

**МИНИСТЕРСТВО РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ
ПО СВЯЗИ И ИНФОРМАТИЗАЦИИ**

**САНКТ-ПЕТЕРБУРГСКИЙ
ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИЙ
им. проф. М.А. БОНЧ-БРУЕВИЧА**

Н.Н. МОШАК

ОСНОВЫ ПРОЕКТИРОВАНИЯ СЕТЕЙ АТМ

Часть 2

**Методы и модели расчета параметров сети
АТМ**

Учебное пособие

**САНКТ-ПЕТЕРБУРГ
2003**

Мошак Н.Н. Основы проектирования сетей АТМ. Ч.2. Методы и модели расчета параметров сети АТМ: Учебное пособие / СПбГУТ. – СПб, 2003.

Утверждено в качестве учебного пособия редакционно-издательским советом университета.

Рассматриваются методы и модели расчета параметров в пакетных и гибридных (смешанных) неоднородных и однородных сетях АТМ. Метод расчета потерь на фазе установления виртуальных соединений с учетом особенностей сетей указанного класса, основан на общесетевой итерационной процедуре расчета потерь в сетях связи с коммутацией каналов произвольной топологии, разработанной А.Амосовым и И.Ткачманом, на базе трехмоментной теории избыточной нагрузки полнодоступного неупорядоченного пучка А.Куцуры. Метод расчета параметров сетей АТМ в сеансе связи базируется на построении и оптимизации общих коэффициентов использования пропускной способности трактов передачи интегральным трафиком с учетом архитектуры сети и требуемого качества сервиса QoS (Quality of Service).

Предназначено для студентов, обучающихся по специальности 071900 «Информационные сети и технологии».

Ответственный редактор – О.С. Чугреев.

Рецензент – В.В. Лохмотко.

ВВЕДЕНИЕ

Создание широкополосных цифровых сетей связи с интеграцией служб (Ш-ЦСИС) является в настоящее время наиболее перспективным направлением развития электросвязи [1]. Ш-ЦСИС как и любая сеть связи, должна быть спроектирована таким образом, чтобы пользователю было 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.

При этом пользователя совершенно не интересует как устроена сеть, ее топология, используемые технические средства, а также какие транспортные системы реализованы для доставки разнородной информации в сети. Его интересует только своевременное установление соединения и надлежащее выполнение предъявленных требований к качеству передачи информации в сеансе связи, которые сеть должна обеспечить. Противоречивые требования, предъявляемые различными типами информации к передаче, требуют создания Ш-ЦСИС с таким набором режимов работы и функциональных возможностей или служб, чтобы обеспечить пользователям возможность передавать трафик любой природы. В настоящее время отсутствуют универсальные инженерные методики анализа и синтеза неоднородных сетей указанного класса, базирующиеся на системном подходе к рассматриваемому вопросу, несмотря на то, что исследованию Ш-ЦСИС в нашей стране и за рубежом уделяется большое внимание [2-5]. На практике это приводит к значительным излишним капитальным затратам при их создании, а при эксплуатации, - к неоптимальному использованию конкретным приложением и/или оператором связи сетевых ресурсов: пропускной способности линейных цифровых трактов (ЛЦТ), вычислительной мощности коммутационного оборудования сетевых узлов, а также емкости их буферных накопителей для промежуточного хранения информации. Основным недостатком работ, связанных с исследованием Ш-ЦСИС, является отсутствие в них возможности анализировать сеть с учетом сетевых факторов ее функционирования на фазах установления и поддержания соединений (смешивания потоков, блокировок, появления избыточной нагрузки, перегрузок отдельных направлений и т. п.). Описанные в литературе модели Ш-ЦСИС не дают возможности при оценке сети в целом, учесть в сеансе связи взаимодействие и взаимовлияние транспортных соединений, использующих общие каналные и коммутационные ресурсы, а также особенности процедур маршрутизации вызывных сообщений одновременно для нескольких классов нагрузки при установлении коммутируемых виртуальных соединений. Еще раз подчеркнем, что известные методы анализа Ш-ЦСИС ориентированы на однородные тракты или отдельные звенья сети. Снятие этого ограничения и расчет полностью неоднородных сетей представляет важную задачу. При этом желательно

методики строить таким образом, чтобы они были пригодны для анализа всего многообразия реализации Ш-ЦСИС. Сделать это возможно на основе моделей транспортных систем (ТС) Ш-ЦСИС, рассмотренных в [6, 7]. В дальнейшем изложении, опираясь на результаты [2], основное внимание будет уделено Ш-ЦСИС с пакетной и гибридной коммутацией, как наиболее перспективным направлением исследований. Будем называть их Ш-ЦСИС-КП и Ш-ЦСИС-ГК соответственно. Необходимо отметить, что при построении методов расчета характеристик Ш-ЦСИС и их моделей одной из самых актуальных и первоочередных задач является задача анализа Ш-ЦСИС с учетом всех сетевых факторов и условий функционирования сети (соотношение потоков информации, скоростей абонентских устройств, наличие помех в каналах, принятых протоколов обмена и т.п.).

Объектом исследования настоящей работы являются вопросы проектирования Ш-ЦСИС на технологии асинхронного режима передачи (*Asynchronous Transfer Mode* – АТМ). Основной задачей сети АТМ, обеспечивающей транспортный сервис в Ш-ЦСИС, является надежная доставка (перенос) информации всех видов между сеансовыми объектами (или прикладными процессами) с заданным качеством обслуживания (*Quality of Service* - QoS), а также управление этим переносом, т.е. сеть АТМ в Ш-ЦСИС выполняет роль транспортной системы переноса разнородной информации в Ш-ЦСИС [6, 7].

Таблица 1.1.

Класс трафика	Характеристика
<i>A</i>	Постоянная битовая скорость. С установлением соединения. Требуется изохронность передачи трафика (аудио-, видеоинформация).
<i>B</i>	Переменная битовая скорость. С установлением соединения. Требуется изохронность передачи трафика (уплотненная аудио-, видеоинформация).
<i>C</i>	Переменная битовая скорость. С установлением соединения. Требования к изохронности передачи трафика не предъявляются (неравномерный компьютерный трафик сетей ТСП/IP, X.25, frame relay). Требования к достоверности передачи высокие.
<i>D</i>	Переменная битовая скорость. Без установления соединения. Требования к качеству передачи трафика не предъявляются (компьютерный трафик UDP, Ethernet, SNMP).

Разработчиками технологии АТМ было определено четыре класса трафика циркулирующего в сети, основные характеристики которых приведены в табл.

1.1. Указанным классам трафика в режиме установленного соединения сеть ATM (в терминах ATM Forum) предоставляет определенные категории обслуживания или службы: службу поддерживающую постоянную битовую скорость передачи трафика класса А (*Constant Bit Rate - CBR*), службу, поддерживающую переменную битовую скорость передачи в реальном времени трафика класса В (*Variable Bit Rate real time - VBRrt*), службы, поддерживающие переменную битовую скорость передачи не в реальном времени (*Variable Bit Rate non real time – VBRnrt*) и доступную битовую скорость передачи трафика класса С (*Available Bit Rate - ABR*) и службу негарантированной (неуказанной) битовой скорости передачи трафика класса D - (*Unassigned Bit Rate - UBR*).

Служба CBR обеспечивает постоянную скорость передачи ячеек (при асинхронном статистическом мультиплексировании их в ЛЦТ) путем поддержания «жесткого» закрепления сетевых ресурсов за установленным виртуальным CBR-соединением в сеансе связи за счет использования технологии эмуляции канала СЕС на узлах коммутации (УК), т. е. служба CBR в сети ATM практически эмулирует подсеть коммутации каналов. При этом, хотя перед общесистемными логическими ресурсами сети теоретически могут образовываться также и очереди из CBR-ячеек, службой CBR практически обеспечивается транспарентный режим передачи без угрозы потери допустимого количества ячеек в виртуальном канале.

Службы VBR, ABR и UBR реализуют асинхронный режим передачи разнородного трафика с «нежестким» закреплением сетевых ресурсов за соединениями, т. е. обслуживание трафика классов В, С и D в сеансе связи производится на коллективной основе с формированием очередей и поддержанием режима соревнования за доступ к физическим ресурсам сети с учетом приоритета поступающей нагрузки. При этом только служба VBRrt гарантирует заданную изохронность В-поточков, хотя и допускает случайные задержки В-ячеек, не превосходящие некоторой фиксированной величины. Отметим важную отличительную особенность службы VBRrt от службы CBR, которая принципиальна для исследования сетей ATM. Как отмечено выше, служба CBR для поддержания транспарентного режима передачи использует технологию эмуляции канала СЕС и упрощенную стратегию организации виртуального соединения, при которой за ним резервируется максимальная полоса пропускания, рассчитанная на пиковую скорость передачи. Технология СЕС при отсутствии сигнала на входе CBR-канала обеспечивает на время паузы формирование в исходящий ЛЦТ пустых таймслотов, которые инкапсулируются службой CBR в ячейки ATM. Этим обеспечивается сохранение постоянных временных позиций в ЛЦТ за CBR-каналом при асинхронном статистическом мультиплексировании трафика класса А и поддержание постоянной скорости его 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 пропускная способность ЛЦТ 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.

Таким образом, анализ стратегии закрепления сетевых ресурсов за виртуальными соединениями в сети АТМ показывает, что в указанной транспортной системе при использовании службы СВР (наряду со службами АВР и UBR) реализуется стратегия с «гибридным» закреплением сетевых ресурсов за соединениями. В то же время, при упразднении службы СВР и использовании службы VBRrt для передачи изохронного трафика в сети АТМ последняя переходит в категорию чисто пакетных ТС с «нежестким» закреплением сетевых ресурсов за виртуальными соединениями в сеансе связи [6, 7].

Целью настоящей работы является определение общих принципов проектирования пакетных и гибридных Ш-ЦСИС на технологии АТМ и создание инженерных методик для расчета вероятностно-временных характеристик (ВВХ) их транспортных систем.

1. ОРГАНИЗАЦИЯ МАРШРУТИЗАЦИИ И СИГНАЛИЗАЦИИ В СЕТЯХ АТМ

Технология АТМ основывается на установлении соединений. Прикладные процессы в сети АТМ взаимодействуют либо через постоянные виртуальные соединения (*Permanent Virtual Circuits - PVC*), которые устанавливаются администрацией сети, либо через коммутируемые виртуальные соединения (*Switched Virtual Circuits - SVC*), инициируемые протоколами взаимодействующих оконечных систем (*End System - ES*).

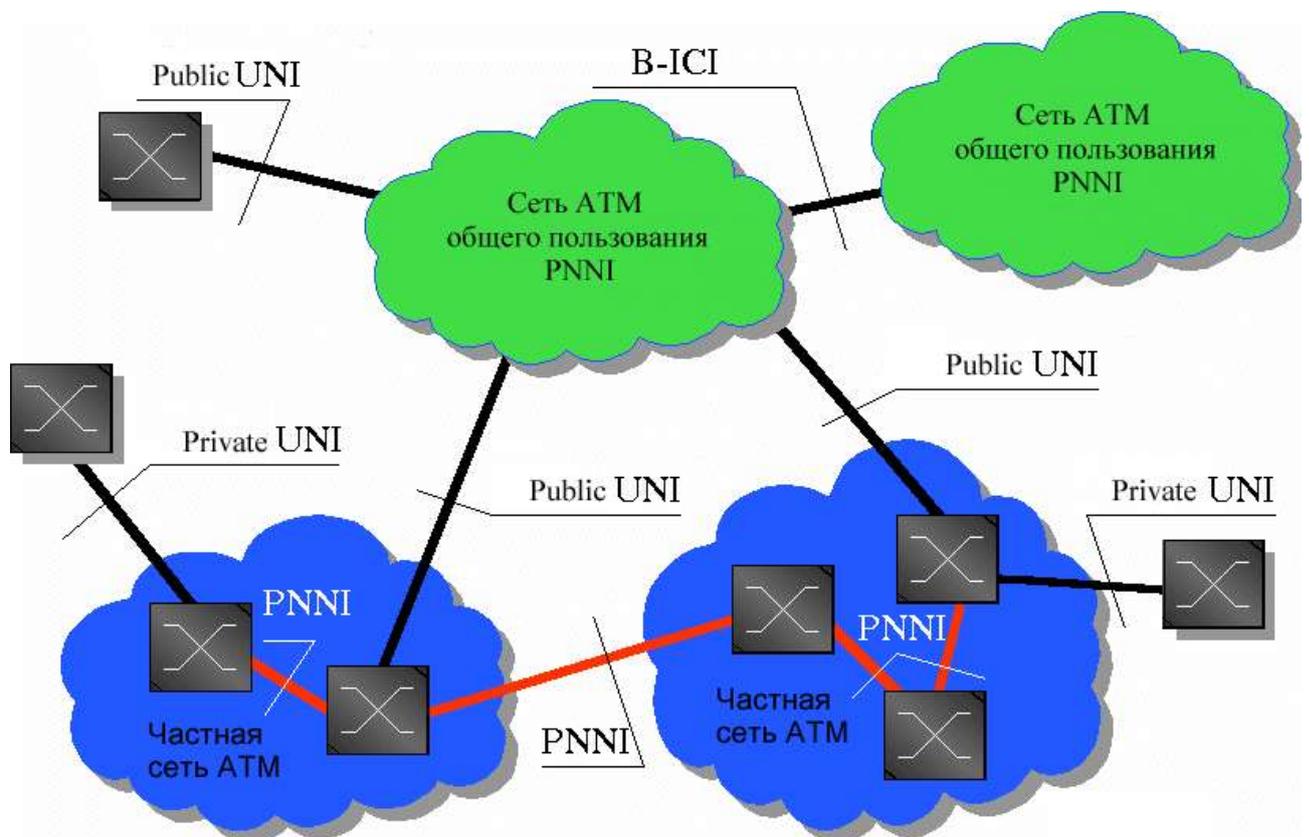


Рис.1.1. Структурная схема ассоциации сетей АТМ и их интерфейсов

На рис.1.1. изображена структурная схема взаимодействия двух типов сетей АТМ (частной и общего пользования) и используемые в них интерфейсы:

- интерфейс «пользователь-сеть» (UNI - *User-to-Network Interface*) - общего пользования (*Public UNI*) и частный (*Private UNI*);
- частный интерфейс «сеть-сеть» (PNNI - *Private Network-to-Network Inteface*) между двумя частными сетями АТМ и частный интерфейс между узлами внутри частной сети или сети общего пользования (PNNI - *Private Network Node Inteface*). PNNI осуществляет сбор, обновление и синхронизацию

информации о топологии сети АТМ и о достижимости конкретных адресов в сети;

- межсетевой интерфейс взаимодействия Ш-ЦСИС (В-ICI - *B-ISDN Inter-Carrier Interface*) обеспечивает возможности предоставления услуг АТМ через национальные и международные сети АТМ, в т. ч. установление соединений типа «точка-точка» (point-to-point – pt-pt) и многоточечные соединения (point-to-multipoint – pt-mpt), симметричные и несимметричные соединения, соединения СВR и VBR, а также поддержку адресации E.164 и систему АТМ-адресации (АЕСА - *ATM End System Address*).

Интерфейс пользователя UNI. Каждая оконечная система ES в коммутаторе поддерживается определенным сетевым интерфейсом пользователя UNI. Для PVC сетевые ресурсы резервируются заранее. В UNI PVC могут быть сгруппированы в один или более виртуальных путей (VP-*Virtual Path*). При установлении SVC оконечная система формирует UNI-запрос и направляет его во входной коммутатор через плоскость сигнализации, которая предоставляет свои услуги ES по протоколу Q.2931[8] при поддержке протокола для конкретной службы (SSCOP - *Service Specific Connection Oriented Protocol*) уровня адаптации сигнализации АТМ (SAAL - *Signalling ATM Adaptation Layer*). Протокол SSCOP стандартизирован в Q.2110. АТМ 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 АТМ-адресации, в соответствии с которыми оконечные системы могут быть идентифицированы, а также способы запроса сетевых ресурсов. Определение того, какой стек протоколов сигнализации следует использовать является задачей протокола управления и конфигурирования через UNI - (*Interim Local Management Interface* - ILMI). Кроме того, ILMI играет важную роль в автоконфигурировании многих АТМ-параметров, в частности, 20-байтных АТМ-адресов.

биты								октеты
8	7	6	5	4	3	2	1	
Дискриминатор протокола								1
					Значение поля ссылки на вызов			2
флаг	Значение ссылки на вызов							.
Тип сообщения								.
Длина сообщения								.
Информационные элементы (ИЭ) сообщения								.

Рис.1.2. Структура служебного сообщения

Алгоритм установления коммутируемого соединения типа «точка-точка» в сети АТМ на интерфейсе «пользователь-сеть», кратко изложен в [9]. Набор служебных сообщений, используемых на интерфейсе «пользователь-сеть», приведен в Рекомендациях ИТУ-Т Q.2931 [8]. Все служебные сообщения, используемые на этом интерфейсе для установления, контроля и разъединения виртуальных соединений имеют общий формат и структуру (рис. 1.2). Поля «Дискриминатор протокола», «Длина поля ссылки на вызов», «Флаг», «Значение ссылки на вызов» и «Тип сообщения» имеются во всех служебных сообщениях и имеют одинаковый формат. Поле «Информационные элементы сообщения», в зависимости от типа сообщения, может состоять из одного или нескольких ИЭ. Поле «Дискриминатор протокола» указывает на принадлежность сообщения к протоколу Ш-ЦСИО и имеет длину 1 октет. В поле «Длина поля ссылки на вызов» указывается число октет, занимаемое полем «Значение ссылки на вызов», которое назначает вызывающая сторона на интерфейсе «пользователь-сеть» должно быть одинаковым для всех сообщений данного виртуального соединения. Поле «Флаг» всегда имеет значение «0» для стороны, которая назначила значение ссылки на вызов. Все сообщения данного соединения, посылаемые противоположной стороной интерфейса в ответ, должны иметь флаг со значением равным «1». Поле «Тип сообщения», в котором размещается информация о типе сообщения, имеет фиксированную длину, равную двум октетам. Поле «Длина сообщения» имеет фиксированную длину равную 2 октетам и в служебном сообщении указывает число октетов, которые занимает поле «ИЭ сообщения». Выделение физических ресурсов сети производится на основе требований, которые пользователь должен указать в соответствующем ИЭ.

Протокол PNNI. Организация любого коммутируемого соединения включает в себя фазы его установления, поддержания и разъединения. Процесс установления SVC в сети АТМ состоит из двух операций [10]: 1) выбора маршрута (пути) и 2) проверки наличия необходимых сетевых ресурсов в каждой точке этого маршрута. Различают SVC следующих типов: «точка-точка» pt-pt, «точка-мультиточка» pt-mpt, «мультиточка-мультиточка» mpt-mpt. Необходимо отметить, что последствия неэффективного решения по выбору маршрута будут влиять на соединение на протяжении всего сеанса связи. Известны [11] два основных протокола маршрутизации, используемые в сети: маршрутизация от источника (source routing) и маршрутизация по участкам (hop-by-hop). В первом случае, маршрут к получателю выбирает входной коммутатор-источник, в который включена оконечная система, а транзитные коммутаторы на маршруте только исполняют команды маршрутизации источника. Во втором случае, каждый коммутатор независимо выбирает следующий транзитный участок маршрута в направлении получателя. В принципе, любой тип маршрутизации может быть применим к сетям, ориентированным на соединение, таким как АТМ. Однако при использовании маршрутизации hop-by-hop возможно образование петель в процессе выбора маршрута, обусловленное, например, несогласованностью информации о

текущем состоянии топологической информации (базы данных сети) в коммутаторах из-за несвоевременного их оповещения или несогласованностью при выборе маршрута из-за использования в коммутаторах различных алгоритмов маршрутизации. В маршрутизации от источника, за выбор пути к получателю отвечает коммутатор источника. Он делает выбор на основе своих локальных знаний о топологии сети. Так как в этом случае используется только одна база данных сети, то невозможны петли и отсутствует несогласованность топологических данных, приводящая к выбору неэффективных маршрутов. Каждый коммутатор домена (группы) может использовать любой маршрут, который кажется ему наиболее подходящим, исходя из наличия сетевых ресурсов и ограничений вызова. Кроме того, поскольку только один источник выбирает маршрут, то не требуется, чтобы алгоритм его выбора в каждом коммутаторе был один и тот же. Возможность использования разнообразных алгоритмов выбора маршрута в коммутаторах сети объясняется, например, наличием разных версий программного обеспечения, наличием в сети коммутаторов с разными вычислительными возможностями и/или коммутаторов разных фирм-изготовителей.

В настоящее время в между коммутаторами в частных сетях АТМ и сетях АТМ общего пользования для передачи маршрутной и сигнальной информации в основном используется семейство протоколов PNNI разработки Форума АТМ. Последняя его модифицированная версия PNNI 1.1 [10] АТМ Forum принял в апреле 2002г. Рассмотрим его структуру и функционирование более подробно. Функционально PNNI аналогичен протоколу выбора кратчайшего пути (OSPF - *Open Shortest Path First*) и включает в себя протокол маршрутизации запросов и протокол сигнализации.

