается транспарентный режим передачи без угрозы потери ячеек в канале связи [5, 6].

Отметим важную отличительную особенность службы VBRrt от службы CBR, которая принципиальна для исследования сети АТМ. Как отмечено выше, служба CBR для поддержания транспарентного режима передачи использует упрощенную стратегию организации виртуального соединения, при которой за соединением резервируется максимальная полоса пропускания. Кроме того, пограничный коммутатор АТМ для поддержания постоянной скорости передачи, например, речевого трафика, в режиме установленного соединения при возникновении пауз генерирует пустые таймслоты, которые инкапсулируются службой CBR в ячейки АТМ, чем обеспечивается сохранение постоянных временных позиций в ЛЦТ за CBR-каналом при асинхронном статистическом мультиплексировании трафика и поддерживается постоянная скорость передачи на протяжении всего сеанса связи. В режиме установленного соединения часть пропускной способности ЛЦТ, которая резервируется за CBR-каналом, не подлежит перераспределению, т. е. полоса пропускания остается постоянной независимо от степени ее реального использования. В режиме VBRrt для поддержания виртуального соединения физические ресурсы сети выделяются в режиме соревнования с образованием очередей. Необходимая суммарная пропускная способность выделяется для VBRrt-канала лишь на период существования активного соединения, а в остальное время полоса освобождается для других служб. При этом обеспечивается заданная сквозная задержка и изохронность передачи. Заметим также, что по сравнению со службой CBR, служба VBRrt требует более сложной процедуры заказа и поддержания виртуального соединения между сетью и приложением.

Таким образом, анализ стратегии закрепления сетевых ресурсов за виртуальными соединениями в сети АТМ показывает, что в указанной транспортной системе при использовании службы CBR (наряду со службами

VBR, ABR и UBR) реализуется стратегия с «гибридным» закреплением сетевых ресурсов за соединениями. В то же время, при упразднении службы CBR в сети ATM последняя переходит в категорию чисто пакетных ТС с «нежестким» закреплением сетевых ресурсов за виртуальными соединениями в сеансе связи.

Каждый уровень в модели архитектуры ATM соответствует одному или более уровням в семиуровневой модели ВОС и/или модели архитектуры сети с интеграцией служб.

Логическая структура сети ATM содержит основные элементы всех пяти логических уровней ТС цифровой сети интегрального обслуживания, описанных в терминологии ее архитектуры [5, 6], которые отличаются от базовой модели ВОС только определенной функциональной полнотой и местом их реализации. Так например, в логической структуре сети ATM функции физического уровня и уровня звена реализованы на физическом уровне ATM. Уровень ATM обеспечивает функции сетевого уровня и частично – транспортного.

<b>Модель OSI</b>	<b>Модель архитектуры протокола BPRM</b>	<b>Модель DARPA</b>
Прикладной Представлений Сессий	Верхний	Прикладной
Транспортный	Подуровень конвергенции уровня адаптации ATM	Транспортный
	Подуровень сегментации и сборки уровня адаптации ATM	
Сетевой	Уровень ATM	Межсетевой
Канальный	Подуровень конвергенции физического уровня ATM	Сетевого интерфейса
Физический	Подуровень, зависящий от физической среды физического уровня ATM	

Рис. 2.1. Сравнение реализаций сетевых функций в уровнях моделей OSI, BPRM и DARPA



Уровень адаптации АТМ помимо основных функций транспортного уровня поддерживает функции уровня совмещения разнородного трафика. В корпоративной сети, где сеть АТМ является подсетью, она представляется как двухточечное соединение оконечных устройств АТМ на канальном уровне модели ВОС. Отметим, что часть логической структуры АТМ (уровень ААЛ и уровень АТМ), ассоциированная с канальным уровнем модели ВОС, имеет сложную горизонтальную и вертикальную подуровневую организацию, а функции указанных уровней значительно отличаются от функций канального уровня модели ВОС. Так, на уровне АТМ введена функция маршрутизации, которая в модели ВОС реализована на сетевом уровне, а уровень адаптации АТМ реализует функции совмещения разнородного трафика и основные функции транспортного уровня модели ВОС, анализ которых будет проведен ниже. Необходимо отметить также, что функция установления виртуального соединения (канала передачи) в подсети АТМ не подменяет функцию маршрутизации сетевого уровня модели ВОС. Функции маршрутизации в маршрутизаторах корпоративной сети поддерживаются независимо от аналогичных функций в подсети АТМ, реализуемые в коммутаторах АТМ.

*Логическая структура сети TCP/IP* соответствуют четырехуровневой концептуальной модели, известной как модель DARPA. Логическая структура DARPA включает в себя следующие функциональные уровни: прикладной, транспортный, межсетевой и сетевого интерфейса. Каждый уровень в модели DARPA, также как и в модели АТМ, соответствует одному или более уровням в семиуровневой модели ВОС. Уровень сетевого интерфейса (network interface layer), также известный как уровень сетевого доступа (network access layer), отвечает за передачу TCP/IP-пакетов в сетевую среду и прием этих пакетов из сетевой среды. TCP/IP независим от способа доступа к сети, формата кадров и сетевой среды. Уровень сетевого интерфейса предоставляет функциональность канального и физического уровней в модели ВОС. Межсетевой уровень (internet layer) отвечает за поддержку адресации, пакетов и маршрутизации. Межсетевой уровень аналогичен сетевому уровню в модели ВОС.

Задачу по обеспечению надежной информационной связи между двумя конечными узлами решает транспортный уровень (transport layer) стека TCP/IP. Транспортный уровень, также известный как уровень транспорта между хостами (узлами), предоставляет прикладному уровню сеансовые коммуникационные службы и обеспечивает весь набор функций транспортного уровня в модели OSI, а также часть функций ее сеансового уровня.

Сравнение реализаций сетевых функций в уровнях моделей OSI, BPRM и DARPA показана на рис. 2.1.

*Программная структура инфркоммуникационной сети* базируется на декомпозиционной иерархии ее программного обеспечения и описывает взаимодействие связанных между собой отдельных программ, отображающих работу и взаимосвязь логических уровней [17, 18]. Программная структура реализует функциональный профиль сети, представленный объектами логических уровней. При этом для реализации конкретной функции могут быть задействованы несколько объектов уровня. Одноранговые объекты

взаимодействуют между собой с помощью одного или нескольких протоколов, которые поддерживают объявленные сервисы. Спецификация протоколов N-уровня определяет форматы управляющих и информационных полей протокольных блоков уровня, процедуры обмена протокольными блоками между объектами N-уровня в разных системах, а также механизм выбора указанных процедур из списка возможных. Протокольным блоком данных уровня (*protocol data unit - PDU*) называются фрагменты информации, пересылаемые между одноранговыми объектами уровня двух систем. Каждый функциональный N-уровень строит протокольный блок данных из сервисного блока данных (*service data unit - SDU*), переданного вниз с N+1-уровня, добавляя к нему управляющую информацию конкретного протокола взаимодействия одноранговых объектов своего N-уровня (*protocol control information - PCI*).

Понятно, что введение служебной информации в протокольные блоки каждого функционального уровня снижает коэффициент использования физических ресурсов сети. Исходя из этого, при декомпозиционном описании инфркоммуникационной сети желательно использовать по возможности меньшее число логических уровней, хотя функции каждого из них и должны быть максимально локальными, чтобы обеспечить простую замену их логической, программной и технической реализации.

Как будет показано ниже, основной трудностью в построении программной структуры инфркоммуникационных сетей является реализация функции совмещения разнородного трафика в ее ТС. При этом необходимо иметь в виду, что реализация указанной функции во многом зависит от используемых в ней механизмов закрепления сетевых ресурсов за соединением и иметь различную уровневую реализацию, т. е. она может быть реализована как одним, так и несколькими протоколами на различных логических уровнях сети.

В дальнейшем, для построения моделей ТС инфокоммуникационной сети ограничимся рассмотрением функций и свойств их региональной (на технологии IP) и магистральной (на технологии АТМ) транспортных систем, которые определяют основные характеристики сетевого обслуживания. При этом отметим, что три класса сетей связи, определенные выше по способам коммутации, фактически характеризуются реализуемой в них транспортной системой. Таким образом, будем различать: ТС с «жестким» закреплением физических ресурсов за соединением – канальную ТС (КТС), ТС с «нежестким» закреплением физических ресурсов за соединением – пакетную ТС (ПТС) и комбинированную (гибридную) ТС (ГТС), в которой возможна смешанная стратегия распределения физических ресурсов (т. е. в гибридной ТС каждый общесистемный ресурс может работать одновременно в обоих режимах).

**Физическая структура инфркоммуникационных сетей** определяется конкретными техническими устройствами и позволяет оптимально реализовать в них отдельные логические функции или их совокупность.

## **2.2. Особенности архитектуры инфокоммуникационной сети на технологиях ATM и IP-QoS**

Для обеспечения требуемого качества передачи потоков информации различной природы логическая структура инфокоммуникационная сеть должна содержать по крайней мере две дополнительные функции [19] :

- функцию **допустимости установления соединений**, обеспечивающую резервирование необходимых сетевых ресурсов и/или предоставление приложению заранее определенного уровня сервиса на фазе установления виртуального соединения;

- функцию **совмещения**, в задачу которой входит создание возможности передачи разнотипных информационных потоков единым образом в общей физической среде с требуемым качеством обслуживания в сеансе связи. Указанная функция обеспечивает создание «окрашенных» типом информации протокольных блоков одного или нескольких уровней, «окраска» которых используется для выбора соответствующих протоколов обработки на одноранговых и/или на более высоких уровнях. «Окраска» трафика позволяет классифицировать протокольные блоки логических уровней в сеансе связи по его классу и задействовать определенную дисциплину обслуживания на УК в соответствии с требуемым качеством QoS.

### **2.2.1. Функция допустимости установления соединения**

В логической структуре инфокоммуникационной сети функция допустимости установления соединения реализуется на **сетевом уровне**, а в физической структуре – **в маршрутизаторах сети** на фазе установления виртуального соединения. В программной структуре сети указанная функция обеспечивается либо механизмами контроля допустимости соединения (Connection Admission Control, CAC) или допустимости передачи пачки (Burst Admission Control, BAC), в результате работы которых для приложения **резервируются запрошенные сетевые ресурсы**, либо механизмом соглашения об уровне сервиса (Service Level Agreement, SLA), который предоставляет приложению в сеансе связи **оговоренный заранее уровень сервиса** при наличии такой возможности.

Как правило, указанные механизмы реализуются в сети при поддержке управляющих или сигнальных протоколов.

Механизмы CAC применяются в инфокоммуникационной сети на технологиях ATM и IP с интеграцией сервисов (Integrated Service Architecture, IntServ), а механизм SLA – в сети на технологии IP с дифференциацией сервисов (Differentiated Services Framework, DiffServ).

Существует два основных подхода к построению алгоритмов CAC:

- параметрический CAC (Parameter-based CAC, далее — PBAC). PBAC резервирует необходимые сетевые ресурсы для устанавливаемого соединения, на основе значений параметров этих потоков, *заданных заранее пользователем* и описанных в статичных дескрипторах трафика. Основным и самым существенным недостатком алгоритмов класса PBAC заключается в необходимости описания параметров нагрузки заранее, что является

нетривиальной задачей. Кроме того, в этом случае сеть должна постоянно контролировать поступающий от пользователя трафик с целью проверки условий заключенного «трафик-контракта».

- САС, основанный на измерениях (Measurement-based САС, МВАС). Алгоритмы МВАС делегирует описание спецификации нагрузки от приложения пользователя, - к сети. При этом сеть вычисляет (оценивает) необходимые статистические параметры нагрузки при помощи ее измерения в сеансе связи.

Приведем краткое описание процесса организации виртуального коммутируемого соединения в инфокоммуникационной сети на технологии АТМ с использованием семейства протоколов частного интерфейса «сеть-сеть» (Private Network-to-Network Interface, PNNI), которое включает в себя протокол маршрутизации запросов и протокол сигнализации [20]. Основной задачей протокола маршрутизации PNNI является поддержание в коммутаторах актуальной информации о топологии сети, которая используется для определения оптимального маршрута. В основе протокола маршрутизации лежит алгоритм состояния канала, обеспечивающий передачу информации о сетевой топологии между коммутаторами.

Протокол сигнализации PNNI базируется на алгоритме маршрутизации от источника и управляет установлением и разъединением коммутируемого виртуального соединения. При установлении соединения оконечная система АТМ формирует UNI-запрос и направляет его в пограничный УК через плоскость сигнализации, которая предоставляет свои услуги оконечной системе между абонентским доступом и УК по протоколу Q.2931 [21] при поддержке протокола для конкретной службы (SSCO - *Service Specific Connection Oriented Protocol*) уровня адаптации сигнализации АТМ (SAAL - *Signalling ATM Adaptation Layer*). Все служебные сообщения, используемые на интерфейсе «пользователь-сеть» для установления, контроля и разъединения виртуальных соединений имеют общий формат и структуру и включают в себя поля «Дискриминатор протокола» (8бит), «Значение поля ссылки» (4бит), «Флаг» (1бит), «Значение ссылки на вызов» (7бит), «Тип сообщения» (16бит), «Длина сообщения» (16бит) и «Информационные элементы (ИЭ) сообщения». Поле ИЭ имеет переменное значение, кратное 8бит.

Выделение физических ресурсов сети производится на основе требований, которые пользователь должен указать в соответствующем поле «Информационные элементы сообщения». Например, с помощью ИЭ «Параметры уровня ААL», имеющих несколько типов, указываются сведения о виде информации, скорости передачи информации от источника, параметрах обмена с оконечной установкой (размере максимального информационного блока, синхронизации), сведения об особенностях протокола (наличии процедур защиты от ошибок, плотности заполнения ячеек). Сведения о типе трафика (переменная или постоянная скорость передачи информации), о чувствительности трафика к потерям ячеек передаются в ИЭ «Требуемые службы широкополосного канала». Конкретные величины интенсивности информационного трафика, трафика системы эксплуатации и технического

обслуживания (ЭТО) передаются соответственно в ИЭ «Идентификатор нагрузки пользователя» и в ИЭ «Идентификатор сквозной задержки (между пользователями) нагрузки от системы ЭТО». В ИЭ «Требуемая сквозная транзитная задержка» указывается конкретное значение задержки ячеек, которое должно быть обеспечено сетью.

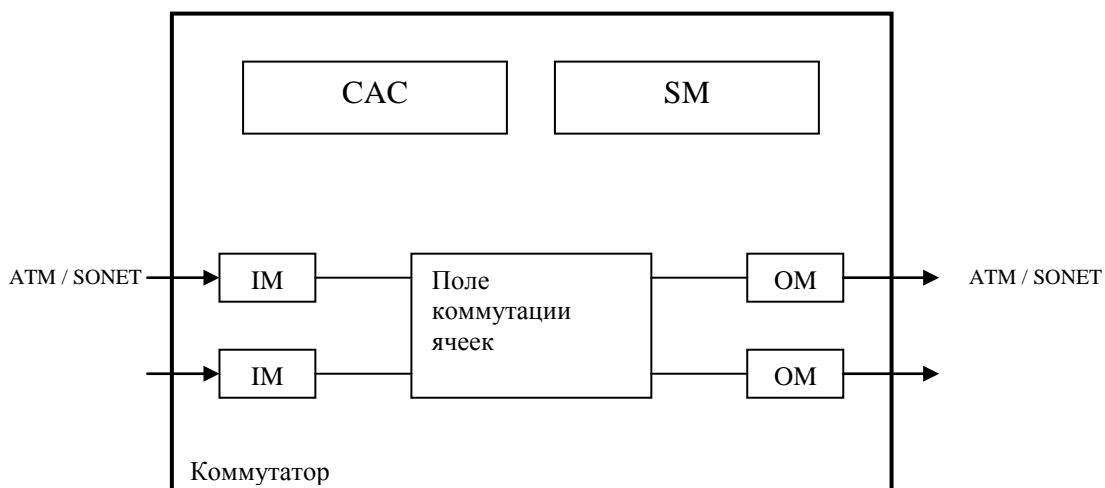
При получении UNI-запроса на установление коммутируемого виртуального соединения (Switched Virtual Circuits, SVC) сеть ATM с помощью алгоритма маршрутизации на основании комбинации параметров трафика и QoS, которые определяют дескриптор требуемого соединения, выбирает маршрут его прохождения до коммутатора адресата. Алгоритм маршрутизации от источника предполагает вычисление оптимального маршрута через всю сеть до выходного коммутатора, которому доступен адрес получателя, непосредственно в источнике, т. е. в во входном коммутаторе. В процессе динамической маршрутизации заявки до вычисления требуемого маршрута во входном УК производится учет параметров трафика с помощью алгоритма общего контроля за установлением соединения (Generic Connection Admission Control – GCAC). Цель учета – предварительная проверка параметров трафика всех доступных соединений маршрута. После того как оптимальный маршрут вычислен, входной УК создает транзитный список промежуточных коммутаторов (Designated transit list - DTL) и вкладывает этот список в сигнальный UNI-запрос, который направляется через сеть к коммутатору адресата по маршруту, указанному в списке DTL.

На каждом коммутаторе маршрута передачи вызова осуществляется процедура контроля допустимости соединения САС. Процедура САС, включающая в себя основные функции сигнализации, производит оценку возможности предоставления УК запрашиваемых физических сетевых ресурсов для поддержания данного запроса. Если ресурсов достаточно, то их необходимая часть резервируется за соединением. В противном случае вызов блокируется, о чем уведомляется входной УК, который создал список DTL, с указанием причины блокировки запроса. Источник может выбрать новый маршрут из списка рассчитанных в обход УК, который блокировал установление соединения. Отметим, что САС-алгоритм, используемый протоколами PNNI, не является частью спецификаций протоколов маршрутизации и сигнализации и может иметь в ATM-коммутаторах различную реализацию.

В процессе установления виртуального соединения в коммутаторах ATM формируются таблицы маршрутизации, в которых указывается адрес входного порта и значения полей идентификаторов виртуального пути (Virtual path identifier - VPI) и виртуального канала (Virtual channel identifier - VCI) заголовка ячейки, а также адрес выходного порта и новые значения VPI/VCI исходящего порта.

В результате установления виртуального соединения между приложением и сетью заключается «трафик-контракт», в котором оговариваются взаимные обязательства по передаче трафика в сеансе связи.

Функция САС в АТМ-коммутаторе реализуется в одноименном модуле, куда направляются сигнальные ячейки с UNI-запросом из входных модулей (рис.2.2.). Сигнальная информация может передаваться через выделенную сеть сигнализации, например, на базе ОКС7 (ot-band) или через сеть АТМ (in-band). При этом, сигнальные ячейки в модуль САС транслируются либо через поле коммутации, либо вне его. Указанный модуль помимо принятия решения о допустимости установления соединений VPC/VCC, отвечает за распределения ресурсов коммутатора (включая выбор маршрутов) при организации виртуальных соединений, генерацию параметров процедур контроля трафика, сигнальные функции уровня адаптации АТМ, за поддержание интерфейсов с сетью сигнализации, согласование с пользователем контрактов SLA характеристик трафика при запросах новых соединений VPC/VCC с другими параметрами качества QoS и/или изменений указанных параметров для существующих соединений и др. Функции САС в коммутаторе могут быть реализованы либо централизованно, либо распределяться по блокам входных модулей. Часть распределенных функций САС может выполняться выходными модулями, инкапсулирующими управляющую информацию верхних уровней в исходящие сигнальные ячейки [22].



- ИМ – входной модуль;
- ИМ – выходной модуль;
- САС – модуль контроля установления соединения;
- SM – модуль управления коммутатором

Рис.2.2. Общая структура коммутатора АТМ

Таким образом, модуль САС устанавливает, модифицирует и разрывает АТМ-соединение виртуальных путей и каналов. Отметим также, что выбор маршрута и установление соединения в сети АТМ однозначно определяет и выбор определенной службы для передачи трафика в сеансе связи.

Функция допустимости установления соединения САС в сети *IP с технологией IntServ* реализуется с помощью управляющего протокола резервирования ресурсов (Resource reSerVation Protocol, RSVP) [RFC 2205], который также используется совместно с одним из существующих протоколов

маршрутизации. Протокол RSVP базируется на стратегии резервирования сетевых ресурсов от приемника и может работать как с TCP- так и с UDP-сессиями поверх Ipv4 и Ipv6, т. е. приемник инициирует и поддерживает резервирование ресурсов для потока, несмотря на то, что первоначальная заявка параметров QoS формируется источником. Протокол RSVP управляет процессом пересылки QoS- параметров и резервирования сетевых ресурсов на маршрутизаторе и его поддержании в сессии, Однако надо иметь ввиду, что решение о выделении запрошенных ресурсов (пропускной способности ЛЦТ и емкости буферного пространства) определяет маршрутизатор.

Сообщение RSVP состоит из общего заголовка, за которым следует тело сообщения, состоящее из переменного числа объектов переменной длины (аналог ИЭ служебных сообщений протокола Q.2931). В общем заголовке имеются следующие поля: «Номер версии протокола» (4 бита), «Флаги» (4 бита) – зарезервированы, «Тип сообщения»(8бит): 1(Path), 2(Resv), 3(PathErr), 4(ResvErr), 5(PathTear), 6(ResvTear), 7(ResvConf); «Контрольная сумма RSVP» (16 бит); «Send\_TTL» (8 бит)- значение TTL для протокола IP, с которым было послано сообщение; «Длина RSVP» (16 бит) - полная длина RSVP сообщения в байтах, включая общий заголовок и объекты переменной длины, которые за ним следуют.

Для каждого типа сообщения RSVP, существует набор правил допустимого выбора типов объектов. Каждый объект состоит из одного или более 32-битных слов с 4-байтовым заголовком. Тип объекта, уникален в пределах класса Class-Num. Максимальная длина объекта равна 65528 байт. В число объектов входят: «FLOWSPEC», который определяет требуемый уровень QoS; «FILTER\_SPEC», который определяет субнабор информационных пакетов сессии с требуемым качеством обслуживания QoS (специфицированный объектом «FLOWSPEC»); «Стиль» - определяет стиль резервирования, а также зависящую от стиля информацию, которая не включена в объекты FLOWSPEC или FILTER\_SPEC и др.

Для установления соединения источник посылает получателю сигнальное сообщение PATH, в котором указаны IP-адреса источника и получателя, а также объект SENDER\_TEMPLATE, определяющий формат пакетов данных, и объект SENDER\_TSPEC, специфицирующий характеристики трафика потока. Опционно сообщение может содержать объект ADSPEC, несущий в себе информацию о потоке (OPWA). Формат сообщения PATH имеет следующий вид:

```
<Path Message> ::= <Common Header> [ <INTEGRITY> ]  
<SESSION> <RSVP_HOP>  
<TIME_VALUES>  
[<POLICY_DATA> ... ]  
[<sender descriptor> ]  
<sender descriptor> ::= <SENDER_TEMPLATE> <SENDER_TSPEC>  
[ <ADSPEC> ]
```

Если присутствует объект INTEGRITY, он должен следовать непосредственно за стандартным общим заголовком. Не существует каких-либо

иных ограничений порядка передачи, хотя упомянутое выше требование является рекомендательным. Число объектов POLICY\_DATA может быть произвольным. Объект NHOP (т.е., RSVP\_HOP) каждого сообщения Path содержит адрес предшествующего узла, напр., IP-адрес интерфейса, через который только что было послано сообщение PATH. Он также содержит дескриптор логического интерфейса (LIH). Каждый узел, поддерживающий RSVP, вдоль пути перехватывает сообщение Path и обрабатывает его, с тем чтобы сформировать состояние пути для отправителя, заданного объектами SENDER\_TEMPLATE и SESSION. Любой из объектов POLICY\_DATA, SENDER\_TSPEC и ADSPEC также записываются в состояние пути. Если случилась ошибка при обработке сообщения PATH, посылается сообщение PATHErr первичному отправителю сообщения PATH.

Маршрут прохождения сообщения PATH формируется с помощью маршрутных протоколов. Сообщение PATH используется для распространения информации об обратном маршруте для передачи сигнальных сообщений RESV в противоположном направлении от получателя. В состояние пути записываются IP-адреса предыдущих маршрутизаторов, а также объекты POLICY\_DATA, SENDER\_TSPEC и ADSPEC.

Резервирование происходит в симплексном режиме – от получателя к источнику. Для дуплексных соединений, например аудио- и видеоконференций, где каждый абонент является и источником, и получателем, запрос на резервирование ресурсов должен быть отправлен обеими конечными системами. При получении сигнального запроса PATH получатель отправляет соответствующее подтверждение источнику в виде сообщения «резервирование» RESV, которое сообщает транзитным УК реальные параметры для резервирования ресурсов, которые он может поддержать в сеансе связи с источником. Эти параметры содержатся в описателе потока (TRAFFIC DESCRIPTOR) и включают в себя спецификацию фильтра (FILTERSPEC) и спецификацию потока (FLOWSPEC). Сообщение Resv имеет следующий формат:

```
<Resv Message> ::= <Common Header> [ <INTEGRITY> ]  
<SESSION> <RSVP_HOP>  
<TIME_VALUES>  
[ <RESV_CONFIRM> ] [ <SCOPE> ]  
[ <POLICY_DATA> ... ]  
<STYLE> <flow descriptor list>  
<flow descriptor list> ::= <empty> |  
<flow descriptor list> <flow descriptor>
```

Если присутствует объект INTEGRITY, он должен непосредственно следовать за общим заголовком. За объектом STYLE следует список дескрипторов потоков. Объекты в списке дескрипторов должны следовать требованиям записанных в BNF. Объект NHOP (напр., RSVP\_HOP) содержит IP-адрес интерфейса, через который посылаются сообщения Resv, и LIH для логического интерфейса, где требуется резервирование. Появление объекта RESV\_CONFIRM сигнализирует о запросе подтверждения резервирования и



несет в себе IP-адрес получателя, которому должен быть послан ResvConf. Число объектов POLICY\_DATA не лимитировано.

Запрос на резервирования RESV включает в себя набор опций, которые в совокупности называются *стилем* и определяют либо способ резервирования различными отправителями в пределах одной сессии, либо контролируют выбор источников.

Реализация процедуры контроля допустимости соединения SAC на каждом маршрутизаторе сводится к задействованию двух алгоритмов контроля:

- контроля доступа (ACCESS CONTROL), который на основании параметров «FLOWSPEC» осуществляет проверку наличия требуемых свободных ресурсов;

- контроля политики (POLICY CONTROL), в процессе которого проверяются полномочия на заявленный ресурс на основании значения данных «POLICY\_DATA», т. е. определяет, каким пользователям позволено осуществлять резервирование и в каком объеме. Эти данные могут включать в себя параметры доступа пользователя, его класс, номер аккаунта, пределы квоты и др.

Таким образом, процедура допустимости соединения в инфокоммуникационной сети на технологии InServ в физической структуре сети реализуется на маршрутизаторах в двух управляющих модулях: модуле «контроль доступа» и модуле «управление политикой», а в процессе резервирования требуемых ресурсов используется оперативная информация о каждом потоке в сообщении RESV. Сеанс связи будет установлен, если, во-первых, сеть обладает достаточным количеством заявленных ресурсов, и, во-вторых, - если их предоставление не нарушит качества обслуживания существующих соединений, в противном случае *запрос блокируется* и источнику посылается сообщение об ошибке RESVErr.

Если обе проверки (наличия на УК требуемых сетевых ресурсов и полномочия пользователя на их резервирование) завершились успешно, то на нем резервируются буферное пространство и полоса пропускания.

При успешном завершении процедуры допустимости соединения на маршрутизаторе также фиксируются параметры потока с целью его классификации и управления в сессии. Указанная информация сохраняется в классификаторе (packet classifier), и планировщике (packet scheduler), пакетов для каждого соединения, для которого было произведено резервирование сетевых ресурсов. В сеансе связи на каждом УК классификатором пакетов организуется входной контроль предоставления выделенных ресурсов со стороны сети (контроль параметров трафика, маркировку пакетов и помещение пакетов в очереди в соответствии с их QoS-параметрами), а планировщиком пакетов, отвечающим за обработку очередей в соответствии с требуемой дисциплиной обслуживания, - контроль соответствия параметров входного потока заявленным.

Спецификация фильтра используется для задания параметров классификатора пакетов с целью идентификации пакетов одного и того же потока по IP-адресу отправителя и выходному порту в сеансе связи.

RSVP не определяет содержания спецификации потока, он просто передает запрос. Спецификация потока содержит набор параметров, обобщенно называемых информацией вызова (invocation information), и определяет требуемое качество услуг и используется маршрутизатором для задания параметров планировщика пакетов. Эту информацию можно разделить на две группы:

- спецификацию трафика (Traffic Specification, Tspec), который описывает характеристики информационного потока и используется для предотвращения избыточного резервирования;
- спецификацию сервисного запроса (Service Request Specification, Rspec), который определяет требуемое значение QoS и содержит параметр резервируемой пропускной способности.

Форматы и содержимое «Tspec» и «Rspec» определяются общими моделями обслуживания [RFC-2210] и обычно недоступны для процесса RSVP. Конкретный формат спецификации фильтра FILTER\_SPEC зависит от используемой версии протокола IPv4 или IPv6. Содержимое Rspec и Tspec прозрачно для RSVP. Схема работы процесса RSVP показана на рис. 2.3.

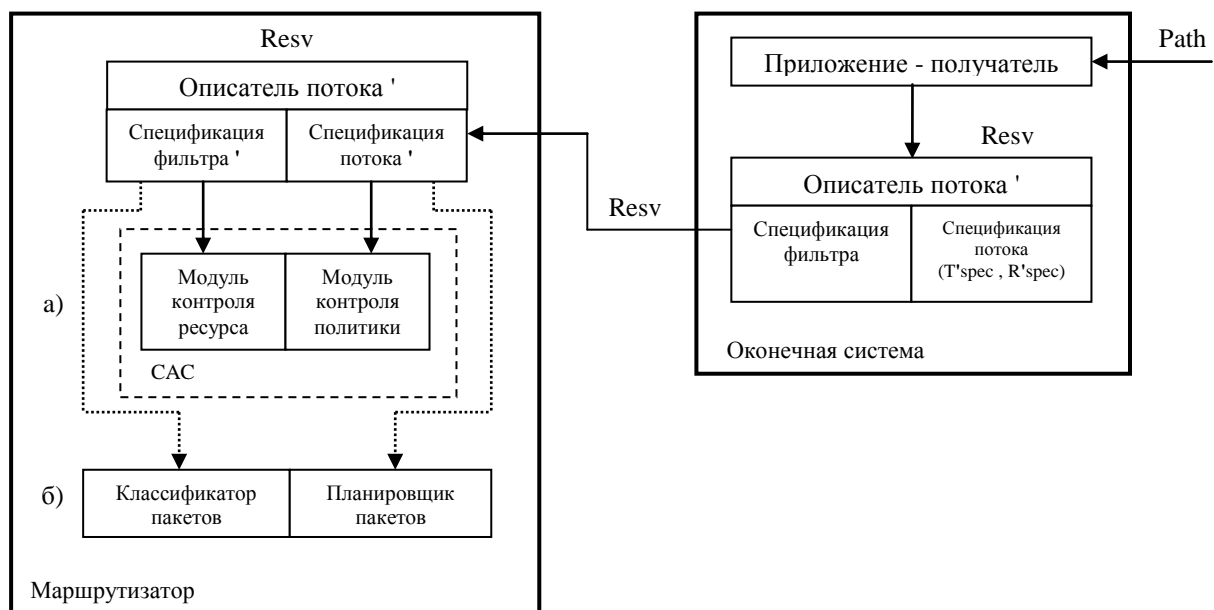


Рис. 2.3. RSVP в оконечной системе и маршрутизаторе

Параметры трафика используются также диспетчером пакетов для согласования с канальным уровнем поддержания требуемого качества обслуживания QoS, заданного в «FLOWSPEC», при условии если технология канального уровня поддерживает свои средства управления QoS. Необходимо отметить, что вычисление значения полосы пропускания для агрегированного потока (с учетом затребованного соединения), называемой - «эффективная полоса пропускания» (Effective Bandwidth, или Equivalent Bandwidth, или

Equivalent Capacity) является нетривиальной задачей и остается до настоящего времени нерешенной.

Для поддержания ресурсов в зарезервированном состоянии на протяжении всего сеанса связи процедура запроса-подтверждения ресурса должна периодически повторяться, иначе по прошествии определенного периода ожидания соединение будет расторгнуто.

Информация о параметрах трафика (приоритет, IP-адрес отправителя и IP-адрес получателя и др.) и является той «окраской», которая используется для контроля и управления входным потоком на УК в сеансе связи. В оконечных устройствах дополнительно роль «окраски» сообщения может выполнять, например, номер порта TCP или UDP, который задает определенное приложение.

Функция контроля допустимостью соединений в сети *IP с технологией DiffServ* [RFC 2475] реализуется с помощью механизма соглашения об уровне сервиса (Service Level Agreement, SLA), который предоставляет приложению оговоренный заранее уровень сервиса в сеансе связи при наличии такой возможности. При этом сигнальный запрос передается по сети с использованием протокола маршрутизации, применяемого в сети.

**SLA — это заранее заключенный сервисный контракт между пользователем и провайдером услуг сети** с подробным перечнем предоставляемых услуг, которые будут предоставляться приложению в сеансе связи. Другими словами провайдер заранее договаривается с пользователем о предоставлении ему в сессии определенного пакета услуг, например, бронзового, серебрянного или золотого. Заключенный контракт и определяет уровень приоритета DiffServ. В SLA определяются: плата за обслуживание в зависимости от выбранного уровня обслуживания; параметры QoS для данного уровня (максимальная задержка и значение ее дисперсии, пропускная способность, максимальное время восстановления сети после аварий и т. д.); методы измерений вышеуказанных параметров; штрафные санкции за не обеспечение требуемого QoS и др.

Технология DiffServ исключает необходимость учета состояния потока и индивидуальной обработки каждого из них, т. е. приложениям DiffServ не требуется производить резервирование ресурсов для индивидуальных потоков данных на фазе установления соединения. Основная идея технологии DiffServ заключается в разделении трафика в сети на несколько крупных классов, для каждого из которых в сеансе связи гарантируется определенный QoS в рамках домена DiffServ. В отличие от сети IP с технологией IntServ, сеть с дифференцированными услугами обеспечивает соблюдение параметров QoS за счет долгосрочных настроек маршрутизаторов.

Отметим, что первоначальная маркировка режима PNB непосредственно отправляющим эти пакеты приложением не производится, т. к. приложения ничего не знают о способности сети оказывать дифференцированные услуги. Маркировка пакетов производится либо в оконечной системе, либо на входном маршрутизаторе вдоль маршрута пакета в так называемом порту доступа в домен (port-access). На границах домена происходит классификация трафика, подразумевающая анализ входящих пакетов, сопоставление полученной

информации с таблицей потоков, а также маркировка пакетов специальным кодовым словом (Differentiated Services CodePoint, DSCP), расположенном в заголовке пакета IP в поле дифференциального сервиса (Differentiated Services, DS). Байт DS располагается в октете TOS в заголовке протокола IPv4 или в поле класса трафика в заголовке протокола IPv6. Весь сетевой трафик внутри домена получает обслуживание в зависимости от указанного в байте DS класса трафика. Шесть первых битов поля DS используются в качестве кодов DSCP для определения вида предоставляемых дифференцированных услуг. В зависимости от значения кода DSCP каждому потоку назначается определенный режим обслуживания в соответствии с SLA, называемый «Режимом на переходе» (Per-Hop Behavior, PHB) из группы режимов PHB, поддерживаемых в пределах домена. Документ RFC 2475 определяет PHB как комбинацию функций маршрутизации, классификации, обработки очередей и методов сброса пакетов на каждом шаге передачи пакета от узла к узлу внутри домена DiffServ. Режим PHB можно рассматривать как совокупность параметров, в соответствии со значением которых УК устанавливает порядок направления пакетов на интерфейс вывода. Это могут быть отдельные очереди с заданными приоритетами, определенные параметры для установления длины очереди или алгоритмы удаления пакетов из обращения в зависимости от их приоритета и веса. Группа режимов PHB — это набор одинаковых или различных режимов PHB, каждый из которых может быть реализован на УК одновременно с другими при обслуживании очередей.

