

Н.Ф. БАХАРЕВА, В.Н. ТАРАСОВ



**АПРОКСИМАТИВНЫЕ МЕТОДЫ И
МОДЕЛИ МАССОВОГО
ОБСЛУЖИВАНИЯ**

ИССЛЕДОВАНИЕ КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЕЙ

Издательство СНЦ РАН
Самара 2011

Т 19
УДК 004.942

Н.Ф. БАХАРЕВА, В.Н. ТАРАСОВ *Аппроксимативные методы и модели массового обслуживания. Исследование компьютерных сетей.* Самара: Изд-во СНЦ РАН, 2011. -327 с.

Рецензенты:

заведующий кафедрой информационных систем и технологий СГАУ, д.т.н., профессор **С.А. Прохоров**;

заведующий кафедрой мультисервисных сетей и информационной безопасности ПГУТИ, д.т.н., профессор **В.Г. Карташевский**

ISBN 978-5-904029-27-2

В книге моделирование рассматривается как средство системного анализа сложных систем, каковыми являются компьютерные сети. На основе математических операций над потоками событий получены уравнения баланса потоков на уровне средних значений и дисперсий интервалов между событиями. Их совместное решение с аппроксимативной моделью массового обслуживания общего вида позволяет определить показатели производительности компьютерных сетей. Разработанные методика и программная система анализа производительности компьютерных сетей, позволяют рассчитывать также и самоподобный трафик современных сетей телекоммуникаций.

Данная книга может быть полезна аспирантам, специалистам в области математического моделирования и проектировщикам компьютерных и телекоммуникационных сетей при их системном проектировании.

Научное издание

© Бахарева Н.Ф., Тарасов В.Н., 2011

СОДЕРЖАНИЕ

Введение.....	7
ГЛАВА 1. Методологические аспекты исследования производительности компьютерных сетей.....	11
1.1 Проблемы организации корпоративных сетей и подходы к их исследованию.....	11
1.2 Концепция построения моделей корпоративных сетей передачи данных как сложных систем	14
1.3 Анализ аппаратно-программных средств оценки количественных и качественных показателей функционирования сетей.....	21
1.4 Обзор математического и программного инструментария моделирования компьютерных сетей	28
1.4.1 Использование теории сетей массового обслуживания для исследования компьютерных сетей	31
1.4.2 Аналитические методы и модели анализа производительности компьютерных сетей	40
1.4.3 Определение показателей производительности сети путем имитационного моделирования сетевого трафика и событий	48
1.5 Сравнительный анализ методов построения моделей активного оборудования.....	55
1.6 Методы управления потоками в сетях пакетной коммутации	61
1.7 Постановка проблемы	65
1.8 Выводы по главе 1	68
ГЛАВА 2. Математическая модель трафика в виде уравнений равновесия потоков на уровне двух первых моментов интервалов времени	75
2.1 Реализация математической операции мультиплексирования потоков на основе аппроксимации законов распределений.....	78
2.2 Определение неизвестных параметров аппроксимирующих функций	84
2.3 Определение моментных характеристик результатирующего потока	86
2.4 Математическое мультиплексирование потоков на	

	основе их диффузионной аппроксимации	93
2.5	Анализ точности полученных результатов по математическому мультиплексированию	99
2.6	Реализация математических операций демультимплексирования потоков	103
2.7	Уравнения равновесия потоков на уровне дисперсий интервалов времен	109
2.8	Обобщение уравнений равновесия в случае наличия избыточных потоков	111
2.9	Обобщение уравнений равновесия потоков в случае неоднородного трафика	113
2.10	Выводы по главе 2	117
ГЛАВА 3. Аппроксимативная модель массового обслуживания общего вида как математическая модель функционирования ресурса сети и расчет ее характеристик.....		120
3.1	Известные методы диффузионной аппроксимации процессов функционирования СМО типа G/G/1 и исследование их точности	120
3.2	Двумерная диффузионная аппроксимация процессов функционирования СМО общего вида для расчета ее характеристик	128
3.3	СМО типа G/G/1/∞ с бесконечной очередью и расчет ее характеристик	131
3.4	Расчет характеристик СМО типа G/G/1/m с конечной очередью и потерями	138
3.5	Определение характеристик сетевых моделей через характеристики узлов	140
3.6	Проверка адекватности аппроксимативной модели массового обслуживания общего вида	142
3.7	Структура разработанной программной системы анализа производительности компьютерных сетей	153
3.8	Выводы по главе 3	160
ГЛАВА 4. Применение разработанных методов и моделей к анализу и расчету самоподобного трафика		163
4.1	Введение в самоподобные процессы	163
4.2	Распределения с тяжелыми хвостами РТХ	167
4.3	Дескрипторы трафика и установление связи между коэффициентами Херста и вариации интервалов времени	169

4.4	Сравнительный анализ результатов расчетов классических моделей массового обслуживания и моделей на основе РТХ	179
4.5	Исследование на самоподобие реальных трафиковых процессов и установление связи с РТХ	182
4.6	Другие подходы к восстановлению моментных характеристик интервалов времени для целочисленных процессов	192
4.7	Выводы по главе 4	196
ГЛАВА 5. Применение разработанных методов к анализу производительности сетевых структур		200
5.1	Моделирование фрагмента сети филиала Центробанка РФ с неоднородными потоками	200
5.2	Проектирование и моделирование сети кафедры ВУЗа	210
5.2.1	Методика сбора сетевого трафика	213
5.2.2	Сбор статистики для одного сегмента сети и формирование матриц вероятностей передач	219
5.2.3	Определение длины пакета и интенсивности обслуживания сетевых устройств	222
5.2.4	Анализ производительности сети кафедры в авторской программной системе	227
5.3	Имитационное моделирование сети кафедры в системе Ornet Modeler	237
5.4	Моделирование сети кампуса	244
5.4.1	Анализ трафика и моделирование сети в авторской программной системе	245
5.4.2	Имитационное моделирование сети кампуса в системе Ornet Modeler	257
5.5	Моделирование сети факультетов и кафедр с использованием механизма NAT	261
5.6	Выводы по главе 5	266
ГЛАВА 6. Анализ производительности корпоративных сетей		269
6.1	Анализ структуры трафика сети ВУЗа	269
6.2	Численное моделирование сети ВУЗа в авторской программе	272
6.3	Имитационное моделирование сети ВУЗа в системе OPNET Modeler	280

6.4	Моделирование сети ВУЗа с использованием механизма NAT	283
6.5	Корпоративная сеть энергосбытовой компании	287
6.6	Анализ и расчет параметров глобальных каналов связи удаленных офисов компании	291
6.7	Численное моделирование корпоративной сети энергосбытовой компании	302
6.8	Имитационное моделирование корпоративной сети энергосбытовой компании	311
6.9	Выводы по главе 6	320
	Заключение	322

ВВЕДЕНИЕ

Тенденцией современного этапа развития компьютерных сетей является изменение структуры передаваемого трафика. Трафик сетей крупных предприятий стал мультимедийным и их однозначно можно рассматривать как сети с неоднородным трафиком, так как делается акцент на использование разнообразных сетевых приложений. Под приложениями мы здесь понимаем как системное программное обеспечение (базы данных, почтовые системы, вычислительные ресурсы, файловый сервис), так и средства, с которыми работает конечный пользователь.

С другой стороны, и телекоммуникационные технологии в последние годы переживают масштабные перемены, связанные с интеграцией сетей и услуг связи. Появляются новые сервисы, традиционные сервисы и услуги переходят на платформу IP, количество потребителей таких сервисов растет очень высокими темпами. Именно появление новых инфокоммуникационных услуг и сервисов вызвало бурное развитие технологий, в которых на первое место выводятся вопросы качества предоставления услуг. Это и побудило мировое телекоммуникационное сообщество к построению сетей следующего поколения NGN (Next Generation Networks) за счет реорганизации сетевой архитектуры, слияния телекоммуникационных и информационных технологий, использования открытых протоколов.

Для решения проблемы передачи данных в корпоративных сетях (КСПД) широко используются и технологии виртуальных частных сетей VPN (Virtual Private Network). В данном направлении необходимо отметить работы R. Yuan, C.Scott, Браун С., Запечникова С.В., Рослякова А.В. и др.

Проектировщикам и разработчикам сетей необходимо знать о процессах функционирования сетей различных масштабов, архитектур и топологий и иметь программно-аппаратные средства измерения качественных характеристик этих сетей. Соответственно необходимы средства моделирования, которые бы учитывали все особенности функционирования сетей, позволяли задавать исходную информацию в терминах величины прогнозируемого трафика и получать основные характеристики

сетей. Для разных логических типов сетей приоритетными параметрами могут быть производительность, надежность, совместимость, управляемость, защищенность, расширяемость, масштабируемость или же все в совокупности.

В тоже время возросшие стоимости проектирования и самой проектируемой системы предъявляют повышенные требования к качеству проектных решений. В особенности - к точности определения загрузки каналов, времени задержки пакетов, объёмов памяти буферов и др. Одним из плодотворных подходов к оценке этих важнейших конструктивных показателей является вероятностное моделирование, которому посвящены монографии таких авторов, как Вишневский В.М., Ивницкий В.А., Ward A.R., Glinn P.W., L. Kleinrock, Гнеденко Б.А., Цыбаков Б.С., Майоров С.А. и другие.

Эти работы являются до сих пор актуальными. В предисловии к монографии В.М. Вишневского «Теоретические основы проектирования компьютерных сетей» академиками Велиховым Е.П. и Кузнецовым Н.А. отмечено, что «Повсеместное внедрение компьютерных сетей должно сопровождаться опережающим развитием фундаментальной теории в этой области, созданием инженерных методов анализа и синтеза, систем автоматизации проектирования, направленных на сокращение сроков и повышение качества проектирования компьютерных сетей».

При таком моделировании компьютерные сети представляются в виде совокупности ресурсов, использование которых осуществляется в порядке очереди в соответствии с заданной дисциплиной. Этот подход явно или косвенно присутствует в двух направлениях математического моделирования процессов функционирования сетей: аналитического вероятностного и имитационного. В связи с ограниченностью методов и моделей массового обслуживания, в частности при анализе самоподобного трафика, в два последних десятилетия бурное развитие получило последнее направление. Появились программные продукты ведущих производителей, таких как Opnet, MathSoft, Comdisco, D-Link, CACIPProducts, HP, IBM и многих других.

Достоверность результатов вероятностного моделирования с использованием теории массового обслуживания, теории

очереди и других методов зависит во многом от адекватности применяемых моделей реальным системам. В связи с тем, что теория массового обслуживания (ТМО) ограничена аналитическими результатами для систем массового обслуживания (СМО) $M/M/1$, $M/G/1$ и др., предполагающими пуассоновские входные потоки, то и используемые исследователями методы основаны на этих моделях. В тоже время в последнее десятилетие в научной литературе появилось достаточно много публикаций (Цыбаков Б.С., Петров В.В., Шелухин О.И., Осин А.В., Пономарев Д.Ю., Крылов В.В., Заборовский В.С., D.Wilson, W.Leland, W.Willinger, Taggu M.S. и др.) о том, что телетрафик в современных компьютерных сетях является самоподобным и не может быть адекватно описан этими классическими моделями ТМО.