PNNI-маршрутизация базируется на маршрутизации от источника: маршрут передачи запроса на установление соединения вычисляется в момент его отправки. Как было отмечено выше, такой способ установления виртуального соединения предполагает наличие полной информации о состоянии сети на каждом узле. Сбор, обновление и синхронизацию *маршрутной информации* (топологической информации и информации о достижимости конкретных адресов ее конечных узлов (*Reachability Information* - RI) предоставляет протокол PNNI-маршрутизации, который относится к семейству протоколов состояния канала (*Link State Protocol* - LSP). Базовым понятием семейства протоколов PNNI является *домен (группа)* логических узлов сети (*Peer Group* - PG). PG – это одноранговая группа узлов сети (домен маршрутизации PNNI). Согласно принятой в PNNI системе адресации [10], адреса узлов, принадлежащих одному домену, начинаются с одной и той же последовательности байт - префикса адреса, длина которого может составлять до 13 байт. Основу топологической базы данных составляют *элементы состояния топологии (PNNI Topology State Element – PTSE)*, которые порождаются каждым узлом сети. PTSE описывает *узловую информацию*: адреса всех подключенных к нему конечных станций, сведения об исходящих каналах и все адресные префиксы, на основании которых другие узлы данного

домена могли бы судить о достижимости этого узла, а также информацию для выбора *лидера PG* (*Peer Group Leader - PGL*) и информацию о построении иерархии PNNI. Топологическую информацию можно разделить на атрибуты (статические сетевые параметры), например, SECURITY, административный вес (*Administrative Weight - AW*) и др., которые учитываются при выборе маршрута индивидуально, и метрики (динамические параметры), например, сетевая задержка, полоса пропускания. Иерархия PNNI основана на понятии *уровня домена*. Основу более высокого (родительского) уровня иерархии составляют *узлы логических групп* (*Logical Group Node - LGN*). Родительские LGN представляют собой некоторую абстракцию одноранговых доменов предыдущего (дочернего) уровня на данном иерархическом уровне PNNI и также объединяются в PG. Узлы логических групп более высокого уровня иерархии передают свою узловую информацию через лидеров групп PGL дочернего уровня иерархии, которые распространяют ее между своими узлами, а также рассылают обобщенную узловую информацию о дочерних PG между своими узлами. LGN, как член дочерней PG, имеет полную информацию о состоянии всех узлов в ее группе. Вверх по иерархии передается только топологическая информация и информация о достижимости. Вниз по иерархии LGN передают только PTSE с обобщенной узловой информацией своего уровневых домена через лидеров дочерних PG, которые в свою очередь распространяют ее среди своих членов. Отметим, что *узлы логических групп LGN не участвуют в процедуре сетевой сигнализации*. Между двумя одноранговыми доменами по горизонтальным каналам граничными узлами передается также информация о своих PG верхнего уровня и LGN, представляющих их на верхнем уровне. Эта информация называется *списком узловой иерархии* (*Nodal Hierarchy List - NHL*). NHL позволяет граничным узлам определить, что в верхнем уровне они принадлежат к одному домену. Это дает возможность каждому узлу владеть информацией не только о топологии своего домена, но и обобщенной информацией о топологии доменов своих предков верхних уровней. Таким образом, информация о достижимости RI подразделяется на внешнюю и внутреннюю: внутренняя RI представляет локальные знания о достижимости внутри домена, а внешняя RI – о достижимости внешних доменов. Информация о внешних адресах дается с точностью до однорангового домена, к которому данные адреса принадлежат. Для обмена маршрутной информацией в сети используется логический канал управления маршрутизацией (*PNNI Routing Control Channel – PNNI RCC*).

Входной коммутатор домена при получении UNI-запроса на установление SVC, на основании комбинации параметров трафика и QoS, которые определяют дескриптор требуемого соединения, вычисляет маршрут его прохождения до коммутатора адресата. Маршрут выбирается так, чтобы были удовлетворены требования параметров трафика, качества обслуживания QoS, а также критерии эффективности использования сети. Запрос на установление виртуального соединения по заданному адресу следует через сеть до коммутатора адресата, который передает сигнал вызываемой оконечной

системе. Перед вычислением оптимального маршрута во входном коммутаторе 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, т. е. GCAC при выборе пути предварительно определяет: имеет ли канал или узел достаточно ресурсов чтобы поддержать предложенное соединение. Алгоритм GCAC имеет две формы реализации: простую и комплексную. Простой алгоритм GCAC учитывает только доступную пропускную способность (*Available Cell Rate - AvCR*) при установлении нового соединения любой категории обслуживания кроме UBR (для передачи трафика класса *D* определяется только возможность узла поддержать UBR-соединение). Комплексный алгоритм GCAC задействуется только при установлении CBR- и VBR-соединений и учитывает дополнительные динамические атрибуты, а именно, маргинальный параметр вариации эквивалентной пропускной способности соединения данной категории обслуживания (*Cell Rate Margin - CRM*), определяющий разницу между полосой пропускания, выделенной для данного класса трафика и запрашиваемой средней скорости передачи ячеек *SCR* для организации нового виртуального соединения VC, а так же параметр вариации (*Variance Factor - VF*), - величину CRM, нормализованную вариацией суммарной (агрегированной) скорости ячейки в линии. После того как определен набор приемлимых маршрутов, рассчитывается самый короткий из них с учетом административного веса AW. Величина AW устанавливается администратором сети и используется для маркировки предпочтительности линии (например, из двух линий с одинаковой полосой пропускания одна имеет меньшую сетевую задержку, но стоит дороже). Здесь уместно заметить, что алгоритм GCAC задействуется и в режиме установленного соединения для контроля параметров трафика.

После того, как оптимальный маршрут вычислен входной узел создает транзитный список (*Designated transit list - DTL*) узлов до адресата и вкладывает этот список в сигнальный UNI-запрос. В случае одноуровневой многодоменной сети ATM первый DTL, который описывает полный путь через домен узла-источника, содержит последовательность идентификаторов (ID) своих узлов и идентификаторы портов граничных узлов доменов, находящихся на маршруте, т. е. узел-источник может подробно описать только внутренний путь до границы соседнего домена. Внутреннюю маршрутизацию в транзитных доменах выполняют их граничные узлы, которые получив сигнальный запрос, формируют свой DTL для прохождения его внутри домена. Такой механизм установления соединения обусловлен спецификой иерархии протокола PNNI: ***в сети ATM каждый узел имеет детальную информацию о топологии собственного домена и знает пути достижения к соседним доменам, однако никакой информации о внутренней топологии смежных доменов они не имеют.*** Таким образом, при установлении соединения могут быть последовательно сформированы несколько DTL [10]. В случае многоуровневой маршрутизации узел-источник выбирает иерархически полный маршрут от

источника, который реализуется как последовательность DTL, упорядоченных от самого нижнего к самому высокому уровню домена и организован в виде стека. DTL в вершине стека соответствует домену самого нижнего уровня. Однако и такой маршрут не является полностью детализированным, т. к. участки маршрута за пределами любого транзитного домена рассматриваются только как последовательность логических доменных узлов, через которые надо пройти. Естественно, что маршрут через домен нижнего уровня должен быть согласован с маршрутом более высокого уровня.

Протокол PNNI-сигнализации управляет установлением и разъединением SVC. Сигнализация PNNI 1.1 основана на спецификации сигнализации UNI 4.1 и поддерживает все возможности, определенные в сигнализации UNI 4.1, за исключением прокси-сигнализации. Кроме того в отличие от UNI сигнализации 4.1 - она симметричная и обладает новыми возможностями, которые связаны с динамической установкой соединения. PNNI-сигнализация базируется на использовании информации, собранной и поддерживаемой PNNI-маршрутизацией. В частности - это расчеты оптимального маршрута на основе текущей топологии сети, полученные с учетом доступности узлов, связности сети и наличия свободных сетевых ресурсов. После расчета оптимального маршрута, на каждом транзитном коммутаторе маршрута передачи вызова осуществляется процедура *реального* контроля за установлением соединения - (*Connection Admission Control – САС*). Процедура САС, включающая в себя основные функции сигнализации, производит оценку возможности предоставления коммутатором запрашиваемых физических сетевых ресурсов для поддержания устанавливаемого соединения, а также обеспечения того, что новое соединение может быть установлено без риска нарушения гарантий качества обслуживания QoS уже существующих соединений. Если ресурсов достаточно, то их необходимая часть резервируется за соединением. В противном случае включается механизм блокировки (*Crankback*). При этом вызов блокируется и возвращается обратно в граничный узел домена, который создал необслуженный DTL, с указанием причины блокировки. Указанный узел может выбрать альтернативный маршрут в обход заблокированных узлов или линий, который должен включать все ранее сформированные DTL более высоких уровней. Таким образом при блокировке вызова на маршруте первого выбора появляется «сброшенная» нагрузка, которая может распределяться по вычисленным путям 2-го, 3-го и т. д. выбора. Наличие механизма блокировки и альтернативной маршрутизации позволяют граничным узлам доменов справляться с неактуальной топологической информацией. В заключение отметим, что необходимость осуществления предварительного общего контроля за установлением соединения GCAC вызвана тем, что в узле-источнике невозможно заранее определить будут ли транзитные узлы маршрута допускать новое соединение, т. к. алгоритм *реального* САС не стандартизован. По сути, общий контроль **GCAC предсказывает** результат **реального контроля САС**, выполняемого на транзитных узлах выбранного маршрута. Отметим, что при использовании GCAC, в узлах сети может быть реализован любой

алгоритм САС. В этом случае необходимо только сообщать некоторый набор параметров состояния топологии, используемый GCAC для предсказания. Если в процессе установления соединения ресурсы узла изменяются существенно, то это будет вызывать появление новых PTSE, описывающих его измененные ресурсы. Определение «существенного» изменения заложено в алгоритм и управляется параметрами конфигурации. Значения параметров конфигурации выбираются так, чтобы сбалансировать частоту обновлений PTSE и противодействовать попытке сбойного вызова из-за устаревшей информации.

Таким образом, одной из особенностей сетей ATM заключается в том, что при установлении SVC трафик любого класса обслуживается в ней с блокировкой входящих вызовов, *т. е. в режиме установления соединения сеть ATM выступает как система массового обслуживания (СМО) с потерями. В режиме установленного виртуального соединения сеть ATM выступает как СМО с ожиданием.* Исключение составляет только служба CBR, которая для нагрузки класса А в сеансе связи организует подсеть коммутации каналов с «квазижестким» закреплением сетевых ресурсов за установленными CBR-каналами, что практически исключает в них образование очередей на уровне ATM. Остальные службы: VBRrt, VBRnrt, ABR и UBR поддерживают установленные транспортные соединения с образованием очередей в коммутаторах, т. е. сетевые ресурсы для них выделяются на коллективной основе в режиме соревнования с учетом приоритета обслуживания нагрузки.

В дальнейшем мы будем исследовать СМО, описывающие процессы передачи интегральной информации в пакетных ТС Ш-ЦСИС-КП и гибридных ТС Ш-ЦСИС-ГК. Заметим, что системами массового обслуживания 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. *Мы будем рассматривать математические модели системы, когда законы распределения ее состояний становятся независимыми во времени, т. е. в системе устанавливается равновесный или стационарный режим.* 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. 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 ρ^k - есть математическое ожидание доли использования пропускной способности ЛЦТ АТМ-сети для передачи требуемого объема трафика классов A , B , C и D с заданным качеством обслуживания и т.д.).

2. ОБЩАЯ ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ АНАЛИЗА Ш-ЦСИС

Проектирование любой сети связи 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 необходим при поисках оптимальной топологии сети, оптимального плана распределения потоков и их всевозможных комбинаций. Результаты анализа сети также служат исходными данными для синтеза необходимых величин пропускных способностей ее ЛЦТ. Эти задачи носят поисковый характер и решаются на каждом шаге итерационного процесса направленным комбинированием входных характеристик и параметров сети с одновременным анализом выходных характеристик. Анализ сети важен и при решении задач планирования связи, которые являются основой автоматизированных систем управления связью.

Для Ш-ЦСИС задача анализа сохраняет содержание и важность, но приобретает некоторые особенности, связанные с противоречивыми требованиями к передаче разнородного трафика [6, 7].

С целью уточнения понятия блокировки соединений в Ш-ЦСИС введем понятие блокировки ресурса СМО общего типа $G/G/m/w$, т. е. многолинейной однофазной системы с произвольным законом распределения интервалов между заявками и произвольным законом обслуживания заявок. Система содержит m приборов обслуживания и w мест для ожидания обслуживания заявок. Введем событие: « σ^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 σ^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. Для СМО типа $G/M/m/w$ [13, с.104, 119]

$$G(x) = \left(1 - \frac{p_{m+w}}{1 - p_{m+w}} \sum_{k=1}^w q_k \sum_{j=0}^{w-k} e^{-\mu mx} \frac{(\mu mx)^j}{j!} \right),$$

$$p_{m+w} = \frac{1}{\sum_{j=0}^w q_j + \sum_{j=1}^m \frac{s_j}{(1-\varphi_j)c_j}} \quad \text{вероятность того, что произвольный вызов}$$

теряется (стационарный случай) [13, с.118];

Числа q_k определяются из следующих рекуррентных соотношений:

$$q_j = p_0 q_{j+1} + p_1 q_j + \dots + p_j q_1 + p_{j+1} q_0, \quad j=0,1,2,\dots, q_0=1.,$$

$$p_j = \int_0^{\infty} e^{-\mu mx} \frac{(\mu mx)^j}{j!} dF(x), \quad j=0,1,\dots$$

$$c_j = \prod_{i=1}^j \frac{\varphi_i}{1-\varphi_i}, \quad c_0=1,$$

$$\varphi_i = \varphi(i\mu) = \int_0^{\infty} e^{-\mu ix} dF(x), \quad i=0,1,\dots$$

$$s_r = \binom{m}{r} \left\{ \sum_{j=1}^{w+1} q_j p_{w+1-j} - \varphi_r \sum_{j=1}^w q_j \left(\frac{m}{m-r}\right)^{w-j+1} + \sum_{j=1}^w q_j \sum_{v=0}^w p_v \left(\frac{m}{m-r}\right)^{w-j+1-v} + p_w - \varphi_r \left(\frac{m}{m-r}\right)^w + \right. \\ \left. + \sum_{v=0}^{w-1} p_v \left(\frac{m}{m-r}\right)^{w-v} \right\}, \quad r=0,1,\dots,m-1, \quad s_m = p_0 q_{w+1}.$$

$F(x)$ - функция распределения взаимно независимых одинаково распределенных случайных величин $\tau_{n+1} - \tau_n$ (интервалов времени между поступлением вызывных сообщений). $F(x) = \Pr\{\tau_{n+1} - \tau_n \leq x\}$, $n = 1, 2, \dots$

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 θ в СМО типа $G/M/1/\infty$. Действительно, как следует из работы [14], 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 сетей АТМ, отдельные звенья которых моделируются СМО типа $G/M/m/\infty$, понятие вероятности блокировки ресурса в сеансе связи для нагрузки класса B эквивалентно вероятности превышения B -ячейками заданного времени пребывания в сети θ . Обозначим эту вероятность d . В физическом смысле вероятность d есть доля B -ячеек, превысивших время θ . Эта величина характеризует качество передачи трафика класса B в сети АТМ.

Пусть нам задана Ш-ЦСИС, 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 ЛЦТ емкости c_{ij} линий базовой

минимальной пропускной способности c^{\min} ($c_{ij} = \sum_{n=1}^N c_n^{\min}$, $n = \overline{1, N}$, $N = \left\lceil \frac{V_{ij}}{c^{\min}} \right\rceil$,

где $\lceil \cdot \rceil$ - знак наибольшего целого), и ему поставлена в соответствие величина V_{ij} - скорость передачи в бит/с и p_{ij} - вероятность ошибки в канале (цифровом тракте). 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 в сети циркулирует нагрузка классов A, B, C и D и задана в виде матриц $Y^k = \|\gamma_{st}^k\|$. Здесь γ_{st}^k - нагрузка различных классов соответственно для пары st , $k = \overline{1, 4}$ (индекс k соответствует одному из четырех классов трафика: A, B, C или D). Нагрузка классов A и B задается в эрлангах, а классов C и D - в бит/с. Все пары st , для которых $\gamma_{st}^k \neq 0$, образуют множество корреспондирующих пар S^k мощности $q^k = |S^k|$. На графе $G = (I, J)$ для каждой пары st выделяется связный подграф $G_{st} = (I_{st}, J_{st})$ виртуальных путей (*Virtual Path* - VP) $st \in S^k$, между s и t . На физическом уровне каждый виртуальный путь VP совпадает с составным ЛЦТ. Структура входного

трафика аппроксимируется стационарным потоком (входные потоки стационарны). 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 для протокола PNNI. Нагрузка между каждой парой st может быть распределена по нескольким путям в фиксированных во времени определенных пропорциях.

Введем следующие обозначения:

$\widehat{l}_{st,m}^k = \{si_1, i_1i_2, \dots, i_{p-1}t\}_{st,m}^k$ - путь m -го выбора ($m = 1, \overline{M_{st}^k}$) длины p для пары

$st \in S^k$ 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 ;

$l_{st,m}^k = \{ij \in J : ij \in \widehat{l}_{st,m}^k\}$ - множество ребер, образующее путь m -го выбора

$\widehat{l}_{st,m}^k$, мощности $r_{st,m}^k = |M_{st,m}^k|$. В общем случае $\bigcap_{m=1}^{M_{st}^k} l_{st,m}^k \neq \emptyset$.

Вызывные сообщения в виртуальном пути VP $st \in S^k$ при установлении виртуального канала распределяются по корневому дереву (древовидному дереву) путей без петель

$R_{st}^k = \{\widehat{l}_{st,m}^k, m = 1, \overline{M_{st}^k}\}$, которое в общем случае может быть поддеревом дерева

всех путей из s в t . В корневом дереве путей R_{st}^k $s \in I_{st}$ - корень, $t \in I_{st}$ - висячие вершины, M_{st}^k - число путей, равное числу висячих вершин дерева R_{st}^k , 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 $\widehat{l}_{st,m}^k$ в дереве R_{st}^k также будет рассматриваться корневая ветвь $\widehat{l}_{si}^k(g) = \{si_1, i_1i_2, \dots, i_{g-1}i\}_{st}^k$ 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}^k . Конечная ветвь полной длины ($g = p$) есть путь. Корневая ветвь нулевой длины есть корень: $\widehat{l}_{s_0}^k(0) = s, (i_0 = 0)$.

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

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

Корневое дерево путей R_{st}^k 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}^k по разным путям L_{st}^k 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}^k 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}^k на g -уровне соотношением

$$p_{st}^k(g) = \prod_{ij \in \widehat{l}_{st,m}^k} p_{ij}^k(g); \sum_{m=1}^{M_{st}^k} p_{st,m}^k = 1, \text{ для } \forall st \in S, g = 1, 2, \dots \quad (1.1)$$

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:

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

Это означает, что если задана система локальных вероятностей установления виртуальных соединений $\left\{ p_{ij}^k(g) \right\}_{st}$, то систему глобальных вероятностей $\left\{ p_{st,m}^k \right\}$ можно получить по формулам (1.1). Если задана система глобальных вероятностей передачи основной информации $\left\{ p_{st,m}^k \right\}$, то после логарифмирования системы (1.1) и решения полученной системы уравнений каким-либо численным методом (например, методом минимума суммы квадратов соответствующих нелинейных уравнений) можно получить систему локальных вероятностей $\left\{ p_{ij}^k(g) \right\}_{st}$. Отсюда следует, что дерево R_{st}^k может также задаваться системой глобальных вероятностей выбора m -го пути $\left\{ p_{st,m}^k \right\}$ передачи основной информации. Ввиду, как правило, большого объема дерева путей R_{st}^k 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, например 0,9, т. е. управление деревом путей R_{st}^k можно организовать по объему максимального числа переключений в любом пути дерева R_{st}^k :

$$\sum_k \prod_{ij \in \bar{l}_{st,m}^{k \max}} p_{ij}^k(g) \leq 0,9; \text{ для } \forall st \in S^k, \quad g = 1, 2, \dots$$

Требуется определить: может ли заданная интегральная нагрузка классов A , B , C и D - $Y^k = \left\| \gamma_{st}^k \right\| \quad k = \overline{1,3}$ быть передана в сети АТМ с требуемыми показателями качества, а именно

- **потери по вызовам в режиме установления SVC для любого класса трафика не превосходят некоторого значения B^k ;**
- **время доставки ячеек класса C (D) $T_{st}^{C(D)}$ в сеансе связи не превосходит заданного значения $T_{st}^{*C(D)}$;**
- **вероятность превышения времени пребывания в виртуальном соединении ячеек класса A и B ($\theta^{A(B)}$) не превосходит заданного значения ($d^{A(B)}$).**

Очевидно, что сформулированная задача распадается на две самостоятельных задачи:

- 1. задачу расчета потерь по вызовам B^k на фазе установления виртуального соединения;**

2. задачу расчета и оптимизации ВВХ проключенного транспортного соединения для нагрузки классов В, С и D при заданных параметрах качества обслуживания ($\theta^{A(B)}, d^{A(B)}, T_{st}^{*C(D)}$).

3. МЕТОД РАСЧЕТА ПОТЕРЬ В СЕТИ АТМ

Рассмотрим сеть АТМ со статической маршрутизацией на базе протокола PNNI. Это означает, что для любой пары $st \in S^k$ в сети задан упорядоченный набор допустимых маршрутов VP R_{st}^k . Вызывное сообщение направляется в путь m -го выбора из множества R_{st}^k с глобальной вероятностью $p_{st,m}^k$, $k = \overline{1,3}$, причем пути выбираются в порядке возрастания номеров. Вызов, получивший отказ на маршруте m -го выбора из-за нехватки сетевых ресурсов на каком-либо ребре $ij \in J$ (используемом также и другими направлениями связи $st \in S^k$) возвращается назад в точку ветвления в маршрут $m+1$. Здесь под точкой ветвления понимается узел-источник, создавший последний список DTL в транзитном домене m -го маршрута ($m = \overline{1, M_{st}^k}$), т. е. сброшенные вызывные сообщения распределяются по альтернативным путям в тех точках ветвления, в которых был создан последний транзитный список DTL выбранного маршрута от источника. В случае отказа на всех альтернативных путях, вызов теряется. Таким образом, на фазе установления виртуального соединения сеть АТМ ведет себя подобно классической телефонной сети с коммутацией каналов (КК).

Сеть с КК произвольной топологии представляет собой довольно сложный объект для исследования по ряду причин:

- во-первых, процессы, протекающие в сети, трудно описать аналитически т. к. нагрузка в сети не является пуассоновской, даже при пуассоновском входе;
- во-вторых, в инженерной методике расчета потерь должным образом (с вычислительной точки зрения) должен быть учтен сам объект исследования - топология сети;
- в-третьих, так как нагрузка, сброшенная на произвольном звене $ij \in J$ сети, зависит от всех деревьев путей между корреспондирующими парами узлов R_{st}^k , содержащих данное звено, то эта зависимость должна быть учтена в методике расчета потерь.