Определение необходимого режима обслуживания PHB для трафика осуществляется формирователем трафика (traffic conditioner), в состав которого входят: *маркер* (Marker) – формирует код DSCP в соответствии с заключенным SLA; *классификатор* (classifier) - сортирует пакеты от различных приложений (по значению кода DSCP и/или по адресу IP и номеру порта) и передает их механизмам управления очередями и планирования; *измеритель* (Meter) используемый для контроля политики доступа оговоренной в SLA по параметрам трафика каждого класса; *формирователь/отбрасыватель* (Shaper/Dropper) – служит для формирования профиля входного трафика (как правило на граничных УК домена DiffServ) путем сглаживания пульсаций «взрывного» трафика, уменьшения неравномерности передачи пакетов (алгоритм «token bucket»). В аппаратной реализации стандарта DiffServ используется механизм, работающий по алгоритму «token bucket» или «маркерное ведро». SLA содержит подробное соглашение по трафику (Traffic Conditioning Agreement, TCA), где определены правила работы классификатора пакетов и временные характеристики потока трафика. TCA содержит подробную информацию о том, как должны производиться измерение, маркировка, отбраковка и пропуск пакетов в формирователе трафика для выполнения условий SLA.

Пакеты различных приложений идентифицируются универсальными классификаторами по их IP-адресу и номеру выходного порта. Если рабочая станция содержит формирователь трафика с таким классификатором, то пакету IP будет назначен соответствующий режим PHB. Если рабочая станция не

содержит формирователь трафика, то начальная маркировка пакетов будет произведена первым маршрутизатором в данном домене DS.

По кодовому слову DSCP определяется способ обработки пакета PNH во всех транзитных сетевых узлах домена выбранного маршрута. Режим PNH определяется таким образом, чтобы промаркированные пакеты соответствовали заключенному SLA. Пакеты данных с различными значениями режима PNH получают различное обслуживание.

### **2.2.2. Функция совмещения разнородного трафика**

Как было отмечено выше, логическая структура эталонной модели ВОС включает семь основных уровней: физический (Ph), канальный (L), сетевой (N), транспортный (T), сессий (S), представления (P), прикладной (A). Укажем на основные отличительные особенности уровней логической структуры инфокоммуникационной сети.

Составляющие каждой «открытой» системы в первую очередь являются потребителями услуг нижних уровней. С точки зрения потребителей, решающих свои прикладные задачи, все нижние уровни представляют им услуги по переносу информации. На прикладном уровне или А-уровне наборы услуг объединяют в службы и А-объекты. Пользователи инфокоммуникационной сети могут воспользоваться услугами служб передачи речи, видео, интерактивных данных, файлов, телекса, электронной почты, мультимедиа и др. Здесь осуществляется формирование заявок на установление соединения с указанием параметров трафика и параметров качества сервиса QoS для различных приложений и др. Отсюда становятся ясными определения «мультисервисная сеть связи». Протокольными блоками А-уровня являются сообщения в виде посылок электронной почты, речевые сегменты, видео/аудиофайлы, файлы данных и т. п.

С целью поддержания заданного качества обслуживания QoS *в сеансе связи* в логической структуре инфокоммуникационной сети на прикладном уровне в оконечных системах могут быть задействованы дополнительные механизмы по контролю параметров мультимедийных потоков и межпоточной синхронизации в сеансе связи. Для реализации указанных функций могут применяться: протокол реального времени (Real-Time Protocol, RTP) и протокол управления RTP (RTP Control Protocol, RTCP), используемый совместно с протоколом RTP [RFC1889], а также протокол для потоковых данных реального времени (Real-Time Streaming Protocol, RTSP) [RFC2326] и др.). Протокол RTP инкапсулирует в RTP-блоки аудио и видеoinформацию и позволяет организовать отдельный поток для каждого типа трафика мультимедиа в любом направлении передачи. Для передачи видеоконференций может быть организован, - один поток для речи, другой - для видео. Для каждого потока RTP может существовать поток управляющих сообщений RTCP для сбора статистики, содержащей количество посланных/принятых пакетов RTP, количество потерянных пакетов RTP, значение джиттера времени между поступлениями пакетов RTP и т. п. Использование этой статистики определяет приложение, т. е. реализация функции межпоточной синхронизации возлагается на прикладной процесс в автоматизированной системе инфоуслуг.

Совместно с протоколом реального времени RTP в корпоративных IP-сетях может применяться, например, протокол передачи пользовательских дейтаграмм - (User Datagram Protocol, UDP) для передачи изохронного трафика, хотя, как известно, он обеспечивает прикладным процессам негарантированную доставку данных.

Протокол RTP используется только для передачи пользовательских данных — обычно многоадресной — всем участникам сеанса, в то время как протокол RTCP - с несколькими адресатами для обеспечения обратной связи с отправителями данных RTP и другими участниками сеанса. RTCP использует тот же самый базовый транспортный протокол, что и RTP (обычно UDP), но другой номер порта. Каждый участник сеанса периодически посылает RTCP-пакет всем остальным участникам сеанса. RFC 1889 описывает три функции, выполняемые RTCP:

- обеспечение качества услуг и обратной связи в случае перегрузки. Например, скорость передачи для аудио-/видеоприложения может быть снижена, если линия не обеспечивает желаемого качества услуг при данной скорости передачи;

- идентификация отправителя. Пакеты RTCP содержат стандартное текстовое описание отправителя и позволяют идентифицировать потоки, относящиеся к различным сеансам, например, аудио и видео;

- оценка длительности сеанса и масштабирования. Для обеспечения качества услуг и обратной связи с целью управления загруженностью, а также с целью идентификации отправителя, все участники периодически посылают пакеты RTCP. RFC 1889 описывает алгоритм, согласно которому участники ограничивают частоту RTCP-пакетов в зависимости от общего числа участников. Цель состоит в том, чтобы трафик RTCP не превышал 5% от общего трафика сеанса.

Главной функцией протокола RTSP является возможность управления «потокowym» приложением, осуществляющим воспроизведение аудио и/или видеoinформации, поступающей со стороны сервера в режиме lip sync (синхронизация между аудио и видео потоками). При этом пользователь имеет возможность выбора качества воспроизведения, реализации сервисов «пауза», «перемотка вперед/назад» и т. п. Управление осуществляется путем обмена управляющими сообщениями между сервером и клиентом с использованием выделенного (out-of-band) соединения. Необходимо отметить, что в процессе управления «потокowym» приложением протокол RTSP не анализирует структуру потока, а также механизмы формирования и передачи протокольных блоков мультимедийной информации.

**Уровень представления (Р-уровень)** предоставляет пользователю услуги по преобразованию синтаксиса информации, а также средства выбора доступных режимов обмена. Здесь заранее могут быть согласованы скорости обмена и тип абонентских устройств, виды отображения, хранения и тиражирования информации и т. п. В логической структуре МСС здесь могут быть реализованы функции компрессии/декомпрессии информации с учетом типа трафика, а также преобразования сигналов набора телефонного номера.

**Уровень сессий (S-уровень)** дает в распоряжение пользователей функции по управлению и контролю диалога между двумя пользователями. Особенностью S-уровня в МСС является его «пограничный» характер. Это последний уровень в архитектуре, который вместе с двумя верхними принято считать относящимися к прикладным процессам. Необходимо отметить, что в логической структуре МСС на этом уровне вводится дополнительная функция **управления резервированием сетевых ресурсов** на фазе установления соединения, которая позволяет произвести «окраску» типа трафика установленным маршрутом (в технологии АТМ – это PNNI 1.1., а в технологии IP с интеграцией служб, - RSVP).

S-уровень использует ресурсы следующих четырех нижних уровней, которые реализуют функции непосредственной транспортировки информации между прикладными процессами. Эти четыре нижних уровня архитектуры эталонной модели ВОС вместе с физическими ресурсами называются транспортной системой области взаимодействия.

Физически три верхних уровня архитектуры реализуются в оконечных системах, к которым подключены пользователи и у самих пользователей, в то время как остальные уровни реализуются в оконечных системах или ретрансляционных элементах. Таким образом, транспортный протокол реализуется на установленных сетевых логических соединениях независимо от любых рабочих характеристик «реальных» средств передачи информации. Отметим, что транспортная система описывает основные функции собственно сети связи, их логическую взаимосвязь и параметры. Поэтому при построении моделей сетей связи целесообразно рассматривать именно свойства и функции их транспортных систем.

Основная задача **транспортного уровня (Т-уровня)** в МСС NGN - обеспечить передачу информации между S-объектами оптимальным образом при требуемом качестве обслуживания для разнородного трафика. Транспортный уровень доводит качество обслуживания, предоставляемого, в том числе и сетевым уровнем (N-уровнем), до объектов S-уровня. Как правило, функции Т-уровня реализуются в ядре операционной системе ПЭВМ пользователя, т. е. Т-уровень совпадает с традиционной границей между сферой операторов связи и сферой пользователей.

Как было уже отмечено, требования к качеству обслуживания логического S-соединения выражаются через параметры, запрашиваемые S-уровнем, например, необходимую пропускную способность задержки передачи, достоверность передачи сообщения, допустимый уровень межпоточной рассинхронизации, вероятность успешного установления соединения, секретность, приоритет и т. п. Т-уровень должен обеспечивать все функции по транспортировке разнородной информации с заданным качеством обслуживания с предоставлением соответствующих протоколов. Например, для организации отдельной передачи разнородного трафика в составе мультимедийного потока логические объекты уровня должны обеспечивать установление нескольких сетевых логических соединений и задействовать протокол их совместного использования. Однако может быть режим (более

характерный для передачи мультимедиа) когда одно сетевое соединение обеспечивает более чем одно транспортное соединение. В этом случае требуется функция (и протокол) мультиплексирования N-соединения. Очевидно, что транспортный уровень при этом должен иметь информацию о качестве обслуживания по каждому N-соединению, и наличии ресурсов N-соединений в каждом направлении.

В логической структуре инфокоммуникационной сети на T-уровне появляется ряд специфических особенностей и дополнительных функций, в т. ч. функция совмещения разнородного трафика и функция межпоточной синхронизации мультимедийных потоков, которые реализуются различными механизмами и элементами протокольной структуры. В [23] приводятся результаты анализа протокола адаптивной синхронизации мультимедийных потоков (Adaptive Protocol for Synchronizing Media Stream, ASP), применяемого в источниках мультимедиа. ASP определяет для каждого приемника величину «буферной задержки» и так называемую «критическую» и «целевую» области. Достижение значения буферной задержки значения критической зоны означает переполнение буфера, которая приводит к потере сообщения. Для исключения такой ситуации приемник за счет уменьшения скорости приема пакетов в течении так называемой «фазы адаптации» доводит значение буферной задержки до приемлимой величины. В результате сообщения поступают в целевую область буферного пространства, которое находится под нижней границей критической области. Для сохранения межпоточной синхронизации приемник, вошедший в фазу адаптации, рассылает остальным приемникам сообщение, содержащее время окончания фазы адаптации и значение нового времени окончания обработки сообщения, которое будет обрабатываться в этот момент времени. При получении этого сообщения приемники изменяют свою скорость приема по определенному алгоритму. Как правило, потеря синхронизации компенсируется уже на следующей фазе адаптации.

Основную роль в реализации функции совмещения в транспортной системе инфокоммуникационной сети *на технологии ATM* на транспортном уровне модели OSI играет уровень адаптации ATM [5, 6]. Каждому типу AAL на подуровне конвергенции TS, на котором реализуются основные функции транспортного уровня модели OSI, соответствует определенная категория обслуживания нагрузки или служба («активный объект» - в терминах модели OSI), поддерживаемая соответствующим протоколом, т. е. каждый подуровень конвергенции TS уровня адаптации ATM изначально ориентирован на конкретные приложения пользователя. При установлении транспортного канала (виртуального соединения) пользователь обслуживается через конкретный логический порт. Совокупность транспортных каналов образует логическую систему - транспортную сеть ATM, или сеть доставки информации. Особенностью подуровня конвергенции TS в архитектуре сети ATM является то, что здесь осуществляется «окраска» протокольных блоков подуровня типом передаваемой информации, что приводит к различным протоколам их передачи, защиты от ошибок и управления потоком. «Окраска» трафика



осуществляется здесь выбором определенной категории обслуживания нагрузки или службы при установлении виртуального соединения. Для этой цели также могут использоваться адреса и/или номера портов отправителя/получателя, а также номера сеансов. Выбор определенной службы на подуровне конвергенции TS в свою очередь предопределяет выбор соответствующего протокола обработки информации на этом подуровне, а также протокола обработки информации на подуровне сегментации и сборки SAR на передающем и приемном концах транспортного канала [17].

В логической структуре TC ATM функция формирования протокольных блоков на подуровне SAR является одной из главных отличительных функций сети, которая реализует функцию совмещения разнородного трафика с заданным QoS. Указанная функция, обеспечивает создание «окрашенных» типом трафика протокольных блоков подуровня путем формирования соответствующих полей служебной информации при сегментации протокольных блоков подуровня конвергенции на передаче и выборе протокола обработки в соответствии с «окраской» типа трафика при сборке сообщения на приеме.

**В технологиях IP-QoS** функция совмещения реализуется на T-уровне «окраской» потока определенными значениями поля «порт получателя» в заголовке TCP-сообщения. Транспортный протокол с контролем передачи (Transport Control Protocol, TCP) обеспечивает установление TCP-соединения, упорядочение посылаемых пакетов, подтверждение приема поступающих пакетов и восстановление пакетов, потерянных в процессе передачи. На основе значения поля «порт получателя» осуществляется выбор прикладной программы в оконечной системе, которой должно быть передано сообщение на приеме. Кроме того, для «окраски» потока может быть использовано поле указателя срочности данных (Urgent Pointer). Это поле содержит номер пакета, начиная с которого следуют пакеты повышенной срочности. Указатель принимается во внимание только в сегментах с установленным флагом «срочности» URG в поле «Резерв». Отметим, что механизм портов (sockets), позволяет работать на одном компьютере одновременно несколькими приложениями и однозначно идентифицировать каждый поток данных в сети.

Например, Windows Sockets предоставляет сервисы, которые позволяют приложениям привязываться к определенному порту и IP-адресу на хосте, инициировать и принимать запросы на соединение, посылать и получать данные, а также закрывать соединения. Существует два типа сокетов: потока (stream socket) и дейтаграммы (datagram socket). Сокет определяется протоколом и адресом хоста. Формат адреса специфичен для каждого протокола. Так, в TCP/IP этот адрес представляет собой комбинацию IP-адреса и порта. Два сокета (по одному на каждой стороне соединения) образуют двухсторонний коммуникационный путь.

Для коммуникационной связи приложение указывает протокол, IP-адрес хоста-получателя и порт приложения-адресата. Установив соединение, приложение может посылать и принимать любую информацию.

**Сетевой уровень (N-уровень)** выполняет функции, необходимые для взаимодействия с «реальными сетями», и обеспечивает T-объекты услугами сетевого уровня. N-уровень может быть ориентирован на режим с установлением соединения и на режим без установления соединения. Если при описаний верхних уровней мы не акцентировали на этом внимание (по крайней мере, для T-уровня эти режимы также существуют), то на N-уровне их следует рассмотреть более подробно. На N-уровне эти режимы носят не только «логический» характер, но могут реализовываться и «физически». Во-первых, на этом уровне вводится и реализуется функция контроля допустимости установления соединения, во-вторых, в сеансе связи на этом уровне также вводится функция «совмещения».

Как отмечено выше, в транспортной системе на технологии АТМ качество сервиса ассоциируется с определенными службами уровня адаптации АТМ, которые соответствующим образом «окрашивают» трафик в сети. Поскольку в режиме установленного соединения параметры QoS не содержатся в заголовке ячейки, для этой цели на N-уровне или уровне АТМ могут использоваться значения индикаторов виртуальных каналов и виртуальных путей **VPI/VCI**. Информация о параметрах QoS может также размещаться во внутренних дескрипторах маршрутизации. В этом случае для передачи ячеек внутри коммутатора АТМ входные модули (адаптеры) дополняют каждую ячейку специальным внутренним дескриптором (**Tag**) маршрутизации, которые удаляются выходными модулями [5, 6].

В сеансе связи на N-уровне «окраска» типа трафика в сети с технологиями IP-QoS осуществляется на маршрутизаторах посредством определенных значений служебного поля «тип сервиса» (Type of Service, TOS) IPv4 или поля «дифференциальная услуга» (Differentiated Service, DS) Ipv6 в заголовке IP-пакета.

4	8	16	32
Версия	ИHL	Тип сервиса	Общий размер
Идентификация		Флаги	Смещение фрагмента
Время жизни	Протокол	Контрольная сумма заголовка	
Адрес отправителя			
Адрес получателя			
Опции и заполнение			
Данные			

Рис. 2.4. Структура заголовка Ipv4.

В технологии IntServ эти значения устанавливает классификатор пакетов, которому в свою очередь они были делегированы из дескриптора потока на фазе установления соединения при резервировании ресурсов. Классификация пакетов может осуществляться на основе анализа IP-адреса отправителя, IP-адреса получателя и др. В технологии IntServ предполагается, что планировщиком пакетов будут организованы отдельные исходящие очереди

для разных типов трафика на одном и том же исходящем порту в соответствии с их приоритетной «окраской» в поле «тип сервиса» TOS (Рис.2.4.).

Поле «тип сервиса» занимает 1 байт и задает приоритетность пакета и вид критерия выбора маршрута. Первые три бита этого поля образуют подполе приоритета пакета (PRECEDENCE). Приоритет может иметь значения от 0 (нормальный пакет) до 7 (пакет управляющей информации). Маршрутизаторы и компьютеры могут принимать во внимание приоритет пакета и обрабатывать более важные пакеты в первую очередь. Поле «тип сервиса» содержит также три бита, определяющие критерий выбора маршрута. Установленный бит D (delay) говорит о том, что маршрут должен выбираться для минимизации задержки доставки данного пакета, бит T - для максимизации пропускной способности, а бит R - для максимизации надежности доставки.

Таблица 2.1. Распределение разрядов в поле типа сервиса IP-пакета (Ipv4).

Разряды	Назначение
0-2	Приоритет (Precedence)
3	Задержка (Delay)
4	Пропускная способность (Throughput)
5	Надежность (Reliability)
6-7	Зарезервировано

Таблица 2.2. Назначение различных комбинаций в поле типа сервиса IP-пакета (Ipv4).

Разряды	Значение	Описание
0-2	111	Управление сетью (Network Control)
	110	Межсетевое управление (Internetwork Control)
	101	CRITIC/ECP
	100	Быстрее, чем мгновенно (Flash Override)
	011	Мгновенно (Flash)
	010	Немедленно (Immediate)
	001	Приоритетно (Priority)
	000	Обычно (Routine)
3	1	Малая задержка
	0	Нормальная задержка
4	1	Высокая пропускная способность
	0	Нормальная пропускная способность
5	1	Высокая надежность
	0	Обычная надежность

Распределение разрядов в поле типа сервиса представлено в табл. 2.1., а назначение различных комбинаций – в табл.2.2.

В технологии DiffServ в сеансе связи «окраска» трафика осуществляется в поле «дифференциальная услуга» (Differentiated Service, DS) определенными значениями кода DSCP (поле «тип сервиса» IPv4). **Значение кода DSCP устанавливается в соответствии с заранее оговоренным уровнем сервиса и предоставляемым пользователю при поступлении от него потока пакетов на обслуживание.** Формат поля «Дифференциальная услуга» показан на рис.2.5.

ДУ0	ДУ1	ДУ2	ДУ3	ДУ4	ДУ5	ДУ6	ДУ7
-----	-----	-----	-----	-----	-----	-----	-----

Рис. 2.5. Формат поля «Дифференциальная услуга».

Биты ДУ0-ДУ5 определяют селектор класса. Значения этого кода представлены в таблице 2.3. Стандартным значением DSCP по умолчанию является 000000.

Таблица 2.3. Значение кода DSCP

Селектор класса	DSCP
Приоритет 1	001000
Приоритет 2	010000
Приоритет 3	011000
Приоритет 4	100000
Приоритет 5	101000
Приоритет 6	110000
Приоритет 7	111000

Например, для услуги немедленной переадресации EF рекомендуемое значение DSCP=101110. Пакеты «окрашенные» одинаковым кодом DSCP получают одинаковый класс сервиса посредством соответствующей услуги PHB для всего агрегированного потока. Агрегированный поток - это поток пакетов с одинаковыми значениями кода DSCP.

4		8		16		32	
Версия	Приоритет	Метка потока					
Размер содержимого				Следующий заголовок	Число интервалов		
Адрес отправителя							
Адрес получателя							

Рис.2.6. Структура заголовка протокола IPv6.

В IPv6 имеются дополнительные механизмы для «окраски» пакета в сеансе связи (рис.2.6.).

Например, 4-битовое поле «приоритет» в IPv6 заголовке позволяет отправителю идентифицировать относительный приоритет доставки пакетов. Значения приоритетов делятся на два диапазона. Коды от 0 до 7 используются для задания приоритета трафика, для которого отправитель осуществляет контроль перегрузки (например, снижает поток TSP в ответ на сигнал перегрузки). Значения с 8 до 15 используются для определения приоритета трафика, для которого не производится снижения потока в ответ на сигнал перегрузки, например, в случае пакетов «реального времени», посылаемых с постоянной частотой.

Для трафика, управляемого сигналами перегрузки, рекомендуются следующие значения приоритета для конкретных категорий приложений, представленных в таблице 2.4.

Таблица 2.4. Значения кодов приоритета

Код приоритета	Назначение
0	Нехарактеризованный трафик
1	Заполняющий трафик (например, сетевые новости)
2	Несущественный информационный трафик (например, электронная почта)
3	Резерв
4	Существенный трафик (напр., FTP, HTTP, NFS)
5	Резерв
6	Интерактивный трафик (напр. telnet, x)
7	Управляющий трафик Интернет (например, маршрутные протоколы, snmp)
8-15	Мультимедийная информация

Предполагается, что чем больше код, тем выше приоритет данных, тем быстрее они должны быть доставлены. Так для передачи мультимедийной информации, где управление скоростью передачи не возможно, уровень приоритета должен лежать в пределах 8-15. Практически, уровни приоритета выше или равные 8 зарезервированы для передачи данных в реальном масштабе времени.

Для трафика, не критичного к перегрузкам, нижнее значение приоритета (8) должно использоваться для тех пакетов, которые отправитель разрешает выбросить в случае перегрузки (например, видео трафик высокого качества), а высшее значение (15) следует использовать для пакетов, которые отправитель не хотел бы потерять (например, аудио трафик с низкой надежностью).

Для «окраски» пакета в сеансе связи используются также поле заголовка IPv6: «метка потока». Поле «метка потока» позволяет выделять и особым образом обрабатывать отдельные потоки данных без необходимости анализировать содержимое пакетов. Поле «метка потока» в заголовке пакета IPv6 может использоваться отправителем для указания на специальную обработку пакета в маршрутизаторе с целью обеспечения требуемого QoS или

сервиса реального времени «real-time». «Окраска» потока, пакеты которого требуют соответствующей обработки в маршрутизаторе, может осуществлена посредством протокола управления или внутри самих пакетов, например, в опции «hop-by-hop».

В *физической структуре* сети IntServ «окраска» трафика реализуется на маршрутизаторах классификатором пакетов (packet classifier), а в *физической структуре* сети DiffServ – формирователем трафика (traffic conditioner)

Необходимо отметить, что передача асинхронного трафика на N-уровне возможна без предварительного установления соединения, а для изохронного трафика этот режим заведомо неприемлим в любой реализации ТС МСС. Это связано с тем, что изохронному трафику необходимо кроме очень малых задержек, обязательно обеспечивать еще и упорядоченную доставку отдельных протокольных блоков с заданной дисперсией постоянной составляющей сетевой задержки. Так как функция маршрутизации и ретрансляции является одной из важнейших услуг N-уровня, а на ее выполнение затрачивается много времени, то для передачи изохронного трафика желательно не предоставлять ее на каждый протокольный блок уровня, однажды «установив соединение» (физическое или логическое). Упорядоченная передача обеспечивается невозможностью обгона одного протокольного блока другим для данного соединения. Отметим, что N-соединение может быть реализовано в виде виртуального канала в системе с КП, физически проключенного канала в системе с КК или в виде логически закрепленной последовательности ресурсов N-уровня в системах с гибридной коммутацией. Для асинхронного трафика услуги маршрутизации и ретрансляции могут представляться на каждый протокольный блок, т. к. режим без установления соединения экономичнее с точки зрения затрат вычислительных ресурсов, проще в реализации, но дает относительно большие задержки.

В инфокоммуникационной сети, как сети общего пользования, нагрузка мало предсказуема и меняется в широких пределах, потребители же хотят иметь качество обслуживания практически неизменным в любых условиях. Это заставляет тщательно распределять ресурсы, что возможно только в режиме с установлением соединения.

*Уровень управления информационным каналом (L-уровень)* определяет строгий набор правил управления обменом по соединительной линии. Его основная задача - обеспечение достоверной доставки пользовательской информации по каналу передачи. Кроме того, этот уровень в модели OSI определяет процедуру формирования кадров и управления потоком данных, а также операции по синхронизации передачи на физическом уровне, сохранению последовательности кадров и восстановлению ошибочных данных между смежными узлами сети. В ТС инфокоммуникационной сети ряд функций и услуг L-уровня, связанных с обнаружением и исправлением ошибок, упраздняются в связи с высоким качеством среды передачи (уровень ошибок  $10^{-12} - 10^{-14}$  на бит). Эти функции вообще выносятся из сети и реализуются в конечном оборудовании пользователя.

**Физический уровень (Ph - уровень)** фактически описывает среду передачи, классифицируя и определяя услуги для верхних уровней во всем многообразии реализаций (скрученные пары, коаксиальные кабели, волоконно-оптические кабели, шины с параллельной передачей и т. п.). Чаще всего на этом уровне базовая единица данных 1 бит, либо 8 бит, если передача параллельная. В дальнейшем, будем характеризовать Ph - уровень только скоростью передачи и уровнем помех, не интересуясь конкретной физической реализацией. Физический уровень в модели ВОС отвечает за передачу сигналов (электрических или оптических) в виде непрерывного битового потока по физическому каналу связи и за его выделение на приеме. Кроме того, на физическом уровне осуществляется кодирование/декодирование данных и поддержание синхронизации приемника и передатчика. Спецификация физического уровня включает в себя описание типов кабелей, соединителей (разъемов) и характеристики пересылаемых сигналов.

В заключение отметим, что в модели архитектуры TCP/IP уровень сетевых интерфейсов не регламентируется, однако он поддерживает все основные стандарты физического и канального уровней. Благодаря этому TCP/IP можно использовать для соединения сетей разных типов, построенных, в частности, на технологиях LAN (Ethernet, Token Ring) и WAN (X.25, Frame Relay). Независимость от сетевой технологии позволяет адаптировать TCP/IP также и технологии ATM.

В свою очередь, стандарт ATM также не вводит свои спецификации на реализацию физического уровня, т. е. в качестве физического уровня в распределительной и магистральной сетях на технологии ATM может быть использована любая цифровая система передачи, обеспечивающая формирование и передачу либо непрерывного потока ячеек, либо потоков синхронных или плезиохронных кадров (контейнеров).

### **2.3. Основные проблемы построения транспортных систем инфокоммуникационной сети**

Анализ и сравнение основных потоков информации, циркулирующих в инфокоммуникационной сети, показывает, что ее построение требует решения задачи совмещения в сети, по крайней мере двух типов трафика, а именно: изохронного и асинхронного. При этом, как уже было сказано выше, особенностью инфокоммуникационной сети является обеспечение одновременной обработки и передачи с требуемым качеством обслуживания множества мультимедийных потоков информации (multimedia), включающих в себя большое разнообразие типов изохронного и асинхронного трафика, совместная передача которых необходима для поддержания конкретных приложений в сеансе связи. Например, видеотелефония предполагает передачу речевых и видеосообщений, а в отдельных случаях – и передачу некоторых видов данных. При этом необходимо иметь в виду, что требования, предъявляемые к передаче различных типов информации, довольно противоречивы, и удовлетворить их в любой сети интегрального обслуживания не просто.

Изохронный трафик чувствительный к сетевой задержке и ее дисперсии. К этому типу трафика относятся, например, аудиотрафик, который может включать в себя не только двустороннюю телефонную связь (в т. ч. IP-телефонию), но и интерактивную высококачественную трансляцию музыкальных программ и программ радиовещания, конференц-связь, интерактивное телевидение в различных форматах (обычных, широкоэкранных, улучшенного качества) и др.

Изохронный трафик в сеансе связи предъявляет к своей передаче два требования

- поддержания с заданной точностью временного расположения элементов потока относительно друг друга;
- передачи в реальном времени.

Первое свойство принято называть изохронностью потока, т. е. под изохронностью будем понимать свойство потока информации сохранять с заданной точностью временное расположение его отдельных элементов при передаче в сети. Заданный уровень изохронности потока определяет величину *переменной составляющей сетевой задержки* или ее флуктуации (jitter).

Передача трафика в реальном времени требует поддержания в сеансе связи заданной величины *постоянной составляющей сетевой задержки*, называемой также сетевой задержкой - *network delay*, задержкой передачи или транзитной задержкой – *transit delay*, а также запаздыванием - *latency*.

Обеспечить изохронность передачи в МСС можно двумя способами [6, 7]. Либо необходимо обеспечить строго фиксированное постоянное время доставки каждой порции информации через транспортный канал («жесткое» закрепление сетевых ресурсов), либо необходимо так ограничить трафик на входе мультипротокольной сети, чтобы интервалы времени, соответствующие фиксированному значению квантиля распределения времени задержки порций информации в системе (фиксированное значение квантиля гарантирует требуемое качество передачи изохронного трафика) не превышали заданной величины. Такие требования предъявляет в сессии трафик класса А. При первом способе должна быть обеспечена постоянная скорость передачи и полностью исключены случайные задержки информации в сети. Это возможно лишь в том случае, если физические ресурсы ТС инфокоммуникационной сети в сеансе связи предоставляются каждой порции информации без ограничений и конфликтов доступа. Здесь уместно подчеркнуть, что «жесткое» закрепления общесистемных ресурсов более высоких уровней архитектуры ТС, вообще говоря, не влечет за собой «жесткого» закрепления общесистемных ресурсов нижних уровней. Уже упоминалась возможность мультиплексирования сетевых соединений, например, несколько виртуальных каналов сетевого уровня могут использовать одно звено передачи. Система покласовых приоритетов при использовании общесистемных ресурсов для реализации данного транспортного соединения не приводит к «жесткому» закреплению физических ресурсов ТС, т. к. даже для информации высшего приоритета перед общесистемным ресурсом может возникнуть очередь из порций информации однотипных соединений. Отсюда следует, что «жесткое» закрепление



физических ресурсов за соединением возможно только при «жестком» закреплении одновременно всех общесистемных ресурсов за этим соединением, т. е. в ТС должен существовать механизм такого сквозного «жесткого» закрепления.

Необходимо отметить, что отказ от «жесткого» закрепления канальных ресурсов за соединением, «зафиксированным» в транзитных УК, приводит к образованию на входе в тракт передачи очередей из пакетов, принадлежащих к различным «зафиксированным» соединениям. Любой механизм, устраняющий образование таких очередей, снижает эффективность использования пропускной способности каналов сети и фактически выводит систему связи, применяющую такой механизм, из класса пакетных. Введение схемы приоритетов, отказ от переспросов и т. п. не исключают образование очередей на входе транспортного соединения, а, следовательно, и задержек, носящих случайный характер. В тоже время, при передаче изохронного трафика, например, речи, - пакетизатор на передаче и депакетизатор на приеме должны работать синхронно. Это обеспечивается разнообразными алгоритмами синхронизации «часов» приемника и передатчика. Общим для всех методов является введение постоянной задержки для обеспечения непрерывности обработки пакетов на приеме [6, 9].

При втором способе допускаются случайные задержки информации, не превосходящие некоторой фиксированной величины и, следовательно, обеспечивается ограниченный доступ к ее физическим ресурсам. При этом должны быть приняты некоторые специальные меры, обеспечивающие допустимые фиксированные задержки для отдельных порций информации в сети. Одним из возможных способов такой стратегии является введение выравнивания и восстановления временных интервалов между речевыми сегментами при условии, что константа выравнивания и случайная задержка не превосходят в сумме заданной величины в пакетных ТС [7]. Обеспечение требуемого уровня изохронности, который может быть допущен в МСС с пакетной коммутацией, важен по двум причинам. Во-первых, в таких сетях величина переменной составляющей сетевой задержки должна быть, по крайней мере, меньше, чем величина требуемой изохронности передачи. Например, для передачи речи [6, 7] в силу психофизиологических особенностей человека она должна заканчиваться ко времени возобновления звучания в пункте назначения вновь прибывших речевых сегментов и полезно знать точность, с которой это возобновление звуковых сегментов должно происходить. Во-вторых, проектируемые пакетные ТС МСС должны обеспечивать поддержание переменной задержки в заданных границах для различных типов изохронного трафика и эти границы должны быть известны.

Кроме того, требования к передаче приложений мультимедиа определяются также и комбинацией различных видов трафика, передаваемых по сети: аудио и видео, интерактивные данные и графика, факсимиле и неподвижные изображения и др. При одновременной передаче разных типов информации для устранения смещения (skew) по времени может потребоваться синхронизация передачи разных потоков. Например, для обеспечения

синхронизации речи с движением губ на приеме смещение во времени между аудио- и видеоинформацией не должно превышать 120 мс [9]. Проблема синхронизации мультимедийных потоков является одной из составных частей проблемы QoS.

В дальнейшем под изохронным трафиком будем понимать *цифровую речь* как наиболее характерный трафик из класса *B*.

Асинхронный трафик в отличие от изохронного трафика допускает сравнительно большие вариации постоянной задержки, требует высокой достоверности передачи информации и не критичен к поддержанию изохронности при передаче по каналам связи. К этому классу трафика относятся, например, трафик FTP, HTTP-трафик, конфиденциальная корпоративная переписка, банковские транзакции, данные сигнализации, охраны, телеметрии, дистанционного управления и др. Далее под асинхронным трафиком будем понимать *диалоговые данные* класса *C*, требующие для своей передачи минимальной сетевой задержки по сравнению с другими видами трафика из указанного класса.

Приведенные примеры составляют далеко неполный перечень типов нагрузки, циркулирующей в МСС, каждый из которых предъявляет свои специфические требования к полосе пропускания, времени доставки, допустимому уровню потерь, а так же к уровню конфиденциальности, которые сеть должна удовлетворить. Ясно, что столь противоречивые требования, предъявляемые различными типами информации к передаче, требуют создания МСС с таким набором режимов работы и функциональных возможностей или служб, чтобы обеспечить пользователям возможность передавать трафик любой природы. Причем пользователь при установлении сеанса связи должен только запрашивать определенную услугу на передачу того или иного вида информации и необходимый дополнительный сервис. При этом пользователя совершенно не интересует, как устроена сеть, ее топология, используемые технические средства, а также какие транспортные системы реализованы для переноса разнородной информации в сети. Другими словами пользователю должно быть гарантировано, что

- сообщение будет доставлено по назначению;
- время, затраченное на доставку сообщения, не превзойдет требуемого значения;
- искажение сообщения не превзойдет допустимого;
- доставленное сообщение будет истинно.