Сама возможность интеграции сервисов и повышения качества их предоставления опирается на производительность сети. Однако, методам оценки именно параметров производительности интегрированных сетей как основного параметра уделяется недостаточное внимание. Сами методы, использующиеся в данное время, никак не учитывают современную степень интеграции дополнительных услуг, и, в основном, рассчитаны на использование обычных статистических данных реальных сетей.

В программных средствах моделирования сетей, учет интеграции осуществляется уже давно, но они не учитывают реальные свойства и параметры уже существующих сетей, не имеют возможности привязки к конкретной реальной сети и съема интересующих параметров оборудования. В основном для моделирования используются уже готовые шаблоны оборудования с усредненными характеристиками и небольшим диапазоном настройки (пакеты COMNET, NetCracker, OPNET Modeler и др.).

В таких условиях задача совмещения в рамках единой модели сбора информации, параметров реальной сети и определение вероятностно-временных показателей производительности имеет важное значение.

Настоящая книга посвящена разработке математического и программного инструментария для решения проблемы оценки производительности компьютерных и телекоммуникационных

сетей на основе реализации математической модели трафика путем восстановления моментных характеристик интервалов времени между пакетами. В соответствии с поставленной целью определены и решены следующие задачи:

- проанализированы известные модели, методы и программные средства в области оценки производительности компьютерных и телекоммуникационных сетей;

- обоснована математическая модель трафика в виде уравнений равновесия потоков в сетевых моделях на уровне средних значений и дисперсий распределений интервалов времени между событиями в потоках, как для однородных, так и неоднородных потоков;

- на основе сформулированных требований построена математическая модель функционирования ресурса сети в виде СМО типа $G/G/1$ или $G/G/m$, которая адекватно описывает его также на уровне средних значений и дисперсий времен поступления и обслуживания при произвольных законах распределений;

- проведено исследование адекватности предложенных моделей в вычислительных экспериментах;

- разработана программная система расчета показателей производительности сетевых моделей компьютерных и телекоммуникационных сетей и применена для анализа сетей пакетной коммутации Fast Ethernet (Gigabit Ethernet) по оценке вариации ее характеристик (задержки, времени отклика приложений и др.) в зависимости от загрузки, пропускной способности, размеров пакетов и др.;

- подтверждена адекватность предложенных моделей с помощью универсальных систем имитационного моделирования;

- разработанные методы и модели применены для анализа самоподобного трафика реальных корпоративных сетей высокой нагрузки ВУЗа и энергосбытовой компании.

ГЛАВА 1.

МЕТОДОЛОГИЧЕСКИЕ АСПЕКТЫ ИССЛЕДОВАНИЯ ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЕЙ

1.1. Проблемы организации корпоративных сетей и подходы к их исследованию

В настоящее время вычислительная сеть является неотъемлемой частью любой организации, а её отсутствие, существенно снижает эффективность работы персонала. Особенно важно наличие вычислительной сети в учебном заведении, так как без использования информационных технологий давно стало невозможно обеспечивать учебный процесс и проводить научную работу.

При всем развитии современных информационных технологий большое количество сетей уровня предприятия, кампуса и даже университета не удовлетворяют требованиям качества [62, 23, 24, 25, 26]. Это относится, прежде всего, к домовым и районным сетям, где используется оборудование низшей ценовой категории. Практически все сети университетов создавались в 1995-2000 годах. При их проектировании редко проводилось моделирование и учитывались стандарты TIA/EIA. Процент оснащённости компьютерной техникой с 1997 года повысился в 10-20 раз. Охват сетью дополнительного оборудования приводит к тому, что не хватает возможностей масштабирования, заложенных проектом. Таких сетей много, особенно в странах СНГ, где в первую очередь учитывалась стоимость, а затем уже все остальные требования.

Ядром сети в таких случаях обычно служит неплохой даже по современным меркам управляемый коммутатор второго или даже третьего уровня OSI. Сеть построена по топологии «расширенная звезда», некоторые сегменты имеют отдельные маршрутизаторы, серверы и управляемые коммутаторы. Но удел дорогостоящего оборудования - ядро сети и магистраль. Остальная сеть обычно построена на неуправляемых коммутаторах, иногда даже без учета соображений латентности (последовательно более 3-х коммутаторов), магистральных потоков [13] (корпуса в

полном объеме подключаются к обычному порту какого-либо простого коммутатора) (рис. 1.1). При современном расширении такие сети испытывают огромную дополнительную нагрузку, как по данным, так и по управлению [14].

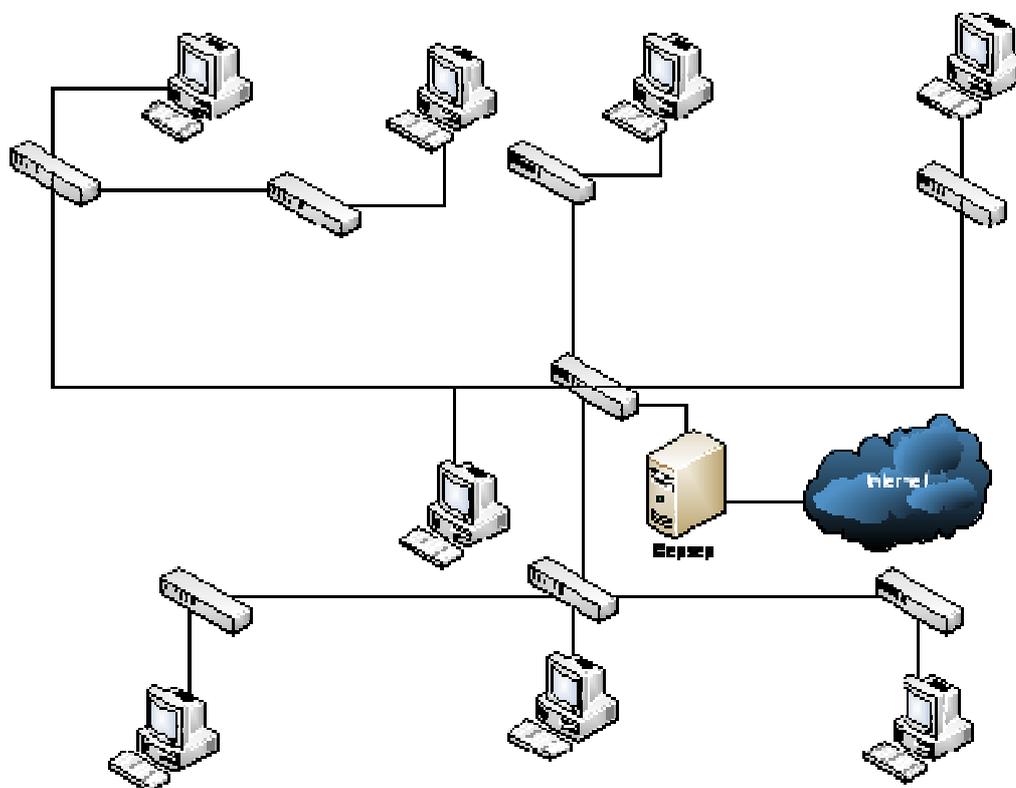


Рис. 1.1 – Типичная сеть масштаба одного кампуса

Некоторые сети структурированы на центральном коммутаторе посредством технологий 802.1q VLAN (Virtual LAN) [46], как показано на рис. 1.2. В этом случае каждая подсеть автономна и потоки данных с другой подсети могут поступать только через маршрутизатор. Для того, чтобы обеспечить скорость потока данных на уровне неуправляемого коммутатора, необходимо иметь маршрутизатор производительностью до 6500 пакетов/с в расчете на каждую виртуальную подсеть коммутатора.

Если средний коммутатор уровня ядра ЛВС имеет 24-48 портов и, соответственно, 25-40 виртуальных подсетей, то маршрутизатор должен обладать пропускной способностью до 160-200 тысяч пакетов/с или до 2-3 Гбит/с. Маршрутизаторов такого уровня в университетах и

домашних сетях обычно насчитывается единицы и они являются ядром всей сети всех кампусов. Для стандартного набора маршрутизаторов с производительностью 20000 пакетов/с максимальная скорость одновременной загрузки информации по виртуальным подсетям не будет превышать 8-10 тысяч пакетов/с из-за ограничений интерфейсов и коммутатора.

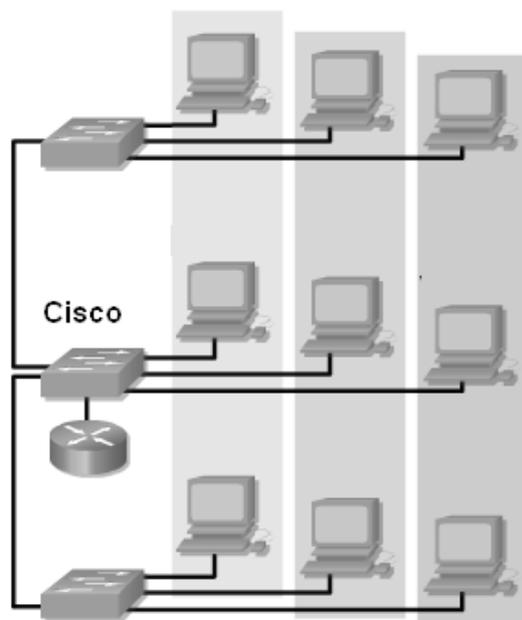


Рис. 1.2 – Разделение сети на сегменты посредством VLAN

В неуправляемых сетях на 200-300 рабочих станций появляется множество проблем. В основном они вызваны неудовлетворительным качеством сети, особенно в часы пик. Методам обеспечения качества в сетях малого и среднего масштаба посвящено большое количество работ и статей. Вопросами оценки качества телетрафика и мультимедийного трафика занимается большое количество ученых по всему миру [33, 36, 38].

Главным требованием, предъявляемым к вычислительным сетям, является выполнение их основной функции: обеспечение пользователям потенциальной возможности доступа к разделяемым ресурсам сети [44]. Все остальные требования связаны с качеством выполнения основной задачи. Для разных логических типов сетей приоритетными параметрами могут быть производительность, надежность,

совместимость, управляемость, защищенность, расширяемость, масштабируемость и их совокупность.

Понятие «качество обслуживания» (QoS, Quality of Service) чаще всего не идентично понятию «качество сети». Под QoS обычно понимается производительность и надежность. Количество научных работ, посвященных расчету показателей производительности и качества обслуживания в различных типах реально существующих сетей, все же незначительно.