Расчету потерь в сетях связи с КК посвящены многочисленные работы по теории телетрафика. Основные практические результаты приведены в [13-22]. В полной сетевой постановке (т. е. с учетом топологии и альтернативной статической маршрутизации в сети) задача расчета потерь в сети с КК впервые решена А.Амосовым и И.Ткачманом в [22], где построена общесетевая итерационная процедура вычисления потерь в сетях связи с КК произвольной топологии, на базе трехмоментной теории избыточной нагрузки полнодоступного неупорядоченного пучка А.Куцеры [16, 17]. В отличие от известных теорий, например [15], в которых исходная топология сети заменяется на эквивалентный полнодоступный пучок с вероятностными характеристиками, аналогичными исходному фрагменту сети, в теории

А.Куцуры исходная топология сети не нарушается, но допускаются некоторые упрощающие предположения относительно характера циркулирующих в ней потоков, а именно

- суммируемые на каждом звене потоки независимы;
- избыточная нагрузка порождается некоторым эквивалентным процессом восстановления с гиперэкспоненциальным распределением интервалов между поступающими (сброшенными) вызовами, определяемым тремя моментами избыточной нагрузки на эквивалентном бесконечном пучке;
- «расщепление» избыточной нагрузки осуществляется на компоненты, пропорциональные дисперсии суммируемых на каждом звене потоков и т. д.).

Для расчета потерь в сети АТМ произвольной топологии и произвольным заданным множеством зависимых путей между узлами воспользуемся методом А.Куцуры и модифицируем итерационную процедуру, предложенную в [22], с учетом наличия в сети источников, по крайней мере, двух классов нагрузки: изохронной класса $A(B)$ и асинхронной – класса C . Кроме того, для повышения точности расчета потерь в предложенной методике будет рассмотрен полнодоступный **упорядоченный** пучок $c_{ij} < \infty$, в котором поступивший вызов всегда занимает линию с наименьшим номером из числа тех, которые свободны в момент его поступления (в методике А.Куцуры рассмотрен полнодоступный **неупорядоченный пучок**, в котором линии занимают в случайном порядке).

При адаптации указанного метода расчете потерь в сети АТМ будем предполагать, что все упрощающие предположения относительно потоков, циркулирующих в сети АТМ, оговоренные выше, выполнены. Кроме того, будем принимать во внимание следующее:

- в отличие от методов расчета потерь в классических телефонных сетях с КК [13-22], в которых обслуживается один класс пользователей, метод расчета потерь в сети АТМ должен учитывать по крайней мере два класса неоднородных пользователей, создающих различные типы трафика: изохронный (классы A или B) и асинхронный (классы C и/или D);

- все линии базовой минимальной пропускной способности c^{\min} в ребре $ij \in J$ сети емкости c_{ij} , доступны всем поступающим вызовам различных классов нагрузки, т. е. ребро $ij \in J$ представляет собой полнодоступный пучок линий или простейшую систему распределения информации;

- закон распределения длительности занятия линий – показательный (т. е. вероятность, того, что длительность занятия линий будет $> t$ принимается равной $e^{-\mu^k t}$, где $\mu^k > 0$, $k = 1, 2$ - постоянная). Заметим, что при показательном распределении длительности занятия линии (группы линий) закон распределения оставшейся части ее (их) занятия не зависит от того, сколько времени оно уже длится;

- простое суммирование входящей интегральной нагрузки в сети невозможно т. к. длительности сеансов различных классов вызовов значительно отличаются друг от друга;

- в силу значительных преимуществ [23] с целью обеспечения и поддержания в сеансе связи заданного качества обслуживания QoS методику расчета потерь по вызовам в сети АТМ будем строить в предположении, что на УК применяются методы резервирования канала (Trunk Reservation), которые обеспечивают для отдельных классов пользователей пороговое ограничение доступа Θ_{ij}^k к сетевым ресурсам при установлении виртуального соединения. Указанное ограничение осуществляется по критерию суммарного числа линий базовой минимальной пропускной способности c_{ij}^{\min} (Sum Limitation Method - SLM) [19, 20] с маркой $Mark_{ij}^k$ ($\Theta_{ij}^k \geq Mark_{ij}^k$). Здесь $Mark_{ij}^k$ - суммарное число линий c_{ij}^{\min} , требуемых для обслуживания пользователей класса k ($k = \overline{1,3}$) в ЛЦТ $ij \in J$ емкости c_{ij} . Каждый r^k -ый источник из указанных классов создает индивидуальный поток заявок λ_r^k . Общий поток заявок от источников r^k -го типа в данном классе нагрузки $\Lambda^k = \sum_{r=1}^{R^k} \lambda_r^k$;

- в отличие от телефонной сети с КК, где при установлении соединения абоненту выделяется телефонная линия с постоянной полосой пропускания (стандартный обслуживающий прибор), сеть АТМ должна предоставить пользователям каналы передачи с требуемой полосой пропускания различной ширины (определенный пучок n -линий базовой минимальной пропускной способности c^{\min} в ребре $ij \in J$ сети емкости c_{ij} с организацией постоянной и/или переменной скорости передачи интегрального трафика с заданным качеством его обслуживания.

Приведем рассуждения [22], которые являются основным эвристическим доводом использования трехмоментной теории избыточной нагрузки для расчета потерь в телефонных сетях с КК. Пусть потери b_{ij}^c (индекс «с» указывает на статистический характер определения) на любом ребре $ij \in J$ определяются как отношение математического ожидания избыточной нагрузки u_{ij} к математическому ожиданию суммарной нагрузки Y_{ij} , поступающей на это ребро. Если процессы, протекающие в сети АТМ, эргодические, то это определение потерь эквивалентно статистическому определению потерь как пределу отношения числа блокируемых вызовов к общему числу вызовов, поступивших на ребро $ij \in J$ в интервале времени $(0, t)$ при $t \rightarrow \infty$ [20]. Пусть имеется некоторая итерационная процедура, построенная на базе принятых упрощающих предположений относительно процессов, протекающих в сети, позволяющая вычислять величины $u_{ij}(\tau)$ и $Y_{ij}(\tau)$ на каждом шаге τ ($\tau = 0, 1, 2, 3, \dots$), тогда предел

$$b_{ij} = \lim_{\tau \rightarrow \infty} b_{ij}(\tau) \stackrel{\Delta}{=} \lim_{\tau \rightarrow \infty} \frac{u_{ij}}{Y_{ij}}, \tau = 1, 2, \dots \quad (3.1.)$$

(если он существует) определяется как потери на ребре $ij \in J$ (при отсутствии упрощений $b_{ij} = b_{ij}^c$).

Изложим кратко основную идею построения итерационного процесса вычисления потерь b_{ij}^k в сети АТМ с произвольной топологией, разработанного в [22], с учетом особенности обслуживания разнородного трафика в сети АТМ. Способ записи (учета) топологии сети, математическая символика аналогичны введенным в [22].

1. На нулевой итерации ($\tau = 0$) пучки линий c_{ij} в каждом ребре $ij \in J$ заменяются на бесконечные пучки.

2. Для каждой пары $st \in S^k$ по заданным характеристикам поступающего в сеть разнородного потока вызовов вычисляются первые три момента $\alpha_{st}^k, \beta_{st}^k, \gamma_{st}^k$ ($k = 1, 2$) распределения числа **занятых линий в эквивалентном бесконечном полностью доступном пучке**, на вход которого поступает эта нагрузка от источника $s \in I$, предназначенная для получателя $t \in I$.

Если входящий в сеть АТМ интегральный поток вызовов для пары $st \in S^k$ моделируется процессом восстановления с функцией распределения интервалов между вызовами $F_{st}^k(t)$, то **общие выражения** для моментов имеют следующий вид [13]:

$$\alpha_{st}^k = \frac{\Phi_{st}^k(1)}{1 - \Phi_{st}^k(1)}, \quad \beta_{st}^k = \alpha_{st}^k + 2\alpha_{st}^k \frac{\Phi_{st}^k(2)}{1 - \Phi_{st}^k(2)}, \quad \gamma_{st}^k = 3\beta_{st}^k - 2\alpha_{st}^k + 3(\beta_{st}^k - \alpha_{st}^k) \frac{\Phi_{st}^k(3)}{1 - \Phi_{st}^k(3)}$$

где $\Phi_{st}^k(j) = \int_0^{\infty} e^{-j\mu^k t} dF_{st}^k(t)$, $j = 1, 2, 3$. μ^k - интенсивность обслуживания

вызовов (величина обратная среднему времени занятия линии), $k = 1, 2$. В частности, если предположить, что каждая составляющая суммарного разнородного входящего потока моделируется процессом Пуассона соответственно с интенсивностями $\lambda_{st}^1, \lambda_{st}^2$, то несложно показать, что выражения для трех моментов входящей нагрузки любого класса имеют вид [22]

$$\alpha_{st}^k = \lambda_{st}^k; \quad \beta_{st}^k = \lambda_{st}^k + (\lambda_{st}^k)^2; \quad \gamma_{st}^k = \lambda_{st}^k + 3(\lambda_{st}^k)^2 + (\lambda_{st}^k)^3.$$

Тогда, с учетом сделанных предположений, три момента **суммарной** разнородной нагрузки в тракте $st \in S$ равны

$$\alpha_{st} = \alpha_{st}^1 + \alpha_{st}^2; \quad \beta_{st} = \beta_{st}^1 + \beta_{st}^2 + 2\alpha_{st}^1\alpha_{st}^2; \quad \gamma_{st} = \gamma_{st}^1 + \gamma_{st}^2 + 3\alpha_{st}^1\beta_{st}^2 + 3\alpha_{st}^2\beta_{st}^1$$

Здесь мы не делаем никаких предположений относительно того, какая из свободных линий пучка занимается, т. е. допускается произвольный выбор линий обслуживаемая.

3. По этим моментам вычисляются три момента:
 $\alpha = \alpha(\alpha_{st}) = \text{diag} \left\{ \alpha_{st}, st \in S \right\}$, $\beta = \beta(\beta_{st}) = \text{diag} \left\{ \beta_{st}, st \in S \right\}$ и
 $\gamma = \gamma(\gamma_{st}) = \text{diag} \left\{ \gamma_{st}, st \in S \right\}$ распределения числа занятых линий в эквивалентном бесконечном полнодоступном пучке в каждом ребре сети $ij \in J$ (это распределение порождается суммарным потоком, поступающим на данное ребро сети, от различных источников по путям первого выбора), а также диагональные матрицы размером $|S| \times |S|$, составленные соответственно из указанных первых трех моментов.

4. Вычисляются матрицы $\alpha(\tau)$, $\beta(\tau)$, $\gamma(\tau)$ размером $|J| \times |S|$, составленные соответственно из найденных первых трех моментов $\alpha_{st}, \beta_{st}, \gamma_{st}$ суммарной нагрузки, локально предложенной ребрам сети $ij \in J$ на маршрутах 1-го выбора на итерации τ , $\tau = 0, 1, 2, 3, \dots$. Для того, чтобы учесть зависимость фактического потока по дереву маршрутов для пары $st \in S$, протекающего по ребру $ij \in J$, от блокировок в других ребрах указанного дерева $gh \in J$, в [22] вводится матрица $\Pi_m(\tau) \equiv \left\| \Pr_{\tau} \left\{ \hat{l}_{st,m} \mid ij \right\} \right\|$ вероятностей поступления потока $st \in S$ на ребро $ij \in J$ пути $\hat{l}_{st,m}$ при итерации τ , которая учитывает вероятность поступления потока $st \in S$ на ребро $ij \in J$ m -го выбора при условии блокировки указанного потока на маршрутах $\overline{1, m-1}$ -го выбора. Для описания топологии сети и распределения «сброшенной» нагрузки вводятся матрицы D_m (матрица путей m -го выбора, $m = 1, M_{st} - 1$), B_m (матриц ближайших к $s \in I$ точек ветвления из пути $\hat{l}_{st,m}$ в путь $\hat{l}_{st, m+1}$) и P_m (матрица распределения сброшенной нагрузки по путям m -го выбора, $m = 2, M_{st}$).

Для вычисления матриц $\alpha(\tau)$, $\beta(\tau)$, $\gamma(\tau)$ в случае пуассоновского входа и умеренно нагруженной сети можно воспользоваться приближением, предложенным А.Куцурой [16]:

$$\alpha(\tau) = \Pi_1(\tau)\alpha, \beta(\tau) = \alpha(\tau) + \alpha^{[2]}(\tau), \gamma(\tau) = \alpha(\tau) + 3\alpha^{[2]}(\tau) + \alpha^{[3]}(\tau),$$

где квадратными скобками $[.]$ обозначена шуровская степень матриц (в [22] используется обычная матричная алгебра и матричная алгебра Шура [26],

которая включает следующее определение произведения: если $A = \|a_{ij}\|$ и $B = \|b_{ij}\|$, то произведение Шура (обозначаемое \circ) $A \circ B = \|a_{ij}b_{ij}\|$, $A \circ A = A^{[2]}$.

5. По значениям полученных матриц $\alpha(\tau)$, $\beta(\tau)$, $\gamma(\tau)$ и параметрам топологии сети (матрицы D_m , B_m , P_m и $\Pi_m^k(\tau-1)$) вычисляются вектор-столбцы $A(\tau)$, $B(\tau)$, $C(\tau)$ размера $|J| \times 1$, ij -ый элемент которых есть соответственно 1-ый, 2-ой и 3-ий моменты суммарной нагрузки различных классов на ребре $ij \in J$ на итерации τ ($\tau = 0, 1, 2, 3, \dots$). Выражения для вычисления $A(\tau)$, $B(\tau)$, $C(\tau)$ имеют рекурсивную форму и наряду со структурой матрицы «расщепления» потоков избыточной нагрузки $\pi(\tau)$ представляют собой один из основных результатов [22].

6. По вычисленным моментам $A(\tau)$, $B(\tau)$, $C(\tau)$ распределения числа занятых линий в каждом ребре сети АТМ строится аппроксимирующий процесс восстановления с функцией распределения интервалов между поступающими на ребро разнородными вызовами в виде двухкомпонентного гиперэкспоненциального распределения согласно методике, предложенной А.Куцурой в [11, 12]. Другими словами, по значениям моментов $A(\tau)$, $B(\tau)$, $C(\tau)$, $\tau = 0, 1, 2, 3, \dots$ для каждого ребра $ij \in J$ по методике А.Куцеры [16, 17] вычисляются параметры $\lambda_1(\tau)$, $\lambda_2(\tau)$, $a_1(\tau)$, $a_2(\tau)$ аппроксимирующего процесса восстановления (пульсирующего пуассоновского процесса) с функцией распределения интервалов между «сброшенными» вызовами

$$F(t, \tau) = 1 - a_1(\tau)e^{-\lambda_1(\tau)t} - a_2(\tau)e^{-\lambda_2(\tau)t} \quad (3.2.)$$

и преобразованием Лапласа-Стильтеса

$$\Phi(s, \tau) = \frac{a_1(\tau)\lambda_1(\tau)}{s + \lambda_1(\tau)} + \frac{a_2(\tau)\lambda_2(\tau)}{s + \lambda_2(\tau)}, \quad (3.3.)$$

$$\text{где } \lambda_1(\tau) = \frac{1}{2} \left[\lambda(\tau) + \varpi(\tau) + \eta(\tau) + \sqrt{(\lambda(\tau) + \varpi(\tau) + \eta(\tau))^2 - 4\lambda(\tau)\varpi(\tau)} \right],$$

$$\lambda_2(\tau) = \frac{1}{2} \left[\lambda(\tau) + \varpi(\tau) + \eta(\tau) - \sqrt{(\lambda(\tau) + \varpi(\tau) + \eta(\tau))^2 - 4\lambda(\tau)\varpi(\tau)} \right],$$

$$a_1(\tau) = \frac{\lambda(\tau) - \lambda_2(\tau)}{\lambda_1(\tau) - \lambda_2(\tau)}, \quad \lambda(\tau) = \frac{\delta_2(\tau)(\delta_1(\tau) - \delta_0(\tau)) - \delta_0(\tau)(\delta_2(\tau) - \delta_1(\tau))}{(\delta_1(\tau) - \delta_0(\tau)) - (\delta_2(\tau) - \delta_1(\tau))},$$

$$\varpi(\tau) = \frac{\delta_0(\tau)}{\lambda(\tau)} \left[\frac{\lambda(\tau) - \delta_1(\tau)}{\delta_1(\tau) - \delta_0(\tau)} \right], \quad \eta(\tau) = \varpi(\tau) \frac{\lambda(\tau) - \delta_0(\tau)}{\delta_0(\tau)}, \quad a_2(\tau) = 1 - a_1(\tau), \quad \delta_0(\tau) = A(\tau),$$

$$\delta_1(\tau) = \frac{B(\tau)}{A(\tau)} - 1, \quad \delta_2(\tau) = \frac{C(\tau) - 3B(\tau) + 2A(\tau)}{B(\tau) - A(\tau)}$$

Здесь для упрощения записи индексы ij у функций и параметров опущены.

7. По преобразованию $\Phi_{ij}(s, \tau)$, $\tau = 0, 1, 2, 3, \dots$ с учетом полученного аппроксимирующего процесса восстановления для каждого ребра $ij \in J$ сети АТМ, входящего в маршрут 1-го выбора на итерации τ рассчитываются первые три момента **избыточной** разнородной нагрузки $u_{ij}(\tau) = u_{ij}^{st}(\Theta_{ij}^{st, k}, \tau)$, $v_{ij}(\tau) = v_{ij}^{st}(\Theta_{ij}^{st, k}, \tau)$ и $w_{ij}(\tau) = w_{ij}^{st}(\Theta_{ij}^{st, k}, \tau)$, возникающей на ребрах $ij \in J$ заданной конечной емкости $c_{ij} < \infty$ линий минимальной базовой пропускной способности c^{\min} и пороговых ограничениях доступа Θ_{ij}^k , согласно выражениям [16, 17]:

$$u_{ij}(\tau) = \frac{1}{\mu^k} \frac{\lambda_{1ij}(\tau)\lambda_{2ij}(\tau)}{a_{1ij}(\tau)\lambda_{2ij}(\tau) + a_{2ij}(\tau)\lambda_{1ij}(\tau)} \left[\sum_{l=0}^{\Theta_{ij}^k} \binom{\Theta_{ij}^k}{l} \frac{1}{\Gamma_{l-1}(\mu^k)} \right]^{-1},$$

$$v_{ij}(\tau) = u_{ij}(\tau) + \frac{\sum_{l=0}^{\Theta_{ij}^k} \binom{\Theta_{ij}^k}{l} \frac{1}{\Gamma_{l-1}(\mu^k)}}{\sum_{l=0}^{\Theta_{ij}^k} \binom{\Theta_{ij}^k}{l} \frac{1}{\Gamma_l(\mu^k)}} u_{ij}(\tau),$$

$$w_{ij}(\tau) = 3 v_{ij}(\tau) - 2 u_{ij}(\tau) + 2 (v_{ij}(\tau) - u_{ij}(\tau)) \frac{\sum_{l=0}^{\Theta_{ij}^k} \binom{\Theta_{ij}^k}{l} \frac{1}{\Gamma_{l-1}(2\mu^k)}}{\sum_{l=0}^{\Theta_{ij}^k} \binom{\Theta_{ij}^k}{l} \frac{1}{\Gamma_l(2\mu^k)}}, \quad (3.4)$$

где $\Gamma_l(\xi) = \prod_{n=0}^l \frac{\Phi_{ij}(n\mu^k + \xi; \tau)}{1 - \Phi_{ij}(n\mu^k + \xi; \tau)}$, $\Gamma_{-1}(\xi) = 1$, μ^k - интенсивность обслуживания

вызовов разнородного трафика ($k = 1, 2$), $\Theta_{ij}^k \geq \text{Mark}_{ij}^k$. Указанные формулы имеют место для произвольных законов распределения интервалов между «сброшенными» вызовами с заданным преобразованием Лапласа-Стильтьеса $\Phi_{ij}(s)$ на ребре $ij \in J$.

8. Вычислить потери разнородной нагрузки на ребре $ij \in J$

$$b_{ij} = \frac{u_{ij}(\tau)}{Y_{ij}(\tau)}, \quad \tau = 0, 1, 2, 3, \dots \text{ (т. к. всегда } u_{ij}(\tau) \leq Y_{ij}(\tau) \text{ и } Y_{ij}(\tau) \text{ не убывает при } \tau \rightarrow \infty,$$

то предел $b_{ij} = \lim_{\tau \rightarrow \infty} b_{ij}(\tau)$ всегда существует). Например, отношение первого момента избыточной разнородной нагрузки $u_{ij}(0)$ к первому моменту поступающей на ребро суммарной нагрузки различных классов $Y_{ij}(0)$ есть

вычисленные потери $b_{ij}(0)$ на ребрах сети, входящих в маршруты 1-го выбора, при нулевой итерации

9. Вычислить значения матрицы «ращепления» потоков $\pi(\tau)$ (для сброса части избыточной суммарной нагрузки на обходные маршруты для каждого потока $st \in S$ она «ращепляется» на каждом ребре на компоненты, пропорциональные дисперсиям суммируемых разнородных потоков (как прямых, так и обходных) на данном ребре $ij \in J$ и направляется на маршруты 2-го выбора в точке ветвления с учетом вероятности блокировки маршрутов 1-го выбора). Такая трактовка долей «ращепленной» нагрузки предложена в [16].

10. Вычисляются значения матриц первых трех моментов «расщепленной» на компоненты избыточной разнородной нагрузки $U(\tau) = U(\pi(\tau), \tau)$, $V(\tau) = V(\pi(\tau), \tau)$, $W(\tau) = W(\pi(\tau), \tau)$ (элементы этих матриц содержат соответственно 1-ый, 2-ой и 3-ий моменты избыточной суммарной разнородной нагрузки, порождаемой потоком st на ребре $ij \in J$ на итерации τ : $u_{ij}(\tau)$, $v_{ij}(\tau)$ и $w_{ij}(\tau)$).

11. После суммирования на каждом ребре $ij \in J$ разнородной нагрузки, поступающей на пути 2-го выбора, с нагрузкой, поступающей на маршруты 1-го выбора, формируются первые три момента поступающей на каждое ребро суммарной разнородной нагрузки для 1-ой итерации ($\tau=1$). Этот процесс продолжается до тех пор, пока не будут распределены все избыточные потоки по маршрутам M_{st}^k -го выбора. При $\tau \geq M_{st}^k$ итерационный процесс продолжается только для уточнения значений $b_{ij}(\tau)$ [22].