Следует иметь в виду, что при проектировании ТС инфокоммуникационной сети требования к сетевым алгоритмам, диктуемые характером изохронной нагрузки, являются доминирующими. Существенное влияние на выбор структуры МСС оказывает также и объем передаваемого трафика различных типов и их соотношение, которое может постоянно меняться в довольно широком диапазоне от 0,25 до 1 [7].

Транспортные системы с пакетной коммутацией относятся к системам с «нежесткой» стратегией использования физических ресурсов в режиме установленного соединения, т. е. нагрузка класса *B* и нагрузка данных класса

$C(D)$  передается в асинхронном режиме с образованием очередей к сетевым ресурсам, что является определяющим признаком для сетей указанного класса. В пакетных ТС для поддержания непрерывности передачи в реальном времени, например, речевого сигнала значение постоянной составляющей сетевой задержки пакетов от абонента до абонента не должно превышать величины порядка 0,3 – 0,5с. Величина network delay для видеопакетов может варьироваться в широком диапазоне [9]: в то время как низкоскоростная 64Кбит/с видеоконференция может допускать величину транзитной задержки порядка 300мс, - высокоскоростная видеоконференция 1,5Мбит/с требует гарантии network delay не более 5мс, а для видео HDTV должна быть гарантирована величина STD равная 1мс. Для потока MPEG-2 величина STD не должна превышать 4мс (ограниченную 150мс на коммутатор) [9].

Выше отмечалось, что для пакетной ТС, которая моделируется однолинейной СМО типа  $G/M/1/\infty$  с бесконечным накопителем, вероятность блокировки ресурса в сеансе связи  $d^B$  (эта величина характеризует качество передачи изохронного трафика в сети) эквивалентна вероятности превышения пакетами изохронного трафика заданного времени пребывания в сети  $\theta^B$ . Выбор указанного ограничения на передачу определяется тем, что, например, для передачи речи [9] в силу психофизиологических особенностей человека она должна заканчиваться ко времени возобновления звучания в пункте назначения вновь прибывших речевых сегментов и полезно знать точность, с которой это возобновление звуковых сегментов должно происходить. Другими словами, для качественного воспроизведения речи важно не среднее время пребывания речевой ячейки в сети, а доля речевых пакетов, не доставленных получателю за заданное время  $d^B$ , т. е. при анализе необходима фиксация заданного квантиля распределения времени пребывания ячейки  $F_{st,m}^B(\theta^B)$  в  $m$ -ом составном канале для  $\forall st \in S^B$ . Для видеопотока MPEG-2, например, сеть АТМ должна гарантировать флуктуацию сетевой задержки пакетов не выше 500мс для соединений типа «точка-точка» [9]. Величина  $d^B$  включает в себя также количество потерянных ячеек из-за ошибок в заголовке и/или переполнения буферов УК [9].

Требуемое качество передачи интегрального трафика в пакетной ТС может быть обеспечено несколькими методами, в том числе:

- выбором определенной дисциплины обслуживания разнородного трафика на УК с учетом требований, предъявляемых к их передаче;
- обеспечением оптимальной задержки пакетов классов  $B(A)$  в сглаживающем буфере;
- применением различных алгоритмов управления мультимедийными потоками в сети (контроль пороговых ограничений на установление соединений для определенных классов нагрузки, сброс ячеек при возникновении перегрузок, управление производительностью РПУ и др.);
- маскированием потерянных или опоздавших речевых ячеек путем подстановки вместо ее предыдущей ячейки или «белого шума» и др.

Для асинхронной нагрузки задается среднее время пребывания пакета данных в сети  $T^{*C(D)}$ . Фиксация среднего времени пребывания пакета данных в тракте передачи связано с тем, что для пользователей сети представляет интерес не просто минимальное время пребывания пакета в сети (которое само по себе может оказаться достаточно большим и не приемлемым, например, для интерактивного обмена), а заданное среднее время. Для асинхронной нагрузки в пакетной ТС необходимо обеспечивать заданное среднее время доставки, с учетом ошибок в цифровых каналах, что существенно влияет на оптимальные длины пакетов и использование каналов связи.

### 3. ЗАДАЧА АНАЛИЗА И МЕТОДЫ ОЦЕНКИ ВЕРОЯТНОСТНО-ВРЕМЕННЫХ ХАРАКТЕРИСТИК ТРАНСПОРТНОЙ СИСТЕМЫ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ

#### 3.1. Формализация описания топологии инфокоммуникационной сети

Пусть нам задана инфокоммуникационная сеть, топология которой описывается графом  $G=(I,J)$ , где  $I$  - множество вершин мощности  $N=|I|$ ,  $J \subseteq I \times I$  - множество ребер  $ij \in J$ . Вершины графа  $i \in I$  соответствуют узлам сети. Каждое ребро графа  $ij \in J$  моделирует межузловой линейно-цифровой тракт (ЛЦТ),  $V_{ij}$  - скорость передачи в ЛЦТ, бит/с. Вероятность ошибки в ЛЦТ  $p_{ij}$  - задана. В графе  $G=(I,J)$  выделяются две вершины  $s \in I$  - источник и  $t \in I$  - получатель. Любая пара узлов сети может обмениваться информацией.

В общем случае на вход области взаимодействия мультипротокольной сети поступает нагрузка трех классов (классов  $A$  и  $C, D$  для гибридных ТС или  $B, C, D$  - для пакетных ТС) и задана в виде матриц  $Y^k = \|a_{st}^k\|$  ( $k = \overline{1,3}$  (индекс  $k$  соответствует одному из классов трафика). Здесь  $a_{st}^k$  - нагрузка класса  $k$  соответственно для пары  $st$ .

Изохронная нагрузка задается в эрлангах, а асинхронная – в бит/с. Все пары  $st$  для которых  $a_{st}^k \neq 0$ , образуют множество корреспондирующих пар  $S^k$  мощности  $q = |S^k|$ . На графе  $G=(I,J)$  для каждой пары  $st$  выделяется связный подграф  $G_{st}^k = (I_{st}^k, J_{st}^k)$  виртуальных путей  $st \in S^k$ , между  $s$  и  $t$ .

Маршрутизация в сети – статическая, т. е. для каждой пары  $st \in S^k$  задан упорядоченный набор допустимых фиксированных маршрутов (путей) для установления соединения. Предполагается также, что при блокировке вызова имеется альтернативная процедура выбора другого пути из этого набора с возвращением в точку ветвления заблокированного пути. Маршруты для передачи трафика любых классов независимы. Такая процедура маршрутизации характерна, например, для семейства протоколов частного интерфейса PNNI [20]. Нагрузка между каждой парой  $st$  может быть распределена по нескольким путям в фиксированных во времени определенных пропорциях. Для упрощения записи в дальнейшем будем опускать «окраску» путей верхними индексами  $k$ .

Введем следующие обозначения:

$\widehat{l}_{st,m} = \{si_1, i_1i_2, \dots, i_{p-1}t\}_{st,m}$  - путь  $m$ -го выбора ( $m = \overline{1, M_{st}}$ ) длины  $p$  для пары  $st \in S$  с упорядоченными ребрами относительно источника  $s \in I_{st}$ , т. е. ребру  $si_1$  присвоен индекс (вес) 1, ребру  $i_1i_2$  - индекс 2, ... ребру  $i_{p-1}t$  - индекс  $p$ ;

$l_{st,m} = \{ij \in J : ij \in \widehat{l}_{st,m}\}$  - множество ребер, образующее путь  $m$  - го выбора  $\widehat{l}_{st,m}$ , мощности  $r_{st,m} = |M_{st,m}|$ . В общем случае  $\bigcap_{m=1}^{M_{st}} l_{st,m} \neq \emptyset$ .

Вызывные сообщения в виртуальном пути  $VP_{st} \in S$  при установлении виртуального соединения распределяются по корневому дереву (древовидному дереву) путей без петель  $R_{st} = \{\widehat{l}_{st,m}, m = 1, \overline{M_{st}}\}$ , которое может быть поддеревом дерева всех путей из  $s$  в  $t$ . В корневом дереве путей  $R_{st}$   $s \in I_{st}$  - корень,  $t \in I_{st}$  - висячие вершины.  $M_{st}$  - число путей, равное числу висячих вершин дерева  $R_{st}$ , т. к. предполагается, что корневое дерево не содержит петель, то для любого пути  $s \neq i_1 \neq i_2 \neq \dots \neq i_{p-1} \neq t$ . Наряду с путем  $\widehat{l}_{st,m}$  в дереве  $R_{st}$  также будет рассматриваться корневая ветвь  $\widehat{l}_{si}(g) = \{si_1, i_1i_2, \dots, i_{g-1}i\}_{st}$  длины  $g < p, g = 1, 2, 3, \dots, p-1$  от источника  $s \in I_{st}$  до узла  $i \in I_{st}$ , которая в общем случае может принадлежать одновременно нескольким путям для данного  $R_{st}$ . Конечная ветвь полной длины ( $g = p$ ) есть путь. Корневая ветвь нулевой длины есть корень:  $\widehat{l}_{s0}(0) = s, (i_0 = 0)$ .

Пусть  $l_{st,m} = \{ij \in J : ij \in \widehat{l}_{st,m}\}$  - множество ребер, образующее  $m$  - ый путь  $\widehat{l}_{st,m}$  для данного  $R_{st}$ . Распределение вызывных сообщений по дереву  $R_{st}$  при установлении виртуального соединения задается системой (локальных) вероятностей  $p_{ij}^k(g), ij \in J_{st}, g = 1, 2, \dots$  перехода из корневой ветви  $\widehat{l}_{si}(g) = \{si_1, i_1i_2, \dots, i_{g-1}i\}_{st}$  в корневую ветвь  $\widehat{l}_{si}(g+1) = \{si_1, i_1i_2, \dots, i_{g-1}i, ij\}_{st}, g = 1, 2, \dots$

Таким образом,  $p_{ij}^k(g) = \Pr\{\widehat{l}_{si}(g) \rightarrow \widehat{l}_{si}(g+1)\} ij \in J_{st}$  тракта  $st \in S$ . Ясно, что  $\sum_j p_{ij}^k(g) = 1, \forall st \in S, \forall i \in I_{st}, g = 1, 2, \dots$ . Фактически  $g$  является номером текущего ребра в корневой ветви  $\widehat{l}_{si}(g) = \{si_1, i_1i_2, \dots, i_{g-1}i\}_{st}$ , отсчитанного от корня  $s$  или шагом распределения вызывных сообщений в дереве  $R_{st}$ . При помощи (локальных) вероятностей  $\{p_{ij}^k(g)\}$  можно задать как отдельный (любой) путь, так и все дерево путей  $R_{st}$ .

Корневое дерево путей  $R_{st}$  лежит в основе построения последовательно-параллельной схемы виртуальных соединений  $L_{st}^k$  для передачи потоков интегральной нагрузки в сеансе связи. Построение схемы виртуальных соединений осуществляется при помощи «расклеивания» общих транзитных узлов дерева  $R_{st}$  по разным путям  $L_{st}$  и «склеивания» висячих вершин  $t \in I_{st}$  в

один узел. Пусть  $p_{st,m}^k$  - глобальная вероятность выбора  $m$  - го пути в последовательно-параллельной схеме путей  $L_{st}$  передачи основной информации. Эта вероятность связана с локальными вероятностями перехода  $p_{ij}^k(g)$  или локальными вероятностями точек ветвления из узла  $i$  в узел  $j$  в дереве путей  $R_{st}$  на  $g$  - уровне соотношением

$$p_{st}^k(g) = \prod_{ij \in \hat{I}_{st,m}} p_{ij}^k(g); \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^k = 1, \text{ для } \forall st \in S, g = 1, 2, \dots \quad (3.1)$$

где  $ij \in J_{st}, J_{st}$  - множество ребер, входящих в тракт  $st \in S$ . В качестве локальных вероятностей могут быть выбраны, например, числа, пропорциональные пропускным способностям каналов, исходящих из узла  $i \in I_{st}$  (способ записи вероятностей  $p_{ij}^k(g)$  может уточняться). Здесь уместно заметить, что число независимых элементов в системе локальных вероятностей перехода  $\{p_{ij}^k(g)\}_{st}$  и число независимых элементов в системе глобальных вероятностей выбора  $m$  - го пути  $\{p_{st,m}^k\}$  равны между собой, т. е. между этими системами вероятностей существует взаимнооднозначное соответствие:

$$\{p_{ij}^k(g)\}_{st} \Leftrightarrow \{p_{st,m}^k\}.$$

Это означает, что если задана система локальных вероятностей установления виртуальных соединений  $\{p_{ij}^k(g)\}_{st}$ , то систему глобальных вероятностей  $\{p_{st,m}^k\}$  можно получить по формулам (3.1). Если задана система глобальных вероятностей передачи основной информации  $\{p_{st,m}^k\}$ , то после логарифмирования системы (3.1) и решения полученной системы уравнений каким-либо численным методом (например, методом минимума суммы квадратов соответствующих нелинейных уравнений) можно получить систему локальных вероятностей  $\{p_{ij}^k(g)\}_{st}$ . Отсюда следует, что дерево  $R_{st}$  может также задаваться системой глобальных вероятностей выбора  $m$  - го пути  $\{p_{st,m}^k\}$  передачи основной информации. Ввиду, как правило, большого объема дерева путей  $R_{st}$  его ограничение (выделение анализируемого поддерева из дерева всех путей) может проводиться по двум алгоритмам. В первом случае ограничивается число переключений информации (ограничивается максимальная длина возможных путей или шагов  $g$ ). Во втором случае из всех путей отбираются только те, которые имеют максимальную вероятность  $p_{st,m}^k$ , и сумма этих вероятностей для отобранных путей не превосходит заданного значения  $\xi$ , т. е. управление деревом путей

$R_{st}$  можно организовать по объему максимального числа переприемов в любом пути дерева  $R_{st}$ :

$$\sum_k \prod_{ij \in J_{st}^k} p_{ij}^k(g) \leq \xi; \text{ для } \forall st \in S, \quad g = 1, 2, \dots$$

### 3.2. Общая постановка анализа инфокоммуникационной сети

Проектирование любой сети связи является сложным итерационным процессом и в первую очередь включает в себя задачу анализа, а именно, - определение по входным характеристикам сети (типу, величине и интенсивности входной нагрузки) и ее параметрам (топологии, пропускной способности, показателей надежности, системе маршрутизации) - выходных характеристик (допустимых нагрузок по различным направлениям связи, а также вероятностно-временных характеристик (ВВХ): потерь по вызовам, задержек в сети и т. п.). Анализ сети решается при поисках оптимальной топологии сети, синтеза пропускной способности каналов сети, поиска оптимального плана распределения потоков и их всевозможных комбинаций. Результаты анализа сети также служат исходными данными для синтеза необходимых величин пропускных способностей ее ЛЦТ. Как правило, разработчик вначале рассматривает макроструктуру системы, оценивает ее параметры и рассчитывает характеристики ее элементов. После этого следует уточнение решений. По своей сути эти задачи носят поисковый характер и решаются на каждом шаге итерационного процесса направленным комбинированием входных параметров сети с одновременным анализом выходных характеристик. Анализ сети важен также и при решении задач планирования связи, которые являются основой автоматизированных систем управления связью.

Для инфокоммуникационной сети задача анализа сохраняет содержание и важность, но приобретает некоторые особенности, связанные с противоречивыми требованиями к передаче разнородного трафика в общей физической среде [6, 7]. Например, при рассмотрении особенностей передачи изохронного трафика в пакетной инфокоммуникационной сети важно не среднее время пребывания пакета в сети, а доля пакетов, не доставленного за заданное время, т. е. при ее анализе необходима фиксация заданного квантиля функции распределения времени пребывания пакета в тракте передачи.

Исследованию цифровых сетей с интеграцией служб посвящено достаточно много работ, например, [10, 13, 24-27], однако основным их недостатком является отсутствие в них возможности анализа указных сетей с учетом сетевых факторов их функционирования (совместное обслуживание интегральных потоков нагрузки, блокировки вызова при заказе переменного сетевого ресурса, избыточной нагрузки повторных вызовов и т. п.). Известные методы анализсетей указанного класса, как правило, ориентированы на однородные сети, не учитывают взаимовлияния разнородных потоков в сети и методы их распределения. При оценке



инфокоммуникационной сети в целом, когда нужно учесть взаимодействие и взаимовлияние транспортных соединений, использующих общие каналные и коммутационные ресурсы, а также, когда нужно учесть процедуры маршрутизации одновременно по крайней мере для двух видов влияющей друг на друга нагрузки, описанные в литературе модели дают мало возможностей для учета указанных выше особенностей. Таким образом, на сегодняшний день практически отсутствует аналитический аппарат для инженерного анализа в общей сетевой постановке в общей сетевой постановке инфокоммуникационных сетей в целом и их транспортных систем в частности.

Отметим, что аппарат анализа пакетных сетей для нагрузки данных достаточно развит, например, [28 - 30]. Однако для анализа передачи смешанной нагрузки в инфокоммуникационной сети требуется и «интеграция» соответствующих методов анализа в рамках единой модели. При этом, в режиме установленного соединения модели сети должны позволять производить оценку остающихся ее сетевых ресурсов для передачи асинхронного трафика (при приоритетном обслуживании изохронного трафика), а также проводить анализ условия его доставки.

Кроме того, сложность задачи состоит в том, что применяемые в настоящее время методы для анализа сетей с потерями на фазе установления телефонного соединения основаны, как правило, на теории полнодоступного пучка, разработанной еще Эрлангом, а методы расчета потерь в инфокоммуникационной сети при установлении соединений с различными сетевыми ресурсами в настоящее время отсутствуют вообще. Таким образом, остается не решенной проблема построения более точных сетевых моделей с потерями, учитывающих особенности сетей указанного класса.

Становится ясным, что создание методик анализа инфокоммуникационных сетей и их транспортных систем с учетом всех сетевых факторов и условий функционирования (соотношение потоков информации, скоростей абонентских устройств, наличие помех в каналах связи, принятых протоколов обмена и т. п.) является весьма актуальной задачей. При этом желательно методики строить таким образом, чтобы они были пригодны для анализа всего многообразия реализаций сетей указанного класса.

Ниже развивается метод анализа сетей указанного класса (как разомкнутых сетей массового обслуживания), базирующийся на принципе декомпозиции (разложения) сети по парам «источник-получатель», учитывающий топологию сети и систему матриц распределения циркулирующей в сети разнородной нагрузки, а также ее архитектуру. Другими словами, инфокоммуникационная сеть рассматривается как система взаимодействующих трактов передачи или виртуальных соединений.

Сформулируем задачу анализа инфокоммуникационной сети в общем виде.

Итак, требуется определить: может ли заданная интегральная нагрузка  $k$  классов ( $k = \overline{1,3}$ ) -  $Y^k = \|a_{st}^k\|$  быть передана в транспортной системе инфокоммуникационной сети с требуемыми показателями качества, а именно

- потери по вызовам на фазе установления соединения для любого класса трафика не превосходят требуемого значения  $b^k$ ;

- время доставки пакетов асинхронной нагрузки  $T_{st}^{C(D)}$  в сеансе связи не превосходит заданного значения  $T_{st}^{*C(D)}$ ;

- вероятность превышения времени пребывания в виртуальном соединении пакетов изохронной нагрузки ( $\theta^B$ ) не превосходит заданного значения ( $d^B$ ).

Очевидно, что сформулированная задача может быть представлена в виде двух самостоятельных задач:

1. задача расчета потерь по вызовам  $b^k$ ;

2. задача расчета и оптимизации ВВХ составного тракта передачи в режиме сеанса связи для изохронной и асинхронной нагрузки при заданных параметрах качества обслуживания:  $\theta^B, d^B, T_{st}^{*C(D)}$  - для пакетной инфокоммуникационной сети и  $T_{st}^{*C(D)}$  - для гибридной инфокоммуникационной сети.

Строго эта задача будет сформулирована ниже при рассмотрении конкретных типов ТС.

### **3.3. Метод расчета характеристик транспортной системы инфокоммуникационной сети в режиме установленного соединения**

Одной из главных задач при проектировании инфокоммуникационной сети является разработка инженерных методов расчета основных числовых характеристик ее транспортных соединений, т. е. для построения моделей инфокоммуникационных сетей достаточно ограничиться рассмотрением моделей их транспортных систем, которые определяют основные характеристики мультисервисного сетевого обслуживания и должны учитывать особенности функций логических уровней архитектуры ТС и накладные расходы на их реализацию [6, 7].

Инженерные методы должны позволять оценить: может ли интегральная нагрузка, пропущенная на фазе установления соединения, быть обслужена сетью с заданными требованиями на качество передачи в сеансе связи, а также определить максимально допустимые величины этой нагрузки. Другими словами, при заданных  $G(I, J), R_{st}, V_{ij}, p_{ij}, b_{ij}$  необходимо определить возможность передачи потоков  $Y^k = \|a_{st}^k\|$  разнородной нагрузки с характеристиками обслуживания  $d^B, \theta^B$  и  $T_{st}^{*C(D)}$ . При этом, если такая передача возможна, то необходимо определить предельные значения  $\alpha_{st}^k$ , а в случае невозможности передачи, - максимально допустимые значения  $\alpha_{st}^k$ , при которых еще возможно заданное качество передачи.

Отметим, что указанные методы расчета должны быть интегрированы в рамках единых моделей с учетом требований к передаче смешанной нагрузки. Расчет характеристик ТС связан с оценкой их эффективности, которая включает в себя оценку возможности обеспечения заданных потерь, времени доставки разнородной информации и оценку необходимых для этих целей величин физических ресурсов сети (пропускной способности цифровых трактов передачи, вычислительной мощности оборудования узлов коммутации (УК) и емкости их буферных накопителей). Более того, смена или уточнение функций любого уровня архитектуры ТС не должны нарушать «архитектуру» самого метода, а приводить лишь к уточнению соответствующих его «элементов», т. е. сам метод должен носить «уровневый» характер с относительно независимыми «уровнями» модели расчета. При общем подходе описания методов и моделей мы ограничимся расчетом числовых характеристик транспортных соединений инфокоммуникационной сети, организуемых для передачи разнородного трафика классов  $A, B, C$  и  $D$ .

Наиболее естественной методологической базой для построения инженерных методов расчета характеристик транспортных соединений инфокоммуникационной сети, удовлетворяющих перечисленным выше требованиям, является концепция ее архитектуры сети [6, 7]. В рамках этой концепции, эффективность использования сети в режиме установленного соединения предлагается оценивать с помощью набором коэффициентов использования пропускной способности каждого ЛЦТ трафиком различных классов  $K_{h,ij}^k$  ( $h$  - номер логического уровня модели ТС инфокоммуникационной сети,  $k = \overline{1,3}$ ), которые зависят не только от необходимой для их работы служебной информации соответствующих объемов, но и от протоколов функционирования отдельных уровней архитектуры сети, поддерживающих соответствующие службы [7, 31]. В силу относительной независимости уровней архитектуры и вложенности протокольных блоков верхних уровней архитектуры ТС инфокоммуникационной сети в информационное поле протокольных блоков нижележащих уровней общие коэффициенты оценки эффективности использования разнородной нагрузкой  $K_{ij}^k$  обладают мультипликативным свойством и определяют фактическую требуемую долю пропускной способности  $V_{ij}$  ( $ij \in J$ ) для передачи изохронной нагрузки и данных:

$$K_{ij}^k = \prod_h K_{h,ij}^k \quad (3.2.)$$

Согласно логической структуре ТС общие коэффициенты использования пропускной способности  $K_{ij}^k$  должны «расслоиться» на коэффициенты использования пропускной способности ЛЦТ отдельных уровней архитектуры сети  $K_{h,ij}^k$ . При этом, как отмечено выше,  $K_{ij}^k$  должны учитывать все затраты на реализацию соответствующих протоколов ТС (избыточность протокольных блоков на управление и борьбу с ошибками, задержки в очередях и т. п.). В общем случае, оптимизируя эти коэффициенты можно получить оптимальные

для заданных условий передачи величины протокольных блоков различных логических уровней и допустимые режимы их передачи для ТС любой инфокоммуникационной сети, а также определить оптимальные загрузки каналов связи с учетом требований на передачу трафика различной природы. Перед тем как приступить к выводу выражений общих коэффициентов оценки эффективности использования трактов сети сделаем несколько замечаний.

Во-первых, как уже было отмечено, каждый уровень архитектуры транспортного соединения характеризуется своим коэффициентом использования пропускной способности  $V_{ij}$  ЛЦТ трафиком различных классов для любой пары  $st \in S$ . Он зависит от протокола функционирования данного уровня и необходимой для него служебной информации.

Во-вторых, для пакетных ТС необходимо учитывать, что использование ЛЦТ пакетами данных классов  $C$  и  $D$  зависит от загрузки ЛЦТ пакетами трафика классов  $A$  или  $B$ , имеющими при передаче абсолютный приоритет. Поэтому общий коэффициент использования ЛЦТ пакетами данных зависит от параметров коэффициента использования ЛЦТ нагрузкой классов  $A$  или  $B$ , т. е. носит ярко выраженный условный характер.

В общем случае для любых ТС при наличии абсолютного приоритета для передачи изохронной нагрузки оптимизацию общих коэффициентов оценки эффективности использования сети разнородной нагрузкой мы будем проводить поэтапно: вначале оптимизировать использование ЛЦТ изохронной нагрузкой, а затем определять максимум для общего коэффициента использования ЛЦТ трафиком данных при условии, что параметры общего коэффициента эффективности использования сети изохронной нагрузкой оптимальны.

Обозначим через  $K_{st,m}^k$  - коэффициент использования  $m$ -го виртуального пути  $VP$  из множества  $R_{st}$ . Для логической модели ТС этот коэффициент можно трактовать как коэффициент передачи системы. С учетом чистой ретрансляции пакетов через указанную систему (на выходе системы ослабления входного сигнала не происходит) коэффициент  $K_{st,m}^k$  можно представить в виде среднегеометрического составляющих коэффициентов использования пропускной способности  $VP$   $m$ -го выбора для пары  $st \in S$

$$K_{st,m}^k = K_{Tr}^k r_{st,m} \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}} K_{ij}^k}, \quad k = \overline{1,3}. \quad (3.3.)$$

Здесь  $K_{Tr}^k$  - коэффициент, учитывающий процедуру «нарезки» протокольных блоков транспортного уровня логической структуры ТС на сегменты определенной длины. Заметим, что эффективность использования сети оценивается применительно к каждой паре отправитель-получатель, т. е. на транспортном уровне инфокоммуникационная сеть рассматривается как набор транспортных соединений, включающих все образующие их логические каналы, *при заданных условиях передачи*. В силу того, что транспортное виртуальное соединение может быть организовано между парой  $st \in S$  по

нескольким виртуальным путям  $VP$ , - выражение для общего коэффициента использования всех транспортных соединений дается выражением

$$K_{st}^k = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^k K_{Tr}^k r_{st,m} \sqrt{\prod_{ij \in I_{st,m}} K_{ij}^k}, \quad k = \overline{1,3}. \quad (3.4.)$$

Учитывая, что весовой коэффициент транспортного соединения на транспортном уровне определяется долей входящего потока  $a_{st}^k$  в общем входящем потоке сети  $Y^k = \sum_{st \in S} a_{st}^k$ ,

введем понятие средневзвешенного по потокам общего коэффициента использования пропускной способности инфокоммуникационной сети произвольной топологии разнородным трафиком, который имеет вид

$$K^k = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^k}{Y^k} (K_{st}^k)^q}, \quad k = \overline{1,3}, \quad q = |S|. \quad (3.5.)$$

Функционал подобного типа обладает свойством  $\lim_{q \rightarrow \infty} K^k = \max_{st \in S} K_{st}^k$ ,  $k = \overline{1,3}$ ,

$q = |S|$ , что не дает явного преимущества транспортным соединениям с большими весовыми коэффициентами.

В заключении отметим, что выбранный критерий эффективности использования пропускной способности ТС в сеансе связи отображает основное назначение системы, исходя из цели проектирования, и позволяет произвести его оценку в количественной и численной форме. При этом он имеет четкий физический смысл, чувствителен к основным варьируемым параметрам ТС инфокоммуникационной сети, что позволяет определить наиболее рациональные их характеристики, а также обеспечивает сравнение различных вариантов построения для выбора наиболее рационального при заданных условиях проектирования.

### **3.3.1. Построение общих функционалов использования пропускной способности транспортных систем на технологии АТМ**

При выводе выражений функционалов  $K_{ij}^k$  будем предполагать, что в ТС АТМ адаптация к передаче нагрузки класса  $A$ , осуществляется на  $AAL1$ , нагрузки класса  $B$ , - на  $AAL2$ , а нагрузки данных классов  $C$  и  $D$  - на  $AAL3/4$  и/или на  $AAL5$ . Тогда, с учетом приведенных рассуждений, выражение для коэффициента, учитывающего процедуру «нарезки» протокольных блоков подуровня конвергенции  $AAL$  (*Convergence Sublayer* - CS) на сегменты определенной длины будет иметь следующий вид

$$K_{st,m}^k = K_{CSAAL}^k r_{st,m} \sqrt{\prod_{ij \in I_{st,m}} K_{ij}^k}, \quad k = \overline{1,3}, \quad (3.6.)$$

а выражение для общего коэффициента использования всех транспортных соединений дается выражением

$$K_{st}^k = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^k K_{csAAL}^k r_{st,m} \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}} K_{ij}^k}, \quad k = \overline{1,3}. \quad (3.7.)$$

Средневзвешенный по потокам общий коэффициент использования пропускной способности сети АТМ произвольной топологии разнородным трафиком имеет вид

$$K^k = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^k}{Y^k} (K_{st}^k)^q}, \quad k = \overline{1,3}, \quad q = |S|. \quad (3.8.)$$

Пусть коэффициенты использования ЛЦТ сети АТМ трафиком различных классов имеют вид (3.2.), каждый из которых будем индексировать верхним индексом, в соответствие с классом нагрузки  $A, B, C$  и  $D$ . Здесь  $h$  - номер соответствующего уровня архитектуры сети АТМ ( $h=1$  соответствует номеру подуровня, зависящему от физической среды физического уровня модели АТМ,  $h=2$  - номеру подуровня конвергенции физического уровня,  $h=3$  - номеру уровня АТМ,  $h=4$  - номеру подуровня сегментации и сборки). Коэффициент использования подуровнем конвергенции  $csAAL$  ЛЦТ нагрузкой различных классов будем обозначать соответственно  $K_{csAAL}^k, k = \overline{1,3}$ , т. к. протоколы подуровня конвергенции работают для транспортных соединений одного класса, включающих совокупность каналов маршрута. Введем следующие дополнительные обозначения:

$\varpi_r^k$  - скорость работы установки данных  $r$  - го типа ( $r = \overline{1, R^k}$ ) оконечной системы, бит/с;

$v_r^k$  - скорость работы устройства класса  $A$  или  $B$   $r$  - го типа ( $r = \overline{1, R^k}$ ), бит/с;

$L$ , - длина сегмента (*protocol data unit - PDU*) подуровня сегментации и сборки на  $AAL1, AAL2, AAL3/4$  и  $AAL5$ , бит;

$H_{SAR}^A, H_{SAR}^B$  - длина служебных полей (*protocol control information - PCI*) речевого сегмента подуровня сегментации и сборки на  $AAL1$  для службы  $CBR$  и службы  $VBRrt$  на  $AAL2$ , бит;

$H_{SAR}^C, H_{SAR}^D$  - длина служебной части  $PCI$  сегмента данных подуровня сегментации и сборки на  $AAL3/4$  ( $AAL5$ ) для службы  $ABR$  и службы  $UBR$ , бит;

$H_{ATM}$  - длина заголовка  $PCI$  ячейки уровня  $ATM$ , бит;

$H_{TS}$  - длина заголовка  $PCI$  подуровня конвергенции физического уровня  $ATM$ , бит;

$H_{PM}$  - избыточность  $PCI$ , вносимая в ЛЦТ подуровнем, зависящим от физической среды, бит;

$\tau^{A(B)}$  - средняя длительность активного речевого фрагмента на подуровне конвергенции  $AAL1, AAL2$ , с. Средняя длина активного речевого фрагмента

равна  $s^{A(B)} = \tau^{A(B)} v_r^{A(B)}$ , бит;

$s^C, s^D$  - средняя длина пачек сообщений данных, обслуживаемых в режимах *ABR* и *UBR*, на подуровне конвергенции *AAL3/4 (AAL5)*, включая избыточность *PCI* протокольных блоков подуровня, бит;

$N^A, N^B$  - среднее число информационных частей речевых сегментов (протокольных блоков подуровня сегментации и сборки) на подуровне конвергенции *AAL1(AAL2)* в активном речевом фрагменте;

$N^C, N^D$  - среднее число информационных частей сегментов данных протокольных блока подуровня сегментации и сборки в пачках сообщений данных, обслуживаемых в режимах *ABR* и *UBR*, на подуровне конвергенции *AAL3/4(AAL5)*.

$\rho_{ij}^A, \rho_{ij}^B, \rho_{ij}^C, \rho_{ij}^D$  - коэффициенты загрузки канала  $ij$  соответственно ячейками класса *A, B, C* и *D*;

Для чисто пакетной сети АТМ  $\rho_{ij} = \rho_{ij}^B + \rho_{ij}^C + \rho_{ij}^D$ . Для гибридной сети АТМ загрузка пропускной способности межузлового ЛЦТ  $ij \in J$  -  $\rho_{ij} = \rho_{ij}^A + \rho_{ij}^C + \rho_{ij}^D$ , с учетом того, что трафик класса *A* может занимать фиксированную часть ЛЦТ, которая «жестко» закрепляется за СВР-соединением в сеансе связи. Через указанные коэффициенты загрузки в задачах анализа сети АТМ учитывается интенсивность потока поступления ячеек в транспортный канал и интенсивность их обслуживания.

$\beta^C$  - коэффициент, учитывающий потери пропускной способности ЛЦТ на защиту от ошибок ячеек данных класса *C*, обслуживаемых в режиме *ABR*, при организации межконцевой обратной связи в ЛЦТ (end-to-end). Так как поврежденные ячейки нагрузки классов *A, B* и *D* не переспрашиваются, то соответствующие коэффициенты

$$\beta^A = \beta^B = \beta^D = 1.$$

Воспользовавшись введенными обозначениями выведем выражения для всех составляющих общих коэффициентов оценки эффективности использования ЛЦТ нагрузкой различных классов:  $K_{ij}^A, K_{ij}^B, K_{ij}^C$  и  $K_{ij}^D$  на каждом логическом подуровне архитектуры АТМ-сети.

При поступлении информационных массивов в порт коммутатора АТМ каждая программа управления передачей на подуровне конвергенции *AAL* формирует соответствующие протокольные блоки из активных сегментов трафика класса *A* и/или *B*, а также пачек сообщений данных.

Плотность «набивки» полезной нагрузкой информационных полей протокольных блоков подуровней конвергенции *AAL*, учитывают соответствующие коэффициенты использования пропускной способности ЛЦТ на этих подуровнях

$$K_{csAAL}^A = \frac{s^A}{N^A(L - H_{SAR}^A)}, \quad K_{csAAL}^B = \frac{s^B}{N^B(L - H_{SAR}^B)}; \quad K_{csAAL}^C = \frac{s^C}{N^C(L - H_{SAR}^C)} \beta^C,$$

$$K_{csAAL}^D = \frac{s^D}{N^D(L - H_{SAR}^D)}$$

Кроме того на этом подуровне коэффициент  $K_{csAAL}^C$  учитывает также особенность работы службы *ABR* при организации защиты от ошибок трафика класса *C*, на которую также затрачивается часть пропускной способности ЛЦТ. Эти потери оцениваются множителем  $\beta^C$ .