К ним нужно отнести фундаментальные работы Вишневого В.М. [3, 6] по исследованию всех аспектов моделирования и расчета параметров сетей, а также исследования Цыбакова В.И. [40], Петрова В.В. [28], Щека А.Ю. [42] по обеспечению качества обслуживания в мультисервиных (интегрированных) сетях. Из более старых фундаментальных работ по исследованию сетей как вычислительных систем, необходимо отметить двухтомник Клейнрока Л. [17, 18].

Тем не менее, можно констатировать, что применение математического моделирования в последние два десятилетия, позволило вывести исследования в области производительности и качества обслуживания из ряда закрытых промышленных разработок производителей сетевого оборудования в область открытых научных изысканий и трудов.

1.2. Концепция построения моделей корпоративных сетей передачи данных как сложных систем

Проектирование компьютерных сетей, как и любой другой сложной системы, начинается с этапа системного проектирования. На этом этапе создается математическая модель сети и она исследуется с помощью ЭВМ. Построение математической модели компьютерной сети в целом, из-за сложности процессов ее функционирования, оказывается практически трудновыполнимой задачей. В этом случае сеть декомпозируют на отдельные подсистемы, сохраняя связи между ними. Тогда к компьютерной сети можно применить определение сложной системы как многоуровневой

конструкции из взаимодействующих элементов, объединяемых в подсистемы различных уровней [5].

Как правило, стохастические объекты, учитывающие случайные факторы, могут быть описаны вероятностными автоматами, системами массового обслуживания и марковскими процессами.

Компьютерную сеть будем рассматривать как **вычислительную систему**, т.е. совокупность элементов и подсистем, предназначенную для выполнения определенного набора услуг, предоставляемых пользователям сети. Оценкой качества работы сети будут служить показатели эффективности функционирования: загрузка каналов, время задержки сообщений (пакетов), производительность, объем памяти буферов и др.

В последнее время сложность компьютерной сети как объекта исследования увеличивается.

Можно перечислить причины увеличивающейся сложности:

- претерпевает изменение характер поступающей нагрузки;
- жестче становятся требования к информационной безопасности и надежности сети;
- изменились критерии качества функционирования сети, оценивающиеся по конечному результату предоставления пользователям информационных услуг, а не качеством работы отдельных подсистем;
- изменился характер услуг: видеоконференции, передача голосовых сообщений;
- в процессе эксплуатации меняется состав предоставляемых услуг.

К особенностям создания корпоративных сетей можно отнести [32]:

- сохранение имеющегося ресурса;
- масштабирование сети;
- на основе опорной сети объединение локальных сетей, рабочих групп в единую интегрированную сеть.

При системном проектировании сети решаются три группы задач:

- синтез топологической структуры;
- реализация технологии доставки информации по сети;
- управление взаимодействием.

На сегодняшний день практически все средние и крупные потребители услуг сетей передачи данных (СПД) не ограничиваются только локальными сетями и услугами. Все больше растет потребность в корпоративных, распределенных сетях передачи данных.

Корпоративные сети передачи данных (КСПД) представляют собой территориально распределенные, соединенные между собой сегменты единой сети, использующие выделенные централизованные ресурсы и сервисы.

Цель построения корпоративных сетей передачи данных – обеспечение транспорта для территориально распределенных бизнес-приложений. К таким приложениям обычно относят сетевые базы данных, информационные порталы, электронную почту, традиционный файловый обмен, IP телефонию, видеоконференцсвязь и дистанционное обучение. Это же в полной мере касается и построения корпоративных сетей ВУЗов, где на первом месте стоит качественная организация учебного процесса.

КСПД - один из важнейших инструментов развития бизнеса. Качественную и надежную корпоративную сеть имеют, в первую очередь, географически распределенные компании, бизнес которых зависит от надежности и гибкости совместной работы ее подразделений [30].

При создании КСПД необходимо сохраняя уже имеющийся ресурс, провести масштабирование, объединить локальные сети служб, рабочих групп, производств, офисов в единую интегрированную сеть. Этот момент определяет состав и топологию сети. В корпоративной сети выделяются три структурообразующих звена

- локальные сети;
- базовая магистральная сеть;
- межсетевые устройства - коммутаторы для сопряжения локальных сетей с базовой сетью.

Построение КСПД в общем - это организация связности по протоколу IP между рабочими станциями и серверами

предприятия. Сеть образуется совокупностью узлов связи, располагаемых на территории офисов или других точек присутствия предприятия.

В основе построения корпоративных сетей передачи данных положена методология проектирования компании Cisco Systems на основе композитной сетевой модели предприятия. Данное решение – это модульный подход к построению структуры сети. Методология решения позволяет строить как небольшие сети, объединяющие несколько офисов, так и крупные, включающие сотни узлов.

Развивая сеть путем добавления новых модулей или узлов, подход обеспечивает предсказуемость качественных характеристик сети и требует минимальных усилий и средств для поиска и устранения неисправностей.

В основе композитной модели (рисунок 1.3) лежит принцип деления сети на модули (декомпозиции). Каждый модуль характеризуется свойственными только ему функциями и особенностями реализации. Ключевым компонентом, связующим узлы КСПД, является услуга связи, которая обеспечивает передачу трафика между узлами. Виды услуг связи, используемые при организации каналов между узлами, делятся на следующие группы:

1) выделенные линии связи – оптические или медные кабели, соединяющие узлы сети заказчика (это могут быть как свои, так и арендуемые линии связи);

2) выделенные каналы данных – каналы данных, предоставляемые оператором связи поверх своей сети передачи данных:

- Frame Relay (PVC);
- ATM (PVC);
- E1/E3/STM-1;
- Ethernet VLAN;

3) услуги по соединению на базе «группового» доступа:

- IP VPN;
- VPLS – Virtual Private LAN Service. Технология позволяет эмулировать распределенную ЛВС поверх сети Оператора;

- сеть «Интернет».



Рис. 1.3 - Основные модули узла КСПД

Принципиальная разница между этими типами услуг заключается в различном механизме передачи трафика между сетевыми узлами клиента. В первом случае используются выделенные каналы связи, то есть трафик проходит строго по определенным направлениям. В случае группового доступа трафик может проходить произвольно между любыми офисами. Второй способ обеспечивает лучшие скоростные характеристики передачи трафика и оптимальное «дешевое» использование полосы пропускания.

Узлы сетей передачи данных можно классифицировать в три группы: центральный узел, отделение/крупный узел, конечный узел.

Центральные узлы – это наиболее крупные узлы сети. На данных узлах осуществляется консолидация информационных ресурсов, размещается основная масса серверов приложений, развертываются выделенные подсистемы безопасности, и осуществляется стыковка с внешними сетями.

Отделения/крупные узлы – "основная масса" сети. Здесь размещаются информационные ресурсы, имеющие только

локальное значение и предоставляющие сервисы только локально - абонентам данного узла.

Конечный узел – данный тип узла является самым маломощным. В его составе нет никаких информационных ресурсов и серверов приложений. Данные узлы предназначены только для подключения пользователей.

Для образования подсистемы КСПД всех типов узлов обычно предлагается использовать интеллектуальное оборудование – маршрутизаторы с интеграцией сервисов, которые обеспечивают решение следующих задач:

1) традиционных для маршрутизатора – передача IP трафика и обеспечение связности по протоколу IP;

2) обеспечение безопасности:

– межсетевое экранирование и обнаружение атак – защита от возможных сетевых атак злоумышленника, нацеленных на сбой штатного функционирования сети;

– шифрование данных – обеспечение конфиденциальности передаваемой по сети информации;

– контроль целостности данных – обеспечение невозможности манипуляции данными при передаче через сеть;

3) бесперебойного функционирования приложений IP телефонии:

– маршрутизация вызовов;

– голосовая почта;

– стыковка с традиционной телефонией.

Классификация типов узлов, конечно, весьма условная, но она помогает добиться большей легкости при первичной декомпозиции проекта. Например, в крупных компаниях – системных интеграторах – принято следующее деление – конечный узел (SOHO, Small office or Home office) до 48 задействованных портов СПД или абонентов, отделение – до 300, центральный узел – все, что более 300.

Сеть конечного узла строится на базе одного устройства, возможно совмещение маршрутизатора и коммутатора в одном устройстве, также возможно построение только на базе беспроводной связи. Сеть отделений в большинстве случаев может быть построена на базе «плоской» архитектуры, при построении обычно используют наиболее

«слабые» или «средние» коммутаторы с функциями мониторинга.

Сеть центральных узлов строится по всем правилам построения крупных сетей, с декомпозицией сети по функциям.

К центральным узлам применяют правила построения кампусных сетей, т.е. многоуровневую архитектуру, базирующуюся на следующих принципах:

- иерархичность – сеть разделяется на несколько уровней, каждый уровень выполняет определенные функции;

- модульность – уровни строятся на основе модулей, каждый модуль представляет собой функционально законченную единицу, выполняющую функции соответствующего уровня.

Сеть должна быть максимально универсальной, то есть допускать интеграцию уже существующих и будущих приложений с минимально возможными затратами и ограничениями. Часто узлы корпоративной сети оказываются расположенными в различных городах, а иногда и странах.

Если при создании локальной сети основные затраты приходится на закупку оборудования и прокладку кабеля, то в территориально-распределенных сетях наиболее существенным элементом стоимости оказывается арендная плата за использование каналов. Это ограничение является принципиальным, и при проектировании корпоративной сети следует предпринимать все меры для минимизации объемов передаваемых данных. В остальном же корпоративная сеть не должна вносить ограничений на то, какие именно приложения и каким образом обрабатывают переносимую по ней информацию. Под приложениями мы здесь понимаем как системное программное обеспечение (базы данных, почтовые системы, вычислительные ресурсы, файловый сервис), так и средства, с которыми работает конечный пользователь.

В следующих разделах в качестве примеров корпоративных сетей будут исследованы сети ГОУ ВПО «Оренбургский государственный университет» и ОАО «Оренбургэнергообл».

1.3. Анализ аппаратно-программных средств оценки количественных и качественных показателей функционирования сетей

Основными характеристиками качества обслуживания QoS (Quality of Service) сети остаются производительность и надежность. Высокая производительность – это одно из основных преимуществ распределенных систем обработки данных (РСОД).

Основные показатели производительности:

- загрузки каналов и узлов;
- время реакции;
- скорость передачи трафика;
- пропускная способность;
- задержка передачи и ее вариация [17,22].

Значение времени реакции, которое ожидает пользователь после своего запроса, зависит от типа запроса, текущего состояния элементов сети и их загрузки и т.д.

При анализе работы сети, сетевые составляющие времени реакции позволяют оценить производительность отдельных элементов сети и выявить узкие места, чтобы в дальнейшем выполнить модернизацию и повысить общую производительность ее работы.