В общем случае с учетом введенных выше обозначений, вероятность потерь разнородных вызовов B_{st} на направлении $st \in S^k$, определяемая как вероятность отсутствия для пары $st \in S^k$ хотя бы одного из M_{st}^k путей в графе G , может быть записана в виде

$$B_{st}^k = 1 - \sum_{m=1}^{M_{st}^k} \Pr\{\widehat{l}_{st,m}^k\}, \quad (3.5.)$$

$$\text{где } \Pr\{\widehat{l}_{st,m}^k\} = \prod_{ij \in \widehat{l}_{st,m}^k} (1 - b_{ij}) \prod_{n=1}^{m-1} \Omega_{st,n,m}^k, \text{ а}$$

$$\Omega_{st,n,m}^k = \begin{cases} 1, & m=1 \\ 1 - \prod_{ij \in H_{st,n,m}^k} (1 - b_{ij}), & H_{st,n,m}^k = \widehat{l}_{st,n}^k \setminus \widehat{l}_{st,n}^k \cap \bigcup_{r=n+1}^m \widehat{l}_{st,r}^k, \quad m \triangleright n \triangleright 1, - \end{cases}$$

есть вероятность поступления потока $st \in S^k$ на ребро $ij \in J$ m -го выбора при условии блокировки указанного потока на маршрутах $\overline{1, m-1}$ -го выбора. Потери на ребре b_{ij} вычисляются по приведенному выше алгоритму.

Тогда искомое условие обслуживания интегральной нагрузки на фазе установления соединения а сети АТМ имеет следующий вид:

$$B_{st}^k \leq B^k, \quad \forall st \in S^k \quad (3.6.)$$

Итак, вычислительная процедура организована следующим образом [22]. Сначала вычисляются три момента входящей суммарной разнородной нагрузки в тракте $st \in S$: α_{st} ; β_{st} и γ_{st} . Далее, используя матрицу путей m -го выбора D_m , строятся матрицы B_m и P_m , несущие информацию о топологии сети и распределении избыточной «сброшенной» разнородной нагрузки по путям $st \in S$. Вычисляются значения трех начальных моментов *суммарной* нагрузки $A(\tau)$, $B(\tau)$, $C(\tau)$ на каждом ребре сети. После этого находят начальные параметры $\lambda_1(\tau)$, $\lambda_2(\tau)$, $a_1(\tau)$, $a_2(\tau)$, аппроксимирующего процесса восстановления для избыточной нагрузки $F(t, \tau)$, а затем три начальных момента избыточной нагрузки $u_{ij}(\tau)$, $v_{ij}(\tau)$ и $w_{ij}(\tau)$. По формуле

$$b_{ij} = \frac{u_{ij}(\tau)}{Y_{ij}(\tau)},$$

вычисляются потери разнородной нагрузки на каждом ребре $ij \in J$. После этого строятся матрицы для трех моментов «ращепленной» нагрузки $U(\tau)$, $V(\tau)$, $W(\tau)$ и матрица $\Pi_m(\tau)$. На этом заканчивается очередная итерация расчета потерь (шаг с номером τ) и осуществляется вновь переход к расчету $A(\tau)$, $B(\tau)$, $C(\tau)$. Вычисления продолжаются до достижения заданной точности потерь. Расчет заканчивается вычислением вероятностей потерь B_{st}^k между всеми заданными парами $st \in S^k$.

Замечание 3.1. В сети АТМ для дуплексной связи можно создать одновременно пару виртуальных каналов. При этом пропускная способность прямого и обратного канала, а также другие их характеристики могут различаться. При расчете потерь в сети АТМ с дуплексными каналами (считается, что $\forall ij \in J$ неориентированы и имеют пропускную способность c_{ij}) достаточно в матрицах D_m и B_m сложить строки с индексами $ij \in J$ и $ji \in J$, а в матрицах P_m одновременно логически сложить (операция «или») как строки с индексами $ij \in J$ и $ji \in J$, так и столбцы с этими индексами. Это приводит также к необходимости сложения строк с индексами ij и ji в матрицах $\Pi_m(\tau)$.

Указанные операции законны, т. к. корневое дерево путей R_{st}^k не содержит контуров, что гарантирует равенство нулю элемента в строке $ji \in J$ матриц D_m , B_m и $\Pi_m(\tau)$, если соответствующий элемент в строке с индексом $ij \in J$ не равен нулю, и наоборот, если какой-либо элемент строки с индексом $ji \in J$ не равен нулю, то соответствующий элемент строки с индексом $ij \in J$ равен нулю.

Замечание 3.2. Согласно методике, предложенной А.Куцурой в [16, 17] в качестве функции распределения интервалов между вызовами избыточной нагрузки на полностью **неупорядоченном** пучке предложен аппроксимирующий процесс восстановления с функцией распределения интервалов между поступающими на ребро $ji \in J$ разнородными вызовами в виде двухкомпонентного гиперэкспоненциального распределения (пульсирующего пуассоновского процесса)

$$F(t, \tau) = 1 - a_1(\tau)e^{-\lambda_1(\tau)} - a_2(\tau)e^{-\lambda_2(\tau)}$$

преобразование Лапласа-Стильтьеса, которой дается выражением

$$\Phi(s, \tau) = \frac{a_1(\tau)\lambda_1(\tau)}{s + \lambda_1(\tau)} + \frac{a_2(\tau)\lambda_2(\tau)}{s + \lambda_2(\tau)}.$$

Для получения более точных результатов при использовании указанной методики расчета потерь в сетях АТМ рассмотрим случай, когда каждое ребро $ij \in J$ сети АТМ представляет собой полностью **упорядоченный** пучок емкости c_{ij} базовых линий минимальной пропускной способности c^{\min} , который моделируется СМО типа $GI/M/c_{ij}/0$. При этом поступающий вызов всегда занимает линию с наименьшим номером (или группу линий с наименьшими порядковыми номерами) из числа тех, которые свободны в момент его поступления. Такая дисциплина обслуживания вызова характерна для сетей АТМ с плавающей границей разделения пропускной способности ЛЦТ при пороговом ограничении доступа для некоторых классов нагрузки Θ_{ij}^k ($k = 1, 2$) по критерию суммарного числа базовых линий минимальной пропускной способности с маркой $Mark_{ij}^k$. Известно [27], что для упорядоченного полностью доступного пучка с простейшим входящим потоком и показательным распределением занятия линий поток вызовов, поступающих на любую r -ую линию этого пучка c_r^{\min} ($r = \overline{1, N}$), представляет собой поток типа P (стационарный, ординарный и с ограниченным последствием), который однозначно определяется заданием функции Пальма $\varphi(t)$, Другими словами, если на линию c_1^{\min} упорядоченного полностью доступного пучка поступает простейший поток вызовов, то поток «сброшенной» нагрузки, который поступает на линию c_2^{\min} , уже не будет простейшим. Кроме того, если на линию

c_r^{\min} поступает поток вызовов типа P , то потерянные на c_r^{\min} вызовы также образуют поток типа P , т. е. само существование линии c_{r+1}^{\min} является несущественным. Пучок из линий c_r^{\min} можно рассматривать как пороговое ограничение доступа Θ_{ij}^k [23] отдельных классов пользователей по критерию суммарного числа базовых линий минимальной пропускной способности с маркой $Mark_{ij}^k$ на ребре $ij \in J$ емкости c_{ij} . Очевидно, что вызов теряется на r -ой линии тогда и только тогда, когда он теряется на пучке c_r^{\min} , т. е. вероятность потери вызова на r -ой линии можно трактовать как вероятность потери вызова на пучке c_r^{\min} и рассчитывать по формуле Эрланга [27]

$$E_r = \frac{\lambda^r}{r!} / \sum_{i=0}^r \frac{\lambda^i}{i!}, \quad r = 1, 2, \dots$$

При этом необходимо отчетливо иметь в виду, что речь идет о вероятности потери на r -ой линии для вызова, поступившего на 1-ую линию. Вероятность же потери на r -ой линии для вызова, поступающего на линию r имеет другое выражение. В дальнейшем будем обозначать $\varphi_r(t)$ ($r = 0, 1, 2, \dots$) функцию Пальма для потока вызовов, поступающих («сброшенных») на линию c_{r+1}^{\min} . К.Пальм доказал [27], что функция

$$\varphi_r(t) = \varphi_{r-1} - \int_0^t (1 - e^{-\mu x}) \varphi_r(t-x) d\varphi_{r-1}(x) \quad (3.7.)$$

есть вероятность того, что в промежутке $(t_0, t_0 + t)$ ни один вызов не будет потерян на r -ой линии полностью доступного упорядоченного пучка, при условии, что в момент t_0 вызов теряется. Система уравнений (3.7.) - есть исходная система уравнений теории К.Пальма (здесь предполагается, что на 1-ую линию полностью доступного упорядоченного пучка поступает простейший поток вызовов с параметром λ , длительности занятия линий распределены по показательному закону с параметром μ). В работе А.Я.Хинчина [27] дано решение системы уравнений (1.2) путем замены функций $\varphi_r(t)$ их преобразованиями Лапласа-Стилтьеса $\Psi_r(s)$ и приводится рекуррентная формула для вычисления $\Psi_r(s)$:

$$\Psi_r(s) = \frac{\Psi_{r-1}(s)}{1 + s\Psi_{r-1}(s) - (s+1)\Psi_{r-1}(s+1)} \quad (3.8.)$$

Обобщим решение системы уравнений К.Пальма (3.7.) для СМО типа $GI/M/c_{ij}/0$, которой моделируется упорядоченный полностью доступный пучок базовых линий минимальной пропускной способности ребра $ij \in J$ емкости c_{ij} и выведем преобразование Лапласа-Стилтьеса $\Psi_r(s)$ функции К.Пальма $\varphi_r(t)$

для произвольного закона распределения потока вызовов, поступающего на первую линию пучка при пороговом ограничении доступа $\Theta_{ij,r}^k, r = \overline{1, R^k}$ ($k = 1, 2,$) к пропускной способности ребра $ij \in J$ для некоторых классов пользователей сети АТМ.

Введем функцию распределения интервалов между потерянными вызовами на r -ой линии упорядоченного полnodоступного пучка емкости c_{ij} :

$$G_r(x) = 1 - \varphi_r(x) \quad (3.9.)$$

Выразив $\varphi_r(x)$ из уравнения (3.9.) и подставив в (3.7.)

$$1 - G_r(x) = 1 - G_{r-1}(x) - \int_0^x (1 - e^{-\mu y})(1 - G_r(x - y)) d(1 - G_{r-1}(y)), \text{ или}$$

$$G_r(x) = G_{r-1}(x) - \int_0^x (1 - e^{-\mu y})(1 - G_r(x - y)) dG_{r-1}(y) \quad (3.10.)$$

Заменим исходные функции $G_r(x)$ их преобразованиями Лапласа-Стильтьеса

$$\Phi_r(s) = \int_0^{\infty} e^{-sx} dG_r(x) \quad (3.11.)$$

Теорема 3.1. Преобразование Лапласа-Стильтьеса $\Phi_{ij}(s)$ функции распределения интервалов между потерянными вызовами на r -ой линии упорядоченного полnodоступного пучка емкости c_{ij} в сети АТМ для произвольного закона распределения потока вызовов, поступающего на первую линию пучка имеет вид

$$\Phi_{ij}(s) = \frac{\sum_{i=0}^{\Theta_{ij}^k} \binom{\Theta_{ij}^k}{i} \prod_{p=0}^{i-1} \frac{1 - \Phi_{ij}(s + p\mu)}{\Phi_{ij}(s + p\mu)}}{\frac{1 - \Phi_{ij}(s)}{\Phi_{ij}(s)} \sum_{i=0}^{\Theta_{ij}^k} \binom{\Theta_{ij}^k}{i} \prod_{p=1}^i \frac{1 - \Phi_{ij}(s + p\mu)}{\Phi_{ij}(s + p\mu)} + \sum_{i=0}^{\Theta_{ij}^k} \binom{\Theta_{ij}^k}{i} \prod_{p=0}^{i-1} \frac{1 - \Phi_{ij}(s + p\mu)}{\Phi_{ij}(s + p\mu)}} \quad (3.12.)$$

Доказательство. Продифференцируем выражение (3.10.), применив правило Лейбница:

$$dG_r(x) = dG_{r-1}(x) + \int_0^x (1 - e^{-\mu y}) d_x G_r(x-y) d_y G_{r-1}(y) - (1 - G(0))(1 - e^{-\mu x}) d_x G_{r-1}(x) \quad (3.13.)$$

Умножим обе части уравнения (3.12.) на e^{-sx} и проинтегрируем по x от 0 до ∞ . Это дает

$$\int_0^{\infty} e^{-sx} dG_r(x) = \int_0^{\infty} e^{-sx} dG_{r-1}(x) + \int_0^{\infty} e^{-sx} \int_0^x (1 - e^{-\mu y}) d_x G_r(x-y) d_y G_{r-1}(y) - \int_0^{\infty} e^{-sx} (1 - e^{-\mu x}) d_x G_{r-1}(x), \text{ или с учетом (3.11.)}$$

$$\Phi_r(s) = \Phi_{r-1}(s) - \Phi_{r-1}(s) - \Phi_{r-1}(s + \mu) + \int_0^{\infty} (1 - e^{-\mu y}) dG_{r-1}(y) \int_y^{\infty} e^{-sx} d_x G_r(x-y).$$

Произведем замену переменных $x - y|_y^{\infty} = t|_0^{\infty}$, имеем

$$\begin{aligned} \Phi_r(s) &= \Phi_{r-1}(s + \mu) + \int_0^{\infty} (1 - e^{-\mu y}) dG_{r-1}(y) \int_0^{\infty} e^{-s(t+y)} d_t G_r(t) = \\ &= \Phi_{r-1}(s + \mu) + \int_0^{\infty} e^{-sy} (1 - e^{-\mu y}) dG_{r-1}(y) \int_0^{\infty} e^{-st} d_t G_r(t) = \\ &= \Phi_{r-1}(s + \mu) + [\Phi_{r-1}(s) - \Phi_{r-1}(s + \mu)] \Phi_r(s). \text{ Окончательно} \end{aligned}$$

$$\Phi_r(s) = \frac{\Phi_{r-1}(s + \mu)}{1 - \Phi_{r-1}(s) + \Phi_{r-1}(s + \mu)} \quad (3.14.)$$

Введем обозначение, тогда выражение (3.14.) с $\Phi(s) = f_0, \Phi(s + \mu) = f_1, \Phi(s + 2\mu) = f_2, \dots, \Phi(s + r\mu) = f_r$ учетом введенных обозначений по r , для $r=1$ имеет вид

$$\Phi_1(s) = \frac{\Phi_0(s + \mu)}{1 - \Phi_0(s) + \Phi_0(s + \mu)} = \frac{f_1}{1 - f_0 + f_1} = \frac{1 + \frac{1 - f_0}{f_0}}{1 + 2 \frac{1 - f_0}{f_0} + \frac{1 - f_0}{f_0}} \frac{1 - f_1}{f_1},$$

для $r=2$

$$\Phi_2(s) = \frac{\Phi_1(s + \mu)}{1 - \Phi_1(s) + \Phi_1(s + \mu)} = \frac{\frac{\Phi_0(s + 2\mu)}{1 + \Phi_0(s + 2\mu) - \Phi_0(s + \mu)}}{1 + \frac{\Phi_0(s + 2\mu)}{1 + \Phi_0(s + 2\mu) - \Phi_0(s + \mu)} - \frac{\Phi_0(s + \mu)}{1 + \Phi_0(s + \mu) - \Phi_0(s)}} =$$

$$= \frac{1 + 2 \frac{1-f_0}{f_0} + \frac{1-f_0}{f_0} \frac{1-f_1}{f_1}}{1 + 3 \frac{1-f_0}{f_0} + 3 \frac{1-f_0}{f_0} \frac{1-f_1}{f_1} + \frac{1-f_0}{f_0} \frac{1-f_1}{f_1} \frac{1-f_2}{f_2}} \text{ и т. д. Окончательно}$$

$$\Phi_r(s) = \frac{\sum_{i=0}^r \binom{r}{i} \prod_{p=0}^{i-1} \frac{1-\Phi(s+p\mu)}{\Phi(s+p\mu)}}{\frac{1-\Phi(s)}{\Phi(s)} \sum_{i=0}^r \binom{r}{i} \prod_{p=1}^i \frac{1-\Phi(s+p\mu)}{\Phi(s+p\mu)} + \sum_{i=0}^r \binom{r}{i} \prod_{p=0}^{i-1} \frac{1-\Phi(s+p\mu)}{\Phi(s+p\mu)}} \quad (3.15.)$$

Введя пороговое ограничение доступа Θ_{ij}^k ($k=1,2,$) к пропускной способности ребра $ij \in J$ для пользователей сети АТМ, получаем (3.12.), что и требовалось доказать.

4. МЕТОД РАСЧЕТА ХАРАКТЕРИСТИК ТРАНСПОРТНЫХ СИСТЕМ Ш-ЦСИС В РЕЖИМЕ УСТАНОВЛЕННОГО СОЕДИНЕНИЯ

Одной из главных задач при проектировании Ш-ЦСИС является разработка инженерных методов расчета основных числовых характеристик ее транспортных соединений, т. е. для построения моделей Ш-ЦСИС достаточно ограничиться рассмотрением моделей их транспортных систем (ТС), которые определяют основные характеристики 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}^k , c_{ij} , V_{ij} , p_{ij} необходимо определить возможность передачи потоков $Y^k = \left\| \gamma_{st}^k \right\|$ разнородной нагрузки с характеристиками обслуживания $d^{A(B)}$, θ^B и $T_{st}^{*C(D)}$. При этом, если такая передача возможна, то необходимо определить предельные значения γ_{st}^k , а в случае невозможности передачи, - максимально допустимые значения γ_{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 Ш-ЦСИС 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 коммутационного оборудования узлов (коммутаторов АТМ) 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. В данной работе при общем подходе при описании методов и моделей мы ограничимся расчетом числовых характеристик ТС Ш-ЦСИС на технологии АТМ, т. е. расчетом характеристик транспортных соединений собственно сети АТМ, организуемых для передачи разнородного трафика классов A , B , C и D . При этом будем предполагать, что 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 $AAL5$.

Наиболее естественной методологической базой для построения инженерных методов расчета характеристик транспортных соединений сети АТМ, удовлетворяющих перечисленным выше требованиям, является концепция архитектуры сети АТМ [6, 7]. В рамках этой концепции [28, 29],

эффективность использования сети АТМ в режиме установленного соединения предлагается оценивать с помощью набором коэффициентов использования пропускной способности каждого ребра $ij \in J$ трафиком различных классов $K_{p,ij}^k$ ($p = \overline{1,5}$ - номер логического уровня модели АТМ, $k = \overline{1,4}$), 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 [28, 29]. В силу относительной независимости уровней архитектуры и вложенности протокольных блоков верхних уровней архитектуры сети АТМ 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 c_{ij} ($ij \in J$) для передачи изохронной нагрузки и данных:

$$K_{ij}^k = \prod_{h=1}^4 K_{h,ij}^k \quad (4.1.)$$

Согласно логической структуре АТМ [6, 7] общие коэффициенты использования пропускной способности должны «расслоиться» на коэффициенты использования пропускной способности ЛЦТ отдельных уровней архитектуры сети АТМ [28]. В этой связи вполне естественно, что, например, модели и протоколы организации обратной связи для повышения верности передачи сообщений данных в сети АТМ должны влиять только на коэффициент использования пропускной способности ЛЦТ на уровне сегментации и сборки ААL, а топология сети, механизмы управления информационными потоками и протоколы маршрутизации - на соответствующий коэффициент уровня АТМ. При этом, как отмечено выше, K_{ij}^k должны учитывать все затраты на реализацию соответствующих протоколов сети АТМ (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 Ш-ЦСИС, 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 сети АТМ сделаем несколько замечаний.

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

Во-вторых, для пакетных сетей Ш-ЦСИС необходимо учитывать, что использование ЛЦТ пакетами данных классов C и D зависит от загрузки ЛЦТ пакетами трафика классов A или B (например, речи) 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 Ш-ЦСИС при наличии абсолютного приоритета для передачи изохронной нагрузки оптимизацию общих коэффициентов оценки эффективности использования сети разнородной нагрузкой можно 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}^k . Для логической модели Ш-ЦСИС этот коэффициент можно трактовать как коэффициент передачи системы, составленной из цепочки r линий базовой минимальной пропускной способности c_r^{\min} ($r = \overline{1, R}$) ребер $ij \in J$ таких, что $c_r^{\min} \in I_{st,m}^k$. С учетом чистой ретрансляции пакетов через указанную систему (на выходе системы ослабления входного сигнала не происходит) коэффициент $K_{st,m}^k$ можно представить [30] в виде среднегеометрического составляющих коэффициентов использования пропускной способности VP m -го выбора для пары $st \in S^k$

$$K_{st,m}^k = K_{csAAL}^k r_{st,m}^k \sqrt{\prod_{ij \in I_{st,m}^k} K_{ij}^k}, \quad k = \overline{1, 4}. \quad (4.2.)$$

Здесь K_{csAAL}^k , -коэффициент, учитывающий процедуру «нарезки» протокольных блоков подуровня конвергенции AAL (*Convergence Sublayer - CS*) на сегменты определенной длины. Заметим, что эффективность использования сети оценивается применительно к каждой паре отправитель-получатель, т. е. на подуровне CS уровня адаптации АТМ 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 $st \in S^k$ по нескольким виртуальным путям VP, - выражение для общего коэффициента использования всех транспортных соединений дается выражением

$$K_{st}^k = \sum_{m=1}^{M_{st}^k} P_{st,m}^k K_{csAAL}^k r_{st,m}^k \sqrt{\prod_{ij \in I_{st,m}^k} K_{ij}^k}, \quad k = \overline{1,4}. \quad (4.3.)$$

Учитывая, что весовой коэффициент транспортного соединения на подуровне конвергенции AAL определяется долей входящего потока γ_{st}^k в общем входящем потоке сети $Y^k = \sum_{st \in S^k} \gamma_{st}^k$,

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

$$K^k = q^k \sqrt{\sum_{st \in S^k} \frac{\gamma_{st}^k}{Y^k} (K_{st}^k)^{q^k}}, \quad k = \overline{1,4}, \quad q^k = |S^k|. \quad (4.4.)$$

Функционал подобного типа рекомендован в [30] и обладает свойством

$$\lim_{q^k \rightarrow \infty} K^k = \max_{st \in S^k} K_{st}^k, \quad k = \overline{1,4}, \quad q^k = |S^k|, \quad (4.5.)$$

что не дает явного преимущества транспортным соединениям с большими весовыми коэффициентами.