Отметим, что в общем случае чем длиннее нарезаемая порция информации, тем больше в среднем передается отрывков пауз между речевыми фрагментами или сообщениями данных. При уменьшении этой порции эффективность использования ЛЦТ передачи снижается за счет увеличения служебной избыточности, переносимой по каналам связи в заголовках протокольных блоков уровня.

Избыточность, вносимую служебными полями соответствующих протокольных блоков подуровневой сегментации и сборки *AAL* в ЛЦТ оценивают коэффициенты

$$K_{4,ij}^A = \frac{L - H_{SAR}^A}{L}, K_{4,ij}^B = \frac{L - H_{SAR}^B}{L}, K_{4,ij}^C = \frac{L - H_{SAR}^C}{L}; K_{4,ij}^D = \frac{L - H_{SAR}^D}{L}.$$

Часть пропускной способности ЛЦТ, которая тратится на служебную информацию, вводимую уровнем АТМ для всех классов трафика можно оценить как

$$\frac{L}{L + H_{ATM}}.$$

Кроме того, пропускная способность ЛЦТ расходуется здесь и на организацию загрузки виртуальных каналов ячейками нагрузки класса *B* и ячейками данных, которую учитывают коэффициенты загрузки  $\rho_{ij}^B$ ,  $\rho_{ij}^C$  и  $\rho_{ij}^D$ . (Для гибридной сети АТМ загрузка *CBR*-каналов трафиком класса *A* в сеансе связи всегда постоянна, т. е.  $\rho_{ij}^A = 1$ . Это объясняется тем, что в коммутаторах АТМ в область информационного поля ячейки постоянно вне зависимости от наличия трафика для передачи на данный момент технологией эмуляции выделенных каналов *CES* отображается содержимое циклов *DS1/E1* (при неструктурированном режиме передачи) или *N*-байтовая структура каждого из таймслотов (при структурированном режиме передачи потока), поэтому и загрузка *CBR*-канала (содержимого циклов или таймслотов) всегда постоянна [32]). Таким образом коэффициенты использования пропускной способности ЛЦТ разнородным трафиком на уровне АТМ соответственно равны

$$K_{3,ij}^A = \frac{L}{L + H_{ATM}}, K_{3,ij}^B = \frac{L}{L + H_{ATM}} \rho_{ij}^B, K_{3,ij}^C = \frac{L}{L + H_{ATM}} \rho_{ij}^C, K_{3,ij}^D = \frac{L}{L + H_{ATM}} \rho_{ij}^D.$$

Аналогично для подуровня конвергенции физического уровня АТМ избыточность, вносимая в ЛЦТ служебными полями протокольного блока,



оценивается коэффициентами

$$K_{2,ij}^A = \frac{L + H_{ATM}}{L + H_{ATM} + H_{TS}}, K_{2,ij}^B = \frac{L + H_{ATM}}{L + H_{ATM} + H_{TS}}, K_{2,ij}^C = \frac{L + H_{ATM}}{L + H_{ATM} + H_{TS}},$$

$$K_{2,ij}^D = \frac{L + H_{ATM}}{L + H_{ATM} + H_{TS}}.$$

Избыточность, вносимую в ЛЦТ подуровнем, зависящим от физической среды оценивают коэффициенты

$$K_{1,ij}^A = \frac{L + H_{ATM} + H_{TS}}{L + H_{ATM} + H_{TS} + H_{PM}}, K_{1,ij}^B = \frac{L + H_{ATM} + H_{TS}}{L + H_{ATM} + H_{TS} + H_{PM}},$$

$$K_{1,ij}^C = \frac{L + H_{ATM} + H_{TS}}{L + H_{ATM} + H_{TS} + H_{PM}}, K_{1,ij}^D = \frac{L + H_{ATM} + H_{TS}}{L + H_{ATM} + H_{TS} + H_{PM}}.$$

Анализ структуры протокольных блоков систем передачи физического уровня АТМ показывает, что величина избыточности, вносимая в ЛЦТ подуровнями конвергенции физического уровня АТМ и подуровнем, зависящим от физической среды, незначительна в сравнении с размером полей полезной нагрузки кадров (контейнеров), т.е. не теряя общности рассуждений можно предположить, что коэффициенты

$$K_{1,ij}^A = K_{1,ij}^B = K_{1,ij}^C = K_{1,ij}^D = K_{2,ij}^A = K_{2,ij}^B = K_{2,ij}^C = K_{2,ij}^D \approx 1. \quad (3.9.)$$

При необходимости указанную избыточность можно при расчете ВВХ сети. Подставляя полученные выше выражения  $K_{h,ij}^A, K_{h,ij}^B, K_{h,ij}^C, K_{h,ij}^D, h = \overline{1,4}$  и  $K_{CSAAL}^k$  в формулу (3.2.) с учетом высказанных предположений, получим выражения для общих коэффициентов использования пропускной способности ЛЦТ  $ij \in J$  сети АТМ соответственно трафиками классов  $A, B, C$  и  $D$ , обслуживаемым различными службами в режиме установленного соединения

$$K_{ij}^A = \frac{s^A}{N^A(L + H_{ATM})}, K_{ij}^B = \frac{s^B \rho^B}{N^B(L + H_{ATM})},$$

$$K_{ij}^C = \frac{s^C \rho_{ij}^C \beta_{ij}^C}{N^C(L + H_{ATM})}, K_{ij}^D = \frac{s^D \rho_{ij}^D}{N^D(L + H_{ATM})} \quad (3.10.)$$

Еще раз заметим, что в пакетной сети АТМ с абсолютным приоритетом передачи ячеек класса  $B$ , который обеспечивает наилучшие условия для их передачи, коэффициенты  $\rho_{ij}^C$  и  $\rho_{ij}^D$  в выражениях  $K_{h,ij}^C, K_{h,ij}^D$  носят явно выраженный условный характер, т. к. зависят от загрузки каналов ячейками класса  $B$ , а коэффициент  $\rho_{ij}^D$  зависит также и от величины загрузки канала ячейками класса  $C$  (последнее имеет место и в гибридных сетях АТМ). Кроме

того, в общем случае в пакетных МС NGN на технологии ATM указанные коэффициенты зависят также и от длин протокольных блоков соответствующих классов нагрузки.

Проведя соответствующие подстановки в (3.7.) с учетом (3.10.) получим выражения для общих коэффициентов использования пропускной способности транспортных соединений  $K_{st}^k$  разнородным трафиком:

$$K_{st}^A = \frac{s^A}{N^A(L+H_{ATM})} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^A, \quad K_{st}^B = \frac{s^B}{N^B(L+H_{ATM})} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B \sqrt{\prod_{ij \in I_{st,m}} \rho_{ij}^B(L^B)},$$

$$K_{st}^C = \frac{s^C}{N^C(L+H_{ATM})} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^C \sqrt{\prod_{ij \in I_{st,m}} \rho_{ij}^{*C}(L^B, \rho_{ij}^B, L^C)},$$

$$K_{st}^D = \frac{s^D}{N^D(L+H_{ATM})} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^D \sqrt{\prod_{ij \in I_{st,m}} \rho_{ij}^D(L^B, L^C, L^D, \rho_{ij}^{*B}, \rho_{ij}^{*C})} \quad (3.11.)$$

Уровни архитектуры ATM сети	Структура протокольного блока уровня	Обозначение уровня коэффициента а	Компоненты уровня коэффициентов
Верхний	$\frac{S^{A(B)}, S^{C(D)}}{\text{сообщение, речевой фрагмент}}$	-	
Подуровень конвергенции AAL	$\frac{L - H_{SAR}^k, H_{CS}}{\text{-----,----}}$	$K_{5,ij}^{A(B)}, K_{5,ij}^{C(D)}$	$\frac{S^{A(B)}}{N^{A(B)}(L - H_{SAR}^{A(B)})}$ , $\frac{S^{C(D)}}{N^{C(D)}(L - H_{SAR}^{C(D)})} \beta^C$
Подуровень сборки/разборки и AAL	$\frac{L}{\text{-----,----}}$ $L - H_{SAR}^k, H_{SAR}^k$	$K_{4,ij}^k$	$\frac{L - H_{SAR}^k}{L}$
Уровень ATM	$\frac{L + H_{ATM}}{\text{-----,----}}$ $L, H_{ATM}$	$K_{3,ij}^k$	$\frac{L}{L + H_{ATM}} \rho^B$

Примечание. -----,---- (обозначение протокольного блока уровня, включающий сервисный блок данных вышележащего уровня и управляющую служебную информацию уровня - заголовков )

Рис. 3.1. Структура формирования общих коэффициентов использования пропускной способности ЛЦТ разнородным трафиком в ТС на технологии АТМ без учета коэффициентов физического уровня АТМ

В формулах (3.11.)  $\rho_{ij}^k$  - текущая загрузка соединения нагрузкой  $k$ -го класса с учетом потерь  $b_{ij}^k$  по вызовам. Средневзвешенные по потокам общие коэффициенты использования пропускной способности всей сети АТМ произвольной топологии разнородным трафиком  $K^k$  для  $\forall st \in S : a_{st}^k \neq 0, k = \overline{1,3}$  имеют вид

$$K^A = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^A}{Y^A} (K_{st}^A)^q}; K^B = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^B}{Y^B} (K_{st}^B)^q};$$

$$K^C = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^C}{Y^C} (K_{st}^C)^q}; K^k = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^D}{Y^D} (K_{st}^D)^q}, q = |S| \quad (3.12.)$$

Структура формирования общих коэффициентов использования пропускной способности ЛЦТ разнородным трафиком в ТС на технологии АТМ без учета коэффициентов физического уровня АТМ приведена на рис. 3.1.

### 3.3.2. Построение общих функционалов использования пропускной способности транспортных систем на технологии ТСП/IP

Согласно логической структуре IP-сети общие коэффициенты использования пропускной способности  $K_{ij}^k$  также должны «расслоиться» на коэффициенты использования пропускной способности ЛЦТ отдельных уровней ее архитектуры: транспортного, межсетевого и сетевых интерфейсов (рис.3.2.). Так, например, модели и протоколы организации обратной связи для повышения верности передачи сообщений данных в сети должны влиять только на коэффициент использования пропускной способности ЛЦТ на транспортном уровне (для протокола ТСП), а топология сети, механизмы управления информационными потоками и протоколы маршрутизации - на соответствующий коэффициент уровня межсетевого взаимодействия (протокол IP). При этом, как отмечено выше,  $K_{ij}^k$  должны учитывать все затраты на реализацию соответствующих протоколов сети (избыточность протокольных блоков на управление и борьбу с ошибками, задержки в очередях и т. п.). Оптимизируя эти коэффициенты, можно получить оптимальные для заданных условий передачи величины протокольных блоков различных логических уровней и допустимые режимы их передачи для ТС инфокоммуникационной сети на технологии IP, а также определить оптимальные загрузки каналов связи с учетом требований на передачу трафика различной природы. Подчеркнем еще

раз, что общий коэффициент использования ЛЦТ пакетами данных зависит от параметров коэффициента использования ЛЦТ нагрузкой класса  $B$ , т. е. носит ярко выраженный условный характер. Будем считать, что в сеансе связи трафик класса  $B$  имеет абсолютный приоритет (с дообслуживанием) по сравнению с трафиком данных любого класса.

Обозначим через  $K_{st,m}^k$  - коэффициент использования  $m$ -го виртуального пути из множества  $M_{st}^k$ . Для логической модели ТС на технологии IP этот коэффициент также можно трактовать как коэффициент передачи системы, составленной из цепочки каналов  $ij \in l_{st,m}$  заданной пропускной способности. С учетом чистой ретрансляции пакетов через указанную систему (на выходе системы ослабления входного сигнала не происходит) коэффициент  $K_{st,m}^k$  можно представить в виде среднегеометрического составляющих коэффициентов использования пропускной способности пути  $m$ -го выбора для пары  $st \in S$

$$K_{st,m}^k = K_{TCP}^k r_{st,m} \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}} K_{ij}^k}, \quad k = \overline{1,3}. \quad (3.13.)$$

Здесь  $K_{TCP}^k$ , -коэффициент, учитывающий процедуру «нарезки» протокольных блоков транспортного уровня на сегменты определенной длины. В силу того, что транспортное виртуальное соединение может быть организовано между парой  $st \in S$  по нескольким виртуальным путям, - выражение для общего коэффициента использования всех транспортных соединений имеет следующий вид

$$K_{st}^k = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^k K_{TCP}^k r_{st,m} \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}} K_{ij}^k}, \quad k = \overline{1,3}, \quad (3.14.)$$

а средневзвешенный по потокам общий коэффициент использования пропускной способности ТС на технологии IP произвольной топологии разнородным трафиком равен

$$K^k = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^k}{Y^k} (K_{st}^k)^q}, \quad k = \overline{1,3}, \quad q = |S|. \quad (3.15.)$$

Пусть коэффициенты использования ЛЦТ сети трафиком различных классов имеют вид (3.2.), каждый из которых будем индексировать верхним индексом, в соответствие с классом нагрузки  $B$ ,  $C$  и  $D$ . Здесь  $h = \overline{1,3}$  - номер соответствующего уровня архитектуры сети ( $h=1$  соответствует уровню сетевого интерфейса модели ТСР/IP,  $h=2$  - уровню межсетевого взаимодействия IP и  $h=3$  - транспортному уровню). Коэффициент использования ЛЦТ нагрузкой различных классов на транспортном уровне будем обозначать соответственно  $K_{TCP}^k$ ,  $k = \overline{1,3}$ , т. к. протоколы транспортного

уровня работают для транспортных соединений определенного класса, включающих совокупность каналов маршрута.

Введем следующие дополнительные обозначения:  $\beta^B$  и  $\beta^{C(D)}$  — коэффициенты, учитывающие механизм организации обратной связи на транспортном уровне (протокол ТСР) с целью защиты от ошибок соответствующих сегментов (если речевые сегменты не переспрашиваются, то  $\beta^B = 1$ );  $\rho^B$  и  $\rho^{C(D)}$  — коэффициенты загрузки межсетевого уровня соответственно речевыми пакетами и пакетами данных;  $L^B$  — длина речевого пакета, бит;  $L^{C(D)}$  — длина пакета данных, бит;  $H_{IP}$  — длина IP-заголовка, бит;  $H_{ТСР}$  — длина заголовка ТСР-сегмента данных, бит;  $H_{IS}$  — длина заголовка протокольного блока сетевого интерфейса;  $\tau^B$  — средняя длительность активного речевого фрагмента, с;  $S^{C(D)}$  — средняя длина сообщения данных на транспортном уровне, включая связной заголовок транспортного уровня, бит;  $N^B$  — среднее число информационных частей речевого пакета в активном речевом фрагменте;  $N^{C(D)}$  — среднее число информационных частей пакета данных в сегменте данных на транспортном уровне.

Воспользовавшись введенными выше обозначениями, выведем выражения для всех составляющих общих коэффициентов оценки эффективности использования ЛЦТ нагрузкой различных классов:  $K_{ij}^B$ ,  $K_{ij}^C$  и  $K_{ij}^D$  на каждом логическом подуровне архитектуры ТС на технологии IP.

При поступлении информационных массивов в порт маршрутизатора сети программа управления передачей транспортного уровня формирует соответствующие протокольные блоки (сегменты) из неструктурированного потока трафика класса  $B$  и/или данных класса  $C(D)$ .

Плотность «набивки» полезной нагрузкой информационных полей протокольных блоков транспортного уровня, учитывают соответствующие коэффициенты использования пропускной способности ЛЦТ на этих подуровнях

$$\frac{s^B}{N^B(L^B - H_{ТСР})}; \frac{s^C}{N^C(L^C - H_{ТСР})} \cdot \frac{s^D}{N^D(L^D - H_{ТСР})}$$

Кроме того, на этом подуровне коэффициент  $K_{ТСР}^C$  учитывает также особенность работы протокола ТСР при организации защиты от ошибок трафика класса  $C$ , на которую также затрачивается часть пропускной способности ЛЦТ. Эти потери оцениваются множителем  $\beta^C$ .

Отметим, что чем длиннее нарезаемая порция информации, тем больше в среднем передается отрывков пауз между речевыми фрагментами или сообщениями данных. При уменьшении этой порции эффективность использования ЛЦТ передачи снижается за счет увеличения служебной избыточности, переносимой по каналам связи в заголовках протокольных блоков уровня.

С учетом избыточности, вносимой служебными полями соответствующих протокольных блоков транспортного уровня

$$\frac{L^B - H_{TCP}}{L^B}, \frac{L^C - H_{TCP}}{L^C}; \frac{L^D - H_{TCP}}{L^D}.$$

выражения для коэффициентов  $K_{TCP}^k$  имеют следующий вид

$$K_{TCP}^B = \frac{s^B}{N^B(L^B - H_{TCP})} \frac{L^B - H_{TCP}}{L^B},$$

$$K_{TCP}^C = \frac{s^C}{N^C(L^C - H_{TCP})} \beta^C \frac{L^C - H_{TCP}}{L^C},$$

$$K_{TCP}^D = \frac{s^D}{N^D(L^D - H_{TCP})} \frac{L^D - H_{TCP}}{L^D}.$$

Часть пропускной способности ЛЦТ, которая тратится на служебную информацию, вводимую межсетевым уровнем для всех классов трафика можно оценить как

$$\frac{L^k}{L^k + H_{IP}}.$$

Таким образом, коэффициенты использования пропускной способности ЛЦТ разнородным трафиком на межсетевом уровне с учетом коэффициентов загрузки речевыми пакетами  $\rho_{ij}^B$  и пакетами данных  $\rho_{ij}^{C(D)}$ , которые учитывают динамику очередей на этом уровне (через указанные коэффициенты в задачах анализа сети учитывается интенсивность потока поступления пакетов в транспортный канал и интенсивность их обслуживания), соответственно равны

$$K_{2,ij}^B = \frac{L^B}{L^B + H_{IP}} \rho_{ij}^B, K_{2,ij}^C = \frac{L^C}{L^C + H_{IP}} \rho_{ij}^C, K_{2,ij}^D = \frac{L^D}{L^D + H_{IP}} \rho_{ij}^D.$$

Аналогично для уровня сетевых интерфейсов в общем случае избыточность, вносимая в ЛЦТ служебными полями протокольного блока, оценивается коэффициентами

$$K_{1,ij}^B = \frac{L^B + H_{IP}}{L^B + H_{IP} + H_{IS}}, K_{1,ij}^C = \frac{L^C + H_{IP}}{L^C + H_{IP} + H_{IS}}, K_{1,ij}^D = \frac{L^D + H_{IP}}{L^D + H_{IP} + H_{IS}}.$$

Подставляя полученные выше выражения  $K_{h,ij}^B, K_{h,ij}^C, K_{h,ij}^D, h=1,3$  и  $K_{TCP}^k$  в формулу (3.2.) с учетом высказанных предположений, получим выражения для общих коэффициентов использования пропускной способности ЛЦТ ТС на технологии IP соответственно трафиками классов B и C(D) в режиме установленного соединения

$$K_{ij}^B = \frac{s^B \rho^B(L^B)}{N^B(L^B + H_{IP} + H_{IS})}, K_{ij}^C = \frac{s^C \rho_{ij}^C(L^B, \rho^B) \beta_{ij}^C}{N^C(L^C + H_{IP} + H_{IS})}, K_{ij}^D = \frac{s^D \rho_{ij}^D(L^B, L^C, \rho^B, \rho^C)}{N^D(L^D + H_{IP} + H_{IS})} \quad (3.16.)$$

Еще раз отметим, что в ТС на технологии IP с абсолютным приоритетом передачи пакетов класса  $B$ , который обеспечивает наилучшие условия для их передачи, коэффициенты  $\rho_{ij}^C$  и  $\rho_{ij}^D$  в выражениях  $K_{h,ij}^C, K_{h,ij}^D$  носят явно выраженный условный характер, т. к. зависят от загрузки каналов пакетами класса  $B$ , а коэффициент  $\rho_{ij}^D$  зависит также и от величины загрузки канала пакетами класса  $C$ . Кроме того, в ТС на технологии IP указанные коэффициенты зависят также и от длин протокольных блоков соответствующих классов нагрузки (в ТС на технологии АТМ длина ячейки фиксирована).

Уровни архитектуры IP-сети (протокол)	Структура протокольного блока уровня	Обозначение уровня коэффициента	Компоненты уровневых коэффициентов
Верхний	$\frac{S^B, S^{C(D)}}{\text{сообщение, речевой фрагмент}}$	-	
Транспортный (TCP)	$\frac{L^k}{L^k - H_{TCP}, H_{TCP}}$	$K_{3,ij}^B, K_{3,ij}^{C(D)}$	$\frac{S^B}{N^B(L - H_{TCP})}, \frac{L^B - H_{TCP}}{L^B}$ $\frac{S^{C(D)}}{N^{C(D)}(L - H_{TCP})}, \frac{L^{C(D)} - H_{TCP}}{L^{C(D)}}, \beta^C$
Межсетевого взаимодействия (IP)	$\frac{L^k + H_{IP}}{L^k, H_{IP}}$	$K_{2,ij}^B, K_{2,ij}^{C(D)}$	$\frac{L^B}{L^B - H_{IP}}, \rho^B$ $\frac{L^{C(D)}}{L^{C(D)} - H_{IP}}, \rho^{C(D)}$
Уровень сетевого интерфейса	$\frac{L^k + H_{IP} + H_{IS}}{L^k + H_{IP}, H_{NI}}$	$K_{1,ij}^B, K_{1,ij}^{C(D)}$	$\frac{L^B + H_{IP}}{L^B + H_{IP} + H_{IS}}$ $\frac{L^{C(D)} + H_{IP}}{L^{C(D)} + H_{IP} + H_{NI}}$

Примечание. -----,---- (обозначение протокольного блока уровня, включающий сервисный блок данных вышележащего уровня и управляющую служебную информацию уровня - заголовок)

Рис. 3.2. Структура формирования общих коэффициентов использования пропускной способности ЛЦТ разнородным трафиком в ТС на технологии IP.

Проведя соответствующие подстановки в (3.13.) с учетом (3.16.) получим выражения для общих коэффициентов использования пропускной способности транспортных соединений  $K_{st}^k$  разнородным трафиком:

$$\begin{aligned}
K_{st}^B &= \frac{s^B}{N^B(L^B + H_{IP} + H_{FR})} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B r_{st,m} \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}} \rho_{ij}^B(L^B)}, \\
K_{st}^C &= \frac{s^C \beta_{ij}^C}{N^C(L^C + H_{IP} + H_{FR})} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^C r_{st,m} \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}} \rho_{ij}^C(L^B, \rho_{ij}^{*B}, L^C)}, \\
K_{st}^D &= \frac{s^D}{N^D(L^D + H_{IP} + H_{FR})} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^D r_{st,m} \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}} \rho_{ij}^D(L^B, L^C, L^D, \rho_{ij}^{*B}, \rho_{ij}^{*C})} \quad (3.17.)
\end{aligned}$$

В формулах (3.17.)  $\rho_{ij}^k$  - текущая загрузка соединения нагрузкой  $k$  - класса с учетом потерь  $P_k^{\eta}$  по вызовам.

Средневзвешенные по потокам общие коэффициенты использования пропускной способности всей инфокоммуникационной сети на технологии IP произвольной топологии разнородным трафиком  $K^k$  для  $\forall st \in S : a_{st}^k \neq 0, k = \overline{1,3}$  имеют вид

$$K^B = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^B}{Y^B} (K_{st}^B)^q}; K^C = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^C}{Y^C} (K_{st}^C)^q}; K^D = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^D}{Y^D} (K_{st}^D)^q}, q = |S| \quad (3.18.)$$

Структура формирования общих коэффициентов использования пропускной способности ЛЦТ разнородным трафиком в ТС на технологии IP приведена на рис. 3.2.

### 3.4. Постановка задачи анализа пакетной транспортной системы инфокоммуникационной сети

В общем случае для пакетной ТС инфокоммуникационной сети с учетом выше введенных предположений сформулированную задачу расчета ВВХ транспортных соединений в режиме установленного соединения в общем виде можно записать как последовательность двух задач оптимизации:

1. **Найти**  $\arg \max K^B$ , **при условиях**

а)  $b_{st}^B \leq b^B$ ,

б)  $\Pr_{st,m}(t \geq \theta^B) \leq d^B \forall st \in S : a_{st}^B \neq 0$  (3.19.)

где  $\Pr_{st,m}(t \geq \theta^B)$  - вероятность превышения  $B$ -пакета в пути  $m$ -го выбора для пары  $st \in S$ ,  $b_{st}^B$  - вероятность потери вызова для пары  $st \in S$ .

2. **Найти**  $\arg \max K^{C(D)}$ , **при условиях**

а)  $b_{st}^{C(D)} \leq b^{C(D)}$

б)  $T_{st,m}^{C(D)} \leq T^{*C(D)} \forall st \in S : a_{st}^{C(D)} \neq 0$ , (3.20.)

**и все параметры первой задачи найдены и фиксированы.**

Здесь  $T_{st,m}^{C(D)}$  - среднее время передачи ячеек класса  $C(D)$  в пути  $m$ -го выбора для пары  $st \in S$ .

При оптимизации функционала для изохронного трафика  $K^B$  в качестве ограничений будет выступать вероятность превышения заданного времени пребывания  $B$ -пакетов в системе, т. е. общий коэффициент использования



пропускной способности ЛЦТ  $K^B$  предлагается вычислять при условии, что, например, доля речевых ячеек, время пребывания которых превосходит заданное значение в  $m$ -ом пути из множества  $R_{st,m}^B$ , - фиксирована, т. е. при условии, что

$$\Pr_{st,m}(t \geq \theta^B) = 1 - F_{st,m}^B(\theta^B) = \int_{\theta^B}^{\infty} f_{st,m}^B(t) dt \leq d^B, \quad \forall st \in S : a_{st}^B \neq 0 \quad (3.21.)$$

где  $d^B$  - допустимая вероятность превышения заданной сквозной задержки пакетами класса  $B$  в пути  $m$ -го выбора для пары  $st \in S$ ;

$F_{st,m}^B(t) = \Pr\{T_{st,m}^B \leq t\}$  - функция распределения случайной задержки  $T_{st,m}^B$  времени пребывания пакета класса  $B$  в  $m$ -ом составном виртуальном канале  $\widehat{l}_{st,m}$  ( $m=1, M_{st}$ ), организованном для пары  $st \in S$  и состоящим из множества ребер  $l_{st,m} = \{ij \in J : ij \in \widehat{l}_{st,m}\}$ ;

$F_{st,m}^B(\theta^B)$  - квантиль распределения случайной задержки  $T_{st,m}^B$  времени пребывания пакета класса  $B$  в  $m$ -ом составном канале;

$f_{st,m}^B(t)$  - плотность распределения вероятности случайной задержки  $T_{st,m}^B$  времени пребывания пакета класса  $B$  в  $m$ -ом составном виртуальном канале;

$\theta^B$  - допустимое время сквозной задержки пакета класса  $B$  в  $m$ -ом транспортном канале, с.

Основные составляющие общей сетевой задержки речевых пакетов в тракте передачи могут включать в себя:

а) задержку на стороне отправителя, связанная с пакетизацией речевого сигнала или накоплением информационного поля ячейки в речепреобразующем устройстве (РПУ)  $T_{pak}$  (определяется длиной информационного поля ячейки и скоростью цифровой последовательности на выходе РПУ);

б) задержку «end-to-end»  $T_{ete}$ , которая в свою очередь включает фиксированную задержку, связанную с ретрансляцией ячеек в поле коммутации УК  $T_j$  (зависит от производительности связных процессоров УК), задержку на обработку в УК, связанную с ожиданием очереди для передачи по исходящему каналу  $T_{del}$  (определяется, в основном, дисциплиной обслуживания исходящей очереди ячеек), а также задержку распространения речевого сигнала в физической среде передачи ЛЦТ (зависит от скорости передачи в ЛЦТ и типа физической среды)  $T_{ij}$ . Кроме того, задержка  $T_{ete}$  определяется также размером сети, величиной суммарной сетевой нагрузки и ее соотношением по классам трафика в сети. Необходимо отметить, что ограничение на число промежуточных межузловых ЛЦТ в виртуальном соединении не только минимизирует сетевую задержку, но и уменьшает вероятность блокировки вызова [9];

в) задержку на стороне получателя, связанная с компенсацией величины флуктуации сетевой задержки  $T_{comp}$ , при выравнивания трафика и адаптации скорости обмена. Компенсация джиттера может быть осуществлена введением некоторой константы времени задержки в сглаживающем буфере на приеме. Ясно, что чем больше указанная константа, тем меньше влияние случайной

задержки. Однако необходимо иметь ввиду, что при некотором пороговом ее значении общая задержка ячеек может превысить допустимую величину. Второй подход, используемый для обеспечения непрерывного воспроизведения речи в приемном РПУ, основан на применении специальных алгоритмов, обеспечивающих выбор и реализацию оптимальной задержки речевых ячеек в сглаживающем буфере на основе комплексной информации о прохождении ячейки в сети. Эта информация включается в заголовок ячейки в виде временных меток. Возможность построения эффективных алгоритмов адаптивного выбора величины задержки, вводимой в сглаживающий буфер приемника обусловлена тем, что в виртуальном  $B$ -соединении задержки передачи речевых ячеек коррелированы относительно первой ячейки, открывающей очередной период речевой активности. Задача выбора величины задержки в сглаживающем буфере можно рассматривать как оптимизационную. При решении этой задачи качество двухстороннего речевого диалога связывается, с одной стороны, с влиянием задержки передачи, а с другой, - с величиной потерь речевых ячеек, обусловленных перегрузкой сети (что ведет к увеличению допустимого значения величины переменной составляющей сетевой задержки) и искажением служебных полей заголовка ячеек. Например, сеть, транспортирующая поток MPEG-2, должна гарантировать CLR менее чем  $1.7 \times 10^{-9}$  [9]. И в том и в другом случае ячейки сбрасываются. Конкретное решение указанной задачи затрудняет отсутствие достаточной статистики учета степени влияния потерь и задержек речевых ячеек на качество диалога, поэтому на практике применяются различные приближенные алгоритмы выбора задержки в сглаживающем буфере, которые требуют, как правило, наличия механизмов синхронизации приемника и передатчика [9];

г) задержку на передающем и приемном абонентских участках («последняя миля»)  $T_{lm}^s$  и  $T_{lm}^d$  соответственно.

**Примечание.** На качество обслуживания трафика любого класса оказывает также и время установления виртуального соединения  $T_{ses}$ , которое зависит в основном от алгоритмов маршрутизации и размерности сети.

Минимизация величин указанных компонент сквозной задержки речевых ячеек тесно связана с оптимальным использованием основных сетевых ресурсов: структуры сети, пропускной способности ЛЦТ, вычислительной мощности УК, а также объема буферной памяти УК. Кроме того, сквозная задержка во многом зависит от применяемого алгоритма маршрутизации в сети, обеспечивающего распределение ресурса «структура сети».

В случае преобладания в инфокоммуникационной сети трафика класса  $B$  ему целесообразно предоставлять при обслуживании на УК абсолютный приоритет, что обеспечивает наилучшие условия обслуживания нагрузки указанного класса. Однако в инфокоммуникационной сети с преобладанием трафика данного класса  $C$  более предпочтительной может оказаться дисциплина обслуживания с относительным приоритетом нагрузки класса  $B$ . Дисциплина обслуживания с относительным приоритетом более проста в

реализации, чем дисциплина с абсолютным приоритетом, а при использовании высокоскоростных трактов передачи дает практически те же показатели по задержке  $B$ -пакетов. При этом с одной стороны, учитывается их критичность к сквозным постоянным сетевым задержкам и их флуктуациям, а с другой стороны, - исключаются прерывания особо важных данных [25].

Таким образом, допустимое время сквозной задержки  $\theta^B$  пакета класса  $B$  в  $m$ -ом транспортном канале ограничено:

- временем накопления информационной части  $B$ -пакета в пакетизаторе  $r$ -го типа при вводе ее в сеть с учетом заданной скорости цифрового кодирования  $v_r^B$ , которое вносит существенную долю в общую сетевую задержку ячейки  $T_{pak}$ ;

- фиксированным временем задержки на ретрансляцию пакета в УК  $T_j = \sum_{\forall j: ij \in I_{st,m}} T_j^B$ . Здесь в качестве фиксированной задержки ретрансляции

понимается минимальное время, которое тратит пакет, проходя через коммутатор. Это время состоит из времени анализа таблиц маршрутизации и времени обработки в коммутационных элементах. Время  $T_j$  находится в диапазоне от нескольких десятков до нескольких сотен мкс [9]. Производительность УК для всей сети можно рассчитать (оценить) по следующей методике [33]. Пусть  $\Delta_{st,m}(i)$  - доля производительности  $i$ -го УК, приходящаяся на  $m$ -ый путь тракта  $st \in S$  (пакет/с),

$$\Delta_{st,m}(i) = \begin{cases} Y_{st,m}, & i \in I_{st,m} \\ 0, & i \notin I_{st,m} \end{cases},$$

где  $Y_{st,m} = \sum_k p_{st,m}^k Y_{st}^k$  есть трафик в  $m$ -ом пути тракта  $st \in S$ ,  $Y_{st}^k$  - суммарный трафик между парами  $z_1 \in Z$ ,  $I_{st,m}$  - множество узлов в  $m$ -ом пути тракта  $st \in S$ . Следовательно производительность  $i$ -го узла сети вычисляется по формуле

$$\Delta_i = \sum_{st \in S} \sum_{m=1}^{M_{st}} \Delta_{st,m}(i), \quad k = \overline{1,3}.$$

Среднее время обработки пакета в УК  $T_j$  можно оценить по формуле

$T_j = \tau / \omega_{pr}$ , где  $\tau$  - среднее число операций, затрачиваемое на обработку одного пакета в УК, а  $\omega_{pr}$  - скорость работы процессора (оп/с).

- временем распространения в среде передачи ЛЦТ -  $T_{ij} = \sum_{ij \in I_{st,m}} T_{ij}^B$ .

Типичное значение  $T_{ij}$  для волоконно-оптического или коаксиального кабеля примерно 5мкс/с. Наземная передача может вносить задержку до 50мс, в то время как спутниковый тракт вносит задержку 300мс [9].

- временем на компенсацию величины флуктуации сетевой задержки  $T_{comp}^B$ .