В КСПД с интегрированными услугами как нигде остро стоит проблема обеспечения качества обслуживания сети. Максимальная задержка при передаче голосовых данных может составлять 100 мс – при этом еще сохраняется возможность голосового общения. Большая задержка приводит к эху, зависанию отдельных фрагментов речи и неудовлетворительному качеству звука.

Для задач обеспечения качества необходимо оценить текущее состояние качественных показателей. Для этого очень часто используются методы упреждающей диагностики сети [15]. При построении модели сети на этапе проектирования, такая задача входит в обязательную программу, однако, если сеть уже существует, задача может оказаться практически труднореализуемой.

Любая методика тестирования существующей сети существенно зависит от имеющихся в распоряжении

системного администратора технических и программных средств.

Анализаторы не только трафика, но и содержания трафика выпускаются и в программном исполнении. Недостаточная универсальность компенсируется широчайшим спектром возможностей. Съемом данных может заниматься обычный персональный компьютер, подключенный в роли аппаратного зонда или сетевое устройство по протоколу NetFlow/SFlow/RMON, а информацию интерпретировать будет специальное программное обеспечение.

Также можно использовать встроенные средства маршрутизаторов и операционных систем клиентов, такие как IpFilter, NetFlow, IPfw и т.д. [60]. Все анализаторы делятся на анализаторы реального времени и стековые, а также программные и аппаратно-программные.

Стековые анализаторы используются для детального анализа сохраненного трафика, то есть в файл записывается вся информация, начиная от второго уровня OSI, которая собиралась с определенных точек сети. Ведущий мировой поставщик новаторских решений в области тестирования, мониторинга и анализа эффективности корпоративных сетей, компания Fluke Networks, предлагает собственное видение этой задачи. Во-первых, это решения для анализа и мониторинга. Самый распространенный продукт для мониторинга - это OptiView Network Analyzer.

Это единственный интегрированный сетевой анализатор, обеспечивающий обзор всей корпоративной сети и помогающий внедрять новые приложения и технологии, управлять изменениями инфраструктуры и осуществлять их, решать проблемы производительности приложений и сети и защищать сеть от внутренних угроз. Этот анализатор объединяет функции обследования сети, анализа трафика и инфраструктуры, захвата/декодирования пакетов и поддержку WAN, WLAN и VoIP в одном портативном устройстве. Но и стоимость этого прибора очень высока.

Аппаратные анализаторы намного лучше справляются с анализом потоков высокоскоростных соединений, имеют функции диагностики 1-2 уровней OSI, могут использоваться

автономно в любом месте сети, имеют стандартизированный интерфейс управления и, главное, являются инструментом, который работает независимо от используемых технологий, операционных систем, программ и т.д. Но основным недостатком таких комплексов является очень высокая стоимость [21]. Сравнительный анализ таких средств представлен в таблице 1.1.

Таблица 1.1 – Сравнительная стоимость аппаратно-программных комплексов диагностики и анализа сетей

Фирма производит ель	Комплекс	Тип	Цена
1	2	3	4
FLUKE Networks	EtherScope-PRO/OVC/PE (Анализатор локальных сетей EtherScope LAN, ПО OptiView Console, Protocol Expert)	аппаратный	\$19790
FLUKE Networks	EtherScope-PRO (Анализатор беспроводных и проводных сетей EtherScope v2)	аппаратный	\$10810
FLUKE Networks	Программное обеспечение OptiView Console	программный	\$13720
FLUKE Networks	OptiView™ Network Analyzer	аппаратный	\$30203
FLUKE Networks	OptiView Protocol Expert - Анализатор протоколов LAN, WAN, WLAN	аппаратный	\$8000
Network Instruments	Expert Observer 11	программный	\$5260
ProLAN	ProLAN-Мастер (NetAudit Kit)	аппаратный	\$21999
ProLAN	Лицензия на использование пакета ProLAN-Эксперт (NPM Analyst)	программный	\$13999
Network Instruments	1U Probe Appliance for 10/100 networks	аппаратный	\$5010

Некоторые программные комплексы работают за счет информации, полученной по SNMP протоколу непосредственно от агентов сети (коммутаторы, маршрутизаторы). Программы сетевого мониторинга на основе протокола SNMP не всегда адекватно отражают статистику ошибок в сети. Причина в том, что встроенный в активное оборудование агент SNMP всегда следит за состоянием сети только из одной точки. К тому же не все SNMP устройства понимают третий и четвертый уровень OSI, не говоря о седьмом [7, 11].

Для выявления ошибок от канального до уровня приложения, измерения необходимо проводить на фоне генерации анализатором протоколов собственного трафика. Генерация трафика позволяет обострить имеющиеся проблемы и создает условия для их проявления. Генерация должна быть управляемой по интенсивности и закону распределения [59].

Другой способ собрать статистику для анализа сетевого трафика связан с использованием технологии NetFlow компании Cisco Systems [52]. Технология NetFlow - это программная опция, доступная в активном оборудовании Cisco, с помощью которой можно собирать и получать статистику по потокам данных, проходящих через оборудование Cisco.

Технология NetFlow была создана изначально для повышения скорости коммутации пакетов и производительности маршрутизаторов. Позже в NetFlow была реализована возможность сбора статистики, которая полезна для анализа сетевого трафика. Маршрутизатор экспортирует NetFlow данные, отправляя UDP пакеты, содержащие статистику по потокам на один или несколько коллекторов сборщиков данной информации, например ReporterAnalayzer от Fluke Networks или Observer от Network Instruments [61, 41]. Каждый пакет, проходящий через устройство, может быть проанализирован. На основе этого анализа может быть получена точная информация о потоке.

Собирая информацию, благодаря технологии и данным Cisco NetFlow, эти комплексы позволяют увидеть, какие приложения загружают сеть, наглядно оценив объем

"канала", используемого любым приложением, а также кто и когда им пользуется. Эти продукты представлены отдельно в таблице 1.2.

Таблица 1.2 – Сравнительная стоимость аппаратных комплексов мониторинга сетей

Фирма производитель	Комплекс	Тип	Цена
Fluke Networks	Система мониторинга ИТ-инфраструктуры SuperAgent	Аппаратный	\$64000
Fluke Networks	ReporterAnalyzer - мониторинг, анализ и оптимизация сетевого трафика с помощью NetFlow	Аппаратный	\$41200
Network Instruments	Gigabit Observer Suite System	Аппаратный	\$31000

Если в организации не стоит задача обеспечения качества в реальном времени в любой точке сети, то, обычно, дорогостоящее сетевое оборудование применяется только в узловых точках (core layer) и, изредка, на среднем уровне сетевой иерархии (distribution layer). Единственными интеллектуальными сетевыми устройствами являются центральный коммутатор (обычно второго уровня) и маршрутизатор. Именно они и могут поставлять информацию о трафике.

Сбор статистики и информации о трафике в этих точках, безусловно, полезен и информативен, однако, полная информация о показателях качества в любой точке сети остается недоступна. Кроме того, сами по себе протоколы сбора статистики (SNMP, NetFlow, sFlow) предоставляют возможность только сбора и транспортировки различной информации на коллектор. Анализ должны выполнять другие приложения. Передача большого потока служебных данных по сети (случай NetFlow) не позволяет использовать его повсеместно [10].

Необходимость иметь выделенный сервер обработки статистики не позволяет отнести это решение к классу «для

рабочих групп». К тому же некоторые сетевые программы не совсем корректно обрабатывают такие потоки данных. Например, широко распространенная утилита обнаружения вторжений IDS Snort, которая умеет использовать NetFlow и sFlow как свои удаленные сенсоры, но сам поток данных может уловить локальными сенсорами и обработать как нестандартный.

В современных сетях используются, в основном, NT-подобные и UNIX-подобные операционные системы. Они практически все имеют уже встроенную поддержку протокола SNMP, также есть огромное количество программ сторонних производителей для обеспечения SNMP функциональности.

Если активировать SNMP клиенты на нескольких машинах в каждом сегменте, то станет возможно проводить мониторинг как внутри сегмента, так и межсегментных взаимодействий, задержек, снимать статистические данные о трафике.

Протокол SNMP позволяет наблюдать за различными компьютерами с помощью систем управления и агентов. Основная функция системы управления — запрос информации от агентов. Система управления (management system) — это любой компьютер, на котором работает программное обеспечение управления SNMP. Основная функция агента SNMP заключается в выполнении операций, инициированных системой управления. На сетевых устройствах можно настроить триггеры, срабатывающие при возникновении конкретных событий. При срабатывании триггера устройство пересылает в систему управления сообщение о событии. Часто используется оповещение при завершении и перезапуске устройства, обнаружении неудачного соединения на маршрутизаторе и неправильном доступе (перебор паролей).

В корпоративной сети легче внедрить SNMP для повсеместного использования, активацию агента можно включить в установку операционной системы. Однако SNMP версий 1 и 2, которые встроены в Windows, не позволяют обеспечить требуемую безопасность системы.

Поэтому для внедрения SNMP мониторинга и сбора статистики необходимо пользоваться сторонними агентами.

Существует огромный выбор законченных решений для мониторинга и управления сетью по протоколу SNMP. Практически все аспекты сбора информации уже существуют в программном обеспечении. Некоторые коллекторы, например, PRTG фирмы Paessler, объединяют в себе коллекторы для Netflow, SNMP, наблюдают за латентностью (задержками) разных узлов сети через ICMP, наблюдают локальный трафик [58].

Однако, задачи автоматического управления сетью, в частности динамическое распределение ресурсов, каналов, интеграция с Grid системами, автоматическое управление брандмауэром, анализ данных IDS (Intrusion Detection System), требуют наличие аппарата анализа и прогноза для системы принятия решений.

В принципе, повышение точности и скорости определения характеристик функционирования сети на основе собранной статистики, очевидно, может быть достигнуто после всестороннего исследования вариантов методик сбора и обработки информации о трафике сети, а также методов и моделей анализа производительности сетей.

С этой целью были проведены экспериментально-теоретические исследования серийно выпускаемых программных и аппаратных комплексов, а также методов получения и расчета характеристик. Анализ результатов исследования показал существование целого ряда ограничений при использовании результатов мониторинга и анализа потоков в сети. Основные из них следующие:

- все системы мониторинга и анализа имеют закрытый формат передачи и хранения данных, что не позволяет применять к собранным данным произвольные внешние программы анализа и интерпретации результатов без внешних конвертеров;

- все системы не позволяют экспортировать в каком-либо едином открытом формате сведения о структуре сети;

- все системы являются коммерческими, закрытыми и не допускают внесения изменений в программный код для адаптации к произвольной задаче;

– все системы очень сложно адаптировать во внешние комплексы анализа в реальном времени.

Поэтому, актуальной является задача интеграции внешних комплексов моделирования сетей на основе реальных данных от анализаторов и определения наиболее целесообразных путей интеграции этих систем.