Пусть коэффициенты использования ЛЦТ сети АТМ трафиком различных классов имеют вид (4.1.), 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 $K_{csAAL}^k, k = \overline{1,4}$, т. к. протоколы подуровня конвергенции работают для транспортных соединений одного класса, включающих совокупность каналов маршрута. Введем следующие обозначения:

V_{ij} - скорость передачи в ЛЦТ, содержащем данное виртуальное соединение (бит/с);

ϖ_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).

ρ_{ij}^A , ρ_{ij}^B , ρ_{ij}^C , ρ_{ij}^D - коэффициенты загрузки канала ij соответственно ячейками класса A, B, C и D;

Для чисто пакетной сети ATM $\rho_{ij} = \rho_{ij}^B + \rho_{ij}^C + \rho_{ij}^D$. Для гибридной сети ATM 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 CBR-соединением в сеансе связи. Через указанные коэффициенты загрузки в задачах анализа сети ATM учитывается интенсивность потока поступления ячеек в транспортный канал и интенсивность их обслуживания.

β^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 *ATM*-сети. При поступлении информационных массивов в порт коммутатора *ATM* 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 [28].

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

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

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

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 β^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 подуровней 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 *ATM* 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 ρ_{ij}^B , ρ_{ij}^C и ρ_{ij}^D . (Для гибридной сети АТМ загрузка CBR-каналов трафиком класса А 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 [6, 7]). 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 ситем 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

$$K_{1,ij}^A = K_{1,ij}^B = K_{1,ij}^C = K_{1,ij}^D = K_{2,ij}^A = K_{2,ij}^B = K_{2,ij}^C = K_{2,ij}^D \approx 1. \quad (4.6.)$$

При необходимости указанную избыточность можно при расчете ВВХ сети. Подставляя полученные выше выражения $K_{h,ij}^A, K_{h,ij}^B, K_{h,ij}^C, K_{hl,ij}^D, l = \overline{1,4}$ и K_{csAAL}^k в формулу (4.1.) 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

$$K_{ij}^A = \frac{s^A}{N^A(L+H_{ATM})}, K_{ij}^B = \frac{s^B \rho^B}{N^B(L+H_{ATM})}, K_{ij}^C = \frac{s^C \rho_{ij}^C \beta_{ij}^C}{N^C(L+H_{ATM})}, K_{ij}^D = \frac{s^D \rho_{ij}^D}{N^D(L+H_{ATM})} \quad (4.7.)$$

Еще раз заметим, что в пакетной сети АТМ с абсолютным приоритетом передачи ячеек класса B , который обеспечивает наилучшие условия для их передачи, коэффициенты ρ_{ij}^C и ρ_{ij}^D в выражениях $K_{l,ij}^C, K_{l,ij}^D$ носят явно выраженный условный характер, т. к. зависят от загрузки каналов ячейками класса B , а коэффициент ρ_{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 ТС Ш-ЦСИС указанные коэффициенты зависят также и от длин протокольных блоков соответствующих классов нагрузки.

Проведя соответствующие подстановки в (4.3.) с учетом (4.7.) получим выражения для общих коэффициентов использования пропускной способности транспортных соединений K_{st}^k разнородным трафиком:

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

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

$$K_{st}^D = \frac{s^D}{N^D(L+H_{ATM})} \sum_{m=1}^{M_{st}^D} p_{st,m}^D r_{st,m}^D \sqrt{\prod_{ij \in I_{st,m}^D} \rho_{ij}^{*D}(L^B, L^C, L^D, \rho_{ij}^{*B}, \rho_{ij}^{*C})} \quad (4.8.)$$

В формулах (4.8.) ρ_{ij}^{*k} - максимальная 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 $\forall st \in S^k : \gamma_{st}^k \neq 0, k = \overline{1,4}$ имеют вид

$$K^A = q^A \sqrt{\sum_{st \in S^A} \frac{\gamma_{st}^A}{Y^A} (K_{st}^A)^{q^A}}, q^A = |S^A|; K^B = q^B \sqrt{\sum_{st \in S^B} \frac{\gamma_{st}^B}{Y^B} (K_{st}^B)^{q^B}}, q^B = |S^B|;$$

$$K^C = q^C \sqrt{\sum_{st \in S^C} \frac{\gamma_{st}^C}{Y^C} (K_{st}^C)^{q^C}}, q^C = |S^C|; K^D = q^D \sqrt{\sum_{st \in S^D} \frac{\gamma_{st}^D}{Y^D} (K_{st}^D)^{q^D}}, q^D = |S^D| \quad (4.8*.)$$

5. АНАЛИЗ ПАКЕТНОЙ ТРАНСПОРТНОЙ СИСТЕМЫ Ш-ЦСИС-КП

5.1. Постановка задачи анализа пакетной транспортной системы Ш-ЦСИС

Транспортные системы (ТС) Ш-ЦСИС-КП с пакетной коммутацией относятся к системам с «нежесткой» стратегией использования физических ресурсов сети в режиме установленного соединения, т. е. нагрузка класса B и нагрузка данных класса $C(D)$ передается в асинхронном режиме с очередями к сетевым ресурсам, что является определяющим признаком для сетей указанного класса [6, 7]. В ТС Ш-ЦСИС-КП качественная передача трафика классов $B(A)$ в реальном времени требует поддержания в сеансе связи

а) заданной величины постоянной составляющей сетевой задержки (называемой сетевой задержкой -network delay, задержкой передачи или транзитной задержкой – transit delay или запаздыванием - latency);

в) заданный уровень изохронности, который определяет величину переменной составляющей сетевой задержки или флуктуацию (jitter) переменной составляющей сетевой задержки ячеек (*Cell delay variation* - CDV).

Для поддержания непрерывности передачи в реальном времени, например, речевого сигнала значение постоянной составляющей сетевой задержки ячеек (*Cell transfer delay* - CTD) от абонента до абонента не должно превышать величины порядка 0,3 – 0,5с [31, 32]. Величина постоянной составляющей сетевой задержки ячеек для видеoinформации может варьироваться в широком диапазоне [33]: в то время как низкоскоростная 64Кбит/с видеоконференция может допускать величину транзитной задержки порядка 300мс, - высокоскоростная видеоконференция 1,5Мбит/с требует гарантии CTD не более 5мс, а для видео HDTV должна быть гарантирована величина CTD равная 1мс. Для потока MPEG-2 величина CTD не должна превышать 4мс (ограниченную 150мкс на коммутатор).

Под изохронностью будем понимать свойство потока информации сохранять с заданной точностью временное расположение его отдельных элементов при передаче в сети. Обеспечение требуемого уровня изохронности, который может быть допущен в сети АТМ, важен по двум причинам. Во-первых, в любых сетях с пакетной коммутацией величина переменной составляющей сетевой задержки должна быть по крайней мере меньше, чем величина требуемой изохронности передачи. Во-вторых, проектируемые сети АТМ должны обеспечивать поддержание величины переменной задержки в заданных границах для различных типов изохронного трафика и эти границы должны быть известны. Выше отмечалось, что для ТС Ш-ЦСИС-КП, 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 θ^B . Выбор указанного ограничения на передачу определяется тем, что,

например, для передачи речи [31, 32] 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 ячеек, 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 $\forall st \in S^B$ [29]. Для видеопотока MPEG-2, например, сеть АТМ должна гарантировать флуктуацию сетевой задержки ячеек CDV не выше 500мкс для соединений типа «точка-точка» [33]. Для мультимедийного трафика кроме того должно быть обеспечено требуемое значение смещения (skew) по времени при одновременной передаче разных типов информации. Например, для обеспечения синхронизации речи с движением губ на приеме skew между аудио- и видеоинформацией не должно превышать 120мс [33]. Величина d^B включает в себя также количество потерянных ячеек из-за ошибок в заголовке и/или переполнения буферов УК [6, 7]. Требуемое качество передачи интегрального трафика в сети 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 ячеек классов $B(A)$ в сглаживающем буфере; применением алгоритмов управления разнородными потоками в сети АТМ (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. [6, 7]. Заметим, что заданную изохронность передачи информации для приложений реального времени в сети АТМ гарантируют только службы CBR и VBRrt, хотя и допускают jitter, не превосходящий некоторой фиксированной величины. В дальнейшем под изохронным трафиком класса B будем понимать цифровую речь как наиболее характерный трафик данного класса.

Для нагрузки данных 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. Далее под асинхронным трафиком класса C будем понимать диалоговые данные, требующие для своей

передачи минимальной сетевой задержки по сравнению с другими типами трафика из данного класса.

В общем случае для пакетных Ш-ЦСИС-КП с учетом выше введенных предположений сформулированную задачу расчета ВВХ транспортных соединений Ш-ЦСИС в режиме установленного соединения в общем виде можно записать как последовательность двух задач оптимизации:

$$1. \text{ **Найти** } \arg \max K^B, \text{ **при условиях** } B_{st}^B \leq B^B, \\ \Pr_{st,m}(t \geq \theta^B) \leq d^B \quad \forall st \in S^B : \gamma_{st}^B \neq 0, \quad (5.1.)$$

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

$$2. \text{ **Найти** } \arg \max K^{C(D)}, \quad \text{ **при условиях** } B_{st}^{C(D)} \leq B^{C(D)}; \\ T_{st,m}^{C(D)} \leq T^{*C(D)} \quad \forall st \in S^{C(D)} : \gamma_{st}^{C(D)} \neq 0, \text{ **и все параметры первой задачи** } \\ \text{ **найжены и фиксированы.** } \quad (5.2.)$$

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

При оптимизации функционала для изохронного трафика K^B в качестве ограничений будет выступать вероятность превышения заданного времени пребывания B -ячеек в системе (5.1), т. е. общий коэффициент использования пропускной способности ЛЦТ 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

$$\Pr_{st,m}(t \geq \theta^B) = 1 - F_{st,m}^B(\theta^B) = \int_{\theta^B}^{\infty} f_{st,m}^B(t) dt \leq d^B, \quad \forall st \in S^B : \gamma_{st}^B \neq 0 \quad (5.3.)$$

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

$F_{st,m}^B(t) = \Pr\{X_{st,m}^B \leq t\}$ - функция распределения случайной задержки $X_{st,m}^B$ времени пребывания ячейки класса B в m -ом составном виртуальном канале $\widehat{l}_{st,m}^B$ ($m = 1, M_{st}^B$), организованном службой VBRrt на AAL2 для пары $st \in S^B$ и состоящим из множества ребер $l_{st,m}^B = \{ij \in J : ij \in \widehat{l}_{st,m}^B\}$;

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

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

θ^B - допустимое время сквозной задержки ячейки класса B в m -ом транспортном VBRrt-канале, с.

Рассмотрим основные составляющие общей сетевой задержки речевых ячеек, а именно:

1. Задержка 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).

2. Задержка «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 [34];

3. Задержка 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 $B(A)$ -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 1.7×10^{-9} [33]. 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 [33];

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

Примечание. На качество обслуживания данных класса C 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 трафика класса B ему целесообразно предоставлять в сети АТМ абсолютный приоритет, что обеспечивает наилучшие условия обслуживания нагрузки указанного класса [35]. Однако в Ш-ЦСИС с преобладанием трафика данных класса C более предпочтительной может оказаться дисциплина обслуживания с относительным приоритетом нагрузки класса B . Дисциплина обслуживания с относительным приоритетом более проста в реализации, чем дисциплина с абсолютным приоритетом, а при использовании высокоскоростных трактов передачи дает практически те же показатели по задержке B -ячеек. При этом, с одной стороны, учитывается критичность B -ячеек к сквозным постоянным сетевым задержкам и их флуктуациям, а с другой стороны, - исключаются прерывания особо важных данных [36].

Таким образом, допустимое время сквозной задержки θ^B ячейки класса B в m -ом транспортном VBRrt-канале ограничено:

- временем накопления информационной части B -ячейки 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 $T_{pak} = \frac{L^B - H^B_{SAR}}{v_r^B}$;

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

понимается минимальное время, которое тратит ячейка, 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 [37]. Производительность УК для всей сети можно рассчитать (оценить) по следующей методике. Пусть $\Delta_{st,m}(i)$ - доля производительности i -го УК, приходящаяся на m -ый путь тракта $st \in S$ (ячейка/с),

$$\Delta_{st,m}(i) = \begin{cases} Y_{st,m}, & i \in I_{st,m} \\ 0, & i \notin I_{st,m} \end{cases}, \text{ где } Y_{st,m} = \sum_k p_{st,m}^k Y_{st}^k \text{ есть трафик в } m\text{-ом пути тракта}$$

$st \in S$, Y_{st}^k - суммарный трафик между парами $st \in S$, $I_{st,m}$ - 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 ячейки в УК T_j можно оценить по формуле

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

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

Типичное значение T_{ij} для волоконно-оптического или коаксиального кабеля примерно 5мкс/с [37, 38]. Наземная передача может вносить задержку до 50мс, в то время как спутниковый тракт вносит задержку 300мс [38].

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

Отсюда следует, что всегда должно выполняться условие

$$\theta^{*B} = \theta^B - \widehat{T}_{st}^B \triangleright 0 \text{ или}$$

$$\widehat{T}_{st}^B = \frac{L - H_{SAR}^B}{v_n^B} + \sum_{\forall j: ij \in I_{st,m}^B} T_j^B + \sum_{ij \in I_{st,m}^B} T_{ij}^B + T_{comp}^B + T_{lm}^{B,s} + T_{lm}^{B,d} < \theta^B \quad (5.4.)$$

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

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

а соответствующая плотность распределения равна $f_{st}^B(t) = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B f_{st,m}^B$.

Искомая вероятность превышения заданного времени пребывания ячеек трафика класса B в сети равна

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

Интегрируя и подставляя пределы интегрирования получим

$$\Pr_{st}(t \geq \theta^{*B}) = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^{*B})). \quad (5.5.)$$

С учетом, что $1 - F_{st,m}^B(\theta^{*B}) = \int_{\theta^{*B}}^{\infty} f_{st,m}^B(t) dt$, ограничение (5.1.) окончательно примет вид

$$\sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^{*B})) \leq d^B \quad \forall st \in S^B : \gamma_{st}^B \neq 0 \quad (5.6.)$$

При оптимизации функционала $K^{C(D)}$ для трафика данных при найденных оптимальных параметрах трафика класса B , качестве основного ограничения выступает ограничение (5.2.), т. е. общий коэффициент использования пропускной способности ЛЦТ предлагается вычислять при условии, что среднее время пребывания ячеек данных классов $C(D)$ в виртуальных путях $R_{st}^{C(D)}$ для пары $st \in S^{C(D)} : \gamma_{st}^{C(D)} \neq 0$ (одна главных характеристик сети) $T_{st}^{C(D)}$ равно или не превосходит заданного значения $T^{*C(D)}$, т.е. при условии, что

$$T_{st}^{C(D)} = \sum_{m=1}^{M_{st}^{C(D)}} p_{st,m}^{C(D)} T_{st,m}^{C(D)} = \sum_{m=1}^{M_{st}^{C(D)}} p_{st,m}^{C(D)} \sum_{ij \in I_{st,m}^{C(D)}} \int_0^{\infty} f_{ij}^{C(D)}(t) dt \leq T^{*C(D)}, \quad (5.7.)$$

где $f_{ij}^{C(D)}(t)$ - плотность распределения вероятности времени пребывания ячейки класса $C(D)$ в ij -ом звене пути $\widehat{l}_{st,m}^{C(D)}$ ($m = \overline{1, M_{st}^{C(D)}}$) из множества

$R_{st,m}^{C(D)}$, организованном службой ABR на AAL3/4 или AAL5 для пары $st \in S^{C(D)} : \gamma_{st}^{C(D)} \neq 0$ и состоящим из множества ребер $l_{st,m}^{C(D)} = \left\{ ij \in J : ij \in \widehat{l}_{st,m}^{C(D)} \right\}$;
 $T_{st,m}^{C(D)}$ - среднее время пребывания ячеек данных классов $C(D)$ в m -ом пути (тракте) передачи из множества $R_{st,m}^{C(D)}$.

Время $T_{st}^{C(D)}$ включает в себя

- время накопления информационной части ячейки данных, равное

$$\frac{L^{C(D)} - H_{SAR}^{C(D)}}{\omega_r^{C(D)}} \text{ (здесь } \omega_r^{C(D)} \text{ - скорость работы абонентской установки данных}$$

r -го типа, бит/с);

- фиксированное время задержки ячейки в УК – $\sum_{\forall j:ij \in l_{st,m}^{C(D)}} T_j^{C(D)}$;

- время распространения в среде передачи ЛЦТ - $\sum_{ij \in l_{st,m}^{C(D)}} T_{ij}^{C(D)}$;

- время установления соединения $T_{ses}^{C(D)}$;

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

Отсюда следует, что всегда должно выполняться условие

$$T_{st}^{C(D)} < T^{*C(D)} + \widehat{T}_{st,m}^{C(D)} , \quad (5.8.)$$

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

Для всей сети условие (5.2.) для среднего времени пребывания ячеек данных классов $C(D)$ на направлении $st \in S^{C(D)}$ примет вид

$$T_{st}^{C(D)} = \sum_{m=1}^{M^{C(D)}} p_{st,m}^{C(D)} T_{st,m}^{C(D)} < T^{*C(D)} + \widehat{T}_{st,m}^{C(D)} . \quad (5.9.)$$

Таким образом, с учетом полученных выше результатов, задача анализа Ш-ЦСИС может быть сформулирована следующим образом.

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

$$\max K^B = q^B \sqrt{\sum_{st \in S^B} \frac{\gamma_{st}^B}{Y^B} (K_{st}^B)^{q^B}}, \text{ где } q^B = |S^B|; \text{ или}$$

$$\max K^B = q^B \sqrt{\sum_{st \in S^B} \frac{\gamma_{st}^B}{Y^B} \left(\frac{s^B}{N^B} \frac{1}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}^B} P_{st,m}^B \right)^{r_{st,m}^B} \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}^B} \rho_{ij}^{*B}}^{q^B}}, \quad (5.10.)$$

где $Y^B = \sum_{st \in S^B} \gamma_{st}^B$, при условиях $B_{st}^B \leq B^B$, $\sum_{m=1}^{M_{st}^B} P_{st,m}^B (1 - F_{st,m}^B(\theta^{*B})) \leq d^B$, $L^B < (\theta^B -$

$$\sum_{j: ij \in l_{st,m}^B} T_j^B - \sum_{ij \in l_{st,m}^B} T_{ij}^B - T_{comp}^B - T_{lm}^s - T_{lm}^d) v_n^B + H_{SAR}^B,$$

$$0 < \rho_{ij}^B < 1 \quad (5.11.)$$

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

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

$$\max K^{C(D)} = q^{C(D)} \sqrt{\sum_{st \in S^{C(D)}} \frac{\gamma_{st}^{C(D)}}{Y^{C(D)}} \left(\frac{s^{C(D)}}{N^{C(D)}} \frac{\beta_{st}^{C(D)}}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}^{C(D)}} P_{st,m}^{C(D)} \right)^{r_{st,m}^{C(D)}} \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}^{C(D)}} \rho_{ij}^{*C(D)} (L^B, \rho_{ij}^{*B}, L^{C(D)})}^{q^{C(D)}}} \quad (5.12)$$

где $Y^{C(D)} = \sum_{st \in S^{C(D)}} \gamma_{st}^{C(D)}$ при $B_{st}^{C(D)} \leq B^{C(D)}$ и ограничениях

$$\sum_{m=1}^{M_{st}^{C(D)}} P_{st,m}^{C(D)} T_{st,m}^{C(D)} < T^{*C(D)} + \widehat{T}_{st,m}^{C(D)} \quad (5.13.)$$

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

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

Решив задачи (5.10.) и (5.12.), 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 ρ_{ij}^{*B} и $\rho_{ij}^{*C(D)}$ при заданных условиях передачи и распределения потоков в сети.

5.2. Расчет характеристик пакетной транспортной системы Ш-ЦСИС в режиме установленного соединения

При проектировании магистральных сетей заказчик, как правило, выдает нагрузочные характеристики на отдельные звенья в час наибольшей нагрузки (ЧНН) в силу того, что в ЧНН потоки на звене примерно одинаковы. Более того, можно предположить, что скорость передачи в межузловых ЛЦТ $V_{ij} = V = const$, т. к. на магистральных сетях используется стандартная каналообразующая аппаратура, а значения вероятностей ошибки в каждом ЛЦТ $p_{ij} = p$ [39]. Указанные предположения дают основание рассмотреть однородные магистральные сети АТМ каналов и вывести для них явные аналитические выражения для расчета основных ВВХ. Необходимо заметить при этом, что для реальных условий функционирования Ш-ЦСИС, однородность сети является довольно сильным ограничением. Приведем исследование математической модели, описывающей процесс передачи разнородного трафика в режиме установленного соединения, однородной магистральной АТМ – сети. Для однородных сетей АТМ расчет сетевых характеристик сводится к расчету характеристик «типичного» для сети n – звенного транспортного пути.

Для вывода составляющих функционалов (4.8.) сделаем следующие допущения.

1. Каждый виртуальный канал звена $ij \in J$ 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 τ . 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 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 [40], 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 [41].