Отсюда следует, что всегда должно выполняться условие

$$\theta^{*B} = \theta^B - \widehat{T}_{st}^B \triangleright 0 \text{ или} \\ \widehat{T}_{st}^B = T_{pac}^B + \sum_{\forall j: ij \in l_{st,m}} T_j^B + \sum_{ij \in l_{st,m}} T_{ij}^B + T_{comp}^B + T_{lm}^{B,s} + T_{lm}^{B,d} < \theta^B \quad (3.22.)$$

В общем случае с учетом предполагаемой независимости функция распределения случайной задержки  $T_{st,m}^B$  времени пребывания пакета класса  $B$  в  $m$ -ом составном канале  $\widehat{l}_{st,m}$

$$F_{st}^B(t) = \Pr\{T_{st}^B \leq t\} = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B F_{st,m}^B,$$

а соответствующая плотность распределения равна  $f_{st}^B(t) = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B f_{st,m}^B$ . Искомая вероятность превышения заданного времени пребывания пакета трафика класса  $B$  в сети равна

$$\Pr_{st}(t \geq \theta^{*B}) = \int_{\theta^{*B}}^{\infty} f_{st}^B(t) dt = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B \int_{\theta^{*B}}^{\infty} f_{st,m}^B(t) dt.$$

Интегрируя и подставляя пределы интегрирования получим

$$\Pr_{st}(t \geq \theta^{*B}) = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^{*B})). \quad (3.23.)$$

С учетом, что  $1 - F_{st,m}^B(\theta^{*B}) = \int_{\theta^{*B}}^{\infty} f_{st,m}^B(t) dt$ , ограничение (3.19.) окончательно примет вид

$$\sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^{*B})) \leq d^B \quad \forall st \in S : a_{st}^B \neq 0 \quad (3.24.)$$

При оптимизации функционала  $K^{C(D)}$  для трафика данных при найденных оптимальных параметрах трафика класса  $B$ , в качестве основного ограничения выступает ограничение (3.20.). Общий коэффициент использования пропускной способности ЛЦТ предлагается вычислять при условии, что среднее время пребывания пакетов данных классов  $C(D)$  в виртуальных путях  $R_{st}^{C(D)}$  для пары  $st \in S : a_{st}^{C(D)} \neq 0$  (одна из главных характеристик сети)  $T_{st}^{C(D)}$  равно или не превосходит заданного значения  $T^{*C(D)}$ , т. е. при условии, что

$$T_{st}^{C(D)} = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^{C(D)} T_{st,m}^{C(D)} = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^{C(D)} \sum_{ij \in l_{st,m}} \int_0^{\infty} t f_{ij}^{C(D)}(t) dt \leq T^{*C(D)}, \quad (3.25.)$$

где  $f_{ij}^{C(D)}(t)$  - плотность распределения вероятности времени пребывания пакетов класса  $C(D)$  в  $ij$ -ом звене пути  $\widehat{l}_{st,m}$  ( $m = \overline{1, M_{st}}$ ) из множества  $R_{st}$ , для пары  $st \in S : a_{st}^{C(D)} \neq 0$  и состоящим из множества ребер  $l_{st,m} = \{ij \in J : ij \in \widehat{l}_{st,m}\}$ ;

$T_{st,m}^{C(D)}$  - среднее время пребывания пакетов данных классов  $C(D)$  в  $m$ -ом пути (тракте) передачи из множества  $R_{st}$ .

Время  $T_{st}^{C(D)}$  включает в себя

- время накопления информационной части ячейки данных  $T_{pac}^{C(D)}$  ;
- фиксированное время задержки ячейки в УК –  $\sum_{\forall j:ij \in l_{st,m}} T_j^{C(D)}$  ;
- время распространения в среде передачи ЛЦТ -  $\sum_{ij \in l_{st,m}} T_{ij}^{C(D)}$  ;
- время установления соединения  $T_{ses}^{C(D)}$  ;
- задержку на передающем и приемном абонентских участках («последняя миля»)  $T_{lm}^{C(D),s}$  и  $T_{lm}^{C(D),d}$  соответственно.

Отсюда следует, что всегда должно выполняться условие

$$T_{st}^{C(D)} < T^{*C(D)} + \widehat{T}_{st,m}^{C(D)}, \quad (3.26.)$$

$$\text{где } \widehat{T}_{st,m}^{C(D)} = T_{pac}^{C(D)} + \sum_{ij \in l_{st,m}} T_{ij}^{C(D)} + \sum_{\forall j:ij \in l_{st,m}} T_j^{C(D)} + T_{ses}^{C(D)} + T_{lm}^{C(D),s} + T_{lm}^{C(D),d}.$$

Для всей сети условие (3.20.) для среднего времени пребывания ячеек данных классов  $C(D)$  на направлении  $st \in S^{C(D)}$  примет вид

$$T_{st}^{C(D)} = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^{C(D)} T_{st,m}^{C(D)} < T^{*C(D)} + \widehat{T}_{st,m}^{C(D)}. \quad (3.27.)$$

Таким образом, с учетом полученных выше результатов, задача анализа пакетной инфокоммуникационной сети может быть сформулирована следующим образом.

При заданной топологии сети, структуре потоков, заданных в виде матриц тяготения  $Y^k = \|a_{st}^k\|$ , заданной системе маршрутов и допустимой величине потерь  $b_{st}^k$  в общем случае требуется определить значения  $\rho_{ij}^{*B}$  и  $Y^B$ , доставляющих максимум функционалу

$$\max K^B = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^B}{Y^B} (K_{st}^B)^q}, \text{ где } q = |S|; \quad (3.28.)$$

где  $Y^B = \sum_{st \in S} a_{st}^B$ , при условиях

$$b_{st}^B \leq b^B$$

$$\sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^{*B})) \leq d^B,$$

$$0 < \rho_{ij}^B < 1$$

для всех  $st \in S : a_{st}^B \neq 0$ .

$$(3.29.)$$

При найденных значениях  $\rho_{ij}^{*B}$  и  $Y^B$  затем находятся значения  $\rho_{ij}^{*C(D)}$  и  $Y^{C(D)}$ , доставляющих максимум функционалу

$$\max K^{C(D)} = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^{C(D)}}{Y^{C(D)}} (K_{st}^{C(D)})^q}, \quad (3.30.)$$

где  $Y^{C(D)} = \sum_{st \in S} a_{st}^{C(D)}$  **при ограничениях**

$$b_{st}^{C(D)} \leq b^{C(D)}$$

$$\sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^{C(D)} T_{st,m}^{C(D)} < T^{*C(D)} + \widehat{T}_{st,m}^{C(D)} \quad (3.31.)$$

**для всех**  $st \in S : a_{st}^{C(D)} \neq 0$ .

В качестве переменных оптимизации меняются значения  $\rho_{ij}^{*B}$  и  $\rho_{ij}^{*C(D)}$ . Таким образом при заданной структуре статических маршрутов для каждой реализации значений  $\rho_{ij}^{*B}$  и  $\rho_{ij}^{*C(D)}$  поиск оптимума фактически происходит при изменении интегральной входной нагрузки, причем в общем случае (когда размер пакета не фиксирован) для каждого значения входных параметров нагрузки вычисляется оптимальное значение длин пакетов нагрузки класса  $B$  и пакетов нагрузки классов  $C(D)$ .

Решив задачи (3.28.) и (3.30.), в общем случае мы получим оптимальные длины пакетов нагрузки класса  $B$  и пакетов нагрузки классов  $C(D)$ , а также максимально допустимые загрузки трактов пакетами указанных классов  $\rho_{ij}^{*B}$  и  $\rho_{ij}^{*C(D)}$  при заданных условиях передачи и распределения потоков в сети.

### **3.5. Постановка задачи анализа гибридной инфокоммуникационной сети**

Инфокоммуникационные сети с гибридной коммутацией относятся к системам со смешанной стратегией использования ресурсов сети. Отличительной особенностью построения ТС сетей указанного класса является тот факт, что для нагрузки класса  $A$  в сеансе связи всегда организуется режим коммутации каналов или «квазикоммутации» каналов за счет применения на УК технологии эмуляции канала (*Circuit Emulation Service – СЕС*), как это реализовано в службе СВР на технологии АТМ. В этом случае при асинхронном мультиплексировании нагрузки практически исключается конфликт доступа  $A$ -пакетов к исходящим трактам [6, 7]. Так как сетевые ресурсы для  $A$ -соединений в сеансе связи закрепляются «жестко» или «квазижестко», то задержка пакетов в тракте передачи определяется только скоростью передачи в ЛЦТ и практически всегда постоянна, хотя при «квазижестком» закреплении сетевого ресурса и может иметь определенный джиттер за счет потери пакетов из-за искажения служебных полей заголовка, а также за счет асинхронного статистического мультиплексирования нагрузки в исходящие тракты на УК. В этой связи заметим, что при анализе гибридных ТС необходимо уметь оценивать остающиеся ресурсы сети для передачи

асинхронного трафика данных и уметь проводить анализ условий его доставки как в случае наличия в ГТС классического режима коммутации каналов, так и в случае его эмуляции, когда трафик А-класса передается с применением пакетной технологии. Еще раз подчеркнем, что в последнем случае на УК А-пакеты вводятся в закрепленные за ними службой СЕС «фиксированные» каналы ЛЦТ.

Нагрузка данных класса  $C(D)$  в режиме установленного соединения всегда передается в пакетном режиме с образованием очередей к сетевым ресурсам. При этом под свободным ресурсом в общем случае следует понимать и свободную (не занятую А-соединениями) пропускную способность тракта передачи и не занятые каналы, где в данный момент фиксируется пауза. Эти особенности требуют наличия в логической структуре гибридной ТС соответствующей службы, которая позволяет идентифицировать тип передаваемой информации и наличие пауз в речевом потоке [6, 7].

Таким образом, в гибридных ТС в сеансе связи физически всегда реализуется два режима: коммутация каналов (или ее эмуляция) и коммутация пакетов, что является определяющим признаком для сетей указанного класса. Современные высокоскоростные гибридные ТС инфокоммуникационных сетей для коммутации и передачи смешанного трафика могут использовать общее коммутационное оборудование и различные методы уплотнения цифрового тракта [6, 7].

Пусть нам задана гибридная инфокоммуникационная сеть, топология которой, как и в предыдущих случаях, описывается графом  $G=(I, J)$ , где  $I$  - множество вершин мощности  $N = |I|$ ,  $J \subseteq I \times I$  - множество ребер  $ij \in J$ . Все обозначения и допущения соответствуют ранее введенным. Пусть нагрузка в сети задана в виде матриц  $Y^k = \|a_{st}^k\|$ , где  $a_{st}^k$  - нагрузка различных классов соответственно для пары  $st$ ,  $k = \overline{1,3}$  (индекс  $k$  соответствует одному из трех классов трафика: А, С или D). Все пары  $st$ , для которых  $a_{st}^k \neq 0$ , образуют множество корреспондирующих пар  $S$  мощности  $q = |S|$ .

Требуется определить, может ли заданная интегральная нагрузка классов А, С и D -  $Y^k = \|a_{st}^k\|$   $k = \overline{1,3}$  быть передана на данной инфокоммуникационной сети в режиме ГК с требуемыми показателями качества  $b^k$  и  $T_{st}^{C(D)}$ , где  $b^k$  - потери по вызовам в режиме установления SVC для соответствующего класса трафика;  $T_{st}^{C(D)}$  - среднее время доставки пакетов класса С и D в сеансе связи.

Для инфокоммуникационной сети с гибридной ТС с учетом введенных предположений задачу анализа можно записать в виде последовательности двух задач оптимизации:

$$1. \text{Найти } \arg \max K^A, \quad (3.32.)$$

*при условиях*

$$b_{st}^A \leq b^A \quad (3.33.)$$

где  $b_{st}^A$  - вероятность потери вызова для пары  $st \in S$ .

$$2. \text{ Найти } \arg \max K^{C(D)}, \quad (3.34)$$

при условиях

$$\begin{aligned} b_{st}^{C(D)} &\leq b^{C(D)} \\ T_{st,m}^{C(D)} &\leq T^{*C(D)} \quad \forall st \in S : a_{st}^{C(D)} \neq 0, \end{aligned} \quad (3.35.)$$

и все параметры первой задачи найдены и фиксированы.

Здесь  $T_{st,m}^{C(D)}$  - среднее время передачи ячеек класса  $C(D)$  в пути  $m$ -го выбора для пары  $st \in S$ .

Другими словами, при заданной топологии сети, структуре потоков, заданных в виде матриц тяготения  $Y^k = \|a_{st}^k\|$ , заданной системе маршрутов и параметрах качества  $b_{st}^k$  и  $T_{st}^{C(D)}$  требуется определить

а) значение потерь  $b_{st}^A$  при заданной нагрузке  $Y^A$ , доставляющих максимум функционалу

$$K^A = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^A}{Y^A} (K_{st}^A)^q}, \quad q = |S|;$$

б) значения  $\rho_{ij}^{C(D)}$  и  $Y^{C(D)}$ , доставляющих максимум функционалу  $K^{C(D)}$ , при ограничениях

$$b_{st}^{C(D)} \leq b^{C(D)}$$

$$\sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^{C(D)} T_{st,m}^{C(D)} < T^{*C(D)} - \widehat{T}_{st,m}^{C(D)}$$

для всех  $st \in S^{C(D)} : a_{st}^{C(D)} \neq 0$  и вычисленных и фиксированных параметрах для подсети с коммутацией каналов или с ее эмуляцией.

Здесь  $Y^{C(D)} = \sum_{st \in S} a_{st}^{C(D)}$ ,

$$T_{st}^{C(D)} = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^{C(D)} \left( \sum_{ij \in l_{st,m}} \int_0^{\infty} f_{ij}^{C(D)}(t) dt + \widehat{T}_{st,m}^{C(D)} \right) \leq T^{*C(D)},$$

$$\widehat{T}_{st,m}^{C(D)} = T_{pac}^{C(D)} + \sum_{ij \in l_{st,m}} \tilde{T}_{ij}^{C(D)} + \sum_{\forall j: ij \in l_{st,m}} T_j^{C(D)} + T_{ses}^{C(D)} + T_{lm}^{C(D),s} + T_{lm}^{C(D),d}$$

(для однородных гибридных ТС  $\sum_{ij \in l_{st,m}^{C(D)}} \tilde{T}_{ij}^{C(D)} = n T_{ij}^{C(D)}$ ,  $\forall ij \in l_{st,m}^{C(D)}$ ;

$\sum_{\forall J: ij \in l_{st,m}^{C(D)}} T_j^{C(D)} = (1+n) T_J^{C(D)}$ ,  $\forall J : ij \in l_{st,m}$ ) для всех  $st \in S : a_{st}^{C(D)} \neq 0$ .

В качестве переменных оптимизации меняются значения  $Y^A$  и  $\rho_{ij}^{C(D)}$ . Все обозначения аналогичны п. 3.4.

Таким образом, при заданной структуре статических маршрутов для каждой реализации значений  $\rho_{ij}^{C(D)}$  поиск оптимума фактически происходит при изменении интегральной входной нагрузки, причем в общем случае (когда



размер пакета не фиксирован) для каждого значения входных параметров нагрузки вычисляется оптимальное значение длин пакетов нагрузки класса  $A$  и пакетов нагрузки классов  $C(D)$ .

Решив задачи (3.32.) и (3.34.), в общем случае мы получим оптимальные длины пакетов нагрузки класса  $A$  и пакетов нагрузки классов  $C(D)$ , а также максимально допустимые загрузки трактов пакетами указанных классов  $Y^A$  и  $\rho_{ij}^{C(D)}$  при заданных условиях передачи и распределения потоков в сети.

## 4. АНАЛИТИЧЕСКИЕ МОДЕЛИ ОЦЕНКИ ЭФФЕКТИВНОСТИ ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ ТРАНСПОРТНОЙ СИСТЕМЫ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ

### 4.1. Аналитическая модель для расчета характеристик пакетной транспортной системы в сервисных примитивах уровней архитектуры постоянной длины в режиме установленного соединения

#### 4.1.1. Вывод составляющих общих функционалов $K^B$ , $K^C$ и $K^D$ использования пропускной способности пакетной транспортной системы на технологии АТМ

Для вывода составляющих функционалов (3.10.) сделаем следующие допущения.

1. Каждый виртуальный канал звена  $ij \in J$  совместно с соответствующей ему частью памяти УК моделируется СМО типа  $M/M/1$  (СМО  $M/M/1$  формализует работу каждой фазы обслуживания), т.е.

- входящий поток ячеек разнородного трафика, поступающий на каждую фазу обслуживания, образует пуассоновский (простейший) процесс с параметром  $\lambda^k(t) > 0$ . Параметр  $\lambda^k(t)$  также называется плотностью вероятности поступления ячеек и определяет среднее время между поступлением ячеек. Интенсивность пуассоновского потока постоянна, т. е.  $\lambda^k(t) = \lambda = const$ . Характерная особенность пуассоновского случайного потока событий, аналогична особенности нормального закона распределения непрерывной случайной величины и состоит в том, что при сложении большого числа различных ординарных, стационарных потоков, - суммарный поток оказывается весьма близким к пуассоновскому;

- Функция распределения времени обслуживания ячеек в коммутаторах АТМ имеет экспоненциальный характер с параметром  $\mu^k > 0$ , т. е. длительность обслуживания ячеек подчиняется экспоненциальному закону со средним значением, равным  $\frac{1}{\mu^k}$ . Известно [34], что СМО типа  $M/M/1$

характеризуется средним временем ожидания вдвое большим, чем система  $M/D/1$ . Таким образом, мы будем пользоваться всегда худшей оценкой, чем будет на самом деле.

2. Предполагается, что доли основного и сторонних потоков на их входе таковы, что при статистическом мультиплексировании большого числа независимых разнородных потоков с постоянной и переменной скоростью передачи выполняется условие «пуассонизации» суммарного потока, т.е. предполагается, что суммарные потоки на входе каждого транспортного канала ЛЦТ независимы друг от друга и являются простейшими.

3. Кроме того, предполагается, что в режиме установленного соединения в СМО  $M/M/1$  ячейки классов  $B$ ,  $C$  и  $D$  обслуживаются с ожиданием в порядке приоритета (абсолютные приоритеты с дообслуживанием) и трафик

класса  $B$  имеет наивысший приоритет по отношению к нагрузке классов  $C$  и  $D$  (приоритеты указаны в порядке убывания), соответственно на каждой фазе обслуживания. Заметим, что в СМО с абсолютными приоритетами и дообслуживанием требование, вытесненное из прибора, при возвращении обслуживается с того места, где оно было прервано, т.е. оно не теряет результата незавершенного обслуживания.

4. Время установления транспортного  $VBRrt$ -канала для речевого трафика мало, по сравнению со временем его занятия;

5. Временем распространения сигналов можно пренебречь по сравнению с временем передачи ячеек в тракте передачи.

Определим в выражениях (3.10.) отношения  $\frac{s^B}{N^B}$ ,  $\frac{s^C}{N^C}$  и  $\frac{s^D}{N^D}$ . Заметим, что вывод выражения для  $\frac{s^D}{N^D}$  аналогичен выводу выражения для  $\frac{s^C}{N^C}$  с учетом определенных поправок, вытекающих из особенности формирования и передачи трафика класса  $D$ , которые будут оговорены ниже. Пусть длительности активных речевых фрагментов и длины сообщений (пачек) данных на подуровне конвергенции AAL соответственно равны

$$\tau^B = \int_0^{\infty} t dF^B(t) \quad s^C = \int_0^{\infty} l dF^C(l)$$

Для расчета указанных коэффициентов при любых законах распределения длительностей активных речевых фрагментов  $F^B(t)$  и длин сообщений данных  $F^C(l)$  можно воспользоваться следующими выражениями для  $N^B$  и  $N^C$  [32]:

$$N^B = \sum_{k=1}^{\infty} k \left[ F^B\left(\frac{L - H_{SAR}^B}{v_r^B} k\right) - F^B\left(\frac{L - H_{SAR}^B}{v_r^B} (k-1)\right) \right] \quad (4.1.)$$

$$N^C = \sum_{k=1}^{\infty} k \left[ F^C((L - H_{SAR}^C)k) - F^C((L - H_{SAR}^C)(k-1)) \right] \quad (4.2.)$$

Рассмотрим данное утверждение на примере функций распределения  $F^B(t)$  и  $F^C(l)$ .

$F^B(t) = \Pr \{ \text{речевой фрагмент длится } t \text{ или менее секунд} \}$ , а

$F^C(l) = \Pr \{ \text{сообщение данных длится } l \text{ или менее бит} \}$ . Предположим, что существуют плотности вероятностей

$f^B(t) = \frac{dF^B(t)}{dt}$  и  $f^C(l) = \frac{dF^C(l)}{dl}$ . Разобьем ось  $t$  и ось  $l$  на  $k$  шагов, где

для  $\forall F^B(t) \quad k = \left\lceil \frac{v_r^B t}{L - H_{SAR}^B} \right\rceil$ , а для  $\forall F^C(l) \quad k = \left\lceil \frac{l}{L - H_{SAR}^C} \right\rceil$ . Здесь  $\lceil \cdot \rceil$  - знак

ближайшего большего целого. Тогда число информационных полей SDU-SAR AAL2 - в речевом фрагменте имеет распределение

$$F^B\left(\frac{L-H_{SAR}^B}{v_r^B}k\right) = \Pr\{\text{число SDU-SAR AAL2 в речевом фрагменте} \leq k\},$$

$k=0,1,2,\dots$ , а число SDU-SAR AAL3/4 или AAL5 в сообщении (пачке) данных:

$$F^C((L-H_{SAR}^C)k) = \Pr\{\text{число SDU-SAR AAL3/4 или AAL5 в сообщении данных} \leq k\} \quad (k=0,1,2,\dots), \text{ или}$$

$$\begin{aligned} f_k^B &= \Pr\{\text{число SDU-SAR AAL2 в речевом фрагменте} = k\} = \\ &= F^B\left(\frac{L-H_{SAR}^B}{v_r^B}k\right) - F^B\left(\frac{L-H_{SAR}^B}{v_r^B}(k-1)\right), \end{aligned}$$

$$\text{а } f_k^C = \Pr\{\text{число SDU-SAR AAL3/4 или AAL5 в сообщении (пачке) данных} = k\} = F_{st,m}^C((L-H_{SAR}^C)k) - F_{st,m}^C((L-H_{SAR}^C)(k-1)).$$

Откуда среднее число информационных частей речевых сегментов подуровня сегментации и сборки AAL2 в активном речевом фрагменте подуровня конвергенции AAL2 (аналог плотности распределения вероятности числа речевых сегментов в речевом фрагменте) –

$$N^B = \sum_{k=1}^{\infty} k \left[ F^B\left(\frac{L-H_{SAR}^B}{v_r^B}k\right) - F^B\left(\frac{L-H_{SAR}^B}{v_r^B}(k-1)\right) \right],$$

а среднее число информационных частей сегментов данных подуровня сегментации и сборки AAL3/4 или AAL5 в сообщении подуровня конвергенции AAL3/4 или AAL5 (аналог плотности распределения вероятности числа сегментов данных в сообщении(пачке) данных) –

$$N^C = \sum_{k=1}^{\infty} k \left[ F^C((L-H_{SAR}^C)k) - F^C((L-H_{SAR}^C)(k-1)) \right].$$

В частном случае, если на подуровне конвергенции AAL длительности активных речевых фрагментов и длины сообщений (пачки) данных распределены по экспоненциальным законам с параметрами  $\frac{1}{\tau^B}$  и  $\frac{1}{s^C}$ , то

$$\frac{S^B}{N^B} = v_r^B \tau^B \left(1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^B}{\tau^B v_r^B}}\right). \quad (4.3.)$$

$$\frac{S^C}{N^C} = s^C \left(1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^C}{s^C}}\right), \quad (4.4.)$$

$$\text{где } \tau^B = \int_0^{\infty} t dF^B(t) \text{ и } s^C = \int_0^{\infty} l dF^C(l).$$

Проиллюстрируем это на примере (4.1.). Пусть  $F^B(t) = 1 - e^{-\frac{t}{\tau^B}}$ . Вычислим  $N^B$ , для чего определим в начале разность

$$\begin{aligned}
& F^B\left(\frac{L-H_{SAR}^B}{\nu_r^B}k\right) - F^B\left(\frac{L-H_{SAR}^B}{\nu_r^B}(k-1)\right) = \\
& = 1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^B}{\nu_r^B \tau^B}k} - 1 + e^{-\frac{L-H_{SAR}^B}{\nu_r^B \tau^B}(k-1)} = e^{-\frac{L-H_{SAR}^B}{\nu_r^B \tau^B}(k-1)} \left(1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^B}{\nu_r^B \tau^B}}\right) = a^{k-1}(1-a),
\end{aligned}$$

где  $a = e^{-\frac{L-H_{SAR}^B}{\nu_r^B \tau^B}}$ .

$$\begin{aligned}
N^B &= \sum_{k=1}^{\infty} k a^{k-1} (1-a) = (1-a) \sum_{k=1}^{\infty} k a^{k-1} = (1-a) \sum_{k=1}^{\infty} \frac{d}{da} a^k = \\
&= (1-a) \frac{d}{da} \sum_{k=1}^{\infty} a^k = (1-a) \frac{d}{da} a \sum_{k=1}^{\infty} a^{k-1} = (1-a) \frac{d}{da} a \frac{1}{1-a} = \\
&= (1-a) \frac{d}{da} \frac{a}{1-a} = \frac{1}{1-a} = (1-a)^{-1} = \left(1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^B}{\nu_r^B \tau^B}}\right)^{-1}. \text{ Откуда}
\end{aligned}$$

$$\frac{s^B}{N^B} = \frac{\nu_r^B \tau^B}{\left(1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^B}{\nu_r^B \tau^B}}\right)^{-1}} = \nu_r^B \tau^B \left(1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^B}{\nu_r^B \tau^B}}\right).$$

Аналогично выводится выражение (4.4.). Сделаем одно предположение относительно средних длин активных речевых фрагментов(пачек) и средних длин сообщений(пачек) данных класса С на подуровне конвергенции AAL3/4 или AAL5. Будем считать, что величины  $s^B$  и  $s^C$  достаточно велики по сравнению с временем установления соединения. Это означает, что для технических реализаций в выражениях (3.10.) следует положить  $s^B, s^C \rightarrow \infty$ . Это существенно упрощает процедуры вычислений функционалов и может применяться на ранних этапах проектирования для оценочных расчетов в условиях недостаточности исходных данных. Отметим, что условие  $s^B \rightarrow \infty$  всегда можно считать выполненным для пакетизаторов речи с кодированием пауз, т.е. в этом случае поток речевых пакетов в виртуальном соединении образует единое сообщение, длина которого равна длительности сеанса связи, умноженной на скорость работы речепреобразующего устройства (эта скорость зависит от способа сжатия речевых сигналов). Покажем, что при достаточно общих условиях относительно распределений длин активных речевых фрагментов и длин пачек данных класса С, т. е. любых  $F^B(t)$  и  $F^C(l)$ , при  $s^B, s^C \rightarrow \infty$  асимптотически:

$$\frac{s^B}{N^B} \rightarrow L - H_{SAR}^B \tag{4.5}.$$

$$\frac{s^C}{N^C} \rightarrow L - H_{SAR}^C \tag{4.6}.$$

**Лемма:** для произвольного закона распределения  $F(t)$  с математическим ожиданием  $s = \int_0^{\infty} x dF(x) > 0$  и любого  $a > 0$  асимптотически при  $s \rightarrow \infty$  отношение

$$\frac{\int_0^{\infty} x dF(x)}{\sum_{k=1}^{\infty} k[F(ak) - F(a(k-1))]} \rightarrow a.$$

Доказательство.

Разобьем ось абсцисс точками  $\{0, a, 2a, \dots, (k-1)a, \dots, ka, \dots\}$  и рассмотрим величину  $s$ :

$$s = \int_0^{\infty} x dF(x) = \sum_{k=1}^{\infty} \int_{(k-1)a}^{ka} x dF(x)$$

Составим для последнего выражения нижнюю и верхнюю суммы Дарбу [35]

$$\sum_{k=1}^{\infty} (k-1)a[F(ak) - F(a(k-1))] \leq \int_0^{\infty} x dF(x) \leq \sum_{k=1}^{\infty} ka[F(ak) - F(a(k-1))]$$

$$a \sum_{k=1}^{\infty} k[F(ak) - F(a(k-1))] - a \leq \int_0^{\infty} x dF(x) \leq a \sum_{k=1}^{\infty} k[F(ak) - F(a(k-1))]$$

Первое равенство следует из того факта, что  $\sum_{k=1}^{\infty} [F(ak) - F(a(k-1))] = F(\infty) \equiv 1$ .

Взяв отношение  $\frac{\int_0^{\infty} x dF(x)}{\sum_{k=1}^{\infty} k[F(ak) - F(a(k-1))]}$  из предыдущего выражения

будем иметь

$$a - \frac{a}{\sum_{k=1}^{\infty} k[F(a) - F(a(k-1))]} \leq \frac{\int_0^{\infty} x dF(x)}{\sum_{k=1}^{\infty} k[F(ak) - F(a(k-1))]} \leq a$$

т. к. при  $s \rightarrow \infty$   $\sum_{k=1}^{\infty} k[F(ak) - F(a(k-1))]$  также стремится к бесконечности, получаем, что

$$\frac{\int_0^{\infty} x dF(x)}{\sum_{k=1}^{\infty} k[F(ak) - F(a(k-1))]} \rightarrow a$$

, что и требовалось доказать.

Взяв  $a = \frac{L - H_{SAR}^B}{v_r^B}$  или  $a = L - H_{SAR}^C$  получаем уравнения (4.5.) и (4.6.).

Отметим, что в силу того, что для трафика класса  $D$  в АТМ-сети организуется датаграммный режим передачи при сравнительно коротких длинах сообщений, условие  $s^D \rightarrow \infty$  не выполняется. Поэтому в дальнейшем

будем полагать, что на подуровне конвергенции AAL длины сообщений (пачки) данных нагрузки класса  $D$  распределены по экспоненциальному закону с параметрами  $\frac{1}{s^D}$ . Как было показано выше, в этом случае

$$\frac{s^D}{N^D} = s^D \left(1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^D}{s^D}}\right) \quad (4.7.)$$

Далее, выведем выражение для коэффициента  $\beta^C$ , учитывающего издержки пропускной способности, затраченные на повторную передачу ошибочных сегментов данных класса  $C$ , для ЛЦТ с решающей обратной связью (РОС) (в этом случае решение о том, что сигнал принят ошибочно, принимается на приемной стороне прямого канала), при условии, что распределение числа переспрашиваемых сегментов данных подчинено геометрическому закону и они независимы друг от друга. Для простоты допустим, что уровень ошибок во всех каналах сети одинаков, т. е.  $\beta_{ij}^C = \beta^C(L^C, p)$ . Пусть  $p_o$  - вероятность отсутствия ошибок в PDU ячейки данных. Пусть 1-ый сегмент данных ( $k=1$ ) принят безошибочно с вероятностью  $p_o$ , второй сегмент ( $k=2$ ) принят ошибочно с вероятностью  $(1-p_o)$  - в этом случае будет переспрошен один сегмент, а доля ошибочных сегментов составит  $1/2$ . И так далее. При ошибочном приеме последовательно  $k$ -го сегмента данных вероятность ошибочного приема составит  $(1-p_o)^{k-1}$ , будет переспрошен  $k-1$  сегмент, а их доля в общем потоке составит  $1/k$ . В результате рассуждений имеем:

$$\beta^C = \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k} p_o (1-p_o)^{k-1} = p_o \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k} (1-p_o)^{k-1} = \frac{p_o}{(1-p_o)} \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k} (1-p_o)^k = -\frac{p_o}{(1-p_o)} \sum_{k=1}^{\infty} -\frac{1}{k} (1-p_o)^k$$

Окончательно:  $\beta^C = -\frac{p_o}{1-p_o} \ln p_o$  (4.8.)

В частности, для биномиального канала (двоичного симметричного канала с независимыми ошибками, в котором распределение вероятностей ошибочного приема  $m$  символов в  $n$ -разрядном блоке является биномиальным  $P(n, m) = C_n^m p^m (1-p)^{n-m}$ ) с вероятностью ошибки в нем равной  $p$

$$p_o = (1-p)^{L+H_{ATM}}$$

Для каналов с группирующимися ошибками выражение для  $p_o$  может быть получено, например, из работы [36].

При сделанных выше допущениях определим в функционалах (3.10.) выражения для коэффициентов загрузки  $\rho_{ij}^B$ ,  $\rho_{ij}^C$  и  $\rho_{ij}^D$ .

Пусть функция распределения вероятностей времени пребывания пакета (сообщения) класса  $B$   $F_{ij}^B(t)$  в канале  $ij \in J_{st}$  имеет экспоненциальный характер. В этом случае ребрам  $m$ -го пути  $\hat{l}_{st,m} = \{si_1, i_1i_2, \dots, i_{p-1}t\}_{st,m}$  тракта  $st \in S$  соответствуют параметры экспоненциального распределения времени

задержки пакетов

$$\widehat{l}_{st,m} = \left\{ \mu_{si_1}^B V_{si_1} (1 - \rho_{si_1}^B), \mu_{i_1 i_2}^B V_{i_1 i_2} (1 - \rho_{i_1 i_2}^B), \dots, \mu_{i_{p-1} t}^B V_{i_{p-1} t} (1 - \rho_{i_{p-1} t}^B) \right\}_{st,m},$$

т. е. функция распределения вероятностей времени пребывания ячейки (сообщения) в любом ЛЦТ  $ij \in J_{st}$  дается выражением

$$F_{ij}^B(t) = \Pr\{T_{ij}^B \leq t\} = 1 - e^{-\mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B) t},$$

где  $T_{ij}^B$  - случайная задержка ячейки класса  $B$  в ЛЦТ  $ij \in J_{st}$ . Ее преобразование Лапласа-Стильтьеса есть [34]

$$f_{ij}^{B*}(s) = \frac{\mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)}{s + \mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)},$$

где  $\mu_{ij}^B = \frac{V_{ij}}{L + H_{ATM}}$  - величина, обратная средней длительности обслуживания ячейки класса  $B$  в каждой отдельной СМО  $M/M/1$ .

Пусть  $T_{st,m}^B$  - случайная величина, равная задержке ячейки класса  $B$  в  $m$ -ом пути для любой пары  $st \in S$ , состоящем из последовательно включенных СМО типа  $M/M/1$ , последовательно-параллельной схемы виртуальных соединений  $L_{st}$ .  $F_{st,m}^B(t)$  - ее функция распределения. Преобразование Лапласа-Стильтьеса указанной функции распределения

$$f_{st,m}^{B*}(s) = \int_0^{\infty} e^{-st} dF_{st,m}^B(t).$$

Тогда в силу предполагаемой независимости задержек в отдельных ЛЦТ пути  $\widehat{l}_{st,m}^B$  и учетом высказанных предположений относительно распределения времени задержек ячеек в отдельных ребрах пути  $l_{st,m}^B$

$$f_{st,m}^{B*}(s) = \prod_{ij \in l_{st,m}^B} \frac{\mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)}{s + \mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)}, \quad (4.9.)$$

Обращение этого преобразования дает свертку, представляющую собой плотность распределения вероятности  $f_{st,m}^B(t)$  времени пребывания  $B$ -ячейки в пути с номером  $m$  для пары  $st \in S$  и достаточно просто вычисляется, т. к. представляет собой произведение дробно-рациональных функций. Квантиль  $F_{st,m}^B(\theta^B)$  также легко вычисляется при принятых предположениях.

Если  $f_{st}^{B*}(s)$  - преобразование Лапласа-Стильтьеса функции распределения  $F_{st}^B(t)$  сквозного времени задержки  $X_{st}^B$  ячеек класса  $B$  в тракте  $st \in S$ , то в силу эквивалентности дерева путей  $R_{st}$  и последовательно-параллельной схемы виртуальных соединений  $L_{st}$ , будем иметь

$$f_{st}^{B*}(s) = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B \prod_{ij \in l_{st,m}^B} \frac{\mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)}{s + \mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)}. \quad (4.10.)$$



Вероятность  $\Pr\{T_{st}^B \geq \theta_{st}^B\} = \Pr\{T_{st}^B(\{p_{st,m}^B\}, \{V_{ij}\}) \geq \theta_{st}^B\}$  для любых  $st \in S$  как функция системы глобальных вероятностей маршрутизации  $\{p_{st,m}^B\}$  и системы пропускных способностей  $V_{ij}$  является основой для проектирования (оптимизации) пакетных ТС инфокоммуникационных сетей.