1.4. Обзор математического и программного инструментария моделирования компьютерных сетей

Существующие методы и модели анализа производительности вычислительных систем в укрупненном виде представлены на рис. 1.4 [37]. Здесь полужирным выделены те блоки, в которые вписываются предлагаемые авторами методы и модели.

Алгебраические и аппроксимационные методы образуют класс методов и моделей аналитического вероятностного моделирования. Алгебраические методы в теории массового обслуживания ограничены предположением, что входной трафик пуассоновский.

Как отмечено в работах [5,17,18,27,39] реальные распределения не допускают аппроксимации их экспоненциальным распределением.

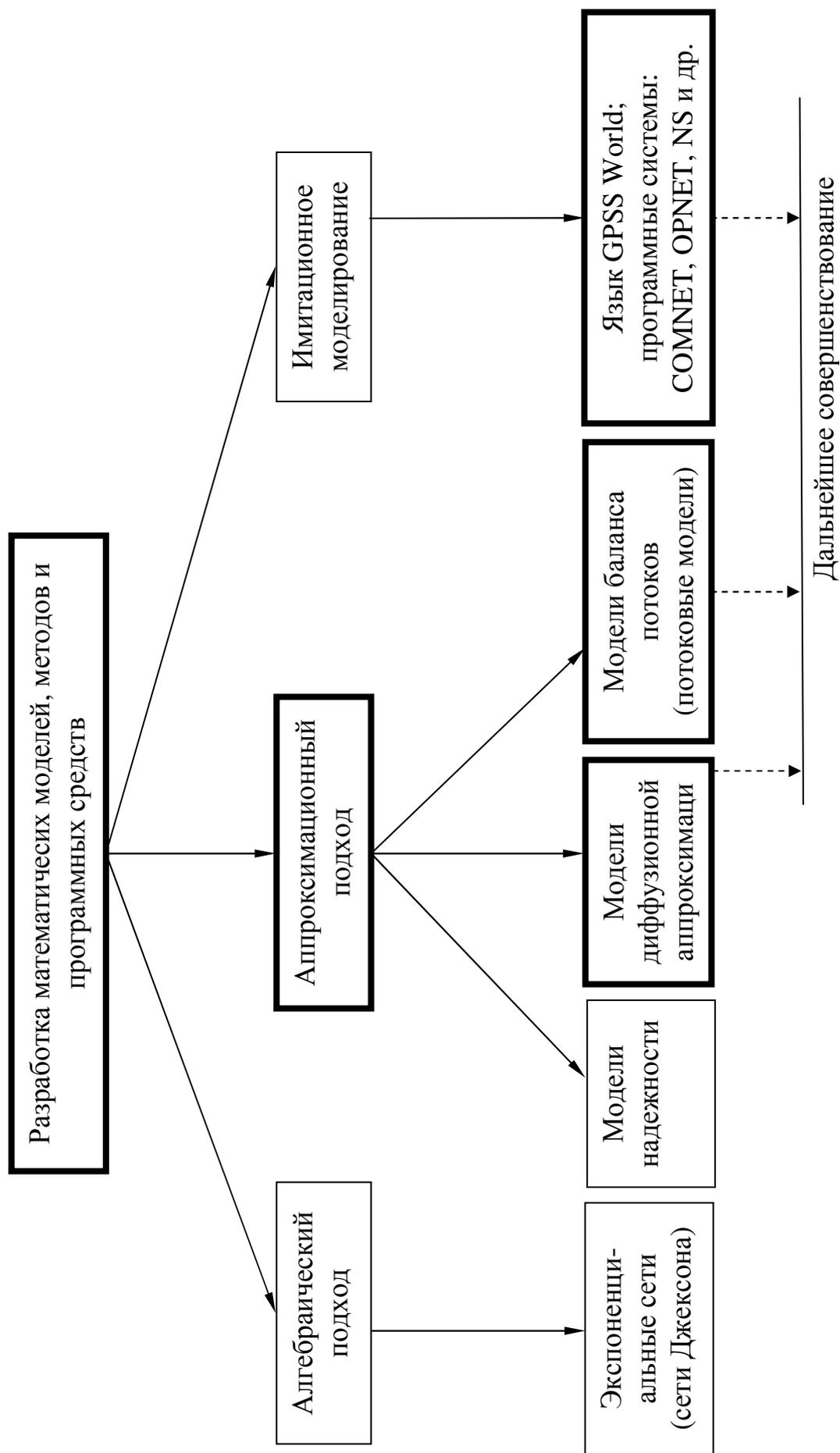


Рис. 1.4 - Существующие методы и модели анализа производительности

Кроме того, неоднородность реальных потоков случайных событий в экспоненциальных сетевых моделях также не может быть учтена. Поскольку эти два важных фактора не учитываются алгебраическими методами при решении задачи анализа производительности компьютерных сетей, в результаты моделирования может вноситься существенная погрешность.

Это и послужило основанием для появления аппроксимационных методов. На рис. 1.4 они представлены методами диффузионной аппроксимации и баланса потоков (потоковые модели).

Метод имитационного моделирования – это способ вычисления статистических характеристик случайных величин посредством воспроизведения реализаций соответствующего случайного процесса с помощью его математической модели. В настоящее время существует несколько десятков специализированных имитационных систем дискретно-событийного моделирования, и их число растет. Например, GPSS, COMNET III, NetMaker XA, OPNET, Network II, SES/Strategizer и др. Они являются закрытыми для модификации или использования их в качестве основы для разработки новых моделей. Математические методы и алгоритмы расчетов скрыты и оценить их надежность и адекватность без проверки на реальных объектах не представляется возможным.

Применение этих систем отличает большая трудоемкость (время составления модели плюс время расчета на ЭВМ). Но с ростом быстродействия современных ЭВМ и развитием информационных технологий трудоемкость этого процесса будет уменьшаться.

1.4.1. Использование теории сетей массового обслуживания для исследования компьютерных сетей

Теория массового обслуживания используется при анализе и проектировании компьютерных сетей, так как поступление данных имеет случайный характер при случайной/детерминированной их обработке в каналах связи и узлах коммутации. Исследование компьютерной сети и протоколов передачи данных с помощью простейших однофазных или двухфазных моделей массового обслуживания, позволяет получить только качественное представление о характере протекающих информационных процессов, по причине того, что не учитывает взаимодействия устройств и процессов в компьютерной сети, которое не является простым. Однако вышеописанные процессы естественно отображаются в моделях сетей массового обслуживания, которые нашли широкое применение для анализа компьютерных сетей [6].

Для анализа характеристик протоколов второго, третьего и четвертого уровней применяются модели теории сетей массового обслуживания. На канальном уровне эти модели используются для определения эффективной скорости передачи данных. При анализе сквозных протоколов модели сетей массового обслуживания позволяют находить задержку сообщений источник-адресат, определять параметры управления потоками и т.д. Сетевые модели отдельных частей компьютерной сети адекватно отражают процесс обработки сообщений в этих устройствах и позволяют рассчитывать характеристики и осуществлять выбор различных параметров, таких как объем буферной памяти узлов коммутации.

Необходимо также учитывать сложную структуру отдельных узлов при расчете сети передачи данных в целом. Необходимость решения задач выбора топологии и пропускных способностей каналов связи, отыскания оптимальных маршрутов и т. д., требует применения упрощенных моделей сетей массового обслуживания, позволяющих находить явный вид целевой функции, в качестве которой используется время задержки сообщений

[6]. Такой подход требует дальнейшего уточнения характеристик сети с помощью более адекватных моделей, учитывающих особенности сетевых протоколов. Это приводит к итерационной процедуре проектирования компьютерных сетей.

Согласно предположению о независимости, т.е. времена передачи сообщений по каналам связи предполагаются независимыми случайными величинами [17], аналитические модели сетей массового обслуживания можно использовать для анализа сетей передачи данных. Так как длительности обслуживания сообщений в каналах передачи пропорциональны длинам сообщений, поэтому они зависимы. Так же дополнительные зависимости вносятся процессами сборки и разборки сообщений на пакеты при передаче по сети. Тем не менее, сравнение результатов аналитического моделирования, полученных с помощью моделей на основе сетей массового обслуживания и результатов имитационного моделирования, показали, что предположение о независимости не вносит существенной погрешности. Этот факт объясняется в основном использованием средних характеристик, которые менее чувствительны к описанной выше зависимости [6].

Устройства и процессы обычно моделируются различными центрами обслуживания при применении теории сетей МО для анализа характеристик компьютерных сетей. Процессоры узлов коммутации моделируются центрами типа FCFS, а каналы передачи данных - однолинейными или многолинейными центрами FCFS. Для моделирования терминалов и учета задержек, обусловленных временем подтверждения об успешной доставке пакета (ACK) или временем ожидания time-out, обычно используются центры типа IS.

На характеристики сети пакетной коммутации значительное влияние оказывают способы доставки пакетов и методы маршрутизации [3]. Моделирование методов маршрутизации и различных способов доставки пакетов осуществляется путем выбора соответствующего типа сети массового обслуживания и матрицы маршрутов $P=\{p_{ij}\}$, структура которой учитывает топологию сети.

Открытая или замкнутая однородная сеть массового обслуживания используется в качестве модели дейтаграммной сети со случайной процедурой выбора маршрутов, а для моделирования постоянных виртуальных каналов и фиксированной маршрутизации - модель сети массового обслуживания с несколькими классами сообщений [17]. Учет служебных сообщений может быть осуществлен либо увеличением длительности обслуживания сообщений в модели сети массового обслуживания, либо введением дополнительного приоритетного класса служебных сообщений.

Модели сетей массового обслуживания не в состоянии полностью отразить сложные и многообразные информационные процессы в компьютерных сетях и, кроме того, их использование обусловлено рядом предположений (таких, как предположение о независимости потоков). Однако, как показывает опыт проектирования и измерений реальных сетей, они являются достаточно точным и практически единственным хорошо разработанным математическим аппаратом, позволяющим осуществлять выбор альтернативных вариантов, расчет и оптимизацию характеристик на этапе проектирования компьютерной сети [6].

Расчет характеристик сетей пакетной коммутации

Сеть с пакетной коммутацией состоит из множества распределенных узлов коммутации, связанных между собой каналами передачи данных. Абоненты базовой сети есть источники и потребители информации, передаваемой по сети. Основная информационная единица базовой сети - пакеты данных передаются от источника к адресату через транзитные узлы коммутации и каналы, образуя очереди в буферной памяти узлов коммутации.

Сети массового обслуживания являются адекватными моделями сетей пакетной коммутации. Основная задача моделирования состоит в анализе характеристик базовой сети передачи данных, таких как производительность сети и средняя задержка пакетов. Также представляет интерес и расчет средней задержки между выделенной парой источник-адресат.