3. Кроме того, предполагается, что в режиме установленного соединения в СМО $M/M/1/\infty$ 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 (4.8.) 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 [39]:

$$N^B = \sum_{k=1}^{\infty} k \left[F^B \left(\frac{L - H_{SAR}^B}{v_r^B} k \right) - F^B \left(\frac{L - H_{SAR}^B}{v_r^B} (k-1) \right) \right], \quad (5.14.)$$

$$N^C = \sum_{k=1}^{\infty} k \left[F^C \left((L - H_{SAR}^C) k \right) - F^C \left((L - H_{SAR}^C) (k-1) \right) \right]. \quad (5.15.)$$

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:

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

$f_k^B = \Pr \{ \text{число SDU-SAR AAL2 в речевом фрагменте} = k \} =$

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

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

$$= F_{st,m}^C \left((L - H_{SAR}^C) k \right) - F_{st,m}^C \left((L - H_{SAR}^C) (k-1) \right).$$

Откуда среднее число информационных частей речевых сегментов подуровня сегментации и сборки AAL2 в активном речевом фрагменте подуровня конвекции 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) -

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

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

$$\frac{s^B}{N^B} = v_r^B \tau^B \left(1 - e^{-\frac{L - H_{SAR}^B}{\tau^B v_r^B}} \right). \quad (5.16.)$$

$$\frac{s^C}{N^C} = s^C \left(1 - e^{-\frac{L - H_{SAR}^C}{s^C}} \right), \quad (5.17.)$$

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

Проиллюстрируем это на примере (5.14.). Пусть $F^B(t) = 1 - e^{-\frac{t}{\tau^B}}$. Вычислим N^B , для чего определим в начале разность

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

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

$$\begin{aligned} N^B &= \sum_{k=1}^{\infty} k a^{k-1} (1 - a) = (1 - a) \sum_{k=1}^{\infty} k a^{k-1} = (1 - a) \sum_{k=1}^{\infty} \frac{d}{da} a^k = \\ &= (1 - a) \frac{d}{da} \sum_{k=1}^{\infty} a^k = (1 - a) \frac{d}{da} a \sum_{k=1}^{\infty} a^{k-1} = (1 - a) \frac{d}{da} a \frac{1}{1 - a} = \end{aligned}$$

$$= (1-a) \frac{d}{da} \frac{a}{1-a} = \frac{1}{1-a} = (1-a)^{-1} = (1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^B}{v_r^B \tau^B}})^{-1}$$

$$\text{Откуда } \frac{s^B}{N^B} = \frac{v_r^B \tau^B}{\frac{L-H_{SAR}^B}{v_r^B \tau^B} - 1} = v_r^B \tau^B (1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^B}{v_r^B \tau^B}}).$$

Аналогично выводится выражение (5.17.). Сделаем одно предположение относительно средних длин активных речевых фрагментов(пачек) и средних длин сообщений(пачек) данных класса C 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 (4.8.) 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 $s^V \rightarrow \infty$ всегда можно считать выполненным для пакетизаторов речи с кодированием пауз [31], 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 C , т. е. **любых** $F^B(t)$ и $F^C(l)$, при $s^B, s^C \rightarrow \infty$ асимптотически:

$$\frac{s^B}{N^B} \rightarrow L - H_{SAR}^B \quad (5.18.).$$

$$\frac{s^C}{N^C} \rightarrow L - H_{SAR}^C \quad (5.19.).$$

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 [42]

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

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

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

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

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

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

Взяв $\alpha = \frac{L - H_{SAR}^B}{v_r^B}$ или $\alpha = L - H_{SAR}^C$ получаем уравнения (5.18.) и (5.19.).

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

$$\frac{s^D}{N^D} = s^D \left(1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^D}{s^D}}\right) \quad (5.20.)$$

Далее, выведем выражение для коэффициента β^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:

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

$$\text{Окончательно: } \beta^C = -\frac{p_o}{1-p_o} \ln p_o \quad (5.21.)$$

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 [43].

При сделанных выше допущениях определим в функционалах (4.8.) выражения для коэффициентов загрузки ρ_{ij}^B , ρ_{ij}^C и ρ_{ij}^D .

Пусть функция распределения вероятностей времени пребывания пакета (сообщения) класса B $F_{ij}^B(t)$ в канале $ij \in J_{st}^B$ имеет экспоненциальный характер.

В этом случае ребрам m -го пути $\widehat{l}_{st,m}^B = \{s i_1, i_1 i_2, \dots, i_{p-1} t\}_{st,m}^B$ тракта $st \in S^B$ соответствуют параметры экспоненциального распределения времени задержки пакетов

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

распределения вероятностей времени пребывания ячейки (сообщения) в любом ЛЦТ $ij \in J_{st}^B$ дается выражением

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

где X_{ij}^B - случайная задержка ячейки класса B в ЛЦТ $ij \in J_{st}^B$. Ее преобразование Лапласа-Стильтьеса есть [40]

$$f_{ij}^{B*}(s) = \frac{\mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)}{s + \mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)}, \text{ где } \mu_{ij}^B = \frac{V_{ij}}{L + H_{ATM}} - \text{ величина, обратная средней}$$

длительности обслуживания ячейки класса B в каждой отдельной СМО М/М/1. Введение преобразований в методики решений значительно упрощает вычисления [44], 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-Стильтьеса. Пусть $X_{st,m}^B$ - случайная величина, равная задержке ячейки класса B в m -ом пути для любой пары $st \in S^B$, состоящем из последовательно включенных СМО типа М/М/1, последовательно-параллельной схемы виртуальных соединений L_{st}^B . $F_{st,m}^B(t)$ - ее функция распределения и $f_{st,m}^{B*}(s)$ - 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 $l_{st,m}^B$ и учетом высказанных предположений относительно распределения времени задержек ячеек в отдельных ребрах пути $l_{st,m}^B$

$$f_{st,m}^{B*}(s) = \prod_{ij \in l_{st,m}^B} \frac{\mu_{ij}^B (1 - \rho_{ij}^B)}{s + \mu_{ij}^B (1 - \rho_{ij}^B)}, \quad (5.22.)$$

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 $st \in S^B$ и достаточно просто вычисляется по методике, изложенной в [45], т. к. представляет собой произведение дробно-рациональных функций. Квантиль $F_{st,m}^B(\theta^B)$ 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 $st \in S^B$, то в силу эквивалентности дерева путей R_{st}^B и последовательно-параллельной схемы виртуальных соединений L_{st}^B , будем иметь

$$f_{st}^{B*}(s) = \sum_{m=1}^{M_{st}^B} p_{st,m}^B \prod_{ij \in l_{st,m}^B} \frac{\mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)}{s + \mu_{ij}^B V_{ij} (1 - \rho_{ij}^B)}. \quad (5.22*.)$$

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

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

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

отношения длины сообщения l_{mess} к длине ячейки.

Рассмотрим отдельный член суммы (5.22*), соответствующий m -му пути последовательно-параллельной схемы L_{st}^B . Его обращение дает возможность записать плотность вероятностей $f_{st,m}^B(t)$ распределения времени задержки в m -ом пути:

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

где $\Lambda^{-1}(\bullet)$ - обратное преобразование Лапласа-Стильтьеса. Плотность вероятностей распределения времени задержки $f_{st}^B(t)$ для всех $st \in S^B$ дается

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

Для однородной сети АТМ максимальный коэффициент загрузки ячейками трафика класса B с учетом абсолютного приоритета их обслуживания в сети ρ_{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

$$f_n^{B*}(s) = \left[\frac{\mu^B (1 - \rho^B)}{s + \mu^B (1 - \rho^B)} \right]^n, \text{ Обращение этого преобразования дает плотность}$$

распределения вероятности $f_n^B(t)$ времени пребывания B -ячейки в n -звенном транспортном **VBRrt**-канале [44]:

$$f_n^B(t) = \frac{[\mu^B (1 - \rho^B)]^n t^{n-1}}{(n-1)!} e^{-\mu^B (1 - \rho^B) t}.$$

Отсюда получаем уравнение для нахождения **максимально допустимой величины** ρ_{ij}^{*B} :

$$\frac{[\mu^B (1 - \rho^B)]^n}{(n-1)!} \int_{\theta^B}^{\infty} t^{n-1} e^{-\mu^B (1 - \rho^B) t} dt = d^B, \quad (5.23.)$$

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 (5.23.), получим

$$\int_z^{\infty} x^{n-1} e^{-x} dx = (n-1)! d^B, \quad (5.24.)$$

$$\text{Здесь } z = \mu^B (1 - \rho^{*B}), \quad (5.25.)$$

$$b = \left[\frac{\theta^B V}{L + H_{ATM}} - \frac{L - H_{SAR}^V}{L + H_{ATM}} \frac{V}{v_n^B} \right].$$

По определению [42] левая часть уравнения (5.24.) есть неполная гамма-функция $\Gamma(n, z) \equiv \int_z^\infty x^{n-1} e^{-x} dx$, следовательно

$$\Gamma(n, z) = (n-1)! d^B. \quad (5.26.)$$

По аргументу n справедливо следующее функциональное уравнение

$$\Gamma(n+1, z) = n\Gamma(n, z) + z^n e^{-z}. \quad (5.27.)$$

Исследуем условия, при которых уравнение (5.26.) имеет решение. Пусть $n=1$, тогда из уравнений (5.26.) и (5.27.) следует

$e^{-z} = d^B$, или (после логарифмирования) $\rho^B = 1 + \frac{\ln d^B}{b}$, откуда условие существования решения уравнения (5.19.) такого, что

$$0 \leq \rho^B \leq 1 \quad (5.28.)$$

есть $-\ln d^B \leq b$. При $n=2$ уравнение (5.26.) с учетом (5.27.) имеет вид: $e^{-z} + ze^{-z} = d^B$, или $1 + z = de^z$. Его решение, удовлетворяющее условию (2.37.) существует, если $-\ln d^B \leq b - \ln(1+b)$. Аналогично, при $n=3$ уравнение (5.26.) с учетом (5.27.) дает уравнение $\frac{1}{2!} z^2 + \frac{1}{1!} z + 1 = d^B e^z$, решение которого при условии (5.28.) существует, если $-\ln d^B \leq b - \ln(1+b + \frac{b^2}{2})$ и т.д..

Для любого n уравнение (5.26.) с учетом рекуррентного соотношения (5.27.) имеет вид:

$$\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1} + \frac{1}{(n-2)!} z^{n-2} + \dots + \frac{1}{1!} z + 1 = d^B e^z, \quad (5.29.)$$

а условие существования его решения с учетом (5.21.),-

$$-\ln d^B \leq b - \ln \sum_{k=0}^{n-1} \frac{b^k}{k!} \quad (5.30.)$$

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 (5.29.) 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 [46]. Действительно, если обозначить левую часть уравнения (5.24.) через $\Gamma(n, z)$ и ввести функцию $\gamma(n, z) = (n-1)! - \Gamma(n, z)$, то уравнение (5.24.) 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 (5.29.) может быть построена итерационная процедура, легко реализуемая на ЭВМ, 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 $\Psi(z)$ и исследовав производную $\Delta'(z)$:

$$\Delta'(z) = \frac{\frac{1}{(n-2)!} z^{n-2} + \frac{1}{(n-3)!} z^{n-3} + \dots + \frac{1}{1!} z + 1}{\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1} + \frac{1}{(n-2)!} z^{n-2} + \dots + \frac{1}{1!} z + 1} = 1 - \frac{\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1}}{\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1} + \dots + 1},$$

$$\left| 1 - \frac{\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1}}{\frac{1}{(n-1)!} z^{n-1} + \dots + 1} \right| = |\Delta'(z)| < 1, (z > 0).$$

Следовательно, возможно построение итерационной процедуры Коллатца [47]:

$$z_{k+1} = \ln \left(\frac{1}{(n-1)!} z_k^{n-1} + \frac{1}{(n-2)!} z_k^{n-2} + \dots + \frac{1}{1!} z_k + 1 \right) - \ln d^B,$$

$k=0,1,2,\dots$ 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 3.1.

Таблица 3.1

$\frac{n}{d^B}$	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

Из выражения (5.15.) легко получить выражение для максимальной загрузки VBRrt-соединения нагрузкой класса B

$$\rho_{ij}^B = 1 - \frac{z}{b} = 1 - \frac{z(L + H_{ATM})v_n^B}{v_r^B \theta^B - (L - H_{SAR}^V)} \frac{1}{V_{ij}} \quad (5.31.)$$

Максимальная нагрузка ρ_{ij}^{*B} VBRrt-соединения нагрузкой класса B с учетом потерь b_{ij}^B определяется выражением

$$\rho_{ij}^{*B} = (1 - b_{ij}^B) \rho_{ij}^B \quad (5.31*.)$$

Пусть $\gamma_{ij,r}^{B,n}$ - средняя нагрузка (эрланг) от n -го оконечного речевого устройства r -го типа в канале $ij \in J_{st}^B$. Тогда выражение для эффективной скорости передачи трафика указанного класса в канале $ij \in J_{st}^B$ имеет вид

$$V_{ij}^B = \eta^B Z^B \sum_{r=1}^{R^B} \sum_{n=1}^{N^B} v_r^{B,n} \gamma_{ij,r}^{B,n} \quad (5.32.)$$

где $v_r^{B,n}$ - скорость работы n -го оконечного речепреобразующего устройства r -го типа; N^B - общее количество оконечных речевых устройств, R^B - общее количество типов речевых устройств, η^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 $\eta^B = 0,497$ [48]), Z^B - коэффициент уплотнения транспортного канала за счет сжатия информации. С другой стороны с учетом (4.8) и (5.18.) скорость V_{ij}^B определяется выражением

$$V_{ij}^B = K_{ij}^B V_{ij} = \frac{(L - H_{SAR}^B) \rho_{ij}^{Bcont}}{L + H_{ATM}} V_{ij}. \quad (5.33.)$$

Приравняв (5.32.) и (5.33.) и разрешив уравнение относительно ρ_{ij}^{Bcont} с учетом введенных предположений получим выражения для вычисления величины текущей загрузки канала речевым трафиком в канале $ij \in J_{st}^B$

$$\rho_{ij}^{Bcont} = \frac{L + H_{ATM}}{L - H_{SAR}^B} \frac{\eta^B}{V_{ij}} Z^B \sum_{r=1}^{R^B} \sum_{n=1}^{N^B} v_r^{B,n} \gamma_{ij,r}^{B,n} \quad (5.34.)$$

Ясно, что должно выполняться неравенство $\rho_{ij}^{Bcont} \leq \rho_{ij}^{*(B)}$, где $\rho_{ij}^{*(B)}$ определяется выражением (5.31*). Если это не так, то речевой трафик класса B величины $\sum_{n=1}^{N^B} \gamma_{ij}^{B,n} = \gamma_{ij}^B$ в АТМ-сети службой $VBRrt$ на звене $ij \in J_{st}^B$ обслужен быть не может.

Для расчета текущего значения коэффициента загрузки ρ_{ij}^B запишем основное условие пропускания нагрузки класса B на примере сжатого цифрового речевого сигнала в классической сети АТМ (размер ячейки стандартный)

$$\eta^B Z^B \frac{L + H_{ATM}}{L - H_{SAR}^B} \frac{v^B \gamma_{ij}^B}{V_{ij}} \leq \rho_{ij}^{*B},$$

где ρ_{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

оконечных устройств класса B в тракте $st \in S^B$. Если на каком-либо звене $ij \in J_{st}^B$ это условие не выполняется, то для всех $\gamma_{ij}^B \neq 0 : ij \in R_{st}^B$ 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 [49].

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*) [50]. 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 τ_{BT} (*Burst Tolerance – BT*), вычисляется сетью с учетом заданных значений PCR_{st}^B , SCR_{st}^B и MBS_{st}^B [33].

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 τ_{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 [33, 50], 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 [33] $N = 1 + CDVT/T$, 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.

При сделанных предположениях и известных значениях ρ_{ij}^{*B} и L можно определить выражения для текущих значений коэффициентов ρ_{ij}^C и ρ_{ij}^D . **В общем случае** указанные коэффициенты загрузки канала $ij \in J_{st}$ пропускной способности V_{ij} определяются по формуле

$$\rho_{ij}^{C(D)} = \sum_{st \in S^{C(D)}} \sum_{m=1}^{M_{st}^{C(D)}} \frac{\lambda_{ij}^{C(D)}}{\mu^{C(D)} V_{ij}}, \quad (5.35.)$$

где $\lambda_{ij}^{C(D)} = \begin{cases} \gamma_{ij,m}^{(C,D)}, & ij \in l_{st,m}^{C(D)} \\ 0, & ij \notin l_{st,m}^{C(D)} \end{cases}$, - величина интенсивности трафика класса $C(D)$ в

канале $ij \in l_{st,m}^{C(D)}$, $\gamma_{st,m}^{C(D)} = Y_{st}^{C(D)} p_{st,m}^{C(D)}$ - величина трафика (пакет/с) в m – ом пути для пары $st \in S^{C(D)}$, а $Y_{st}^{C(D)}$ - общий трафик для пары $st \in S^{C(D)}$. Заметим, что коэффициент общей загрузки канала $ij \in J_{st}$ интегральным трафиком равен

$$\rho_{ij} = \sum_{k=1}^3 \rho_{ij}^k, \quad \text{где номер } k \text{ соответствует конкретному классу трафика}$$

(например, для пакетной ТС: классам B, C и D).

Известно [40], 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

$$\frac{W_0}{1 - \sum_{i=1}^P \rho_i}, \quad p = 1, 2, \dots, P$$

, 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,

$$W_0 = \sum_{i=p}^P \rho_i \frac{\overline{x_i^2}}{2\overline{x_i}} = \sum_{i=p}^P \frac{\lambda^i \overline{x_i^2}}{2}$$

связанная с наличием другого требования на обслуживании

Здесь ρ_i - доля времени, в течение которого обслуживающий прибор занят требованиями i -го класса, и поскольку имеет место пуассоновский процесс, то ρ_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 [40] для среднего времени пребывания ячейки данных T_{ij}^C в СМО типа $M/M/1$ с пуассоновским потоком интенсивности λ^C на входе и показательным временем обслуживания со средним $\frac{1}{\mu^C}$ (сек), где под системой массового обслуживания будем понимать

ij - й ABR -канал (обслуживающий прибор) совместно с соответствующей ему частью памяти коммутатора АТМ на звене передачи $ij \in J_{st}^C$, 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

$$T_{ij}^C = \frac{\frac{L+H_{ABR}}{V_{ij}}(1-\rho_{ij}^{*B}-\rho_{ij}^C) + \frac{L+H_{ATM}}{V_{ij}}\rho_{ij}^C + \frac{L+H_{ATM}}{V_{ij}}\rho_{ij}^{*B}}{(1-\rho_{ij}^{*B})(1-\rho_{ij}^{*B}-\rho_{ij}^C)} \quad (5.36)$$

Общее среднее время пребывания ячейки данных $T_{st,m}^C$ в n -звенном однородном m -ом ABR -пути (тракте) передачи из множества R_{st}^B , дается выражением

$$T_{st,m}^C = n \frac{\frac{L+H_{ABR}}{V_{ij}}(1-\rho_{ij}^{*B}-\rho_{ij}^C) + \frac{L+H_{ATM}}{V_{ij}}\rho_{ij}^C + \frac{L+H_{ATM}}{V_{ij}}\rho_{ij}^{*B}}{(1-\rho_{ij}^{*B})(1-\rho_{ij}^{*B}-\rho_{ij}^C)} + \widehat{T}_{st,m}^C, \quad (5.37.)$$

где $\widehat{T}_{st,m}^C = \frac{L-H_{SAR}^C}{\omega_r^C} + \sum_{ij \in l_{st,m}^C} T_{ij}^C + \sum_{\forall j: ij \in l_{st,m}^C} T_j^C + T_{ses}^C + T_{lm}^{C,s} + T_{lm}^{C,d}$. Время установление

соединения $T_{ses}^{C(D)}$ можно рассчитать по формуле

$T_{ses}^{C(D)} = T_J^{C(D)} \sum_{m=1}^{M_{st}^{C(D)}} |l_{st,m}^{C(D)}| \Pr\{l_{st,m}^{C(D)}\} + T_J^{C(D)}$, где $T_J^{C(D)}$ - время обработки вызова в

УК, $|l_{st,m}^{C(D)}|$ - мощность множества $l_{st,m}^{C(D)}$, $\Pr\{l_{st,m}^{C(D)}\} = \prod_{ij \in l_{st,m}^{C(D)}} (1-b_{ij}^{C(D)}) \prod_{n=1}^{m-1} \zeta_{st,n,m}$,

$$\zeta_{s,m,n} = \begin{cases} 1, & m=1 \\ 1 - \prod_{ij \in l_{st,n}^{C(D)}} (1-b_{ij}^{C(D)}), & m>1 \end{cases}$$

Решая уравнение (5.37.) относительно ρ_{ij}^C , получим для однородного n -звенного тракта

$$\rho_{ij}^C = 1 - \rho_{ij}^{*B} - \left[\frac{L+H_{ATM}}{T_{st,m}^C - \widehat{T}_{st,m}^C} \right] \frac{n}{(1-\rho_{ij}^{*B})V_{ij}}. \quad (5.38.)$$

Аналогично для D -ячейки общее среднее время передачи в цифровом n -звенном тракте $T_{st,m}^D$, определяется уравнением

$$T_{st,m}^D = n \left[\frac{\frac{L+H_{ATM}}{V_{ij}}(1-\rho_{ij}^{*B}-\rho_{ij}^{*C}-\rho_{ij}^D) + \frac{L+H_{ATM}}{V_{ij}}\rho_{ij}^{*C} + \frac{L+H_{ATM}}{V_{ij}}\rho_{ij}^{*B} + \frac{L+H_{ATM}}{V_{ij}}\rho_{ij}^D}{(1-\rho_{ij}^{*B}-\rho_{ij}^{*C})(1-\rho_{ij}^{*B}-\rho_{ij}^{*C}-\rho_{ij}^D)} \right] + \widehat{T}_{st,m}^D,$$

где $\widehat{T}_{st,m}^D = \frac{L-H_{SAR}^D}{\omega_r^D} + \sum_{ij \in l_{st,m}^D} T_{ij}^D + \sum_{\forall j: ij \in l_{st,m}^D} T_j^D + T_{lm}^{D,s} + T_{lm}^{D,d}$.

Решение этого уравнения относительно допустимой величины ρ_{ij}^D определяется выражением

$$\rho_{ij}^D = 1 - \rho_{ij}^{*B} - \rho_{ij}^{*C} - \left[\frac{L + H_{ATM}}{T_{st,m}^D - \widehat{T}_{st,m}^D} \right] \frac{n}{(1 - \rho_{ij}^{*B} - \rho_{ij}^{*C})V_{ij}}. \quad (5.39.)$$

Таким образом максимальная эффективная скорость для передачи ячеек данных класса C для n -звенного однородного тракта с учетом вышеуказанных предположений определяется выражением

$$V_{st}^C = K_{st}^C V = \frac{(L - H_{SAR}^C)\beta_{ij}^C}{(L + H_{ATM})} V (1 - b_{ij}^C) (1 - \rho_{ij}^{*B} - \left[\frac{L + H_{ATM}}{T_{st,m}^C - \widehat{T}_{st,m}^C} \right] \frac{n}{(1 - \rho_{ij}^{*B})V}) \quad (5.40)$$

Ясно, что должно выполняться неравенство

$$Y_{st}^C \leq V_{st}^C, \quad (5.41.)$$

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

$$Y_{ij}^C = \sum_{st \in S^C} \sum_{m=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C \gamma_{st}^C \quad (5.42.)$$

для всех $st \in S^C : ij \in l_{st,m}^C$, то для нагрузки данных класса C должно выполняться условие

$$Y_{ij}^C \leq V_{ij}^C, \quad \forall ij \in J. \quad (5.43.)$$

Если это условие не выполняется на каком-либо звене, то для всех $\gamma_{st}^C \neq 0 : ij \in R_{st}^C$, заданная нагрузка данных класса C не может быть передана с заданным средним временем T^{*C} .