Если  $F_{st,mess}^{B*}(s)$  преобразование Лапласа-Стильтьеса функции распределения сквозного времени задержки  $X_{st,mess}^B$  сообщений класса  $B$  в тракте  $st \in S$ , то

$$F_{st,mess}^{B*}(s) = [F_{st}^{B*}(s)]^{\left\lceil \frac{l_{mess}}{L+H_{ATM}} \right\rceil}, \quad \text{где} \quad \left\lceil \frac{l_{mess}}{L+H_{ATM}} \right\rceil - \text{ближайшее большее целое,}$$

отношения длины сообщения  $l_{mess}$  к длине ячейки.

Рассмотрим отдельный член суммы (4.10.), соответствующий  $m$ -му пути последовательно-параллельной схемы  $L_{st}$ . Его обращение дает возможность записать плотность вероятностей  $f_{st,m}^B(t)$  распределения времени задержки в  $m$ -ом пути:

$$f_{st,m}^B(t) = \Lambda^{-1} \left[ \prod_{ij \in L_{st,m}} \frac{\mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)}{s + \mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)} \right],$$

где  $\Lambda^{-1}(\bullet)$  - обратное преобразование Лапласа-Стильтьеса.

Плотность вероятностей распределения времени задержки  $f_{st}^B(t)$  для всех  $st \in S$  дается выражением

$$f_{st}^B(t) = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B f_{st,m}^B(t)$$

При проектировании магистральных мультисервисных сетей инфоуслуг заказчик, как правило, выдает нагрузочные характеристики на отдельные звенья в час наибольшей нагрузки (ЧНН) в силу того, что в ЧНН потоки на звене примерно одинаковы. Более того, можно предположить, что скорость передачи в межузловых ЛЦТ  $V_{ij} = V = const$ , т. к. на магистральных сетях используется стандартная каналообразующая аппаратура, а значения вероятностей ошибки в каждом ЛЦТ  $p_{ij} = p$ . Указанные предположения дают основание рассмотреть однородные магистральные сети транспортных каналов и вывести для них явные аналитические выражения для расчета основных ВВХ. Необходимо заметить при этом, что для реальных условий функционирования однородность сети является довольно сильным ограничением.

Приведем исследование математической модели, описывающей процесс передачи разнородного трафика в однородной магистральной пакетной мультисервисной сети на технологии АТМ в режиме установленного соединения. Для однородных сетей расчет сетевых характеристик сводится к

расчету характеристик «типичного» для сети  $n$  – звенного транспортного пути.

Для однородной сети АТМ максимальный коэффициент загрузки ячейками трафика класса  $B$  с учетом абсолютного приоритета их обслуживания в сети  $\rho_{ij}^{*B}$  можно определить из следующих соображений. В случае однородных ЛЦТ ( $f_{ij}^{B*}(s) = f^{B*}(s)$  для  $\forall ij \in S^B$ ) для любой пары  $st \in S^B$  пути с номером  $m$ , состоящем из  $n$  последовательно включенных СМО типа  $M/M/1$  преобразование Лапласа  $f_n^{B*}(s)$  имеет вид

$$f_n^{B*}(s) = \left[ \frac{\mu^B(1-\rho^B)}{s + \mu^B(1-\rho^B)} \right]^n.$$

Обращение этого преобразования дает плотность распределения вероятности  $f_n^B(t)$  времени пребывания  $B$ -ячейки в  $n$ -звенном транспортном VBRrt-канале [37]:

$$f_n^B(t) = \frac{[\mu^B(1-\rho^B)]^n t^{n-1}}{(n-1)!} e^{-\mu^B(1-\rho^B)t}.$$

Отсюда получаем уравнение для нахождения максимально допустимой величины  $\rho_{ij}^{*B}$ :

$$\frac{[\mu^B(1-\rho^B)]^n}{(n-1)!} \int_0^\infty t^{n-1} e^{-\mu^B(1-\rho^B)t} dt = d^B, \quad (4.11.)$$

где  $d^B$  - допустимая вероятность превышения заданной сквозной задержки в  $n$ -звенном транспортном VBRrt-канале ячейками класса  $B$ . Обозначив  $x = \mu^B(1-\rho^B)t$  и произведя замену переменных в уравнении (4.11.), получим

$$\int_z^\infty x^{n-1} e^{-x} dx = (n-1)! d^B, \quad (4.12.)$$

$$\text{Здесь } z = b(1-\rho^{*B}), \quad (4.13.)$$

$$\text{где } b = \left[ \frac{\theta^B V}{L + H_{ATM}} - \frac{L - H_{SAR}^V}{L + H_{ATM}} \frac{V}{v_n^B} \right].$$

По определению левая часть уравнения (4.12.) есть неполная гамма-функция  $\Gamma(n, z) \equiv \int_z^\infty x^{n-1} e^{-x} dx$ , следовательно

$$\Gamma(n, z) = (n-1)! d^B. \quad (4.14.)$$

По аргументу  $n$  справедливо следующее функциональное уравнение

$$\Gamma(n+1, z) = n\Gamma(n, z) + z^n e^{-z}. \quad (4.15.)$$

Исследуем условия, при которых уравнение (4.14.) имеет решение. Пусть  $n = 1$ , тогда из уравнений (4.14.) и (4.15.) следует

$e^{-z} = d^B$ , или (после логарифмирования)  $\rho^B = 1 + \frac{\ln d^B}{b}$ , откуда условие существования решения уравнения (4.14.) такого, что

$$0 \leq \rho^B \leq 1 \quad (4.16.)$$

есть  $-\ln d^B \leq b$ . При  $n=2$  уравнение (4.14.) с учетом (4.15.) имеет вид:  $e^{-z} + ze^{-z} = d^B$ , или  $1 + z = de^z$ . Его решение, удовлетворяющее условию (4.16.) существует, если  $-\ln d^B \leq b - \ln(1+b)$ . Аналогично, при  $n=3$  уравнение (4.14.) с учетом (4.15.) дает уравнение  $\frac{1}{2!}z^2 + \frac{1}{1!}z + 1 = d^B e^z$ , решение которого при условии (4.16.) существует, если  $-\ln d^B \leq b - \ln(1+b + \frac{b^2}{2})$  и т.д.

Для любого  $n$  уравнение (4.14.) с учетом рекуррентного соотношения (4.15.) имеет вид:

$$\frac{1}{(n-1)!}z^{n-1} + \frac{1}{(n-2)!}z^{n-2} + \dots + \frac{1}{1!}z + 1 = d^B e^z, \quad (4.17.)$$

а условие существования его решения со свойством (4.16.),-

$$-\ln d^B \leq b - \ln \sum_{k=0}^{n-1} \frac{b^k}{k!} \quad (4.18.)$$

Если это условие не выполняется, то при заданных  $d^B, n$  и  $b$  трафик класса  $B$  службой VBRrt принципиально не может быть обслужен.

Левая часть уравнения (4.17.) есть полином степени  $n-1$  относительно переменной  $z$ . Оценить значение корня этого уравнения с точностью порядка 5% можно по номограмме, приведенной на рис.2.5 работы [38]. Действительно, если обозначить левую часть уравнения (4.12.) через  $\Gamma(n, z)$  и ввести функцию  $\gamma(n, z) = (n-1)! - \Gamma(n, z)$ , то уравнение (4.12.) может быть записано в форме

$\gamma(n, z)/(n-1)! = 1 - d^B$ . Именно эта функция представлена на указанной номограмме для различных  $d^B$  (чтобы воспользоваться этой номограммой для нахождения  $z$  следует положить  $a = n-1, x = z-a$ ).

Для решения приведенного выше трансцендентного уравнения (4.17.) может быть построена итерационная процедура, для чего прологарифмировав это уравнение и разрешив его относительно  $z$ , получим

$$z = \ln\left(\frac{1}{(n-1)!}z^{n-1} + \frac{1}{(n-2)!}z^{n-2} + \dots + \frac{1}{1!}z + 1\right) - \ln d^B.$$

Нелинейный оператор, стоящий в правой части этого уравнения - сжимающий. Покажем, это, обозначив правую часть вышеприведенного уравнения через  $Q(z)$  и исследовав производную  $Q'(z)$ :

$$Q'(z) = \frac{\frac{1}{(n-2)!} z^{n-2} + \frac{1}{(n-3)!} z^{n-3} + \dots + \frac{1}{1!} z + 1}{\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1} + \frac{1}{(n-2)!} z^{n-2} + \dots + \frac{1}{1!} z + 1} = 1 - \frac{\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1}}{\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1} + \dots + 1},$$

$$\left| 1 - \frac{\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1}}{\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1} + \dots + 1} \right| = |Q'(z)| < 1, (z \geq 0).$$

Таблица 4.1

$n \backslash d^B$	2	3	5	7	10	13	15
0,005	7,4301	9,2738	12,5941	15,6597	19,9984	24,1450	26,8360
0.01	6,6384	8,4059	11,6046	14,5706	18,7831	22,8208	25,4461
0,03	5,3559	6,9838	9,9610	12,7466	16,7312	20,5730	23,0800

Следовательно, возможно построение итерационной процедуры

$$z_{k+1} = \ln\left(\frac{1}{(n-1)!} z_k^{n-1} + \frac{1}{(n-2)!} z_k^{n-2} + \dots + \frac{1}{1!} z_k + 1\right) - \ln d^B,$$

$k=0,1,2,\dots$  с начальным значением  $z_0 = 2n$ . В пределе  $z = \lim_{k \rightarrow \infty} z_k$ . Именно таким способом были получены значения  $z$ , приведенные в таблице 4.1.

Из выражения (4.13.) легко получить выражение для максимальной загрузки  $VBRrt$ -соединения нагрузкой класса  $B$

$$\rho_{ij}^{*B} = 1 - \frac{z}{b} = 1 - \frac{z(L + H_{ATM})v_n^B}{v_r^B \theta^B - (L - H_{SAR}^B)} \frac{1}{V_{ij}} \quad (4.19.)$$

Максимальная нагрузка  $\rho_{ij}^{*B}$   $VBRrt$ -соединения нагрузкой класса  $B$  с учетом потерь  $b_{ij}^B$  определяется выражением

$$\rho_{ij}^{*B}(b) = (1 - b_{ij}^B) \rho_{ij}^{*B} \quad (4.20.)$$

При сделанных предположениях и известных значениях  $\rho_{ij}^{*B}$  и  $L$  можно определить выражения для текущих значений коэффициентов  $\rho_{ij}^C$  и  $\rho_{ij}^D$ . В

общем случае указанные коэффициенты загрузки канала  $ij \in J_{st}$  пропускной способности  $V_{ij}$  определяются по формуле

$$\rho_{ij}^{C(D)} = \sum_{st \in S} \sum_{m=1}^{M_{st}} \frac{\lambda_{ij}^{C(D)}}{\mu^{C(D)} V_{ij}}, \quad (4.21.)$$

где  $\lambda_{ij}^{C(D)} = \begin{cases} a_{ij,m}^{C(D)}, & ij \in l_{st,m}^{C(D)} \\ 0, & ij \notin l_{st,m}^{C(D)} \end{cases}$ , - величина интенсивности трафика класса  $C(D)$

в канале  $ij \in l_{st,m}^{C(D)}$ ,  $a_{st,m}^{C(D)} = Y_{st}^{C(D)} p_{st,m}^{C(D)}$  - величина трафика (пакет/с) в  $m$  - ом пути для пары  $st \in S$ , а  $Y_{st}^{C(D)}$  - общий трафик для пары  $st \in S$ . Заметим, что коэффициент общей загрузки канала  $ij \in J_{st}$  интегральным трафиком равен

$$\rho_{ij} = \sum_{k=1}^3 \rho_{ij}^k, \text{ где номер } k \text{ соответствует конкретному классу трафика}$$

(например, для пакетной ТС: классам  $B, C, D$ ).

Известно [34], что среднее общее время  $T_{ij}^{C(D)}$  пребывания меченного требования из класса  $k$  в СМО типа  $M/M/1$  с абсолютным приоритетом и дообслуживанием, состоит из трех составляющих:

- среднего времени обслуживания  $\frac{1}{\mu^k}$ ;

• задержки, из-за обслуживания тех требований равного или более высокого приоритета, которые данное требование застало в системе. Согласно законам сохранения, меченное требование застает в среднем работу, равную  $\frac{W_0}{1 - \sum_{i=1}^p \rho_i}$ ,  $p = 1, 2, \dots, P$ , которая должна быть выполнена до того, как

это требование поступит на обслуживание. Так как при пуассоновском входящем потоке среднее остаточное время обслуживания в момент поступления меченного требования равно второму моменту времени обслуживания  $\overline{x_i^2}$ , деленному на удвоенный первый момент  $\overline{x_i}$ , то средняя задержка меченного требования, связанная с наличием другого требования на обслуживании  $W_0 = \sum_{i=p}^P \rho_i \frac{\overline{x_i^2}}{2x_i} = \sum_{i=p}^P \frac{\lambda^i \overline{x_i^2}}{2}$ . Здесь  $\rho_i$  - доля времени, в течение которого обслуживающий прибор занят требованиями  $i$ -го класса, и поскольку имеет место пуассоновский процесс, то  $\rho_i$  - вероятность того, что меченное требование застанет в приборе требование из  $i$ -го класса. Заметим, что для меченного требования классы ниже  $p$  остаются незамеченными;

• задержки, за счет любых требований, поступающих в систему до ухода меченного требования и принадлежащих строго более приоритетным классам. Среднее число таких требований из класса  $i$  равно  $\lambda^i T^p$ , и каждое из них задерживает меченное требование в среднем на  $x_i$ .

Воспользуемся формулой, приведенной в работе [34] для среднего времени пребывания ячейки данных  $T_{ij}^C$  в СМО типа  $M/M/1$  с

пуассоновским потоком интенсивности  $\lambda^C$  на входе и показательным временем обслуживания со средним  $\frac{1}{\mu^C}$  (сек), где под системой массового обслуживания будем понимать  $ij$ -ый ABR-канал (обслуживающий прибор) совместно с соответствующей ему частью памяти коммутатора АТМ на звене передачи  $ij \in J_{st}$ , с учетом введенных выше приоритетов для трафиков различных классов  $B$ ,  $C$  и  $D$  обслуживаемых службами VBRrt, ABR и UBR,

$$T_{ij}^C = \frac{L + H_{ATM}}{V_{ij}} + \frac{\frac{L + H_{ATM}}{V_{ij}} \rho_{ij}^C + \frac{L + H_{ATM}}{V_{ij}} \rho_{ij}^{*B}}{1 - \rho_{ij}^{*B} - \rho_{ij}^C} + \rho_{ij}^{*B} T_{ij}^C .$$

Заметим, что средняя задержка ячейки класса  $C$ , связанная с ожиданием и обслуживанием ячейки в СМО  $M/M/1$ , состоит из трех составляющих: первая составляющая – это среднее время обслуживания ячейки класса  $C$ , вторая – задержка из-за обслуживания ячеек равного (класс  $C$ ) или более высокого (класс  $B$ ) приоритета, которые данная ячейка застала в системе. Третья составляющая средней задержки ячейки класса  $C$  представляет собой задержку за счет ячеек класса  $B$ , поступающих в систему до ее ухода. Явное выражение для  $T_{ij}^C$  имеет вид

$$T_{ij}^C = \frac{\frac{L + H_{ABR}}{V_{ij}} (1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C) + \frac{L + H_{ATM}}{V_{ij}} \rho_{ij}^C + \frac{L + H_{ATM}}{V_{ij}} \rho_{ij}^B}{(1 - \rho_{ij}^B)(1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C)} \quad (4.22.)$$

Общее среднее время пребывания ячейки данных  $T_{st,m}^C$  в  $n$ -звенном однородном  $m$ -ом ABR-пути (тракте) передачи из множества  $R_{st}$ , дается выражением

$$T_{st,m}^C = n \frac{\frac{L + H_{ABR}}{V_{ij}} (1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C) + \frac{L + H_{ATM}}{V_{ij}} \rho_{ij}^C + \frac{L + H_{ATM}}{V_{ij}} \rho_{ij}^B}{(1 - \rho_{ij}^B)(1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C)} + \widehat{T}_{st,m}^C, \quad (4.23.)$$

где  $\widehat{T}_{st,m}^C = \frac{L - H_{SAR}^C}{\omega_r^C} + \sum_{ij \in I_{st,m}} T_{ij}^C + \sum_{\forall j: ij \in I_{st,m}} T_j^C + T_{ses}^C + T_{lm}^{C,s} + T_{lm}^{C,d}$ . Время установление соединения  $T_{ses}^{C(D)}$  можно рассчитать по формуле

$$T_{ses}^{C(D)} = T_J^{C(D)} \sum_{m=1}^{M_{st}} |I_{st,m}^{C(D)}| \Pr\{I_{st,m}^{C(D)}\} + T_J^{C(D)},$$

где  $T_J^{C(D)}$  - время обработки вызова в УК,  $|I_{st,m}^{C(D)}|$  - мощность множества  $I_{st,m}^{C(D)}$ ,

$$\Pr\{I_{st,m}^{C(D)}\} = \prod_{ij \in I_{st,m}} (1 - b_{ij}^{C(D)}) \prod_{n=1}^{m-1} \zeta_{st,n,m}^{C(D)}, \quad \zeta_{st,n,m} = \begin{cases} 1, & m=1 \\ 1 - \prod_{ij \in I_{st,n}} (1 - b_{ij}^{C(D)}), & m>1 \end{cases}$$

Решая уравнение (3.55.) относительно  $\rho_{ij}^C$  для ЛЦТ, получим

$$\rho_{ij}^C = 1 - \rho_{ij}^B - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^C} \right] \frac{1}{(1 - \rho_{ij}^B)V_{ij}}, \quad (4.24.)$$

а решение уравнения (3.56.) относительно  $\rho_{ij}^C$  для однородного  $n$ -звенного тракта дает выражение

$$\rho_{st,m}^C = 1 - \rho_{ij}^B - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{st,m}^C - \widehat{T}_{st,m}^C} \right] \frac{n}{(1 - \rho_{ij}^B)V_{ij}}. \quad (4.25.)$$

Аналогично для  $D$ -ячейки общее среднее время передачи в цифровом  $n$ -звенном тракте  $T_{st,m}^D$ , определяется уравнением

$$T_{st,m}^D = n \left[ \frac{\frac{L + H_{ATM}}{V_{ij}} (1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C - \rho_{ij}^D) + \frac{L + H_{ATM}}{V_{ij}} \rho_{ij}^C + \frac{L + H_{ATM}}{V_{ij}} \rho_{ij}^B + \frac{L + H_{ATM}}{V_{ij}} \rho_{ij}^D}{(1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C)(1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C - \rho_{ij}^D)} \right] + \widehat{T}_{st,m}^D, \quad (4.26.)$$

где  $\widehat{T}_{st,m}^D = \frac{L - H_{SAR}^D}{\omega_r^D} + \sum_{ij \in l_{st,m}} T_{ij}^D + \sum_{\forall j: ij \in l_{st,m}} T_j^D + T_{lm}^{D,s} + T_{lm}^{D,d}$ .

Решение уравнения (4.26.) относительно допустимой величины  $\rho_{ij}^D$  для однородного  $n$ -звенного тракта определяется выражением

$$\rho_{st,m}^D = 1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{st,m}^D - \widehat{T}_{st,m}^D} \right] \frac{n}{(1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C)V_{ij}}, \quad (4.27.)$$

а для ЛЦТ

$$\rho_{ij}^D = 1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^D} \right] \frac{1}{(1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C)V_{ij}} \quad (4.28.)$$

С учетом результатов п. 4.1.1. выражения для общих функционалов использования пропускной способности ЛЦТ трафиком класса  $B$ ,  $C$  и  $D$  (3.10.) соответственно равны

$$\begin{aligned} K_{ij}^B &= \frac{s^B \rho^B}{N^B (L + H_{ATM})} = \frac{L - H_{SAR}^B}{L + H_{ATM}} \left( 1 - \frac{z(L + H_{ATM}) \nu_n^B}{\nu_r^B \theta^B - (L - H_{SAR}^B)} \frac{1}{V_{ij}} \right), \\ K_{ij}^C &= \frac{s^C \rho_{ij}^C \beta_{ij}^C}{N^C (L + H_{ATM})} = \frac{L - H_{SAR}^C}{L + H_{ATM}} \left( 1 - \rho_{ij}^B - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^C} \right] \frac{1}{(1 - \rho_{ij}^B)V_{ij}} \right) \left( -\frac{P_o}{1 - P_o} \ln p_o \right) \\ K_{ij}^D &= \frac{s^D \rho_{ij}^D}{N^D (L + H_{ATM})} \frac{s^D (1 - e^{-\frac{L - H_{SAR}^D}{s^D}})}{L + H_{ATM}} \left( 1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^D} \right] \frac{1}{(1 - \rho_{ij}^B - \rho_{ij}^C)V_{ij}} \right), \end{aligned} \quad (4.29.)$$

а выражения для общих функционалов использования пропускной способности транспортных соединений  $K_{st}^k$  разнородным трафиком (3.11.):

$$\begin{aligned}
K_{st}^B &= \frac{L - H_{SAR}^B}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B \left( 1 - \frac{z(L + H_{ATM}) \nu_n^B}{\nu_r^B \theta^B - (L - H_{SAR}^B)} \frac{1}{V} \right)^n, \\
K_{st}^C &= \frac{L - H_{SAR}^C}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^C \left( 1 - \rho^B - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{st,m}^C - \widehat{T}_{st,m}^C} \right] \frac{n}{(1 - \rho^B)V} \right) \left( -\frac{p_o}{1 - p_o} \ln p_o \right), \\
K_{st}^D &= \frac{s^D (1 - e^{-\frac{L - H_{SAR}^D}{s^D}})}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^D \left( 1 - \rho^B - \rho^C - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{st,m}^D - \widehat{T}_{st,m}^D} \right] \frac{n}{(1 - \rho^B - \rho^C)V} \right)
\end{aligned} \quad (4.30.)$$

#### 4.1.2. Вывод выражений для основных ограничений задач анализа пакетной транспортной системы на технологии ATM

Пусть  $a_{ij,r}^{B,n}$  - средняя нагрузка (эрланг) от  $n$ -го оконечного речевого устройства  $r$ -го типа в канале  $ij \in J_{st}$ . Тогда выражение для эффективной скорости передачи трафика указанного класса в канале  $ij \in J_{st}$  имеет вид

$$V_{ij}^B = \eta^B Z^B \sum_{r=1}^{R^B} \sum_{n=1}^{N^B} \nu_r^{B,n} a_{ij,r}^{B,n} \quad (4.31.)$$

где  $\nu_r^{B,n}$  - скорость работы  $n$ -го оконечного речепреобразующего устройства  $r$ -го типа;  $N^B$  - общее количество оконечных речевых устройств,  $R^B$  - общее количество типов речевых устройств,  $\eta^B$  - коэффициент уплотнения транспортного канала речевыми ячейками за счет использования пауз в информационном потоке, т. е. за счет передачи в ячейке кода длины паузы (типичное среднее значение этого параметра  $\eta^B = 0,497$ ),  $Z^B$  - коэффициент уплотнения транспортного канала за счет сжатия информации. С другой стороны с учетом (3.10.) и (3.40.) скорость  $V_{ij}^B$  определяется выражением

$$V_{ij}^B = K_{ij}^B V_{ij} = \frac{(L - H_{SAR}^B) \rho_{ij}^B}{L + H_{ATM}} V_{ij}. \quad (4.32.)$$

Приравняв (4.21.) и (4.22.) и разрешив уравнение относительно текущей загрузки  $\rho_{ij}^B$  с учетом введенных предположений получим выражения для вычисления величины текущей загрузки канала речевым трафиком в канале  $ij \in J_{st}^B$

$$\rho_{ij}^B = \frac{L + H_{ATM}}{L - H_{SAR}^B} \frac{\eta^B}{V_{ij}} Z^B \sum_{r=1}^{R^B} \sum_{n=1}^{N^B} \nu_r^{B,n} a_{ij,r}^{B,n} \quad (4.33.)$$

Ясно, что должно выполняться неравенство  $\rho_{ij}^B \leq \rho_{ij}^{*(B)}$ , где  $\rho_{ij}^{*(B)}$  определяется выражением (4.20.). Если это не так, то речевой трафик класса



$B$  величины  $\sum_{n=1}^{N^B} a_{ij}^{B,n} = Y_{ij}^B$  в АТМ-сети службой  $VBRrt$  на звене  $ij \in J_{st}$  обслужен быть не может.

Значение средней скорости передачи ячеек  $V_{st}^B = SCR_{st}^B \quad \forall st \in S^B$  может быть использовано в сети АТМ для расчета платы за резервирование сетевых ресурсов, в частности, - для определения скорости передачи, подлежащей оплате (CCR – Chargeable Cell Rate) [9]. Параметр CCR определяется дескриптором  $VBRrt$ -соединения. Как было отмечено выше, при формировании дескриптора  $VBRrt$ -соединения в дополнение к пиковой скорости  $PCR_{st}^B$  приложение заказывает еще и значение средней скорости передачи –  $SCR_{st}^B$ , разрешенную приложению, а также максимальную длину пульсации ячеек  $MBS_{st}^B$  (объем данных, который приложение может сгенерировать со скоростью  $PCR_{st}^B$  в случайный период времени). Этот период, называемый периодом допустимой пульсации  $\tau_{BT}$  (Burst Tolerance – BT), вычисляется сетью с учетом заданных значений  $PCR_{st}^B$ ,  $SCR_{st}^B$  и  $MBS_{st}^B$  [9].

Зная среднюю скорость передачи ячеек  $V_{st}^B = SCR_{st}^B$  и коэффициент «берстности»  $B = PCR_{st}^B / SCR_{st}^B$ , можно вычислить максимальную скорость передачи речевых ячеек  $PCR_{st}^B$ . Величину  $\tau_{BT}$  выбирают такой, чтобы максимальная длительность пульсаций ячеек, передаваемых с пиковой скоростью  $PCR_{st}^B$ , не превосходила  $MBS_{st}^B$  при заданной величине дисперсии задержки ячеек  $CDVT$ . Этому условию удовлетворяет задержка, равная разности времени передачи ячеек со скоростью  $SCR_{st}^B$  и пиковой скоростью [9], а именно:

$$\tau_{BT} = (MBS_{st}^B - 1)(1/SCR_{st}^B - 1/PCR_{st}^B).$$

Для вычисления  $MBS_{st}^B$  можно использовать формулу для быстрого вычисления числа ячеек  $N$  в пачке, приведенную в [9]  $N = 1 + CDVT/T$ , где  $T$  - время передачи одной ячейки. Значение  $CDVT$  определяется допустимой долей  $d^B$  некомфортных ячеек в пачечном речевом трафике, которые будут сброшены при передаче по сети.

#### **4.1.3. Задача анализа пакетной транспортной системы на технологии АТМ в терминах параметров общих функционалов $K^B$ , $K^C$ и $K^D$**

Сформулируем задачу анализа однородной пакетной ТС инфокоммуникационной сети с учетом результатов п 4.1.1. п 4.1.2.

Итак, при заданной топологии сети, структуре потоков  $Y^k$ , заданной системе маршрутов и заданной длине сервисных примитивов уровней логической структуры, найти значение  $\rho_{ij}^{*B}$ , доставляющее максимум функционалу

$$\max K^B = \sum_{st \in S^B} \frac{a_{st}^B}{Y^B} \frac{L - H_{SAR}^B}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B \left( 1 - \frac{z(L + H_{ATM})v_n^B}{v_r^B \theta^B - (L - H_{SAR}^B)} \frac{1}{V_{ij}} \right)^n, \quad (4.34.)$$

при условиях

$$b_{st}^B \leq b^B, \quad \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^{*B})) \leq d^B, L \triangleright \theta^{*B} - H_{SAR}^B, 0 \leq \rho_{ij}^B < 1 \quad \text{для всех}$$

$$st \in S^B: a_{st}^B \neq 0$$

При найденных значениях  $\rho_{ij}^B$  найти значение  $\rho_{ij}^C$ , доставляющее максимум функционалу

$$\max K^C = \sum_{st \in S^C} \frac{a_{st}^C}{Y^C} \frac{L - H_{SAR}^C}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^C \left( 1 - \rho^B - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{st,m}^C - \widehat{T}_{st,m}^C} \right] \frac{n}{(1 - \rho^B)V} \right), \quad (4.35.)$$

при ограничениях (см.3.31.)

$$b_{st}^C \leq b^C, \quad \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^C \left( \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^C T_{st,m}^C < T^{*C} + \widehat{T}_{st,m}^C \right) \text{ для всех } st \in S^C: a_{st}^C \neq 0.$$

$$\max K^D = \sum_{st \in S^B} \frac{a_{st}^D}{Y^D} \frac{s^D (1 - e^{-\frac{L - H_{SAR}^D}{s^D}})}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^D \left( 1 - \rho^B - \rho^C - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{st,m}^D - \widehat{T}_{st,m}^D} \right] \frac{n}{(1 - \rho^B - \rho^C)V} \right), \quad (4.36.)$$

при ограничениях (см.3.31.)

$$b_{st}^D \leq b^D, \quad \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^D \left( \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^D T_{st,m}^D < T^{*D} + \widehat{T}_{st,m}^D \right) \text{ для всех } st \in S^D: a_{st}^D \neq 0.$$

Решив задачи (4.34.), (4.35.) и (4.36.) мы получим максимально допустимые загрузки каналов трафиком класса  $B, C(D)$  и задержки ячеек данных для заданных требований и распределения потоков в сети.

#### 4.1.4. Условия пропускания заданной нагрузки классов $B, C$ и $D$ в пакетной транспортной системе на технологии АТМ

Предположим, что задачи (4.34.), (4.35.) и (4.36.) решены и определены максимально допустимые нагрузки разнородного трафика в сети  $\rho_{ij}^{*B}$ ,  $\rho_{ij}^{*C}$  и  $\rho_{ij}^{*D}$ .

Для того, чтобы для нагрузки класса  $B$ , заданной матрицей  $Y^B$  и заданным распределением потоков, выполнялись требования по передаче, необходимо выполнение системы неравенств:

$$\rho_{ij}^B \leq \rho_{ij}^{*B}, \quad \forall ij \in J.$$

Величины  $\rho_{ij}^B$  рассчитываются по формуле (4.33.). Таким образом, основное условие пропускания нагрузки класса  $B$  на примере сжатого цифрового речевого сигнала в классической сети АТМ (размер ячейки стандартный) определяется выражением

$$\eta^B Z^B \frac{L + H_{ATM}}{L - H_{SAR}^B} \frac{v^B a_{ij}^B}{V_{ij}} \leq \rho_{ij}^{*B}, \quad (4.37.)$$

где  $\rho_{ij}^{*B}$  для неоднородной пакетной сети АТМ вычисляется при решении задачи анализа, а  $v^B = \sum_{r=1}^{R^B} v_r^B$  - требуемая суммарная скорость передачи для конечных устройств класса  $B$  в тракте  $st \in S$ . Если на каком-либо звене

$ij \in J_{st}$  это условие не выполняется, то для всех  $a_{ij}^B \neq 0 : ij \in R_{st}$  требуемая нагрузка не может быть пропущена через сеть с заданными «потерями»  $d^B$ . Типичные значения удельной нагрузки, создаваемой оконечными устройствами различных классов, и число вызовов в ЧНН для Ш-ЦСИС приведены, например, в [39].

Максимальная эффективная скорость для передачи ячеек данных класса  $C$  для  $n$ -звенного однородного тракта с учетом вышеуказанных предположений определяется выражением

$$V_{st}^C = \frac{(L - H_{SAR}^C) \beta^C}{(L + H_{ATM})} V (1 - b^C) \left( 1 - \rho^B - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{st,m}^C - \bar{T}_{st,m}^C} \right] \frac{n}{(1 - \rho^B)V} \right). \quad (4.38.)$$

Ясно, что должно выполняться неравенство

$$Y_{st}^C \leq V_{st}^C, \quad (4.39.)$$

где  $Y_{st}^C$  общая нагрузка ячеек данных класса  $C$ , поступающая в тракт  $st \in S^C$ . В общем случае, если обозначить через  $Y_{ij}^C$  нагрузку ячеек данных класса  $C$  на звене равную

$$Y_{ij}^C = \sum_{st \in S} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^C a_{st}^C \quad (4.40.)$$

для всех  $st \in S : ij \in l_{st,m}$ , то для нагрузки данных класса  $C$  должно выполняться условие

$$Y_{ij}^C \leq V_{ij}^C, \quad \forall ij \in J_{st}. \quad (4.41.)$$

Если это условие не выполняется на каком-либо звене, то для всех  $a_{st}^C \neq 0 : ij \in R_{st}$ , заданная нагрузка данных класса  $C$  не может быть передана с заданным средним временем  $T^C$ .

С учетом предположений, на подуровне конвергенции AAL длины сообщений (пачки) данных нагрузки класса  $D$  распределены по экспоненциальному закону с параметрами  $\frac{1}{s^D}$ , выпишем выражение для максимальной эффективной скорости передачи трафика данных класса  $D$  в  $n$ -звенном однородном тракте передачи, которую может пропустить АТМ-сеть при заданной величине нагрузки класса  $B$ , с учетом гарантий предоставления максимальной полосы пропускания для нагрузки класса  $C$ , обслуживаемой службой АВР, при заданном времени  $T_{st}^D$

$$V_{st}^D = \frac{s^D (1 - e^{-\frac{L - H_{SAR}^D}{s^D}})}{L + H_{ATM}} (1 - \rho^B - \rho^C - \left[ \frac{L + H_{ATM}}{T_{st,m}^D - \bar{T}_{st,m}^D} \right] \frac{n}{(1 - \rho^B - \rho^C)V}) V (1 - b^D) \quad (4.42.)$$

Ясно, что должно выполняться неравенство

$$Y_{st}^D \leq V_{st}^D, \quad (4.43.)$$

где  $Y_{st}^D$  общая нагрузка данных класса  $D$ , поступающая в тракт  $st \in S$ .

В общем случае, если обозначить через  $Y_{ij}^D$  нагрузку данных класса  $D$  на звене равную

$$Y_{ij}^D = \sum_{st \in S} \sum_{m=1}^{M_{st}} P_{st,m}^D a_{st}^D \text{ для всех } st \in S : ij \in l_{st,m}^D, \quad (4.44.)$$

то для нагрузки данных класса  $D$  должно выполняться условие

$$Y_{ij}^D \leq V_{ij}^D, \quad \forall ij \in J, \quad (4.45.)$$

где  $V_{ij}^D$  есть максимальная эффективная скорость передачи ячеек данных класса  $D$  в ЛЦТ  $ij \in J_{st}$ . Если это условие не выполняется на каком-либо звене, то для всех  $a_{st}^D \neq 0 : ij \in R_{st}$ , заданная нагрузка данных класса  $D$  не может быть передана с заданным временем  $T^D$ .

Результаты, полученные при решении задачи пропускания интегральной нагрузки по пакетной ТС инфокоммуникационной сети на технологии АТМ с заданным качеством ее обслуживания, могут быть использованы на последующих этапах проектирования сетей указанного класса в задаче синтеза сети при выборе минимальных пропускных способностей каналов связи.

#### **4.2. Аналитическая модель для расчета характеристик гибридной транспортной системы с эмуляцией коммутации каналов в сервисных примитивах уровней архитектуры постоянной длины**

Как и в любой сети с интеграцией служб, наиболее важной функцией в гибридной инфокоммуникационной сети является функция совмещения трафика класса  $A$  и данных класса  $C$  ( $D$ ) в одном цифровом тракте [6, 7].