Протоколы передачи данных существенно влияют на характеристики сети. Для обеспечения надежности передачи информации реализуются механизмы получения подтверждения (Acknowledgement) и time-out. Копия передаваемого сетью пакета сохраняется в памяти источника до получения подтверждения АСК об успешной доставке. Отсутствие АСК в течение интервала времени time-out приводит к передаче копии из источника [35].

Получение подтверждения при передаче или так называемое квитирование может также осуществляться и между соседними узлами коммутации пакетов. При этом копия пакета сохраняется в буферной памяти передающего УК до получения АСК от соседнего узла. По истечении интервала time-out осуществляется повторная передача пакета по тому же выходному каналу или изменение маршрута.

Методы квитирования и ограниченный объем буферной памяти УК, оказывающие существенное влияние на характеристики базовой сети передачи данных, должны находить отражение в соответствующих моделях сетей массового обслуживания [6].

Определение задержки источник-адресат

Для построения модели сети массового обслуживания, описывающей функционирование базовой сети, которая включает M каналов передачи данных и W узлов коммутации пакетов, необходимо ввести ряд упрощающих предположений [6]. Первое из них - предположение о независимости - позволяет устранить зависимость между временами обслуживания в каналах и состоит в том, что длина пакета, поступающего в m -й канал, выбирается независимо в соответствии с плотностью распределения $f(x) = b \cdot \exp(-bx)$, где $1/b$ - средняя длина пакета, измеряемая в битах (байтах).

Процесс поступления пакетов в сеть является пуассоновским с параметром λ (пакетов/с). Маршрут пакетов m -го класса (передаваемых в m -ой паре источник-адресат) определяется матрицей $P = \{p_{ij}\}$, где p_{ij} - вероятность того,

что пакет m -го класса, закончивший обслуживание в i -ой СМО, поступит потом в j -ю СМО ($i, j=1, \dots, n$).

Тип маршрутизации пакета в базовой сети определяют различные способы задания матрицы $P=\{p_{ij}\}$. Например, при использовании постоянных виртуальных соединений и фиксированной маршрутизации соответствующие элементы p_{ij} принимают лишь два значения: 0 и 1. В рассматриваемой модели предполагается, что объемы буферных накопителей не ограничены и подтверждение об успешной доставке пакета передается мгновенно.

Сделанные выше предположения позволяют полностью определить открытую неоднородную сеть массового обслуживания, моделирующую функционирование базовой сети передачи данных. В указанную сеть массового обслуживания поступают m классов пуассоновских потоков пакетов с интенсивностями $\lambda^{(m)}$ ($m=1, \dots, M$), маршрут каждого из которых характеризуется матрицей $P=\{p_{ij}\}$. Функция распределения длительности обслуживания пакетов m -го класса в i -й СМО сети массового обслуживания, которая моделирует соответствующий канал передачи данных, является экспоненциальной с параметром $\mu_i^{(m)} = C_i b^{(m)}$ (пакетов/с), где C_i - пропускная способность i -го канала, измеряемая в бит/с, а $1/b^{(m)}$ - средняя длина пакета m -го класса [6].

Интенсивность потока пакетов класса m , поступающих в i -ю СМО $\lambda_i^{(m)}$ удовлетворяет уравнению баланса потоков

$$\lambda_i^{(m)} = \lambda_{0i}^{(m)} + \sum_{j=1}^n p_{ji} \lambda_j^{(m)} .$$

Здесь $\lambda_{0i}^{(m)}$ - это интенсивность поступления от внешнего источника S_0 в сеть (на вход i -ой СМО) многомерного потока заявок.

Обозначим также через $\rho_i^{(m)}$ загрузку i -ой СМО пакетами m -го класса и $\rho_{i\Sigma}$ общую загрузку i -й СМО:

$$\rho_i^{(m)} = \frac{\lambda_i^{(m)}}{b^{(m)} C_i^{(m)}} \quad \text{и} \quad \rho_{i\Sigma} = \sum_{m=1}^M \rho_i^{(m)} .$$

Описанная выше неоднородная открытая сеть массового обслуживания удовлетворяет всем условиям теоремы о

произведении ВСМР [17], и, следовательно, для ее расчета могут быть использованы соответствующие результаты. В частности, вероятность стационарного состояния сети $P(n)$, где $n = (n_1, \dots, n_m)$ и координаты n_i ($i = 1, M$) означают число пакетов, ожидающих передачи и передаваемых по i -ой СМО, имеет вид [1]:

$$P(n) = \prod_{i=1}^M P_i(n_i).$$

Здесь

$$P_i(n_i) = \begin{cases} (1-\rho_i)\rho_i^{n_i}, & \text{при дисциплине обслуж. в } i\text{-м центре} \\ & \text{FCFS, LCFS или PS,} \\ e^{-\rho_i}\rho_i^{n_i}/n_i!, & \text{при дисциплине обслуж. в } i\text{-м центре IS.} \end{cases}$$

Из последнего выражения определим среднее количество пакетов в i -й СМО - $N_i = \rho_i / (1 - \rho_i)$ и среднее число пакетов в сети в целом (предполагая, что передача пакетов по каналу осуществляется в соответствии с дисциплиной FCFS):

$$N = \sum_{i=1}^M \frac{\rho_i}{1 - \rho_i}.$$

В то же время в соответствии с формулой Литтла $N = \lambda T$, где T - среднее время пребывания пакета в сети (задержка пакета) [6].

Таким образом,

$$\lambda T = \sum_{i=1}^M \frac{\rho_i}{1 - \rho_i} \quad \text{и} \quad T = \frac{1}{\lambda} \sum_{i=1}^M \frac{\lambda_i}{bC_i - \lambda_i} \quad (1.1)$$

Выражение (1.1), впервые полученное Клейнроком [17], широко используется при анализе и проектировании компьютерных сетей и имеет важное прикладное значение.

Для расчета задержки источник-адресат T , определяющей время задержки пакетов m -го класса, необходимо рассматривать более детально состояние сети $S = n_1, n_2, \dots, n_m$ где $n = (n_i^{(1)}, \dots, n_i^{(m)})$ и $n_i^{(m)}$ означает число пакетов m -го класса в i -ой СМО $m = 1, \dots, M; i = 1, \dots, n$.

Среднее число пакетов m -го класса в i -ой СМО рассчитывается по формуле [6]:

$$N_i^{(m)} = \rho_i^{(m)} / (1 - \rho).$$

Использование формулы Литтла позволяет определить среднюю задержку пакетов m -го класса в i -ой СМО

$$T_i^{(m)} = N_i^{(m)} / \lambda_i^{(m)} = 1 / bC_i(1 - \rho_i).$$

Средняя задержка m -го класса в i -ой СМО зависит только от общей загрузки канала ρ_i и остается постоянной для пакетов разных классов, проходящих через этот канал.

Определение загрузки каналов и других устройств

Рассмотрим систему $M/M/1$ - однолинейную СМО с ожиданием (буфером неограниченной емкости), в которую поступает простейший поток запросов интенсивности λ , а время обслуживания запросов имеет показательное распределение с параметром μ .

Зададим параметры λ_i и μ_i как $\lambda_i = \lambda$, $i \geq 0$, $\mu_i = \mu$, $i \geq 1$. Таким образом, величина ρ_i определяется как $\rho_i = \lambda / \mu$.

Параметр ρ_i , характеризующий соотношение интенсивности входящего потока и интенсивности обслуживания и называемый коэффициентом загрузки системы, играет важную роль в теории очередей [6].

Модели сетей с ограниченной буферной памятью в узлах коммутации

Модель сети пакетной коммутации, описанная в разделе 1.4.2 позволяет получать простые аналитические выражения для характеристик сети и требует наличия таких предположений и ограничений, как неограниченная буферная память в узлах коммутации, отсутствие квитирования и повторной передачи не принятых в узле коммутации пакетов и т.д. Рассмотрим подход, позволяющий более полно учитывать характерные особенности реальных сетей передачи данных [6].

Рассмотрим модель сети коммутации, включающую n узлов и заданную топологию каналов связи между ними. Узел состоит из процессора, обслуживающего выходящие из узла коммутации канала передачи данных, и N_i равнодоступных буферов каждый объемом в один пакет. Это

позволяет рассматривать процесс буферизации в узле коммутации на модели простейшей схемы памяти - однородного равнодоступного пула буферов. В качестве примера влияния сквозного квитиования на характеристики сети рассмотрим модель сети при дейтаграмном способе доставки пакетов. При этом будет исследоваться случай сквозного квитиования. Копии пакетов, ожидающие подтверждения об успешной передаче по сети, находятся в узле коммутации-источнике. Занятость буферной памяти в момент прихода в узел коммутации пакета приводит к сбросу последнего на сетевом уровне и последующему повторению его передачи из узла коммутации-источника, в отличие от повторения между соседними узлами коммутации. Память, занимаемая принятым в узел коммутации пакетом, освобождается после получения положительного уведомления АСК о безошибочной передаче от соседнего узла.

В рассматриваемой модели используется случайная маршрутизация однородных пакетов. Пакеты поступают в сеть из внешнего источника, распределяясь по узлам с вероятностями $P=\{p_{ij}\}$.

Пакет, принятый в узел i , передается в узел j с вероятностью $P=\{p_{ij}\}$ и с вероятностью $p_{\text{отк}}=1-\sum_{i=1}^n p_{ij}$ этот пакет завершает обслуживание в сети. Пакеты, получившие отказ в приеме в буферную память узла коммутации, передаются на вход сети для повторной передачи. Внешний поток в сеть из источника и потоки в i -й узел коммутации, образованные суперпозицией внешнего потока, повторениями по сети не доставленных пакетов и потоками от других узлов коммутации, считаются пуассоновскими [6]. Это допущение аналогично предположению о независимости Клейнрока для сети с неограниченной памятью в узлах.

Рассмотрим другую модель сети пакетной коммутации, в которой квитиование пакетов осуществляется только между соседними узлами коммутации. Неудачно переданный пакет повторяется из узла коммутации отправителя. Это требует сохранения копии пакета в буферной памяти передающего узла коммутации до момента получения от соседнего узла

коммутации положительной квитанции АСК о приеме пакета. Отсутствие АСК в течение time-out классифицируется как потеря пакета, и передающий узел коммутации повторяет пакет по тому же самому или новому маршруту [6].

Будем рассматривать сеть, состоящую из W узлов коммутации пакетов, память которых представляет собой пул однородных буферов. Каналы связи для простоты предполагаются абсолютно надежными, так что повторение передачи пакетов между соседними узлами коммутации определяется лишь занятостью буферной памяти узла коммутации.

Будем полагать, что в сети передаются пакеты m классов, маршруты которых задаются матрицей $P=\{p_{ij}\}$, где p_{ij} - вероятность передачи пакета класса m из узла i в узел j .