При выводе выражения для максимальной эффективной скорости передачи ячеек данных класса D в n -звенном однородном тракте передачи сделаем следующее замечание. Как отмечалось выше, условие $s^B \rightarrow \infty$ всегда можно считать выполненным, например, для пакетизаторов речи с кодированием пауз [31], 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*). 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 предполагать, что на подуровне конвергенции ААЛ длины сообщений (пачки) данных нагрузки класса D распределены по экспоненциальному закону с параметрами $\frac{1}{s^D}$. Тогда отношение

$$\frac{s^D}{N^D} = s^D \left(1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^D}{s^D}}\right) \quad (5.44.)$$

С учетом введенных предположений 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}

$$V_{st}^D = V \frac{s^D \left(1 - e^{-\frac{L-H_{SAR}^D}{s^D}}\right)}{L+H_{ATM}} (1-\rho_{ij}^{*B} - \rho_{ij}^{*C}) - \left[\frac{L+H_{ATM}}{T_{st,m}^D - \hat{T}_{st,m}^D} \right] \frac{n}{(1-\rho_{ij}^{*B} - \rho_{ij}^{*C})V} \quad (5.45.)$$

Ясно, что должно выполняться неравенство

$$Y_{st}^D \leq V_{st}^D, \quad (5.46.)$$

где Y_{st}^D общая нагрузка данных класса D , поступающая в тракт $st \in S^D$.

В общем случае, если обозначить через Y_{ij}^D нагрузку данных класса D на звене равную

$$Y_{ij}^D = \sum_{st \in S^D} \sum_{m=1}^{M_{st}^D} p_{st,m}^D Y_{st}^D \text{ для всех } st \in S^D : ij \in l_{st,m}^D, \quad (5.47.)$$

то для нагрузки данных класса D должно выполняться условие

$$Y_{ij}^D \leq V_{ij}^D, \quad \forall ij \in J, \quad (5.48.)$$

где V_{ij}^D есть максимальная эффективная скорость передачи ячеек данных класса D в ЛЦТ $ij \in J_{st}^D$. Если это условие не выполняется на каком-либо звене, то для всех $Y_{st}^D \neq 0 : ij \in R_{st}^D$, 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 Ш-ЦСИС 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.

6. АНАЛИЗ ГИБРИДНОЙ (СМЕШАННОЙ) ТРАНСПОРТНОЙ СИСТЕМЫ Ш-ЦСИС

Транспортные системы Ш-ЦСИС ГК с гибридной коммутацией относятся к системам со смешанной стратегией использования ресурсов сети. Отличительной особенностью построения Ш-ЦСИС ГК является тот факт, что для нагрузки класса A в сеансе связи службой СВР всегда организуется режим коммутации каналов за счет применения на УК технологии эмуляции канала (*Circuit Emulation Service* – СЕС). В этом случае при асинхронном мультиплексировании нагрузки практически исключается конфликт доступа A -ячеек к исходящим трактам [6, 7]. Так как сетевые ресурсы для СВР-соединений в сеансе связи закрепляются «жестко», то задержка для A -ячеек в Ш-ЦСИС-ГК определяется только скоростью передачи в ЛЦТ и практически всегда постоянна, хотя и может иметь определенный джиттер за счет потери ячеек из-за искажения служебных полей заголовка, а также за счет асинхронного статистического мультиплексирования нагрузки в исходящие тракты на УК [51]. В этой связи заметим, что при анализе Ш-ЦСИС-ГК необходимо уметь оценивать остающиеся ресурсы сети для передачи асинхронного трафика данных и уметь проводить анализ условий его доставки. Сложность задачи состоит в том, что для Ш-ЦСИС-ГК должны использоваться методы и модели, разработанные для сетей с коммутацией каналов и для сетей передачи данных.

Нагрузка данных класса $C(D)$ в режиме установленного соединения передается чисто в пакетном режиме с образованием очередей к сетевым ресурсам. Таким образом в Ш-ЦСИС-ГК физически всегда реализуется два режима: коммутация каналов и коммутация пакетов, что является определяющим признаком для сетей указанного класса. Современные высокоскоростные Ш-ЦСИС-ГК на технологии АТМ для коммутации и передачи смешанного трафика используют общее коммутационное оборудование и различные методы уплотнения цифрового тракта [39]. Характерной чертой сетей указанного класса является наличие логического цикла («конверта») уплотнения (мультиплексирования), который на уровне логических АТМ-соединений делится на две части («листа»): «лист СВР» для передачи изохронной нагрузки и «лист АВР/УВР» для нагрузки данных. За каждым СВР-соединением на уровне АТМ «жестко» фиксируется часть «листа СВР», в то время как «лист АВР/УВР» используется как общий ресурс для передачи ячеек класса $C(D)$. Алгоритм обработки ячеек любого класса нагрузки на физическом уровне АТМ один и тот же.

В общем случае основные признаки, которыми различаются варианты построения трактов Ш-ЦСИС-ГК, следующие:

- тип и количество границ между «листами» (границы могут быть физическими, т.е. существовать в цикле в виде специальных меток, и логическими, когда распределение канального ресурса регламентируется специальным алгоритмом);
- фиксированная или переменная величина листов конверта;

- возможность использования пауз в «листе СBR»;
- фиксированная или переменная длина «конверта».

В гибридной сети АТМ реализована стратегия использования пропускной способности ЛЦТ с подвижной логической границей между «листами». При этом предельное значение пропускной способности «листа СBR » фиксировано.

Фрагменты активной речи и сообщения данных поступают на транспортный уровень (уровень ААL) от аналого-цифровых преобразователей (АЦП) - вокодеров или кодеков телефонных аппаратов и от оконечного оборудования данных. При этом подразумевается, что по заявкам на установление соединений уровень АТМ поддерживает логические АBR- и СBR-соединения, закрепляя «жестко» для последних сетевые ресурсы по всему маршруту передачи на протяжении всего сеанса связи. Коммутация данных класса *C* (*D*) на уровне АТМ также поддерживается на протяжении всего сеанса связи, но с образованием очередей перед сетевыми ресурсами на УК. Физический уровень АТМ, который объединяет уровень звена (*L*-уровень) и физический (*F* -уровень) модели OSI, обслуживает разнородную нагрузку всех классов, поступающую с уровня АТМ, единым образом и может быть реализован любой цифровой системой передачи [6, 7]. Отметим, что в отличие от низкоскоростных и среднескоростных ЦСИС в Ш-ЦСИС восстановление поврежденных сообщений данных осуществляется только на уровне ААL.

Наиболее важной функцией Ш-ЦСИС-ГК является функция совмещения трафика класса *A* и данных класса *C* (*D*) в одном цифровом тракте [6, 7]. В отличие от Ш-ЦСИС-КП, здесь для реализации режима коммутации каналов за соединением на уровне АТМ технологией эмуляции каналов СЕС фиксируется и поддерживается конкретный ресурс пропускной способности ЛЦТ [33]. Оставшийся свободный сетевой ресурс используется под передачу данных в режиме соревнования, т. е. с образованием очередей. При этом под свободным ресурсом следует понимать и свободную (не занятую СBR-соединениями) пропускную способность тракта и не занятые каналы, где в данный момент фиксируется пауза. Эти особенности требуют наличия в логической структуре Ш-ЦСИС-ГК соответствующей службы, которая позволяет идентифицировать тип передаваемой информации и наличие пауз в речевом потоке [6, 7]. Анализ всевозможных вариантов построения Ш-ЦСИС-ГК [39] показывает:

- основным инструментом, реализующим совмещение/разделение» являются три атрибута – граница, контекст и собственно различитель;
- в зависимости от варианта реализации они могут присутствовать все или часть из них;
- конечным результатом работы функции совмещения/разделения является формирование и разборка соответствующего протокольного блока на уровне ААL и организация логического «конверта» на уровне АТМ;
- собственно различитель несет информацию о текущем состоянии конкретного логического ААL-канала («активен», «пауза», «пуст»).

Под контекстом здесь понимается свод правил и соглашений, определяющий смысловое содержание информации в цикле уплотнения, а также текущее (мгновение) состояние АТМ-соединения.

В сети АТМ А-ячейки формируются из фрагментов АЦП, которые на уровне ААЛ могут иметь различители «пауза», и сообщений данных. На подуровне сегментации и сборки уровня адаптации ААЛ, реализующем функцию совмещения, формируется единый протокольный блок уровня (48-байтный сегмент), который на уровне ААЛ упаковывается в 53-байтные ячейку. Любая ячейка передается в цифровом тракте единым образом вне зависимости от типа информации. 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]. На фазе установления виртуального соединения сеть АТМ можно рассматривать, как *сеть полных доступных «пучков» линий*, обслуживающих вызовы различных классов нагрузки с заданными потерями. Любому вызову, поступающему в Ш-ЦСИС-ГК (также как и в Ш-ЦСИС-КП) определяется виртуальный путь VP, часть которого он может занять под организуемый для него виртуальный канал VC, т. е. логический «пучок» линий базовой минимальной пропускной способности ЛЦТ. В случае, если требуемый сетевой ресурс не может быть представлен каким-либо транзитным УК, то вызов теряется.

6.1. Постановка задачи анализа гибридной (смешанной) транспортной системы Ш-ЦСИС

Пусть нам задана Ш-ЦСИС-ГК, 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 виртуальный путь (межузловой ЛЦТ связи) емкости

c_{ij} линий базовой минимальной пропускной способности c^{\min} ($c_{ij} \geq \sum_{n=1}^N c_n^{\min}$,

$n = \overline{1, N}$, $N = \left\lceil \frac{V_{ij}}{c^{\min}} \right\rceil$, где $\lceil \cdot \rceil$ - знак наибольшего целого), и ему поставлена в

соответствие величина V_{ij} - скорость передачи в бит/с и p_{ij} - вероятность ошибки в ЛЦТ. Таким образом в дальнейшем будем считать, что каждое ребро $ij \in J$ представляет собой физический цифровой тракт, емкости c_{ij} линий базовой минимальной пропускной способности c^{\min} .

Пусть нагрузка в сети задана в виде матриц $Y^k = \|\gamma_{st}^k\|$, где γ_{st}^k - нагрузка различных классов соответственно для пары st , $k = \overline{1,3}$ (индекс k соответствует одному из трех классов трафика: A , C или D). Все пары st , для которых $\gamma_{st}^k \neq 0$, образуют множество корреспондирующих пар S^k мощности $q^k = |S^k|$. Пусть на графе $G = (I, J)$ для каждой пары st выделяется связный подграф $G_{st} = (I_{st}, J_{st})$, являющийся виртуальным соединением между s и t или цифровым трактом $st \in S^k$, $k = \overline{1,3}$. Считаем, что топология сети задана, входные потоки стационарны, а маршрутизация в сети – статическая, т. е. все маршруты состоят из совокупности фиксированных путей между всеми парами узлов. Предполагается также, что для каждой пары $st \in S^k$ задан упорядоченный набор допустимых статических путей для установления соединения, с альтернативной процедурой выбора другого пути при блокировке вызова с возвращением в точку ветвления заблокированного пути.

Требуется определить, может ли заданная интегральная нагрузка классов A , C и D - $Y^k = \|\gamma_{st}^k\|$, $k = \overline{1,3}$ быть передана на данной сети АТМ в режиме ГК с требуемыми показателями качества B^k, d^A и $T_{st}^{C(D)}$, где B^k - потери по вызовам в режиме установления SVC для соответствующего класса трафика; d^A - максимальная доля некомфортных A -ячеек, недоставленных получателю в сеансе связи из-за искажения служебных полей заголовка ячеек; $T_{st}^{C(D)}$ - среднее время доставки ячеек класса C и D в сеансе связи. Отметим, что в Ш-ЦСИС-ГК для трафика классов C и D , в отличие от средне- и низкоскоростных ЦСИС, показателем качества кроме заданного времени доставки данных C и D в сеансе связи выступают также и потери по вызовам на фазе установления соединения.

В общем случае для гибридных Ш-ЦСИС-ГК с учетом выше введенных предположений сформулированную задачу расчета ВВХ ТС в режиме установленного соединения в общем виде можно записать как последовательность двух задач оптимизации:

$$1. \text{ Найти } \arg \max K^A, \text{ при условиях } B_{st}^A \leq B^A \text{ и } d_{st}^A \leq d^A \quad (6.1.)$$

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

$$2. \text{ Найти } \arg \max K^{C(D)}, \text{ при условиях } B_{st}^{C(D)} \leq B^{C(D)}; \\ T_{st,m}^{C(D)} \leq T^{*C(D)} \forall st \in S^{C(D)} : \gamma_{st}^{C(D)} \neq 0, \text{ и все параметры первой задачи} \\ \text{найжены и фиксированы.} \quad (6.2.)$$

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

Таким образом в общем виде, задача анализа Ш-ЦСИС-ГК может быть сформулирована следующим образом. При заданной топологии сети, структуре потоков, заданных в виде матриц тяготения $Y^k = \|\gamma_{st}^k\|$, заданной системе маршрутов и параметрах качества B^k, d^A и $T_{st}^{C(D)}$ требуется определить

а) значение потерь B_{st}^A при заданной нагрузке Y^A , доставляющих максимум функционалу (см. 4.8*.)

$$K^A = q^A \sqrt{\sum_{st \in S^A} \frac{\gamma_{st}^A}{Y^A} (K_{st}^A)^{q^A}}, q^A = |S^A|; K_{st}^A = \frac{L - H_{SAR}^A}{L + H_{ATM}} \quad (\text{с учетом, что } \frac{s^A}{N^A} \rightarrow L - H_{SAR}^A);$$

б) значения $\rho_{ij}^{C(D)}$ и $Y^{C(D)}$, доставляющих максимум функционалу (см. 4.8*.)

$$K^{C(D)} = q^{C(D)} \sqrt{\sum_{st \in S^{C,D}} \frac{\gamma_{st}^{C(D)}}{\gamma^{C(D)}} \left(\frac{s^{C(D)}}{N^{C(D)}} \frac{\beta_{st}^C}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}^{C(D)}} p_{st,m}^{C(D)} \right)^{q^{C(D)}} \sqrt{\prod_{ij \in l_{st,m}^{C,D}} \rho_{ij}^{*C(D)}(L^A, Y_{ij}^A, L^{C,D})} q^{C(D)},$$

$$\text{при ограничениях } B_{st}^{C(D)} \leq B^{C(D)} \text{ и } \sum_{m=1}^{M_{st}^{C(D)}} p_{st,m}^{C(D)} T_{st,m}^{C(D)} < T^{*C(D)} - \hat{T}_{st,m}^{C(D)} \quad (5.9.)$$

для всех $st \in S^{C(D)} : \gamma_{st}^{C(D)} \neq 0$ и вычисленных и фиксированных параметрах для подсети CBR. Здесь $Y^{C(D)} = \sum_{st \in S^{C(D)}} \gamma_{st}^{C(D)}$,

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

$$\hat{T}_{st,m}^{C(D)} = \frac{L^{C(D)} - H_{SAR}^{C(D)}}{\omega_r^{C(D)}} + \sum_{ij \in l_{st,m}^{C(D)}} \tilde{T}_{ij}^{C(D)} + \sum_{\forall j: ij \in l_{st,m}^{C(D)}} T_j^{C(D)} + T_{ses}^{C(D)} + T_{lm}^{C(D),s} + T_{lm}^{C(D),d} \quad (\text{для}$$

$$\begin{array}{ccc} \text{однородных} & \text{сетей} & \text{АТМ} \\ \sum_{ij \in l_{st,m}^{C(D)}} \tilde{T}_{ij}^{C(D)} = n T_{ij}^{C(D)} \quad \forall ij \in l_{st,m}^{C(D)}, & \sum_{\forall J: ij \in l_{st,m}^{C(D)}} T_j^{C(D)} = (1+n) T_J^{C(D)} \quad \forall J: ij \in l_{st,m}^{C(D)} \end{array}$$

для всех $st \in S^{C(D)} : \gamma_{st}^{C(D)} \neq 0$. Все обозначения аналогичны п. 5.

В качестве переменных оптимизации меняются значения Y^A и $\rho_{ij}^{C(D)}$. 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 ячейки не фиксирован) для каждого значения входных параметров нагрузки вычисляется оптимальное значение длин пакетов нагрузки класса A и пакетов нагрузки классов $C(D)$.

Решив задачи (6.1.) и (6.2.), 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 γ^A и $\rho_{ij}^{C(D)}$ при заданных условиях передачи и распределения потоков в сети.

6.2. Расчет характеристик гибридной (смешанной) транспортной системы Ш-ЦСИС в режиме установленного соединения

Отметим, что в любом ЛЦТ $ij \in J$ максимально возможная пропускная способность емкость «пучка» Θ_{ij}^{*A} линий минимальной базовой пропускной способности для трафика класса A или максимально возможное число эквивалентных CBR-каналов, которое может быть организовано в ЛЦТ в общем случае, с учетом (4.8.) может быть определена по формуле

$$\Theta_{ij}^{*A} = \frac{L - H_{SAR}^A}{L + H_{ATM}} \frac{V_{ij}}{Mark^A}, \quad (6.3.)$$

где $Mark^A = \sum_{r=1}^{R^A} \frac{v_r^A}{c^{\min}}$ - суммарная марка трафика класса A (число минимальных полос битовых скоростей передачи c^{\min} , требуемых для обслуживания всех пользователей класса A на звене $ij \in J$. Здесь c^{\min} полоса пропускания, требуемая для обслуживания самого «медленного» A -пользователя в сети), $\lceil \cdot \rceil$ - знак наибольшего целого, v_r^A - скорость работы оконечного устройства r -го типа класса A .

Итак, предположим, что при известных γ_{ij}^A для подсети CBR заданной топологии вычислены потери на каждом ребре сети b_{ij}^A , определены максимальные значения Θ_{ij}^{*A} , а также в общем случае рассчитано оптимальное значение протокольного блока уровня совмещения для Ш-ЦСИС-ГК в кадрах переменной длины (для сети АТМ величина сегмента задана – 48 байт). Заметим, что минимальные величины пучков каналов на каждом ребре сети $\Theta_{ij}^{A \min}$, обеспечивающие выполнение системы неравенств $B_{st}^A \leq B^A$, $\forall st \in S^A : \gamma_{st}^A \neq 0$, с учетом M_{st}^A альтернативных маршрутов и заданной нагрузки γ_{st}^A , - определяются при решении задачи синтеза сети. Тогда анализ возможности установления виртуальных соединений для передачи нагрузки класса A с заданными потерями сводится к решению задачи вычисления потерь на сети АТМ произвольной (в нашем случае заданной) топологии. В режиме установленного CBR-соединения требуемое текущее значение полосы пропускания ЛЦТ Θ_{ij}^A для пропущенной (с учетом потерь b_{ij}^A) нагрузкой класса A дается выражением :

$$V_{ij}^A = \gamma_{ij}^A \sum_{r=1}^{R^A} v_r^A (1 - b_{ij}^A), \quad (6.4.)$$

где $\gamma_{ij}^A = \sum_{n=1}^{N^A} \gamma_{ij,r}^{A,n}$, $\gamma_{ij,r}^{A,n}$ - средняя нагрузка (эрланг) от n -го оконечного A -устройства r -го типа в канале $ij \in J_{st}^A$. N^A - общее количество оконечных A -устройств r -го типа. Для систем с неподвижной физической или логической границей величину $\gamma_{ij}^A (1 - b_{ij}^A)$ следует заменить на $\Theta_{ij}^{A \min}$.

Тогда нетрудно получить среднюю эквивалентную скорость $V_{ij}^{\mathcal{E}}$, которая может быть предоставлена в каждом ребре сети для передачи данных, обслуживаемого службами ABR и UBR. Действительно, с учетом введения избыточности на уровне сегментации и сборки AAL1, а также на уровне ATM, при обслуживании трафика класса A , - скорость передачи его в ЛЦТ равна

$$V_{ij}^{\mathcal{E}} = \Theta_{ij}^{*A} (1 - d^A) - V_{ij}^A \quad (6.6.)$$

где d^A - вероятность потерь A -ячеек в режиме установленного соединения из-за искажения служебных полей заголовка, а также за счет асинхронного статистического мультиплексирования нагрузки в исходящие тракты на УК [45].

Теперь мы имеем возможность определить составляющие функционалов $K_{st}^{C(D)}$ с учетом того, что часть пропускной способности ЛЦТ «жестко» фиксируется в сеансе связи за СВР-соединением. Как и в разделе 5 нетрудно показать, что при $\lim_{s^C \rightarrow \infty} \frac{s^C}{N^C} = L - H_{SAR}^C$. Тогда выражение (4.8*) для коэффициента K^C использования пропускной способности трактов передачи $st \in S^C$ с учетом потерь b_{ij}^C принимает вид:

$$K^C = q^C \sqrt{\sum_{st \in S^C} \frac{\gamma_{st}^C}{Y^C} \left(\frac{(L - H_{SAR}^C) \beta_{st}^C}{L + H_{ATM}} \sum_{m=1}^{M_{st}^C} p_{st,m}^C \right)^{r_{st,m}^C} \sqrt{\prod_{ij \in J_{st,m}^C} (1 - b_{ij}^C) \left(1 - \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^C V_{ij}^{\mathcal{E}}} \right)}}^{q^C}$$

с учетом того, что для СМО типа $M/M/1$ максимально возможная загрузка ЛЦТ ρ_{ij}^C трафиком данных класса C на ребре $ij \in J_{st}^C$ при заданной входной нагрузке γ_{ij}^A класса A и среднем времени T_{ij}^C дается выражением [40]

$$\rho_{ij}^C = 1 - \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^C V_{ij}^{\mathcal{E}}} \quad (6.6.)$$

Здесь $Y^C = \sum_{st \in S^C} \gamma_{st}^C$, а максимальная нагрузка ABR-соединения ρ_{ij}^{*C} с учетом

потерь по вызовам b_{ij}^C дается выражением

$$\rho_{ij}^{*C} = (1 - b_{ij}^C) \rho_{ij}^C. \quad (6.7.)$$

Очевидно, что оптимизацию этого функционала можно вести по переменной T_{ij}^C (а в общем случае и по L^C , т. к. последняя пересчитывается в нагрузку ρ_{ij}^C по формуле (6.6.)).