В отличие от пакетной ТС, в гибридной ТС с эмуляцией коммутации каналов в сеансе связи на сетевом уровне для соединения организуется псевдорезжим коммутации каналов с использованием технологии эмуляции каналов СЕС [9]. Оставшийся свободный сетевой ресурс используется под передачу данных с образованием очередей на УК. При этом под свободным ресурсом следует понимать и свободную (не занятую  $A$ -соединениями) пропускную способность тракта передачи и не занятые каналы, где в данный момент фиксируется пауза.

В сессии фрагменты активной речи и сообщения данных поступают на транспортный уровень или уровень адаптации ААЛ от аналого-цифровых преобразователей (АЦП) - вокодеров или кодеков телефонных аппаратов и от оконечного оборудования данных. В гибридной ТС на технологии АТМ  $A$ -ячейки формируются из фрагментов АЦП, которые на уровне ААЛ могут иметь различители «пауза», и сообщений данных. Отметим, что в отличие от низкоскоростных и среднескоростных ЦСИС в гибридной ТС на технологии АТМ восстановление поврежденных сообщений данных осуществляется только на уровне ААЛ. На подуровне сегментации и сборки уровня адаптации ААЛ, реализующем функцию совмещения, формируется единый протокольный блок

уровня (48-байтный сегмент), который на уровне АТМ упаковывается в 53-байтные ячейку.

Еще раз подчеркнем, что в режиме установленного соединения на УК А-ячейки вводятся в закрепленные за ними службой СЕС «фиксированные» каналы ЛЦТ. Ячейки данных передаются во всех свободных каналах и там, где фиксируется пауза. Причем для «окраски» класса трафика на уровне АТМ, которая определяет его дисциплину и приоритет обслуживания, каждая ячейка перед ретрансляцией через коммутационное поле дополняется соответствующим внутренним дескриптором коммутации Tag [6, 7]. Эти особенности требуют наличия в логической структуре гибридной ТС соответствующей службы, которая позволяет идентифицировать тип передаваемой информации и наличие пауз в речевом потоке.

Любая ячейка передается в цифровом тракте единым образом вне зависимости от типа информации. Физический уровень АТМ, который объединяет уровень звена ( $L$ -уровень) и физический ( $F$ -уровень) модели ВОС, обслуживает разнородную нагрузку всех классов, поступающую с уровня АТМ, единым образом и может быть реализован любой цифровой системой передачи [6, 7].

#### **4.2.1. Вывод составляющих общих функционалов $K^A$ , $K^C$ и $K^D$ использования пропускной способности гибридной транспортной системы с эмуляцией коммутации каналов**

При выводе составляющих для функционалов (3.10.) будем полагать, что сохраняются все основные допущения п. 4.1.1. относительно моделей процессов передачи трафика классов  $C$  и  $D$ , а также «пуассонизации» потоков. При этом будем учитывать, что в сеансе связи на уровне АТМ за логическими СВР-соединениями сетевые ресурсы закрепляются «квазижестко» без перераспределения их между другими службами при отсутствии информации на входе тракта передачи, а передача данных класса  $C$  ( $D$ ) на уровне АТМ поддерживается на протяжении всего сеанса связи с образованием очередей перед сетевыми ресурсами на УК. Трафик класса  $C$ , по отношению к трафику класса  $D$ , обслуживается на УК с абсолютным приоритетом (с дообслуживанием).

Общий функционал использования пропускной способности ЛЦТ нагрузкой класса  $A$  в гибридной ТС с эмуляцией коммутации каналов учитывает только избыточность, вносимую уровнем АТМ, и с учетом (4.5.) дается выражением

$$K_{ij}^A = \frac{s^A}{N^A(L + H_{ATM})} = \frac{L - H_{SAR}^A}{L + H_{ATM}} \quad (4.46.)$$

При сделанных выше допущениях, максимально возможная загрузка ЛЦТ  $\rho_{ij}^{*C}$  трафиком данных класса  $C$  в ЛЦТ  $ij \in J_{st}$  при заданной входной нагрузке  $a_{ij}^A$  класса  $A$  и среднем времени  $T_{ij}^C$  пребывания ячейки в ЛЦТ дается выражением [37]

$$\rho_{ij}^{*C} = 1 - \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^C V_{ij}^{\varnothing}}, \quad (4.47.)$$

а максимальная загрузка ЛЦТ трафиком класса  $C$  с учетом потерь по вызовам  $b_{ij}^C$  - выражением

$$\rho_{ij}^{*C}(b) = (1 - b_{ij}^C) \rho_{ij}^{*C}. \quad (4.48.)$$

В формуле (4.47.)  $V_{ij}^{\varnothing}$  - величина остаточной пропускной способности ЛЦТ, которая отводится для передачи трафика классов  $C$  и  $D$  при условии, что необходимый ее ресурс зарезервирован для обслуживания трафика класса  $A$ . Очевидно, что оптимизацию функционала (4.47.) можно вести по переменной  $T_{ij}^C$  (а в общем случае и по  $L^C$ , т. к. последняя пересчитывается в загрузку  $\rho_{ij}^{*C}$  по приведенной формуле).

Выражения для общих функционалов  $K_{ij}^C$ ,  $K_{st}^C$  и  $K^C$  с учетом (4.6.), (4.8.) и (4.47.) даются выражениями

$$K_{ij}^C = \frac{s^C \rho_{ij}^C \beta_{ij}^C}{N^C (L + H_{ATM})} = \frac{L - H_{SAR}^B}{L + H_{ATM}} \left(1 - \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^C V_{ij}^{\varnothing}}\right) \left(-\frac{P_o}{1 - P_o} \ln P_o\right), \quad (4.49)$$

$$K_{st}^C = \frac{L - H_{SAR}^C}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}} P_{st,m}^C \left(-\frac{P_o}{1 - P_o} \ln P_o\right) \sqrt[r_{st,m}]{\prod_{ij \in I_{st,m}} (1 - b_{ij}^C) \left(1 - \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^C V_{ij}^{\varnothing}}\right)}, \quad (4.50.)$$

$$K^C = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^C}{Y^C} \left(\frac{L - H_{SAR}^C}{L + H_{ATM}} \beta_{st}^C \sum_{m=1}^{M_{st}} P_{st,m}^C \sqrt[r_{st,m}]{\prod_{ij \in I_{st,m}} (1 - b_{ij}^C) \left(1 - \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^C V_{ij}^{\varnothing}}\right)}\right)^q}. \quad (4.51.)$$

$$\text{Здесь } Y^C = \sum_{st \in S} a_{st}^C.$$

Для трафика класса  $D$ , с учетом дисциплины обслуживания трафика класса  $C$  с абсолютным приоритетом (с дообслуживанием) и функции распределения длин сообщений класса  $D$  (4.7.), выражение для коэффициента  $\rho_{ij}^{*D}$  максимальной загрузки ЛЦТ трафиком класса  $D$  [37]

$$\rho_{ij}^{*D} = 1 - \rho_{ij}^{*C} - \frac{L + H_{ATM}}{(1 - \rho_{ij}^{*C}) T_{ij}^D V_{ij}^{\varnothing}}, \quad (4.52.)$$

а с учетом потерь по вызовам

$$\rho_{ij}^{*D}(b) = \left(1 - \rho_{ij}^{*C} - \frac{L + H_{ATM}}{(1 - \rho_{ij}^{*C}) T_{ij}^D V_{ij}^{\varnothing}}\right) (1 - b_{ij}^D). \quad (4.53.)$$

В соответствии с (3.10) и с учетом (4.7.) и (4.53.) общие функционалы  $K_{ij}^D$ ,  $K_{st}^D$  и  $K^D$  можно записать в следующем виде

$$K_{ij}^D = \frac{s^D (1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^D}{s^D}})}{L + H_{ATM}} (1 - \rho_{ij}^{*C} - \frac{L + H_{ATM}}{(1 - \rho_{ij}^{*C}) T_{ij}^D V_{ij}^{\exists}}) (1 - b_{ij}^D), \quad (4.54.)$$

$$K_{st}^D = \frac{s^D (1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^D}{s^D}})}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^D \sqrt[r_{st,m}]{\prod_{ij \in l_{st,m}} (1 - b_{ij}^D) (1 - \rho_{ij}^{*C} - \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^C V_{ij}^{\exists}})}, \quad (4.55.)$$

$$K^D = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^D}{Y^D} \left( \frac{s^D (1 - \exp[-(L-H_{SAR}^D)/s^D]}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^D \sqrt[r_{st,m}]{\prod_{ij \in l_{st,m}} (1 - b_{ij}^D) (1 - \rho_{ij}^{*C} - \frac{L + H_{ATM}}{(1 - \rho_{ij}^{*C}) T_{ij}^D V_{ij}^{\exists}})} \right)^q}, \quad (4.56.)$$

где  $Y^D = \sum_{st \in S} a_{st}^D$ ,  $T_{ij}^D$  - среднее время пребывания ячеек класса  $D$  в ЛЦТ  $ij \in J_{st}^D$ .

#### 4.2.2. Задача анализа гибридной транспортной системы с эмуляцией коммутации каналов в параметрах общих функционалов использования пропускной способности трактов передачи

В гибридной инфокоммуникационной сети с эмуляцией каналов максимально возможная задействованная пропускная способность для трафика класса  $A$  в любом ЛЦТ  $ij \in J$  в общем случае с учетом (4.8.) может быть определена по формуле

$$\Theta_{ij}^{*A} = K_{ij}^A V_{ij} = \frac{L - H_{SAR}^A}{L + H_{ATM}} V_{ij}, \quad (4.57.)$$

Величина полосы пропускания ЛЦТ  $\Theta_{ij}^A$ , которая будет востребована в сеансе связи службой СВР для обслуживания всей пропущенной (с учетом потерь  $b_{ij}^A$ ) нагрузки класса  $A$  дается выражением:

$$V_{ij}^A = \sum_{k=1}^{n^A} \sum_{r=1}^{R^A} v_r^A a_{ij,r}^{A,k} (1 - b_{ij}^A), \quad (4.58.)$$

где  $a_{ij,r}^{A,n}$  - средняя нагрузка (эрланг) от  $k$ -го оконечного  $A$ -устройства  $r$ -го типа в канале  $ij \in J_{st}$ ,  $n^A$  - общее количество оконечных  $A$ -устройств  $r$ -го типа,  $v_r^A$  - скорость работы оконечного устройства  $r$ -го типа класса  $A$ .

Для систем с неподвижной физической или логической границей величину  $a_{ij}^A = \sum_{k=1}^{n^A} \sum_{r=1}^{R^A} a_{ij,r}^{A,k} (1 - b_{ij}^A)$  следует заменить на  $\Theta_{ij}^{A \min}$ .

Тогда нетрудно получить среднюю эквивалентную скорость  $V_{ij}^{\exists}$ , которая может быть предоставлена в каждом ребре сети  $ij \in J_{st}$  для передачи данных класса  $C$  и  $D$ , обслуживаемых службами АВР и UBR. Действительно, с учетом введения избыточности на уровне сегментации и сборки AAL1, а также на уровне АТМ, при обслуживании трафика класса  $A$ , - скорость передачи его в ЛЦТ равна

$$V_{ij}^{\mathcal{E}} = \Theta_{ij}^{*A} - V_{ij}^A \quad (4.59.)$$

Предположим, что при известных  $a_{ij}^A$  для подсети CBR с эмуляцией каналов заданной топологии, вычислены потери на каждом ребре сети  $b_{ij}^A$  и определены максимальные значения  $\Theta_{ij}^{*A}$ . Заметим, что минимальные величины  $\Theta_{ij}^{A \min}$  на каждом ребре сети, обеспечивающие выполнение системы неравенств  $b_{st}^A \leq b^A, \forall st \in S : a_{st}^A \neq 0$ , с учетом  $M_{st}^A$  альтернативных маршрутов и заданной нагрузки  $a_{st}^A$ , определяются при решении задачи синтеза сети. Тогда первая задача анализа гибридной инфокоммуникационной сети с эмуляцией коммутации каналов сводится к решению задачи вычисления потерь  $b_{ij}^A$  на произвольной (в нашем случае заданной) топологии при выделении переменного сетевого ресурса на фазе установления виртуальных соединений для нагрузки класса  $A$ .

Решение второй и третьей задач анализа связано с определением максимально допустимых значений функционалов  $K^C$  и  $K^D$  связано с решением следующих задач оптимизации

$$\max_{T_{ij}^C} K^C \quad (4.60.)$$

$$\max_{T_{ij}^D} K^D \quad (4.61.)$$

при ограничениях (3.35.) и выражениях (4.51.), (4.56.) соответственно для функционалов  $K^C$  и  $K^D$ . Другими словами, при заданной топологии сети, структуре потоков, заданных в виде матриц тяготения  $Y^k = \|a_{st}^k\|$ , заданной системе маршрутов и параметрах качества  $b_{st}^k$  и  $T_{st}^{C(D)}$  требуется определить значения  $\rho_{ij}^{C(D)}$  и  $Y^{C(D)}$ , доставляющих максимум функционалам  $K^{C(D)}$ , при ограничениях

$$b_{st}^{C(D)} \leq b^{C(D)}$$

$$\sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m}^{C(D)} T_{st,m}^{C(D)} < T^{*C(D)} - \widehat{T}_{st,m}^{C(D)}$$

для всех  $st \in S^{C(D)} : a_{st}^{C(D)} \neq 0$  и вычисленных и фиксированных параметрах для подсети с эмуляцией коммутацией каналов.

В качестве переменных оптимизации меняются значения  $Y^A$  и  $\rho_{ij}^{C(D)}$ . Все обозначения аналогичны п. 3.4.

#### 4.2.3. Условия пропускания заданной нагрузки классов $C$ и $D$

Выражение для расчета максимально возможного значения эффективной скорости передачи данных класса  $C$  на каждом ребре  $ij \in J_{st}$  гибридной ТС на технологии АТМ

$$V_{ij}^C = K_{ij}^C V_{ij}^{\mathcal{E}} = \frac{L - H_{SAR}^C}{L + H_{ATM}} (1 - b_{ij}^C) \left(1 - \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^C V_{ij}^{\mathcal{E}}}\right) \left(-\frac{p_o}{1 - p_o} \ln p_o\right) V_{ij}^{\mathcal{E}} \quad (4.62.)$$



Условием обслуживания нагрузки в сети  $Y_{ij}^C$  с учетом «квазижесткого» резервирования пропускной способности ЛЦТ в сессии для потоков нагрузки класса  $A$  и заданных ограничениях на среднее время передачи, будет

$$Y_{ij}^C \leq V_{ij}^C \quad (4.63.)$$

для всех  $ij \in J_{st}$ , где  $Y_{ij}^C$  общая нагрузка ячеек данных класса  $C$ , поступающая на звено  $ij \in J_{st}$ .  $Y_{ij}^C = \sum_{st \in S} a_{st}^C$  для всех  $st \in S : ij \in R_{st}^C$ ,

Если это условие не выполняется на каком-либо звене, то для всех  $a_{st}^C \neq 0 : ij \in R_{st}^C$ , заданная нагрузка данных класса  $C$  не может быть передана с заданным средним временем  $T^C$ .

Аналогично для трафика класса  $D$

$$V_{ij}^D = K_{ij}^D V_{ij}^\Delta = \frac{s^D (1 - e^{-s^D})}{L + H_{ATM}} (1 - b_{ij}^D) (1 - \rho_{ij}^{*C} - \frac{L + H_{ATM}}{(1 - \rho_{ij}^{*C}) T_{ij}^D V_{ij}^\Delta}) V_{ij}^\Delta. \quad (4.64.)$$

Ясно, что должно выполняться неравенство

$$Y_{ij}^D \leq V_{ij}^D, \quad (4.65.)$$

$\forall ij \in J$ , где  $Y_{ij}^D$  нагрузку ячеек данных класса  $D$  на звене равную  $Y_{ij}^D = \sum_{st \in S} a_{st}^D$  для всех  $st \in S : ij \in R_{st}^D$ ,

Если это условие не выполняется на каком-либо звене, то для всех  $a_{st}^D \neq 0 : ij \in R_{st}^D$ , заданная нагрузка данных класса  $D$  не может быть передана с заданным средним временем.

### **4.3. Исследование гибридной транспортной системы на технологии ATM в сервисных примитивах уровней архитектуры переменной длины**

Передача трафика различной природы с заданным качеством обслуживания QoS в транспортной системе ATM осуществляется сервисными примитивами фиксированной длины - 53 байтными ячейками, каждая из которых содержит 8 байт служебной информации. При этом протокольная избыточность на уровне ATM приводит к снижению использования пропускной способности линейных цифровых трактов (ЛЦТ) сети до 10% [40, 41]. Кроме того, указанный размер ячейки разработчиками был выбран в качестве компромиссного решения для передачи разнородного трафика и следовательно не является оптимальным для передачи каждого из них в отдельности. Известно [42, 43], что для различных типов трафика имеет место сильная зависимость длин протокольных блоков уровней архитектуры ТС от ее параметров.

Корпорацией IBM в рамках проекта по созданию коммутируемых виртуальных сетей ATM (Switched Virtual Networking, SVN) разработаны сетевые широкополосные службы (Networking BroadBand Services, NBBS), которые позволяют вести передачу информации не только ячейками ATM, но и

фреймами различной длины в режиме пакетного переноса (Packet Transfer Mode, PTM) [44]. Технология «ячейка в фреймах» (Cell in Frames, CIF), позволяющая использовать один АТМ-заголовок на несколько ячеек, формируя как бы один фрейм переменной длины, предложена также группой фирм-разработчиков, в которую вошли Cisco Systems, FORE Systems, Nortel и др. [41]. Функция формирования ячейки переменной длины может быть реализована либо на логическом уровне АТМ [44] базовой модели архитектуры протокола Ш-ЦСИС, либо на дополнительном подуровне сборки/разборки фреймов [41], расположенном ниже уровня АТМ. В связи с этим возникает вопрос сравнительной оценки эффективности сети АТМ по критерию функционала использования пропускной способности ЛЦТ, если произвести оптимизацию фреймов нагрузки классов  $B$ ,  $C$  и  $D$  на уровне АТМ.

Для простоты анализа ограничимся рассмотрением режима передачи трафика класса  $C$  с использованием службы АBR в гибридной сети АТМ [45]. Расчет оптимальных длин  $C$ -фреймов данных уровня АТМ, будем базировать на построении и оптимизации общего функционала использования пропускной способности транспортного соединения  $K^{C(s)}$  при условии, что среднее время пребывания  $C$ -фрейма в сквозном тракте передачи равно заданному значению. Указанный функционал учитывает избыточность служебных полей протокольных блоков, вносимую каждым логическим уровнем, а также особенности функционирования уровневых протоколов [6]. Пусть  $s^C = \int_0^{\infty} l dF^C(l)$  - средняя длина  $C$ -сообщения данных на подуровне конвергенции АAL3/4,  $F^C(l)$  - распределение длины  $C$ -сообщений на этом подуровне;  $L_h^C$  ( $h=3,4$ ) - длина протокольного блока  $h$ -го уровня (соответственно подуровня сегментации/сборки и уровня АТМ - сегмента или ячейки (фрейма));  $H_h^C$  ( $h=3,4$ ) - избыточность, вносимая в протокольный блок  $h$ -го уровня. Тогда в общем случае

$$K^{C(s)} \equiv K^{C(s)}(L_4^C, L_3^C) = \beta_4^C(L_4^C) \rho_3^C(L_3^C) \prod_{h=3}^4 \frac{s_h^C}{(L_h^C - H_h^C) N_h^C} \frac{L_h^C - H_h^C}{L_h^C}, \quad (4.66.)$$

где  $s_3^C = s + N_4^C H_4^C$ , - «приведенная» к уровню АТМ средняя длина  $C$ -сообщения данных в случае использования функции организации фрейма (блокирования ячеек);  $N_3^C$  - среднее число информационных частей ячейки в  $C$ -сообщении с «приведенной» к уровню АТМ средней длиной  $s_3^C$ ;  $s_4^C = s^C$ ;  $N_4^C$  - среднее число информационных частей сегментов подуровня сегментации и сборки на подуровне конвергенции;  $\beta_4^C$  - коэффициент, учитывающий механизм организации обратной связи на подуровне конвергенции с целью защиты от ошибок в ЛЦТ;  $\rho_3^C(L_3^C)$ , - коэффициент, учитывающий загрузку ЛЦТ.

При организации передачи  $C$ -сообщений в сети ячейками фиксированной длины всегда

$$L_4^C = L_3^C - H_3^C, \quad s_3^C = L_4^C, \quad N_3^C = 1 \quad (4.67.)$$

При анализе эффективности процедуры блокирования мы ограничимся построением и исследованием математических моделей, описывающих процесс передачи  $C$ -сообщений данных в режиме установленного соединения, при этом будут рассматриваться только однородные магистральные АТМ – сети. В предположении, что каждый канал тракта совместно с соответствующей ему частью памяти коммутатора АТМ моделируется СМО  $M/M/1$ , звенья независимы, время распространения сигналов и время обработки информации в коммутаторах достаточно малы, распределение ошибок в дискретном канале биномиальное с параметром  $p$ , можно показать [32], что

$$\beta_4^C(L_4^C) = \frac{L_4^C(1-p)^{L_4^C}}{(1-p)^{L_4^C} - 1} \ln(1-p) \quad \rho_3^C(L_3^C) = 1 - \frac{n\omega^C L_3^C}{\omega^C T^C - (L_3^C - H_3^C)V} \frac{1}{V}$$

Здесь  $T^C$  - заданное среднее время пребывания  $C$ -сообщения данных в ЛЦТ, с;  $V$  - скорость передачи информации в ЛЦТ, содержащем данное виртуальное соединение, бит/с;  $\omega^C$  - скорость работы установки  $C$ -данных оконечной системы, бит/с.

Будем предполагать, что  $s^C \rightarrow \infty$ , что эквивалентно постоянному наличию информации для передачи на подуровне конвергенции в режиме установленного соединения. Тогда, как было показано выше, при любых законах распределения длин сообщений  $F^C(l)$  асимптотически

$$\frac{s_h^C}{N_h^C} \rightarrow L_h^C - H_h^C. \quad (4.68.)$$

#### 4.3.1. Введение процедуры форматирования информации на уровне АТМ ячейками переменной длины

В случае введения процедуры блокирования ячеек во фреймы переменной длины только на уровне АТМ ( $L_4^C = \text{const}$ ) с учетом условия (4.68.) оптимизация функционала (4.66.) для режима пакетной передачи сводится к оптимизации функционала

$$K_3^C(L_3^C) \equiv \frac{L_3^C - H_3^C}{L_3^C} \rho_3^C(L_3^C) \quad (4.69.)$$

по переменной  $L_3^C$ . Оптимальная длина  $C$ -фрейма

$$L_3^{*C} = \frac{T^C V - H_3^C \sqrt{\frac{nT^C V}{H_3^C}}}{\frac{V}{\omega^C} + \sqrt{\frac{nT^C V}{H_3^C}}} + H_3^C, \quad (4.70.)$$

полученная из уравнения  $\frac{dK_3^C(L_3^C)}{dL_3^C} = 0$ , подставляется в (4.66.). Сравнение величин максимально возможных коэффициентов использования пропускной способности ЛЦТ  $K^{C(g)}(L_3^{*C})$  и  $K^{C(g)}$  (при условии (4.67.) и  $L_3^C = \text{const} = 53$  байт) позволит оценить эффективность введения процедуры блокирования ячеек на уровне АТМ.

Для сети АТМ с параметрами:  $V = 155,52$  Мбит/с,  $\omega^C = 2400$  бит/с,  $H_4^C = 32$  бит,  $H_3^C = 40$  бит,  $L_4^C = 384$  бит,  $L_3^C = 424$  бит,  $n = 10$ ,  $p = 0$ ,  $T^C = 1$  с сравнительная оценка показывает [45], что эффективность использования пропускной способности ЛЦТ при введении функции блокирования ячеек на уровне АТМ по сравнению с традиционной упаковкой в ячейки фиксированной длины повышается на 12% (с точностью до 1%):

$$\Delta = \left( \frac{K^{C(g)}(L_3^{*C})}{K^{C(g)}} - 1 \right) 100\% = 12\%. \quad (4.71.)$$

#### **4.3.2. Введение процедуры форматирования информации сервисными примитивами переменной длины на уровне АТМ и подуровне сегментации/сборки**

В случае введения дополнительно процедуры сегментирования данных сервисными примитивами переменной длины и на подуровне сегментирования/сборки функционал (4.66.) будет отображать функцию форматирования на уровне АТМ в полном объеме. Его оптимизация по двум переменным  $L_4^C$  и  $L_3^C$  при условии  $s^C \rightarrow \infty$  сводится к отдельной оптимизации функционала

$$K_4^C(L_4^C) = \frac{L_4^C - H_4^C}{L_4^C} \beta_4^C(L_4^C)$$

по переменной  $L_4^C$  и оптимизации функционала (4.69.) по переменной  $L_3^C$ . При этом величина  $K^{C(g)}(L_3^{*C}, L_4^{*C})$ , полученная после подстановки оптимальных значений  $L_4^{*C}$  и  $L_3^{*C}$ , - есть максимально возможное значение функционала использования пропускной способности ЛЦТ на уровне АТМ при введении процедур форматирования сервисными примитивами переменной длины в полном объеме. Величина  $L_4^{*C}$  находится из уравнения  $\frac{dK_4^C(L_4^C)}{dL_4^C} = 0$ , решение которого сводится к задаче о неподвижной точке трансцендентного уравнения

$$L_4^{*C} = \frac{(1-p)^{L_4^{*C}} - 1}{\ln(1-p)} + H_4^C \quad (4.72.)$$

Решение уравнения (4.72.) строится при помощи итерационного процесса  $L_{4,k+1}^{*C} = \varphi(L_{4,k}^C)$ , т. к. нелинейный оператор  $\varphi(*)$  - сжимающий. При этом значение  $L_{4,k}^C$  - есть  $k$ -я итерация величины  $L_4^C$ .

При использовании функции форматирования данных на логических уровнях архитектуры транспортной системы АТМ сервисными примитивами переменной длины в полном объеме и аналогичных значениях параметров сети, эффективность использования трактов передачи высокого качества (например,  $p = 10^{-6}$ ) повышается почти вдвое [45]

$$\Delta = \left( \frac{K^{C(g)}(L_4^{*C}, L_3^{*C})}{K^{C(g)}} - 1 \right) 100\% = 21\%. \quad (4.73.)$$

Используя предложенную методику можно показать, что эффективность операций форматирования данных сервисными примитивами переменной длины на подуровне сегментирования/сборки и на уровне АТМ сохраняется в широком диапазоне изменения параметров транспортного С-соединения.

#### **4.4. Аналитическая модель для расчета характеристик пакетной транспортной системы в сервисных примитивах уровней архитектуры переменной длины в режиме установленного соединения**

В качестве объекта исследования выберем пакетную ТС инфокоммуникационной сети на технологии IP. Указанная ТС характеризуется тем, что в ней как и пакетной ТС АТМ транспортное соединение для изохронной и асинхронной нагрузки формируется с образованием очередей на каждом УК и поддержанием режима соревнования за физические ресурсы сети в течение всего сеанса связи. Основное отличие организации процессов передачи разнородного трафика заключается в том, что в ТС на технологии IP его передача осуществляется в сервисных примитивах уровней архитектуры переменной длины, оптимизация длин которых дает ощутимый эффект в использовании пропускной способности каналов сети.

##### **4.4.1. Вывод составляющих общих функционалов $K^B$ и $K^C$ использования пропускной способности пакетной транспортной системы на технологии IP**

Учитывая, что трафик класса  $D$  не предъявляет никаких требований к своей передаче не нарушая общности подхода в дальнейшем для упрощения аналитических выводов проведем оптимизацию только функционалов  $K^B$  и  $K^C$ . При этом будем предполагать, что допустимое время сквозной задержки речевых пакетов в транспортном канале  $\theta^B$  включает в себя только две основные компоненты: время накопления информационной части речевого  $B$ -пакета в оконечной системе источника, связанное с пакетизацией речевых сегментов на передаче,  $-(L^B - H_{TCP})/v^B$  и время задержки в тракте передачи. Для данных класса  $C$  предполагается также, что заданное среднее время пребывания в тракте передачи пакета данных  $T_{st}^C$  включает в себя только время накопления информационной части пакета у абонента, равное  $(L^C - H_{TCP})/\omega^C$  и собственно время передачи. Отсюда возникает ограничение на величины  $L^B \leq \theta^B v^B - H_{TCP}$ , которое необходимо учитывать при решении задачи анализа сети. Таким

образом, в общем балансе времени  $\theta^B$  и  $T_{st}^C$  мы не будем учитывать время распространения сигналов в среде передачи, время обработки на УК, время установления соединения, а также время, затраченное на «последней миле».

Для вывода составляющих функционалов (3.10.) дополнительно будем предполагать (по аналогии п. 4.1.1.), что

- каждый канал (тракт) сети  $ij \in J$  вместе с соответствующей памятью УК моделируется СМО типа  $M/M/1$ ;
- суммарные потоки от всех источников таковы, что агрегированные потоки на входе каждого канала независимы и являются простейшими;
- временем распространения сигналов можно пренебречь по сравнению с временем передачи пакета в тракте передачи;
- пакеты изохронной нагрузки класса  $B$  обслуживаются с абсолютным приоритетом (с дообслуживанием) по отношению к пакетам асинхронной нагрузки класса  $C$ .

Для технических реализаций, где потоки информации имеют достаточно большие значения, можно считать, что  $S^B \rightarrow \infty$  (например, для пакетизатора речи поток речевых пакетов образует единое сообщение в виртуальном соединении, длина которого равна длительности сеанса, умноженной на скорость работы речепреобразующего устройства) и  $S^C \rightarrow \infty$ , тогда асимптотически

$$\frac{S^B}{N^B} \rightarrow L^B - H_{TCP} \quad \text{и} \quad \frac{S^C}{N^C} \rightarrow L^C - H_{TCP} \quad (4.74.)$$

для любых  $F^B(t)$  и  $F^C(t)$  [32]. В предположении, что длительности сообщений данных класса  $D$  распределены экспоненциально с параметром  $1/S^D$ , можно показать, что

$$\frac{S^D}{N^D} = S^D \left(1 - e^{-\frac{L^D - H_{кр}}{S^D}}\right) \quad (4.75.)$$

Этот факт существенно упрощает процедуры вычислений функционалов и может применяться на ранних этапах проектирования сети для оценочных расчетов в условиях недостаточности данных.

Величина  $\beta_{ij}^C$  является функцией длины IP-пакета и вероятности ошибки в канале  $p_{ij}$ . Для упрощения вычислений примем, что уровень ошибок во всех каналах сети одинаков, т. е.  $\beta_{ij}^C = \beta^C(L^C, p)$ .

Если обозначить  $p_0$  вероятность отсутствия ошибок в пакете длины  $L^C + H_{ip}$  и предположить, что распределение числа переспрашиваемых пакетов подчинено геометрическому распределению, то для РОС (см. п. 4.1.)

$$\beta^C = \sum_{k=1}^{\infty} \frac{1}{k} p_0 (1 - p_0)^{k-1} = -\frac{p_0}{1 - p_0} \ln p_0 \quad (4.76.)$$

В частности для биномиального канала с вероятностью ошибки равной  $p$

$$p_0 = (1 - p)^{L^C + H_{IP}}$$

Выведем выражения коэффициентов  $\rho^{*B}$  и  $\rho^{*C}$  для однородной IP-сети, в которой  $V_{ij} = V = const$ ,  $p_{ij} = p$  и потоки на каждом звене примерно одинаковы, что характерно для режима работы сети в часы наибольшей нагрузки. Плотность вероятностей времени пребывания речевого пакета в однородном  $m$ -ом составном виртуальном канале  $\hat{l}_{st,m}^B$  тракта  $st \in S^B$

$$f_{st,m}^B(t) = \frac{(\mu^B)^n (1 - \rho^B)^n t^{n-1}}{(n-1)!} e^{-\mu^B(1-\rho^B)t}, \quad (4.77.)$$

где  $n$  - количество ЛТЦ в составном виртуальном канале  $\hat{l}_{st,m}^B$  тракта  $st \in S^B$ .

Из выражения (4.77.) в явном виде получаем уравнение для нахождения максимально допустимой величины  $\rho^{*B}$

$$\frac{(\mu^B)^n (1 - \rho^B)^n}{(n-1)!} \int_{\theta^B - \frac{L^B - H_{TCP}}{v^B}}^{\infty} t^{n-1} e^{-\mu^B(1-\rho^B)t} dt = d^B, \quad (4.78.)$$

где  $\frac{L^B - H_{TCP}}{v^B}$  - время накопления речевого пакета в пакетизаторе при заданной скорости речепреобразования, которая вносит значительную долю в общий баланс времени задержки. Обозначив  $x = \mu^B(1 - \rho^B)t$  и произведя замену переменных в уравнении (4.78.), получим

$$\int_z^{\infty} x^{n-1} e^{-x} dx = (n-1)! d^B$$

где

$$z = (1 - \rho^B)b \quad (4.79.)$$

$$b = \left( \frac{\theta^B V}{L^B + H_{IP} + H_{FR}} - \frac{L^B - H_{TCP}}{L^B + H_{IP} + H_{FR}} \frac{V}{v^B} \right) \quad (4.80.)$$

Можно показать, что решение уравнения (4.78.) существует, если

$$\ln \sum_{k=0}^{n-1} \frac{b^k}{k!} - b \leq \ln d^B$$

Если это условие не выполняется, то при заданных  $d^B$ ,  $n$  и  $b$  в IP-сети с интеграцией служб речевые пакеты принципиально не могут быть переданы. Воспользовавшись рекуррентным представлением левой части уравнения (4.78.) по параметру  $n$  как неполной гамма-функции, можно свести его решение к решению относительно  $z$  следующего нелинейного трансцендентного уравнения:

$$\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1} + \frac{1}{(n-2)!} z^{n-2} + \dots + \frac{1}{1!} z + 1 = d^B e^z$$

Из выражения (4.22.) легко получить искомое  $\rho^{*B}$ :

$$\rho^{*B} = 1 - \frac{z}{b} = 1 - \frac{z v^B (L^B + H_{IP} + H_{FR})}{v^B V \theta^B - (L^B - H_{TCP}) V} \quad (4.81.)$$

Окончательно, с учетом введенных выше допущений, выражения для функционалов  $K_{ij}^B$ ,  $K_{st,m}^B$  и  $K^B$  принимают следующий вид

$$K_{ij}^B = \frac{L^B - H_{TCP}}{L^B + H_{IP} + H_{NI}} \left( 1 - \frac{z v^B (L^B + H_{IP} + H_{NI})}{v^B V \theta^B - (L^B - H_{TCP}) V} \right), \quad (4.82.)$$

$$K_{st,m}^B = \frac{L^B - H_{TCP}}{L^B + H_{IP} + H_{NI}} \left( 1 - \frac{z v^B (L^B + H_{IP} + H_{NI})}{v^B V \theta^B - (L^B - H_{TCP}) V} \right)^n \quad (4.83.)$$

$$K^B = \sqrt[q]{\sum_{st \in S} \frac{a_{st}^B}{Y^B} (K_{st}^B)^q}, \quad q = |S|, \quad (4.84.)$$

где  $K_{st}^B = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B K_{st,m}^B$

Перейдем к выводу выражения для  $\rho^{*C}$ . Известно, что среднее время пребывания пакета данных класса  $C$  в  $n$ -звенном однородном ЛЦТ, каждое звено которого моделируется СМО типа  $M/M/1$  с абсолютным приоритетом для речевого трафика, дается выражением:

$$T_{st,m}^C = \frac{\frac{L^C + H_{IP} + H_{NI}}{\beta^C V} (1 - \rho^{*B} - \rho^{*C}) + \frac{L^C + H_{IP} + H_{NI}}{\beta^C V} \rho^C + \frac{L^B + H_{IP} + H_{NI}}{\beta^B V} \rho^{*B}}{(1 - \rho^{*B} - \rho^{*C})(1 - \rho^{*B})} n + \frac{L^C - H_{TCP}}{\omega^C}, \quad (4.85.)$$

где  $\frac{L^C - H_{TCP}}{\omega^C}$  - время ввода пакета данных класса  $C$  в тракт от абонентской установки при заданной скорости ее работы. Решая это уравнение относительно  $\rho^{*C}$ , получим

$$\rho^{*C} = 1 - \rho^{*B} - \frac{n \rho^{*B} (L^B + H_{IP} + H_{NI}) + n (L^C + H_{IP} + H_{NI}) \frac{1}{\beta^C}}{T_{st,m}^C V - (L^C - H_{TCP}) \frac{V}{\omega^C}} \beta^C, \quad (4.86.)$$

где  $\beta^C$  задается выражением (4.76.).