Пакет класса m завершает обслуживание в сети, покидая ее из j -го узла по каналу. Пакеты поступают в сеть с интенсивностями $\lambda_{0i}^{(m)}$, тогда очевидно, что общий поток, поступающий в сеть [6],

$$\lambda_{0i}^{\Sigma} = \sum_{m=1}^M \lambda_{0i}^{(m)}$$

Как и раньше, предполагается, что потоки $\lambda_i^{(m)}$, поступающие в узел коммутации, являются пуассоновскими. Уравнение баланса потоков для узлов рассматриваемой сети имеет вид

$$\lambda_{i_{\text{вх}}} = \bar{\tau}_{0i}^{-1} + \sum_{j=1}^n p_{ij} \lambda_{j_{\text{вых}}} + \sum_{j=1}^n q_{ji} \lambda_{j_{\text{отк}}},$$

$$\text{где } \bar{\tau}_{0i} = 1/\lambda_{0i}.$$

Рассмотрим однолинейную СМО с буфером ограниченной емкости, т.е. систему $M/M/1/n$. Заявка из входящего потока, заставшая прибор занятым, ожидает начала обслуживания в буфере, если в нем имеется свободное место. Если же все n мест для ожидания заняты, заявка покидает систему необслуженной (теряется) [6].

Обозначим $i_t, t \geq 0$ число запросов в системе в момент t . Этот процесс может принимать значения во множестве $\{0,1,\dots,n\}$. Процесс $i_t, t \geq 0$ является процессом гибели и размножения и ненулевые параметры λ_i, μ_i определяются следующим образом: $\lambda_i = \lambda, 0 \leq i \leq (n-1), \mu_i = \mu, 1 \leq i \leq n$. Тогда из

формулы для стационарных вероятностей процесса гибели и размножения следует, что стационарные вероятности числа запросов в рассматриваемой системе имеют вид:

$$\pi_i = \rho^i \frac{1-\rho}{1-\rho^{n+1}}, 0 \leq i \leq n.$$

В системах, в которых возможна потеря запросов, одной из важнейших характеристик является вероятность $p_{\text{отк}}$ того, что произвольный запрос будет потерян. Для рассматриваемой СМО вероятность потери произвольного запроса совпадает с вероятностью того, что в произвольный момент времени все места для ожидания заняты, то есть, справедлива формула [6]:

$$p_{\text{отк}} = p_{\text{loss}} = \rho^n \frac{1-\rho}{1-\rho^{n+1}} \quad (1.2)$$

Формула (1.2) может использоваться для планирования необходимого размера буфера в зависимости от загрузки системы и значения допустимой вероятности потери запроса в системе.

В отличие от системы $M/M/1$, стационарное распределение числа запросов в данной системе существует при любых конечных значениях коэффициента загрузки ρ .

1.4.2. Аналитические методы и модели анализа производительности компьютерных сетей

В тех случаях, когда модели систем допускают сведение к произведению, т.е. стационарное распределение вероятностей состояний сети получается в виде произведения, то они относятся к классу разрешимых моделей [51]. Решение «разрешимых» моделей может быть получено точно и за приемлемое время [47, 48, 54, 55, 57]. В противном случае, модели относятся к неразрешимым, например, модели с пассивными ресурсами, с ограничениями на ресурсы памяти, блокировками и др. Использование разрешимых моделей в последнем случае может привести к грубым искажениям. Неразрешимые модели могут быть исследованы только при помощи аппроксимационных методов. Одним из них является метод декомпозиции,

который может быть применен к открытым и замкнутым моделям. Суть метода состоит в том, чтобы отдельно рассматривать некоторую подсеть, а затем полученные результаты использовать для анализа всей сети в целом. В работах [49, 50] показано, что метод декомпозиции дает точные результаты для моделей, сводимых к произведению. В случае неразрешимых моделей, методическая погрешность декомпозиции будет мала, если рассматривать слабо связанные подсети [53].

В общем случае при **произвольных распределениях** времени обслуживания и времени между заявками во входном потоке (СМО $GI/G/1$) получить точные результаты показателей производительности невозможно. Для отдельного узла $GI/G/1$ в работе [56] разработаны границы для среднего времени ожидания или же его приближения в условиях большой загрузки.

В работе [12] предложен приближенный метод анализа узла типа $GI/G/1$, основанный на ступенчатой аппроксимации исходных функций распределений. При этом аппроксимирующая зависимость выбирается так, чтобы приближенная система была "хуже" или "лучше" исходной в оценке характеристик средней длины очереди. В этой же работе утверждается, что методика может быть распространена на произвольную замкнутую сеть.

В работе [43] приведена методика приближенного расчета сетей передачи данных на основе декомпозиции сети на уровне двух первых моментов распределений временных интервалов поступления и обслуживания заявок, полученная эвристически. Здесь же приведены формулы расчета двух первых моментов распределений времени между заявками в потоке в узле композиции и декомпозиции, а также приближенная формула для вычисления коэффициента вариации времени между заявками в выходном потоке отдельного узла сети.

В работе [1] выведены уравнения, которые учитывают вероятности переходов и изменение количества сообщений при их обработке в узле и позволяют использовать преобразование Лапласа для расчета обобщенных вероятностно-временных характеристик узлов. В качестве

модели узла принята система типа $M/G/1$. Учет коэффициентов изменения количества сообщений позволил получить модели, более адекватные исследуемым вычислительным сетям.

В работе [8] разработан общий метод полиномиальной аппроксимации для исследования замкнутых, открытых и смешанных сетей СМО с произвольными функциями распределения времени обслуживания в узлах, при обслуживании сообщений в порядке поступления, приоритетами и блокировками различных типов. Доказано, что в случае замкнутой симметричной экспоненциальной сети с произвольным числом одинаковых узлов, метод полиномиальной аппроксимации дает точные результаты при произвольных нагрузках сети. Получен алгоритм отыскания функции распределения интервалов между сообщениями, выходящими из узлов замкнутой экспоненциальной сети произвольной структуры с одним классом сообщений.

В явном виде получены функция распределения, и первые два момента интервалов времени между выходящими из узлов сообщениями для циклических экспоненциальных сетей.

В работе используется преобразование Лапласа-Стилтьеса (ПЛС) функции распределения времени между последовательными моментами выхода сообщений из узла. Предложен алгоритм нахождения вероятностей состояний замкнутых неэкспоненциальных СеМО с одним классом сообщений и обслуживанием в узлах в порядке поступления сообщений, основанный на решении полученной с помощью метода дополнительных переменных системы интегро-дифференциальных уравнений, описывающих сеть, с помощью введенных ПЛС. Решение этой системы сведено к решению соответствующей системы линейных уравнений при условии, что распределения времени обслуживания имеют рациональные ПЛС. Вероятности стационарных состояний задаются через нормализующие константы и функции состояния узла. Основные характеристики СеМО могут быть выражены через нормализующие константы. Формулы выводятся для трех разных типов узлов, которые отличаются количеством обслуживаемых приборов,

дисциплинами обслуживания, распределениями времени обслуживания, соотношением количества обслуживающих приборов и максимального количества сообщений.

В работе [20] разработаны модели и методы проектирования и оптимизации систем, обеспечивающие поддержание процессов технического обслуживания элементов существующих сетей связи. Математическая модель представлена в виде модели $M/G/1$ с пуассоновским потоком заявок на входе и произвольным законом распределения времени обслуживания.

Для определения среднего времени ожидания использовалась формула Полачека-Хинчина. При проектировании систем технической эксплуатации использован подход Дж. Мартина, когда распределение времени ожидания заменяется гамма распределением и определяются первые два момента функций распределения времени.

При разработке многофазовых моделей и методов проектирования централизованных систем технической эксплуатации сетей связи потоки заявок на входе СМО считались простейшими, учитывались приоритеты заявок. Для описания СМО использовалась модель $M/M/1$. Получены формулы определения времени ожидания в очередях, длины очередей, времени пребывания в каждой СМО и во всей системе.

Разработана модель для класса духуровневых систем технической эксплуатации (СТЭ). Это духфазовая СМО типа $M/G/1 \rightarrow GI/M/1$, с приоритетным обслуживанием и неограниченной очередью перед каждой фазой. Каждая фаза соответствует уровню иерархии. Рассмотрены основные характеристики работы модели и процессы обслуживания входящих потоков заявок.

Для оценки производительности локальных сетей и характеристик коммутатора с общей разделяемой памятью в исследовании [32] использован аналитический аппарат экспоненциальных СеМО, а для оценивания характеристик коммутатора на основе двоичной матрицы и системных характеристик опорной магистральной сети – имитационный метод. Решается задача оценки характеристик коммутаторов

как межсетевых устройств. При сравнении их производительности учитывается, для какого варианта трафика получены данные, т.к. не существует общепринятых тестовых образцов трафика. Модель коммутатора описана замкнутой сетью МО, в которой циркулирует конечное число заявок.

В работе [9] исследованы и классифицированы типы возможных входных потоков. Статистический анализ потока входных заявок показал, что модель входного пуассоновского потока с постоянной интенсивностью λ , полученная согласно временному описанию потока, является на самом деле упрощенной. Показан диффузионный характер изменения интенсивности входного пуассоновского потока с постоянными коэффициентами сноса и диффузии для серверов с большим режимом загрузки (проху-сервер и web-сервер) и скачкообразный характер для серверов с невысоким режимом загрузки (серверы баз данных и библиотечные).

Здесь предложены методы производящих функций с вариацией правой части для анализа нестационарного распределения числа заявок в классических СМО. При этом используется нестационарный пуассоновский входной поток и нестационарное обслуживание с детерминированными интенсивностями входного потока и обслуживания. Предложен также функционально-аналитический метод для анализа нестационарного распределения числа заявок в марковских СМО с постоянными интенсивностями входного потока и обслуживания. В работе в качестве модели использовалась СМО $M/M/1$. Относительно стационарных и нестационарных характеристик числа заявок в СМО приводится вывод уравнений.

Относительно нестационарных характеристик получена начально-краевая задача, а стационарных – краевая задача. Так же выполнен вывод и решение интегро-дифференциального и интегрального уравнений Колмогорова-Феллера относительно плотностей скачкообразного процесса $\lambda(t)$.

При исследовании стационарного распределения незавершенной работы в СМО с входным пуассоновским

потоком и скачкообразной интенсивностью рассматривались СМО типа $M/M/1$ и $M/G/1$ и приведен вывод интегро - дифференциальных уравнений типа Такача относительно незавершенной работы в нестационарном и стационарном режимах.

Автор работы [45] предложил концептуальную и программную модели мультисервисных сетей (МСС). Базовые структурные компоненты используются для построения имитационных, аналитических и гибридных моделей. Гибридные модели ММС рассматриваются как дискретные динамические системы, структурным элементом которых является компонент. Компонент- это динамическая система, которая определяется временем, множеством всех возможных состояний и поведением. Дискретные динамические системы используются как концептуальные модели метода имитационного моделирования. Гибридная ММС рассматривается как структурированный компонент и используется для анализа задержек и производительности.