Для трафика класса D , с учетом дисциплины обслуживания трафика класса C с абсолютным приоритетом (с дообслуживанием) и функции распределения длин сообщений класса D , выражение для коэффициента ρ_{ij}^D максимальной загрузки ЛЦТ трафиком класса D и K^D соответственно равны:

$$\rho_{ij}^D = 1 - \rho_{ij}^{*C} - \frac{L + H_{ATM}}{(1 - \rho_{ij}^{*C}) T_{ij}^D V_{ij}^{\exists}}, \quad (6.8.)$$

$$K^D = q^D \sqrt{\sum_{st \in S^D} \frac{\gamma_{st}^D}{Y^D} \left(\frac{s^D (1 - \exp[-(L - H_{SAR}^D)/s^D]}{L + H_{ATM}} \right) \sum_{m=1}^{M_{st}^D} p_{st,m}^D r_{st,m}^D \sqrt{\prod_{ij \in I_{st,m}^D} (1 - b_{ij}^D) (1 - \rho_{ij}^{*C} - \frac{L + H_{ATM}}{(1 - \rho_{ij}^{*C}) T_{ij}^D V_{ij}^{\exists}})}}^{q^D}}$$

где $Y^D = \sum_{st \in S^D} \gamma_{st}^D$, T_{ij}^D - среднее время пребывания ячеек класса D в ЛЦТ $ij \in J_{st}^D$, а максимальная нагрузка UBR-соединения ρ_{ij}^{*D} с учетом потерь по вызовам b_{ij}^D дается выражением $\rho_{ij}^{*D} = (1 - b_{ij}^D) \rho_{ij}^D$.

Таким образом, мы определим оптимальные максимально допустимые загрузки каналов $K^{C(D)}$, решив следующую задачу оптимизации

$$\max_{T_{ij}^{C(D)}} K^{C(D)} \quad (6.9.)$$

при ограничениях (5.9.). Здесь все обозначения аналогичны п.5. Данная задача является задачей нелинейного программирования с ограничениями типа неравенства и может быть решена методом скользящего допуска [51].

Выражения для расчета максимально возможных значений эффективных скоростей передачи данных классов C и D на каждом ребре $ij \in J_{st}^{C(D)}$ Ш-ЦСИС-ГК имеют вид:

Для трафика класса C

$$V_{ij}^C = K_{ij}^C V_{ij}^{\mathcal{E}} = \frac{(L - H_{SAR}^C) \beta_{ij}^C}{(L + H_{ATM})} (1 - b_{ij}^C) \left(1 - \frac{L + H_{ATM}}{T_{ij}^C V_{ij}^{\mathcal{E}}}\right) V_{ij}^{\mathcal{E}} \quad (6.10.)$$

Условием обслуживания нагрузки Y_{ij}^C с учетом всех других потоков в сети и заданных ограничениях на среднее время передачи будет

$Y_{ij}^C \leq V_{ij}^C$ для всех $ij \in J_{st}^C$, где Y_{ij}^C общая нагрузка ячеек данных класса C , поступающая на звено $ij \in J_{st}^C$

$$Y_{ij}^C = \sum_{st \in S^C} \gamma_{st}^C \text{ для всех } st \in S^C : ij \in R_{st}^C, \quad (6.11.)$$

Если это условие не выполняется на каком-либо звене, то для всех $\gamma_{st}^C \neq 0 : ij \in R_{st}^C$, заданная нагрузка данных класса C не может быть передана с заданным средним временем T^C .

Для трафика класса D

$$V_{ij}^D = K_{ij}^D V_{ij}^{\mathcal{E}} = \frac{s^D (1 - e^{-\frac{L - H_{SAR}^D}{s^D}})}{L + H_{ATM}} (1 - b_{ij}^D) \left(1 - \rho_{ij}^{*C} - \frac{L + H_{ATM}}{(1 - \rho_{ij}^{*C}) T_{ij}^D V_{ij}^{\mathcal{E}}}\right) V_{ij}^{\mathcal{E}}.$$

Ясно, что должно выполняться неравенство

$Y_{ij}^D \leq V_{ij}^D$, $\forall ij \in J$, где Y_{ij}^D нагрузку ячеек данных класса D на звене равную

$$Y_{ij}^D = \sum_{st \in S^D} \gamma_{st}^D \text{ для всех } st \in S^D : ij \in R_{st}^D, \quad (6.12.)$$

Если это условие не выполняется на каком-либо звене, то для всех $\gamma_{st}^D \neq 0 : ij \in R_{st}^D$, заданная нагрузка данных класса D не может быть передана с заданным средним временем.

Рассмотрим гибридную ТС Ш-ЦСИС-ГК с P относительными приоритетами $p = \overline{1, P}$. Пусть $T_{ij}(t)$ функция распределения вероятностей времени пребывания ячейки (сообщения) в ЛЦТ $ij \in J_{st}$ имеет экспоненциальный характер, т. е. функция распределения вероятностей времени пребывания ячейки (сообщения) в любом ЛЦТ $ij \in J_{st}^k$ дается выражением

$$T_{ij}(t) = \Pr\{X_{ij} \leq t\} = 1 - e^{-\mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij}) t}, \text{ где } X_{ij} - \text{случайная задержка ячейки в}$$

ЛЦТ $ij \in J_{st}$. Ее преобразование Лапласа-Стильтьеса есть $T_{ij}^*(s) = \frac{\mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij})}{s + \mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij})}$.

Пусть $X_{st,m}$ - случайная величина, равная задержке ячейки в m -ом пути последовательно-параллельной схемы виртуальных соединений L_{st} , $T_{st,m}(t)$ - ее

функция распределения и $T_{st,m}^*(s)$ - преобразование Лапласа-Стилтьеса указанной функции распределения. Тогда в силу предполагаемой независимости задержек в отдельных ЛЦТ пути $l_{st,m}$ и учетом высказанных предположений относительно распределения времени задержек ячеек в отдельных ребрах пути $l_{st,m}$

$$T_{st,m}^*(s) = \prod_{ij \in l_{st,m}} \frac{\mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij})}{s + \mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij})}. \quad (6.13.)$$

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

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

Отсюда среднее время задержки ячейки \bar{T}_{st} в тракте $st \in S$ равно

$$\bar{T}_{st} = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m} \sum_{ij \in l_{st,m}} \frac{1}{\mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij})}.$$

Дисперсия σ_{st} этого времени вычисляется по формуле

$$\sigma_{st} = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m} \left(\sum_{ij \in l_{st,m}} \frac{1}{\mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij})^2} + \left[\sum_{ij \in l_{st,m}} \frac{1}{\mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij})} \right]^2 \right) - (\bar{T}_{st})^2,$$

а третий (не центральный) момент γ_{st} дается выражением

$$\gamma_{st} = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m} \times \left\{ 2 \sum_{ij \in l_{st,m}} \frac{1}{\left[\mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij}) \right]^3} + 3 \left(\sum_{ij \in l_{st,m}} \frac{1}{\left[\mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij}) \right]^2} \right) \left(\sum_{ij \in l_{st,m}} \frac{1}{\mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij})} \right) + \left(\sum_{ij \in l_{st,m}} \frac{1}{\mu_{ij} V_{ij} (1 - \rho_{ij})} \right)^3 \right\}$$

Рассмотрим отдельный член суммы (6.13.), соответствующий m -му пути последовательно-параллельной схемы L_{st} . Его обращение дает возможность записать плотность вероятностей $f_{st,m}(t)$ распределения времени задержки в m -ом пути:

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

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

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

$$f_{st}^k(t) = \sum_{m=1}^{M_{st}} p_{st,m} f_{st,m}(t), \quad (6.14.)$$

Пусть в ТС Ш-ЦСИС-ГК с p **относительными приоритетами** $p = \overline{1, P}$ загрузка ρ_{ij} любого ЛЦТ $ij \in J$ определяется как

$$\rho_{ij} = \sum_{p=1}^P \rho_{ij}^p, \text{ где } \rho_{ij}^p \text{ есть загрузка ЛЦТ } ij \in J_{st} \text{ ячейками } p\text{-го приоритета.}$$

Величину ρ_{ij}^p будем вычислять по формуле

$$\rho_{ij}^p = \sum_{st \in S} \sum_{m=1}^{M_{st}} \frac{\lambda_{ij,m}^p}{\mu^p c_{ij}}, \text{ где } \lambda_{ij,m}(p) = \begin{cases} \gamma_{st}^p p_{st,m}^p, & ij \in l_{st,m} \\ 0, & ij \notin l_{st,m} \end{cases},$$

$$\mu^p = \frac{1}{L + H_{ATM}}, \quad c_{ij} - \text{пропускная способность (бит/с) в ЛЦТ } ij \in J_{st},$$

$\gamma_{st,m}^p = \gamma_{st}^p p_{st,m}^p$ - трафик p -го приоритета в m -ом пути тракта $st \in S$, а γ_{st}^p общий трафик p -го приоритета в этом пути. В сети с p приоритетами для ij -го ЛЦТ p -го приоритета преобразование Лапласа-Стильтьеса функции распределения вероятностей времени пребывания ячейки $T_{ij}^{p*}(s)$ в тракте дается выражением [44].

$$T_{ij}^{p*}(s) = \left\{ \frac{(s + \lambda_{ij}^K(p) - \lambda_{ij}^K(p) G_{ij}^*(s, p))(s + \lambda_{ij}^K(p) - \lambda_{ij}^K(p) G_{ij}^*(s, p) + \mu^p c_{ij})}{(s - \lambda_{ij}(p)(s + \lambda_{ij}^K(p) - \lambda_{ij}^K(p) G_{ij}^*(s, p) + \mu^p c_{ij}) + \mu^p c_{ij}(p) c_{ij})} (1 - \rho_{ij}) \right\} \times$$

$$\times \frac{\mu^p c_{ij}}{s + \mu^p c_{ij}} + \left\{ \frac{\lambda_{ij}^U(p)(s + \lambda_{ij}^K(p) - \lambda_{ij}^K(p) G_{ij}^*(s, p))}{(s - \lambda_{ij}(p)(s + \lambda_{ij}^K(p) - \lambda_{ij}^K(p) G_{ij}^*(s, p) + \mu^p c_{ij}) + \mu^p c_{ij}(p) c_{ij})} \right\} \times \frac{\mu^p c_{ij}}{s + \mu^p c_{ij}},$$

$$\text{где } \lambda_{ij}(p) = \sum_{st \in S} \sum_{m=1}^{M_{st}} \lambda_{ij,m}(p), \quad \lambda_{ij}^U(p) = \sum_{n=p+1}^P \lambda_{ij}(n), \quad \lambda_{ij}^K(p) = \sum_{n=1}^{p-1} \lambda_{ij}(n),$$

$$G_{ij}^*(s, p) = \frac{(s + \lambda_{ij}^K(p) + \mu^P c_{ij}) - \sqrt{(s + \lambda_{ij}^K(p) + \mu^P c_{ij})^2 - 4\mu^P \lambda_{ij}^K(p) c_{ij}}}{2\lambda_{ij}^K(p)}.$$

Функция $G_{ij}^*(s, p)$ является преобразованием Лапласа-Стилтьеса функции распределения периода занятости канала передачей ячеек выше p -го приоритета. Ее обратное преобразование равно

$$G_{ij}(t, p) \equiv \Pr\{G_{ij}(p) \leq t\} = 1 - \int_0^{\infty} \frac{1}{x \sqrt{\frac{\lambda_{ij}^K(p)}{\mu^P c_{ij}}}} e^{-(\lambda_{ij}^K(p) + \mu^P c_{ij})x} I_1(2x \sqrt{\lambda_{ij}^K(p) + \mu^P c_{ij}}) dx,$$

где $I_1(*)$ - модифицированная функция Бесселя 1-го рода и 1-го порядка.

В первом приближении возможна аппроксимация этого распределения экспоненциальным. После указанной аппроксимации можно принять, что время пребывания ячейки p -го приоритета $T_{ij}^P(t)$ в ЛЦТ $ij \in J$ дается выражением

$$T_{ij}^P(t) \equiv \Pr\{T_{ij}^P \leq t\} = 1 - e^{-\mu^P c_{ij} (1 - \sum_{n=1}^P \rho_{ij}(n))t}. \quad (6.15.)$$

Для расчета сквозных задержек в сети АТМ с относительным приоритетом обслуживания интегральной нагрузки нужно везде случайную величину T_{ij} заменить на случайную величину T_{ij}^P .

ЛИТЕРАТУРА

1. Л.Д.Рейман. Концепция развития рынка телекоммуникационных услуг // Электросвязь. – 2001. -№1.- с. 2-3.
2. Джитман И., Франк Х. Экономический анализ интегральных сетей передачи данных и речи: исследование вопроса, ТИИЭР, т. 66, №11, 1978, стр.313-337.
3. Г.Г.Яновский. Методы и модели управления сетевыми ресурсами в цифровых сетях интегрального обслуживания //Докторская диссертация. СПб, ГУТ им. проф. М.А.Бонч-Бруевича, 1994.-270 с.
4. Назаров А.Н., Симонов М.В. АТМ: технология высокоскоростных сетей. - М.: ЭКО-ТРЕНДЗ, 1997.
5. А.В.Голышко, В.А.Ершов, В.И., В.И.Цыбаков. Оценка эффективности интеграции разных видов обслуживания на корпоративной мультисервисной сети, // Электросвязь. – 2000. -№12.- с. 16-19.
6. Мошак Н.Н. Анализ логической структуры транспортной сети АТМ // Электросвязь. – 2001.–№9.- с. 40-44
7. Н.Н.Мошак, Основы проектирования сетей АТМ, Часть1, Архитектура сети АТМ, учебное пособие, РИО СПбГУТ, 2002, 96 стр.
8. ITU-T. Recommendation Q.2931. B-ISDN User-Network Interfast Layer 3 Protocol. - Geneva, 1993.
9. Морозов В.П. Система сигнализации В-ISDN UNI 3.x: Функционирование и тестирование. Часть 1 // Сети и системы связи. – 1999. - №2 (36). - С. 81-85.
10. АТМ Forum. Private Network-to Network Interface Specification Version 1.1 (PNNI 1.1), ff-pnni-0055.002, April 2002.
11. Алексей Савельев. LAN/Журнал сетевых решений. Декабрь 1998, стр.108-115.
12. Н.Н.Мошак, Анализ программной структуры сети АТМ, Часть II, Уровень АТМ // Электросвязь. – 2002.– №8.- с. 29-33.
13. Такач Л., Некоторые вероятностные задачи в телефонии.- В сб. переводов «Математика» 4:6 М., ИЛ, 1960, с.93-143.
14. L.Takaes, Introduction to the Theory of Queues, New York : Oxford Univ Press, 1962.
15. Шнепс М.А. Системы распределения информации. Методы расчета.- М.: Связь, 1979.-344с.
16. Kuzura A., Bajaj D. A method of moments for the analysis a switched communication networks performance/- IEEE Trans. Comm., 1977, v.25, N 2, p. 185-193.
17. Kuzura A. The interrupted poisson process as an overflow process.- The Bell Sys. Techn. J., 1973, v.52, N 3, p. 437-448.
18. Башарин Г.П., Кокотушкин В.А. О методе эквивалентных замен расчета фрагментов сетей связи для ЦВМ. I. Техническая кибернетика, 1979, №6, с.92-99.
19. Башарин Г.П., Кокотушкин В.А. О методе эквивалентных замен расчета фрагментов сетей для ЦВМ. II. Техническая кибернетика, 1980, №1, с. 55-61.
20. Бенеш В.Э. Математические основы теории телефонных сообщений.-М.:

Связь, 1968, 292 с.

21. Сети ЭВМ/ Под ред. акад. В.М. Глушкова/.-М.: Связь, 1977.- 280 с.
22. Амосов А.А., Ткачман И. Э. Метод моментов для расчета потерь в сетях связи с коммутацией каналов, имеющих производную топологию.- Техника средств связи. Сер. ТПС, 1985, вып. 4, с.3-22.
23. В.А.Ершов, Э.Б.Ершова, В.В.Ковалев. Метод расчета пропускной способности звена Ш-ЦСИС с технологией АТМ при мультисервисном обслуживании // Электросвязь. – 2000. -№3.- с. 29-23.
24. Ершов В.А., Ершов Дм.В. Управление канальными ресурсами ЦСИС на основе его резервирования // Электросвязь.-1994.- №12.-с.1-8.
25. Ершов В.А., Кузнецов Н.А. Теоретические основы построения цифровой сети с интеграцией служб (ISDN). – М.: Институт проблем передачи информации РАН. – 1995. –280 с.
26. Белман Р. Введение в теорию матриц. Наука, М.: 1969, 368 стр.
27. Хинчин А.Я. Работы по математической теории массового обслуживания, М.: 1963. 236 стр.
28. Н.Н.Мошак. Методы расчета параметров сети АТМ. СПб.: Известие вузов. Приборостроение, т.45, №3/2002, стр. 27-32.
29. Мошак Н.Н. Сравнительный анализ служб СBR и VBRrt в сети АТМ, Труды восьмой Международной Конференция по информационным сетям, системам и технологиям (МКИССиТ-2002), СПб, 16-19 сентября 2002г., стр.235-244.
30. А.А.Амосов. Модель сети передачи данных. ТСС сер. ТПС, вып. 8, 1979, стр. 20-25.
31. Б.Голд. Цифровые методы передачи речи. ТИИЭР т.65, №12, 1977, М.: стр.5-13.
32. Grubber J. Delay Related Issues in Integration Voice and Data Networks: a review and some experimental work, in Proc. 6th Data Commun. Symp., Pacific Grove, CA, Nov/ 27-29, 1979, p.p. 166-180.
33. David Ginsburg, ATM solution for enternetworking. Addison Wesley Longman, 1996, p.569.
34. С.Процкий. Моделирование алгоритма маршрутизации транспортной АТМ-сети. // Электросвязь. – 2000.–№10.- с. 16-19
35. Амосов А.А., Мошак Н.Н. Анализ транспортных систем интегральных цифровых сетей связи, - М.: Техника средств связи, сер. ТПС.МПСС.-1983, вып.8, с.3-14.
36. А.А.Агаян, С.П.Винник, А.В.Родионов. Интегральные цифровые сети с коммутацией пакетов речи и данных. Итоги науки и техники, серия СВЯЗЬ, т. 2, М.:1988, стр.109-149.
37. Carsten Roppel. Estimating Cell Transfer Delay and Cell Delay Variation in ATM Networks: Measurement Techniques and Resukts, ЕТТ, Vol. 10, No. 1, January-February 1999, p. 13-21.
38. Буассо Марк, Деманаж Мишель, Мюнье Жан-Мари. Введение в технологию АТМ, М.: Радио и связью 1997, 128с.

39. Мошак Н.Н. Разработка методов расчета транспортных систем цифровых сетей связи интегрального обслуживания. Диссертация на соискание ученой степени кандидата технических наук. ЛЭИС им. проф. М.А.Бонч-Бруевича, Л., 1984г.
40. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями. - М.: Мир., 1979, 600 с.
41. Седякин Н.М. Элементы теории случайных импульсных потоков. М.: Сов.радио, 1965, 260с.
42. Фихтенгольц Г.М. Основы математического анализа, т. 1, М.: Государственное издательство технико-теоретической литературы, 1995, 440 с.
43. Л.П.Пуртов, А.С.Замрай, А.И.Захаров. Основные закономерности распределений ошибок в дискретных каналах связи, «Электросвязь» №2, 1967.
44. Клейнрок Л. Теория массового обслуживания. - М.: Машиностроение, 1979, 432 с.
45. Деч Г. Руководство к практическому применению преобразований Лапласа. М.: Физмат, 1965, 287 стр.
46. Янке Е, Эмде Ф, Леш Ф. Специальные функции, формулы, графики, таблицы.-М.: Мир, 1969, 448 с.
47. Коллатц Л. Функциональный анализ и вычислительная математика. –М.: Мир, 1969, 448 с.
48. Grubber J.G. Delay Related Issues in Integration Voice and data Networks/ - IEEE Transactions on Communication, V/CJM-28, №, 1981, pp. 786-800.
49. 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.
50. А.Б.Васильев, М.А.Крастилевская, Н.В.Песков. Основные принципы тарификации категории услуги переноса VBR сети АТМ, «Электросвязь», №5, 1995г., стр. 8-11.
51. А.Ю.Привалов. Анализ вероятностных характеристик изменчивости задержки пакета в телекоммуникационных сетях, Самара, 2000г., 168с.
52. Д.Химмельблау. Прикладное нелинейное программирование, Мир. М.: 1975, стр.381-407.

СОДЕРЖАНИЕ

Введение.....	3
1. Организация маршрутизации и сигнализации в сетях АТМ.....	7
2. Общая постановка задачи анализа Ш-ЦСИС	16
3. Метод расчета потерь в Ш-ЦСИС на технологии АТМ.....	23
4. Метод расчета характеристик Ш-ЦСИС в режиме установленного соединения.....	37
5. Анализ пакетной транспортной системы Ш-ЦСИС.....	45
5.1. Постановка задачи анализа пакетной транспортной системы Ш-ЦСИС	45
5.2. Расчет характеристик пакетной транспортной системы Ш-ЦСИС в режиме установленного соединения.....	54
6. Анализ гибридной (смешанной) транспортной системы Ш-ЦСИС.....	73
6.1. Постановка задачи анализа гибридной (смешанной) транспортной системы Ш-ЦСИС.....	75
6.2. Расчет характеристик пакетной транспортной системы Ш-ЦСИС в режиме установленного соединения.....	78
Литература.....	85

Мошак Николай Николаевич

ОСНОВЫ ПРОЕКТИРОВАНИЯ СЕТЕЙ АТМ
Часть 2. Методы и модели расчета параметров сети АТМ
Учебное пособие

Редактор *И.И.Щенсяк*

ЛР №020475 от 29.04.97
Объем 6,25 печ.л.

Подписано к печати 07.02.03
Тираж 120 экз. Зак.

РИО СПбГУТ. 191186 СПб, наб.р.Мойки,61
Отпечатано ст «Факультет ДВО». 191186 СПб, наб.р.Мойки,61