С учетом введенных выше допущений функционал

$$K_{st,m}^C = \frac{L^C - H_{TCP}}{L^C + H_{IP} + H_{FR}} \left( 1 - \rho^{*B} - \frac{n \rho^{*B} (L^B + H_{IP} + H_{FR}) + n (L^C + H_{IP} + H_{FR}) \frac{1}{\beta^C}}{T_{st,m}^C V - (L^C - H_{TCP}) \frac{V}{\omega^C}} \beta^C \right), \quad (4.87.)$$



а функционал

$$K^C = \sqrt[q]{\sum_{st \in S^C} \frac{a_{st}^C}{Y^C} (K_{st}^C)^q}, \quad q = |S|, \quad (4.88.)$$

где  $K_{st}^C = \sum_{m=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C K_{st,m}^C$ .

#### 4.4.2. Задача анализа пакетной транспортной системы на технологии IP-QoS в терминах параметров функционалов $K^B$ и $K^C$

По аналогии с пакетной ТС ATM, задачу анализа ТС на технологии IP можно записать в виде последовательности двух задач оптимизации:

1. При заданной топологии сети, структуре потоков, заданной в виде матриц тяготений  $Y^k$  и заданной системе маршрутов найти значения  $\rho_{ij}^{*B}$  и  $L^B$ , доставляющих максимум функционалу  $\arg \max K^B$ ,

при условиях

$$b_{st}^B \leq b^B,$$

$$\Pr_{st}(t \geq \theta^B) = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^B)) \leq d^B$$

$$L^B \triangleleft \theta^B v^B - H_{TCP}$$

$$0 \leq \rho_{ij}^B \triangleleft 1$$

$$\forall st \in S^B : a_{st}^B \neq 0,$$

$$(4.89.)$$

где  $\Pr_{st}(t \geq \theta^B)$  - вероятность превышения заданного времени  $\theta^B$  пребывания  $B$ -пакета в сети для пары  $st \in S^B$ ,  $d^B$  - допустимая вероятность превышения заданной сквозной задержки  $\theta^B$  пакетами нагрузки класса  $B$ ,  $b_{st}^B$  - вероятность потери вызова для пары  $st \in S^B$ .

2. При найденных значениях  $\rho_{ij}^{*B}$  и  $L^B$ , найти значения  $\rho_{ij}^{*C}$  и  $L^C$ , доставляющих максимум функционалу  $\arg \max K^C$ ,

при ограничениях

$$b_{st}^C \leq b^C,$$

$$T_{st}^C = \sum_{v=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C T_{st,m}^C + \frac{L^C - H_{CP}}{\omega^C} = \sum_{v=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C \sum_{ij \in l_{st,m}^C} T_{ij}^C + \frac{L^C - H_{CP}}{\omega^C} \leq T^{*C}$$

$$\forall st \in S^C : a_{st}^C \neq 0,$$

$$(4.90.)$$

и все параметры первой задачи найдены и фиксированы.

Здесь  $T_{st}^C$  - заданное среднее время передачи пакетов класса  $C$  для пары  $st \in S^C$ .

При оптимизации функционала  $K^B$  для нагрузки класса  $B$  в качестве ограничений будет выступать выражение (4.89.), представляющее собой вероятность превышения заданного времени пребывания пакетов нагрузки класса  $B$  в системе. Таким образом, для изохронной нагрузки требуется максимизировать общий коэффициент использования пропускной способности

ЛЦТ  $K^B$  при условии, что доля речевых  $B$ -пакетов, время пребывания которых в системе превосходит заданное значение, фиксирована.

Это диктуется тем, что в силу особенностей, например, речевого трафика и особенностей речепреобразующих устройств для качественного воспроизведения речи важно не среднее время пребывания речевого в сети, а процент речевых пакетов, не доставленных получателю за заданное время [32]. Последнее определяется особенностями восприятия речевых сигналов человеком и лежит в пределах 0,3—0,5 с.

Для асинхронной нагрузки также предлагается максимизировать общий коэффициент использования пропускной способности ЛЦТ  $K^C$  при условии, что время пребывания пакета данных касса  $C$  в тракте передачи равно заданному значению. Фиксация среднего времени пребывания пакета данных касса  $C$  в тракте передачи связана с тем, что для пользователей сети представляет интерес не просто минимальное время пребывания пакета в сети, которое само по себе может оказаться достаточно большим и неприемлемым, а заданное среднее время.

Обозначим  $F_{st}^B(t) = \Pr\{T_{st}^B \leq t\}$  - функцию распределения случайной задержки  $T_{st}^B$  времени пребывания речевого пакета для пары  $st \in S$ . С учетом предполагаемой независимости путей из множества  $M_{st}^B$

$$F_{st}^B(t) = \Pr\{T_{st}^B \leq t\} = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} \rho_{st,m}^B F_{st,m}^B(t), \quad (4.91.)$$

где  $\rho_{st,m}^B$  - вероятность выбора  $m$ -ого пути из множества  $M_{st}^B$  для пары  $st \in S$ ,  $F_{st,m}^B(t) = \Pr\{T_{st,m}^B \leq t\}$  - функция распределения случайной задержки  $T_{st,m}^B$  времени пребывания речевого пакета в  $m$ -ом составном виртуальном канале  $\widehat{l}_{st,m}^B$  ( $m = \overline{1, M_{st}^B}$ ) для пары  $st \in S$  и состоящим из множества ребер  $l_{st,m}^B = \{ij \in J : ij \in \widehat{l}_{st,m}^B\}$ . Соответствующая плотность распределения равна

$$f_{st}^B(t) = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} \rho_{st,m}^B f_{st,m}^B(t).$$

Известно, что преобразование Лапласа-Стильеса плотности распределения времени пребывания речевого пакета в  $m$ -ом составном виртуальном IP-канале  $\widehat{l}_{st,m}^B$  ( $m = \overline{1, M_{st}^B}$ ) для пары  $st \in S^B$  и состоящим из множества ребер  $l_{st,m}^B = \{ij \in J : ij \in \widehat{l}_{st,m}^B\}$ , моделируемых СМО типа  $M/M/1$  равно

$$F_{st,m}^{*B}(s) = \prod_{ij \in l_{st,m}^B} \frac{\mu_{ij}^B (1 - \rho_{ij}^B)}{s + \mu_{ij}^B (1 - \rho_{ij}^B)} \quad (4.92.)$$

где  $\mu_{ij}^B = \frac{V_{ij}}{L^B + H_{IP} + H_{NI}}$  - величина, обратная средней длительности обслуживания речевого пакета в каждой отдельной СМО типа  $M/M/1$  тракта  $st \in S^B$ . Обращение этого преобразования дает свертку, представляющую собой плотность вероятности времени пребывания речевого пакета  $f_{st,m}^B(t)$  в  $m$ -ом

составном виртуальном канале  $\widehat{l}_{st,m}^B$  тракта  $st \in S^B$  и представляет собой произведения дробно-рациональных функций. Учитывая, что

$$1 - F_{st,m}^B(\theta^B) = \int_{\theta^B}^{\infty} f_{st,m}^B(t) dt$$

Искомая вероятность превышения задержки

$$\Pr_{st}(t \geq \theta^B) = \int_{\theta^B}^{\infty} f_{st}^B(t) dt = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B \int_{\theta^B}^{\infty} f_{st,m}^B(t) dt, \quad \forall st \in S^B : a_{st}^B \neq 0 \quad (4.93.)$$

где  $f_{st,m}^B(t)$  - плотность распределения вероятности случайной задержки  $T_{st,m}^B$  времени пребывания речевого пакета в  $m$ -ом составном виртуальном канале.

Интегрируя и подставляя пределы интегрирования, получим

$$\Pr_{st}(t \geq \theta^B) = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^B)), \quad \forall st \in S^B : a_{st}^B \neq 0 \quad (4.92.)$$

Здесь  $F_{st,m}^B(\theta^B)$  - квантили распределения случайной задержки  $T_{st,m}^B$  времени пребывания  $B$ -пакета в  $m$ -ом составном канале, которые легко вычисляются при принятых предположениях.

Ограничение (4.90.) на заданное среднее время доставки в сеансе связи  $T_{st}^C$  пакетов данных класса  $C$  с учетом выше сформулированных допущений принимает следующий вид

$$T_{st}^C = \sum_{m=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C T_{st,m}^C + \frac{L^C - H_{CP}}{\omega^C} = \sum_{v=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C \sum_{ij \in l_{st,m}^C} T_{ij}^C + \frac{L^C - H_{CP}}{\omega^C}, \quad (4.94.)$$

где  $\frac{L^C - H_{TCP}}{\omega^C}$  - время ввода пакета данных класса  $C$  в тракт от абонентской установки при заданной скорости ее работы.

Решив первую и вторую задачи анализа пакетной ТС инфокоммуникационной сети на технологии IP мы получим оптимальные длины пакетом речи и данных, а также максимально допустимые загрузки трактов пакетами разнородной нагрузки для заданных параметров качества обслуживания и распределения потоков в сети.

#### 4.4.2. Вывод аналитических выражений для расчета оптимальных длин сервисных примитивов уровня IP

С учетом сделанных допущений теперь можно определить оптимальные длины  $L^{*B}$  и  $L^{*C}$  и значения  $T_{st,m}^C$ , обеспечивающие передачу потоков нагрузки классов  $B$  и  $C$  по  $m$ -му ( $m = \overline{1, M_{st}^k}$ ) составному виртуальному каналу  $\widehat{l}_{st,m}^k$  тракта  $st \in S^k$ . Оптимальную длину речевого пакета  $L^{*B}$  можно найти, определив общий функционал  $K_{st,m}^B$  и решив задачу на нахождение условного экстремума  $dK_{st,m}^B / dL^B = 0$  при условии (4.89.). Оптимальная длина пакета  $L^{*C}$  вычисляется решением задачи на определение условного экстремума  $dK_{st,m}^C / dL^C = 0$ , при

условии (4.90.) или, другими словами, что  $\int_0^{\infty} t\varphi(t)dt \leq T^{*C}$ , где  $\varphi(t)$  - плотность времени пребывания пакета нанного класса  $C$  в  $n$ -звенном тракте передачи. Для решения задач на условный экстремум будем пользоваться не классическим методом Лагранжа, а разрешим эти условия относительно интересующих нас параметров  $\rho^{*B}$  и  $\rho^{*C}$  и подставим полученные выражения в исследуемые функционалы  $K_{st,m}^B$  и  $K_{st,m}^C$ . После этого задача нахождения  $L^{*B}$  и  $L^{*C}$  сводится к задаче на определение безусловного экстремума. В результате после преобразований получим два уравнения относительно неизвестных  $L^B$  и  $L^C$ .

Решая первое уравнение, которое оказывается квадратичным относительно неизвестной  $L^B$ , находим

$$L^{*B} = \frac{(\theta^B v^B + H_{TCP})\alpha_1 - (H_{IP} + H_{FR})v^B}{\alpha_1 + v^B} \quad (4.95.)$$

$$\text{где } \alpha_1 = \sqrt{(H_{TCP} + H_{IP} + H_{FR})V/z\theta^B}.$$

Второе уравнение является трансцендентным уравнением, содержащим полиномы второй степени относительно неизвестной переменной. Для его решения можно построить простую итерационную процедуру:

$$L^{*C} = x + H_{TCP}, \quad (4.96.)$$

где  $x == \lim_{k \rightarrow \infty} x_k$ ,

$$x_{k+1} = \frac{y-1}{\ln(1-p)} \left\{ 1 + \frac{x_k + \frac{T_{st,m}^C \omega^C}{\alpha_2 y} \frac{y-1}{\ln(1-p)}}{(T_{st,m}^C \omega^C - x_k) \left[ \frac{(\rho^B - 1)V}{n \omega^C \alpha_2} (T_{st,m}^C \omega^C - x_k) + 1 \right]} \right\}, \quad (4.97.)$$

где  $y = (1-p)^{x_k + H_{TCP} + H_{IP}}$ ,  $\alpha_2 = \frac{\rho^B}{1-\rho^B} (L^B + H_{IP} + H_{NI})$ ,  $k = 0, 1, 2, \dots$ ,

с начальным условием  $x_0 \geq H_{TCP}$ . Следует иметь в виду, что если выражение, стоящее в квадратных скобках знаменателя в правой части выражения (4.97.), обращается в нуль, то это означает, что трафик класса  $C$  с заданным  $T_{st,m}^C$  через тракт  $st \in S^C$  не может быть передан. В этом случае следует положить  $L^C = H_{TCP}$ . Обращение в нуль знаменателя в выражении (4.97.) происходит при условии, когда

$$x = T_{st,m}^C \omega^C - \frac{n \omega^C}{V} \frac{\rho^B}{(1-\rho^B)^2} (L^B + H_{IP} + H_{NI}). \quad (4.98.)$$

Это условие всегда необходимо проверять при нахождении величины  $L^{*C}$ . Кроме того, значение  $\rho^B$  в (4.97.) должно удовлетворять неравенству  $0 < \rho^B \leq \rho^{*B}$ , где  $\rho^{*B}$  есть максимально возможное значение функционала использования тракта передачи речевыми пакетами, рассчитанное по формуле (4.81.) при  $L^{*B}$  полученном из (4.95.).

В частном случае при  $p=0$  может быть найдено явное решение уравнения  $dK_{st,m}^B / dL^B = 0$  :

$$L^{*B} = \frac{-g + \sqrt{g^2 + \alpha_3 c}}{\alpha_3} + H_{TCP}, \quad (4.99.)$$

где

$$\begin{aligned} \alpha_3 &= \left( n + \frac{1 - \rho^B}{\omega^C} V \right) \left[ 1 - (H_{TCP} + H_{IP} + H_{NI}) \frac{1}{T_{st,m}^C \omega^C} \right] - \\ &- \left[ T_{st,m}^C V (1 - \rho^B) - n (L^B + H_{IP} + H_{NI}) \frac{\rho^B}{1 - \rho^B} - n (H_{TCP} + H_{IP} + H_{NI}) \right] \frac{1}{T_{st,m}^C \omega^C} \\ g &= \left[ n + \frac{1 - \rho^B}{\omega^C} V \right] (H_{TCP} + H_{IP} + H_{NI}) ; \\ c &= \left[ T_{st,m}^C V (1 - \rho^B) - n (L^B + H_{IP} + H_{NI}) \frac{\rho^B}{1 - \rho^B} - n (H_{TCP} + H_{IP} + H_{NI}) \right] (H_{TCP} + H_{IP} + H_{NI}) \end{aligned}$$

#### 4.4.3. Условия пропускания заданой нагрузки классов B и C в транспортной системе на технологии IP-QoS

Значение  $\rho^B$  в формуле (4.97.) можно вычислить следующим образом. Пусть  $a_{st,m}^B$  нагрузка (в эрлангах) класса B (в нашем случае речевой трафик) в  $m$ - составном виртуальном канале тракта  $st \in S^B$ , полученная на заданной системе маршрутов  $R_{st}^B$  в сети. Учитывая введенные ранее обозначения, можно определить эффективную скорость передачи речи в  $m$ - составном виртуальном канале тракта  $st \in S^B$ , как

$$V_{st,m}^B = \eta v^B a_{st,m}^B, \quad (4.100.)$$

где,  $\eta$ - коэффициент снижения загрузки транспортного канала речевыми пакетами за счет использования пауз (типичное значение  $\eta = 0,497$ ). Суммарная речевая нагрузка между парами  $st \in S^B$  равна  $a_{st}^B = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B a_{st,m}^B$ .

С другой стороны эффективная скорость передачи речевого трафика  $m$ - составном виртуальном канале определяется выражением

$$V_{st,m}^B = V K_{st,m}^B = \frac{(L^B - H_{TCP}) \rho^B}{L^B + H_{IP} + H_{NI}} V, \quad (4.101.)$$

где  $K_{st,m}^B$  – общий функционал использования пропускной способности  $m$ -го составного виртуального канала тракта  $st \in S^B$  речевым трафиком, полученный при сделанных выше предположениях:  $\beta^B = 1$  и  $s^B / N^B = L^B - H_{TCP}$ . Приравнивая (4.100.) и (4.101.) и разрешив уравнение относительно  $\rho^B$ , получим

$$\rho^B = \frac{L^B + H_{IP} + H_{FR}}{L^B - H_{TCP}} \frac{v^B}{V} a_{st,m}^B \eta \quad (4.102.)$$

Ясно, что должно выполняться неравенство  $\rho^B \leq \rho^{*B}$ . Если это не так то речевой трафик величины  $a_{st,m}^B$  в  $m$ - составном виртуальном канале тракта  $st \in S^B$  обслужен быть не может.

Максимально эффективная скорость передачи трафика класса  $C$ , которую может пропустить тракт  $st \in S^C$  при заданной величине нагрузки  $a_{st,m}^B$  и заданном среднем времени  $T_{st,m}^C$ , определяется выражением

$$V_{st,m}^C = V K_{st,m}^C = V \frac{L^C - H_{TCP}}{L^C + H_{IP} + H_{NIR}} \left( 1 - \rho^B - \frac{n \rho^B (L^B + H_{IP} + H_{FR}) + n (L^C + H_{IP} + H_{FR}) \frac{1}{\beta^C}}{1 - \rho^B} \right) \frac{1}{\beta^C} \beta^C$$

$$T_{st,m}^C V - (L^C - H_{TCP}) \frac{V}{\omega^C}$$

где  $L^B$  и  $L^C$  находятся из соотношений (4.95.) и (4.96.).

Пара  $(a_{st,m}^B, V_{st,m}^C)$  характеризует эффективность передачи смешанного трафика по тракту  $st$  ТС на технологии IP с заданным качеством обслуживания.

Если обозначить  $Q_{ij}^C$  нагрузку пакетов данных класса  $C$  на звене

$$Q_{ij}^C = \sum_{st \in S^C} \sum_{m=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C a_{st,m}^C, \quad \forall st \in S^C: ij \in l_{st,m}^C, \quad (4.103.)$$

то условием обслуживания нагрузки  $Q_{ij}^C$  с учетом потоков других направлений и заданных ограничений на среднее время передачи будет

$$Q_{ij}^C \leq V_{ij}^C \quad \forall ij \in J. \quad (4.104.)$$

Если это условие не выполняется на каком-либо звене  $\forall ij \in J$ , то для всех  $a_{st,m}^C \neq 0$ , таких, что  $ij \in R_{st}^C$ , заданная нагрузка данных не может быть передана с заданным средним временем  $T_{st}^C$  через ТС на технологии IP.

Оптимальные длины речевых пакетов  $L_{st}^B$  класса  $B$  и пакетов данных  $L_{st}^C$  класса  $C$ , обеспечивающие передачу соответствующих потоков по всему множеству маршрутов  $M_{st}^B$  и  $M_{st}^C$  тракта  $st$ , можно определить, решив первую и вторую задачи оптимизации для всего тракта. Кроме того, указанные задачи могут решаться также одновременно и для всей сети с использованием средневзвешенных по потокам функционалов использования сети  $K^B$  и  $K^C$ ,

которые должны максимизироваться при условиях того же вида, но уже для всех  $st \in S^k$ , имеющих ненулевые потоки.

При решении оптимизационной задачи в качестве переменных оптимизации выступают переменные  $\rho_{ij}^B$  и  $\rho_{ij}^C$ . Это означает, что при заданной структуре статических маршрутов каждой реализации при поиске значений  $\rho_{ij}^B$  и  $\rho_{ij}^C$  соответствует некоторые контрольные матрицы  $Y^k$ , т. е. фактически идет поиск варьированием входной нагрузкой. Для каждого значения входа отыскивается оптимальное значение длины соответствующего протокольного блока  $L_{st}^B$  и  $L_{st}^C$ .

Показателем качества работы пакетной ТС инфокоммуникационной сети может служить коэффициент использования цифрового тракта передачи на транспортном уровне:

$$R = [V_{st,m}^B(1 - d^B) + V_{st,m}^C] / V \quad (4.105.)$$

Таблица 4.2. Результаты расчетов

$V$ , бит/с	$v^B$ , бит/с	$a_{st,m}^B$ , эрл	$V_{st,m}^B$ , бит/с	$\rho^{*B}$	$V_{st,m}^C$ , бит/с	$L^B$ , бит	$L^C$ , бит	$R$
128000	16000	0	0	0,43	89413	723	3671	0,698
		1	7952		71174		3346	0,617
		2	15904		52929		2908	0,536
		3	23856		34530		2415	0,454
		4	31808		15587		1729	0,368
1024000	16000	0	0	0,80	900866	1880	10399	0,880
		25	198800		634041		8855	0,811
		50	397600		365922		6862	0,742
		75	596400		81077		3392	0,656
		100	795200		314		540	0,769
2048000	16000	0	0	0,86	1862368	2348	14341	0,909
		40	318080		1460666		12860	0,867
		80	636160		1058665		11104	0,824
		120	954240		654158		8873	0,781
		178	1415456		6033		1124	0,687
2048000	32000	0	0	0,86	1962368	3010	14341	0,909
		25	397600		1389646		12564	0,870
		50	795200		915237		10361	0,831
		75	1192800		430317		7234	0,787
		94	1494976		3315		911	0,724

В качестве примера рассмотрим параметры тракта передачи, характерные для протоколов Frame Relay, TCP/IP v.6. Основные числовые характеристики транспортных каналов на технологии IP, рассчитанные по приведенной выше методике, сгруппированы в табл. 4.2, которая описывает зависимость  $V$ ,  $\rho^B$ ,  $V_{st,m}^C$ ,  $R$  от величины  $a_{st,m}^B$  речевого трафика класса  $B$  для конкретных значений

$V$ ,  $v^B$ ,  $\rho^B$  при  $d = 0,01$ ,  $T_{st,m}^C = 2c$ ,  $\theta^B = 0,3c$ ,  $n = 10$ ,  $\omega^C = 64000$  бит/с,  $\tau^B = 0,93c$ ,  $H_{TCP} = 160$  бит,  $H_{FR} = 48$  бит,  $H_{IP} = 320$  бит,  $p = 10^{-6}$ ,  $\eta^B = 0,497$ .

Значения  $a_{st,m}^B$  в последних строках таблицы для каждого  $V$  являются предельными ( $a_{st,m}^{B\max}$ ), лимитируемыми величиной  $\rho^{*B}$ . При уплотнении пауз в речевом трафике ( $\eta^B = 0,497$ ) значения  $a_{st,m}^B$  в таблице следует увеличить примерно в два раза.

Анализ эффективности передачи в  $m$ - составном виртуальном канале тракта  $st \in S^k$  ТС на технологии IP в зависимости от величины речевого трафика класса  $B$  показывает, что с ростом нагрузки  $a_{st,m}^B$  эффективность указанных транспортных систем падает. Пакетный режим передачи смешанного трафика в сетях указанного класса предпочтителен при высоких скоростях передачи в ЛЦТ.



## ЛИТЕРАТУРА

1. Концептуальные положения по построению мультисервисных сетей на ВСС России, Минсвязи России, 2001г.
2. Рейман Л.Д. Формирование и развитие рынка инфокоммуникационных услуг. Автореферат дис. докт. экон. наук // СПбИЭУ, СПб, 2004.
3. Федеральная программа «Электронная Россия на (2002-2010 годы)» // Электросвязь, №3, 2002.
4. А.Е.Кучерявый, Л.З.Гильченко. Принципы модернизации телефонной сети общего пользования // Электросвязь, №2, 2002
5. Мошак Н.Н. Анализ логической структуры транспортной сети АТМ // Электросвязь. – 2001.–№9.- с. 40-44
6. Н.Н.Мошак, Основы проектирования сетей АТМ, Часть1, Архитектура сети АТМ, учебное пособие, РИО СПбГУТ, 2002, 96 стр.
7. Мошак Н.Н. Разработка методов расчета транспортных систем цифровых сетей связи интегрального обслуживания: Канд. диссертация / ЛЭИС. – Л., 1984.
8. CCITT Blue Book. Part 3. Recommendation of I. 100 – series//9-th Plenary Assembly.- Melburn, 1988.
9. Ginsburg D. ATM solution for enternetworking. Addison Wesley Longman. – 1996. - P. 569.
10. Г.П. Захаров, Г.Г. Яновский. Широкополосные цифровые сети интегрального обслуживания. Учебное пособие // СПбГУТ.- СПб,1994, 64с.
11. Буассо М., Деманаж М., Мюнье Ж.-М. Введение в технологию АТМ. - М.: Радио и связь, 1997.
12. McDysan D. E., Spohn D. L. ATM: theory and application. McGraw-Hill series on computer communications. – USA, 1995. - P. 595.
13. Назаров А.Н., Симонов М.В. АТМ: технология высокоскоростных сетей. - М.: ЭКО-ТРЕНДЗ, 1997.
14. Мартин Д., Чапмен К.К., Либен Д. Asynchronous transfer mode. Архитектура и реализация АТМ. - М.: ЛОРИ, 2000 – С. 214.
15. Такач Л., Некоторые вероятностные задачи в телефонии.- В сб. переводов «Математика» 4:6 М., ИЛ, 1960, с.93-143.
16. L.Takaes, Introduction to the Thejry of Quenes, New York : Oxford Univ Press, 1962.
17. Н.Н.Мошак, Анализ программной структуры сети АТМ, Часть I, Уровень адаптации АТМ // Электросвязь. – 2002.– №7.- с. 33-37.
18. Н.Н.Мошак, Анализ программной структуры сети АТМ, Часть II, Уровень АТМ // Электросвязь. – 2002.– №8.- с. 29-33.
19. Лохмотко В.В., Мошак Н.Н. Проблемы и механизмы обеспечения QoS в сети NGN // Труды первого международного научного конгресса «НЕРОБИОТЕЛЕКОМ-2004». Инфокоммуникационные технологии и радиоэлектронные системы в медицине, неробиологии и образовании / СПб, 2004.
20. ATM Forum. Private Network-to Network Interface Specification Version 1.1 (PNNI 1.1), ff-pnni-0055.002, April 2002.
21. ITU-T. Recommendation Q.2931. B-ISDN User-Network Interfast Layer 3 Protocol. - Geneva, 1993.
22. Ефимушкин В., Ледовских Т. Коммутация в сетях АТМ. Часть 1 // Сети. – 1999. - №12.
23. K.Rjtyermel., T.Helbit, «»An Adaptive Protocol for Sinchronizing Media Streams.- *Multimedia Systems J.*, ACM Press, vok. 5, pp. 324-336, Sep. 1997.
24. Жданов А.Г., Рассказов Д.А., Смирнов Д.А., Шипилов М.М. Передача речи по сетям с коммутацией пакетов (IP-телефония)/ Под ред. В.Ю.Бабкова, М.А.Вознюка; СПбГУТ. - СПб, 2001.

25. Агаян А.А., Винник С.П., Родионов А.В. Интегральные цифровые сети с коммутацией пакетов речи и данных // Итоги науки и техники. Сер. Связь. – 1988. - Т. 2. – С. 109-149.
26. В.В.Лохмотко, Пирогов К.И. Анализ и оптимизация цифровых сетей для интегрального обслуживания. - Мн.: Навука і тэхніка, 1991. – 192 с.
27. Советов Б.Я, Яковлев С.А. Построение сетей интегрального обслуживания. – Л.: Машиностроение. Ленинград. отд-ние, 1990. – 332 с. : ил.
28. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями. - М.: Мир., 1979, 600 с.
29. Захаров Г.П. Методы исследования сетей передачи данных. Аудио связь. М.: 1977.
30. Мизин И.А., Богатырев В.А., Кулешов А.П. Сети с коммутацией пакетов. М.: Радио связь, 1985.
31. Н.Н.Мошак. Методы расчета параметров сети АТМ. СПб.: Известие вузов. Приборостроение, т.45, №3. 2002, стр. 27-32.
32. Н.Н.Мошак, Основы проектирования сетей АТМ, Часть 2, Методы и модели расчета параметров широкополосных сетей с интеграцией служб, учебное пособие, РИО СПбГУТ, 2003, 71 стр.
33. Мошак Н.Н. Модель расчета характеристик системы сигнализации сети АТМ // Труды учебных заведений связи / СПбГУТ. СПб, 2003. № 169.
34. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями. - М.: Мир., 1979, 600 с.
35. Фихтенгольц Г.М. Основы математического анализа, т. 1, М.: Государственное издательство технико-теоретической литературы, 1995, 440 с.
36. Л.П.Пуртов, А.С.Замрай, А.И.Захаров. Основные закономерности распределений ошибок в дискретных каналах связи, «Электросвязь» №2, 1967.
37. Клейнрок Л. Теория массового обслуживания. - М.: Машиностроение, 1979, 432 с.
38. Янке Е, Эмде Ф, Леш Ф. Специальные функции, формулы, графики, таблицы.-М.: Мир, 1969, 448 с.
39. О.В.Махровский, Ю.Н.Мартин, В.М.Охорзин, И.Э.-Н.Ткачман, В.С.Шибанов. Построение региональных информационных систем на основе интеллектуальных сетей, «Электросвязь», №9, 2001г., стр. 36-39.
40. Жигадло В.Э. Исследование базовых механизмов управления процессом обмена данными современных протоколов // Модели и методы исследования информационных сетей. Сборник научных трудов, СПб: ТЕМА.1999.
41. Аленов О.М.. АТМ в кадрах переменной длины // Сети и системы связи. 1999 №3(37).
42. Амосов А.А.,Мошак Н.Н. Анализ транспортных систем интегральных цифровых сетей связи // Техника средств связи. Сер.ТПС. 1983. Вып 8.
43. Амосов А.А.,Мошак. Метод расчета основных параметров пакетной транспортной системы интегральной цифровой сети связи // Автоматика и вычислительная техника. 1984. №6.
44. Шаршаков А.. Реализация и развитие технологии АТМ корпорацией IBM // Сети. 1998. №1.
45. Мошак Н.Н. Исследование транспортной системы АТМ в ячейках переменной длины // Труды учебных заведений связи / СПбГУТ. СпбЮ 2003. № 170.

## ОГЛАВЛЕНИЕ

Принятые сокращения .....	3
ВВЕДЕНИЕ .....	7
1. КОНЦЕПЦИЯ ПОСТРОЕНИЯ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ ...	10
1.1. Базовые информационные технологии и методы коммутации .....	10
1.1.1. Основные отличительные черты архитектур информационных технологий .....	10
1.1.2. Методы коммутации.....	12
1.2. Физическая структура инфокоммуникационной сети .....	31
1.2.1. Сети доступа.....	31
1.2.2. Мультисервисная сеть связи как область взаимодействия инфокоммуникационной сети .....	37
1.2.3. Автоматизированные системы инфоуслуг .....	39
1.3. Математические основы моделирования транспортных систем инфокоммуникационной сети .....	42
2. АРХИТЕКТУРА ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ И ЕЕ ОСНОВНЫЕ ОСОБЕННОСТИ .....	50
2.1. Описание архитектуры инфокоммуникационной сети .....	50
2.2. Особенности архитектуры инфокоммуникационной сети на технологиях ATM и IP-QoS.....	59
2.2.1. Функция допустимости установления соединения.....	59
2.2.2. Функция совмещения разнородного трафика.....	69
2.3. Основные проблемы построения транспортных систем инфокоммуникационной сети .....	79
3. ЗАДАЧА АНАЛИЗА И МЕТОДЫ ОЦЕНКИ ВЕРОЯТНОСТНО-ВРЕМЕННЫХ ХАРАКТЕРИСТИК ТРАНСПОРТНОЙ СИСТЕМЫ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ .....	85
3.1. Формализация описания топологии инфокоммуникационной сети.....	85
3.2. Общая постановка анализа инфокоммуникационной сети.....	88
3.3. Метод расчета характеристик транспортной системы инфокоммуникационной сети в режиме установленного соединения.....	90
3.3.1. Построение общих функционалов использования пропускной способности транспортных систем на технологии ATM.....	93
3.3.2. Построение общих функционалов использования пропускной способности транспортных систем на технологии TSP/IP .....	99
3.4. Постановка задачи анализа пакетной транспортной системы инфокоммуникационной сети .....	104
Отсюда следует, что всегда должно выполняться условие .....	108
3.5. Постановка задачи анализа гибридной инфокоммуникационной сети	110
4. АНАЛИТИЧЕСКИЕ МОДЕЛИ ОЦЕНКИ ЭФФЕКТИВНОСТИ ФУНКЦИОНИРОВАНИЯ ТРАНСПОРТНОЙ СИСТЕМЫ ИНФОКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ .....	114
4.1. Аналитическая модель для расчета характеристик пакетной транспортной системы в сервисных примитивах уровней архитектуры постоянной длины в режиме установленного соединения.....	114

4.1.1. Вывод составляющих общих функционалов $K^B$ , $K^C$ и $K^D$ использования пропускной способности пакетной транспортной системы на технологии ATM .....	114
4.1.2. Вывод выражений для основных ограничений задач анализа пакетной транспортной системы на технологии ATM .....	128
4.1.3. Задача анализа пакетной транспортной системы на технологии ATM в терминах параметров общих функционалов $K^B$ , $K^C$ и $K^D$ .....	129
4.1.4. Условия пропускания заданной нагрузки классов $B$ , $C$ и $D$ в пакетной транспортной системе на технологии ATM .....	130
4.2. Аналитическая модель для расчета характеристик гибридной транспортной системы с эмуляцией коммутации каналов в сервисных примитивах уровней архитектуры постоянной длины .....	132
4.2.1. Вывод составляющих общих функционалов $K^A$ , $K^C$ и $K^D$ использования пропускной способности гибридной транспортной системы с эмуляцией коммутации каналов .....	133
4.2.2. Задача анализа гибридной транспортной системы с эмуляцией коммутации каналов в параметрах общих функционалов использования пропускной способности трактов передачи .....	135
4.2.3. Условия пропускания заданной нагрузки классов $C$ и $D$ .....	136
4.3. Исследование гибридной транспортной системы на технологии ATM в сервисных примитивах уровней архитектуры переменной длины .....	137
4.3.1. Введение процедуры форматирования информации на уровне ATM ячейками переменной длины .....	139
4.3.2. Введение процедуры форматирования информации сервисными примитивами переменной длины на уровне ATM и подуровне сегментации/сборки .....	140
4.4. Аналитическая модель для расчета характеристик пакетной транспортной системы в сервисных примитивах уровней архитектуры переменной длины в режиме установленного соединения .....	141
4.4.1. Вывод составляющих общих функционалов $K^B$ и $K^C$ использования пропускной способности пакетной транспортной системы на технологии IP .....	141
4.4.2. Вывод аналитических выражений для расчета оптимальных длин сервисных примитивов уровня IP .....	147
4.4.3. Условия пропускания заданной нагрузки классов $B$ и $C$ в транспортной системе на технологии IP-QoS.....	149
ЛИТЕРАТУРА .....	153
ОГЛАВЛЕНИЕ .....	155