Аналитическое моделирование ММС выполняется с помощью структурированных сетей МО. Для неоднородной замкнутой сети МО распределение ее состояний определяется через нормализующую константу распределения. Вероятности пребывания узлов в их состояниях аналогичны выражениям для СМО типа $M/M/1$. Вероятности стационарных состояний задаются через нормализующие константы и функции состояния узла. Основные характеристики СеМО могут быть выражены через нормализующие константы. Алгоритм вычисления нормализующей константы использует рекуррентную систему базовых функций. Возможности методов расчета замкнутых СеМО существенно ограничены.

Для анализа СеМО большой размерности развит аппроксимационный итерационный метод «анализ средних», в основе которого лежат соотношения между двумя СеМО, в которых число требований отличается на единицу. Кроме того, автором разработаны три метода декомпозиции замкнутых СеМО по их состояниям, узлам и классам. Автором отмечается, что недостатком аналитического моделирования является недостаточная адекватность при

отображении реальных процессов функционирования МСС СМО типа $M/M/1$, а также отображения одновременного использования нескольких телекоммуникационных ресурсов одним элементом информационного потока МСС.

В своей работе [4] автор рассматривает методы и модели управления потоками данных и ресурсами (УПДР) в сетях и многопроцессорных системах. Построена модель локальной сети архитектуры «клиент-сервер» и разработаны точные методы ее анализа, позволяющие оценивать основные показатели производительности, учитывая приоритеты. Модель представлена в виде замкнутой экспоненциальной сети очередей с несколькими классами заявок. Модель приоритетных методов доступа представлена однолинейной СМО, в которой очередь разделена на зоны, соответствующие уровням приоритетов. Во входном потоке заявки распределены по закону Пуассона. Распределение времен обслуживания экспоненциальное. Для вычисления среднего времени ожидания для требований, независимо от их срочности, использовалась формула Полачека-Хинчина. Используя мультипликативную форму стационарной вероятности состояния этой сети очередей, получены явные выражения для коэффициентов использования оборудования в узлах- клиентах и сервере, пропускные способности сервера и сетей связи.

Рассмотрены вопросы моделирования УПДР в глобальных сетях. Решаются задачи оценки производительности, возникающие при создании шлюзов. При декомпозиции сети узлы представлялись СМО $M/G/1$ и $GI/M/1$. В случае, когда в узел поступают потоки файловых и диалоговых заявок с интенсивностями λ_1 и λ_2 , время обслуживания в узле является смесью детерминированного и экспоненциально распределенного с весами $\lambda_1/(\lambda_1+\lambda_2)$ и $\lambda_2/(\lambda_1+\lambda_2)$ соответственно. Его преобразование Лапласа-Стилтьеса равно

$$\beta(s) = \frac{\lambda_1}{(\lambda_1 + \lambda_2)} e^{-\tau_s} + \frac{\lambda_2}{(\lambda_1 + \lambda_2)} \frac{1}{1 + t_{кд}s},$$

где $t_{кд}$ - средняя длительность передачи запросов.

Определяется ПЛС времени между последовательными выходами из узла, а, следовательно, и двумя приходами в другой узел. В результате получена система, решение которой позволяет приближенно найти среднее время отклика для диалогового источника, а также среднее время ожидания в очереди.

При построении моделей центра обработки информации и управления в исследовании [19] установлена функциональная зависимость вероятностно-временных характеристик качества обслуживания пользователей и качества функционирования. При этом предполагалось

а) процесс обслуживания в центре является марковским процессом;

б) потоки заявок являются простейшими;

в) времена пребывания заявок на различных фазах обработки и доставки являются простейшими.

Для расчета среднего времени пребывания находилось ПЛС функции распределения времени реализации транзакции путем свертки функции распределения времен пребывания на фазах обработки и доставки. Для расчета всех характеристик качества обслуживания пользователей находятся аналитические выражения для вероятности условных потерь, вероятности срабатывания таймера и вероятности превышения времени терпеливости пользователей использовалась формула $P = \int_0^{\infty} \varphi_{\text{доп}}(x) dT(x)$, где P – вероятность того, что функция распределения времени реализации некоторого процесса $T(x)$ превысит ограничение, заданное при помощи функции распределения допустимого времени реализации этого процесса $\varphi_{\text{доп}}(x)$. Способ оценки вероятности P зависит от вида функций $T(x)$ и $\varphi_{\text{доп}}(x)$. Для дисциплин обслуживания, используемых в ЦОУ, обычно удается получить лишь преобразование Лапласа-Стилтьеса функции распределения $T(x)$.

Функция $\varphi_{\text{доп}}(x)$ имеет самый разнообразный вид. В работе рассматривается общий случай, когда функция задается обобщенным распределением Эрланга. Этой функцией аппроксимируется любая реальная функция распределения допустимого времени реализации процесса с

функцией распределения $T(x)$. При вычислении значений показателей качества обслуживания и вероятностно-временных характеристик необходимо решать систему нелинейных алгебраических уравнений большого порядка предложенным итерационным методом. Для получения точности $\varepsilon < 10^{-6}$ требуется до 20 итерационных циклов.

В работе показано, что при маленьком интервале времени между заявками не выполняется предположение о пуассоновском характере суммарного потока и в таком случае следует проводить оценку ВВХ при помощи имитационной модели.

1.4.3. Определение показателей производительности сети путем имитационного моделирования сетевого трафика и событий

Для моделирования сетей передачи данных существует множество разнообразных решений от ведущих производителей, таких как Opnet, MathSoft, Comdisco, D-Link, CACIProducts, HP, IBM и многих других. Основные из этих продуктов приведены в таблице 1.3. Все эти программные продукты используют методы имитационного моделирования для вычисления характеристик сети.

Таблица 1.3 – Основные решения для моделирования сетей

Компания и продукт	Стоимость	Примечания
1	2	3
CACI Product, COMNET III	\$34500- \$39500	Моделирует сети X.25, ATM, Frame Relay, связи LAN-WAN, SNA, DECnet, протоколы OSPF, RIP. Доступ CSMA/CD и токенный доступ, FDDI и др. Встроенная библиотека маршрутизаторов 3COM, Cisco, DEC, HP, Wellfleet
Make System, NetMaker XA	\$6995- \$14995	Проверка данных о топологии сети; импорт информации о трафике, получаемой в реальном времени

Компания и продукт	Стоимость	Примечания
1	2	3
NetMagic System, StressMagik	\$2995	Поддержка стандартных тестов измерения производительности; имитация пиковой нагрузки на файл-сервер
Network Design and Analysis Group, AutoNet/ Designer	\$25000	Определение оптимального расположения концентратора в ГС, возможность оценки экономии средств за счет снижения тарифной платы, смены поставщика услуг и обновления оборудования; сравнение вариантов связи через ближайшую и оптимальную точку доступа, а также через мост и местную телефонную сеть
Network Design and AnalysisGroup, AutoNet/ Performance-1	\$4000	Моделирование производительности иерархических сетей путем анализа чувствительности к длительности задержки, времени ответа, а также узких мест в структуре сети
Network Design and Analysis Group, AutoNet/ Performance-3	\$6000	Моделирование производительности многопротокольных объединений локальных и глобальных сетей; оценивание задержек в очередях, прогнозирование времени ответа, а также узких мест в структуре сети; учет реальных данных о трафике, поступающих от сетевых анализаторов
System&Networks, BONES	\$20000-\$40000	Анализ воздействия приложений клиент-сервер и новых технологий на работу сети
MIL3, Opnet	\$16000-\$40000	Имеет библиотеку различных сетевых устройств, поддерживает анимацию, генерирует карту сети, моделирует полосу пропускания.
Cisco Systems, Cisco WAN modeling tool	\$3000	Моделирует глобальные сети и каналы связи, имеет жесткую привязку к оборудованию Cisco, для которого дает очень точные результаты. Умеет автоматически генерировать схему сети

Компания и продукт	Стоимость	Примечания
1	2	3
Cisco Systems, Cisco Network Application Performance Analysis (NAPA)	\$10000-\$60000	Чрезвычайно мощное решение для моделирования всех этапов проектирования и создания сети, включая пилотные сети и стресс-тестирование
GPSS/World	\$3000-\$6000	Универсальный язык системного моделирования, в большей степени приспособленный для описания систем с объектами информационной природы (ВС и системы передачи данных).
MathWorks, Mathlab/Simulink	\$3500-\$7000	Комплексное решение для моделирования систем массового обслуживания. Мощная, но очень сложная в использовании система
VisSim	\$100-\$3000	ПО для симуляции движения линейных, нелинейных, непрерывных, дискретных, гибридных моделей систем.
SES/Workbench	От \$500	Моделирование локальных и глобальных сетей на уровне приложений, канальном и физическом уровнях.
OMNeT++/OMNET	Бесплатная версия	Модульная среда имитационного моделирования с поддержкой огромной базы готовых моделей.

Некоторые из этих программ (Opnet, Comnet, Netmaker) имеют в своих базах полное описание реальных аппаратных средств, таких, как маршрутизаторы, коммутаторы, серверы и рабочие станции. Кроме того, эти продукты позволяют учитывать огромное количество нюансов, как задержки среды передачи данных, типы приложений сети, динамическая маршрутизация, брандмауэр и т.д.

Точность измерений характеристик сети подтверждается признанием этих продуктов ведущими мировыми производителями аппаратно-программных сетевых средств, например Cisco systems, HP, 3Com, D-link. Производитель Cisco systems рекомендует всем проектировщикам использовать продукты Opnet для первоначального сбора и

проверки полнофункциональной распределенной мультисервисной сети. D-link использует при создании типовых проектов систему Comnet, HP использует Comnet и Netmaker.

Рассмотрим подробнее эти три системы. Семейство COMNET включает следующие системы:

1) COMNET III – система стохастического дискретного событийного моделирования систем массового обслуживания. Позволяет детально моделировать сети как СМО, построенные с использованием всех известных технологий и протоколов: ATM, Frame Relay, FDDI, TCP/IP, клиент-сервер и т.д. Результатами моделирования являются оценки производительности различных вариантов построения исследуемой локальной или глобальной сети, учитывая при этом стоимостные характеристики;

2) ADVANCED FEATURES PACK - данный пакет предоставляет дополнительные возможности пакету COMNET III для точного моделирования распределенного программного обеспечения клиент - серверных архитектур;

3) COMNET Predictor – система быстрого временного анализа. Предоставляет возможность быстро оценить производительность локальных и глобальных сетей. На основе импортированных данных по топологии, протоколам и трафику пользователю предоставляется возможность изменить такие параметры, как топология, трафик, состав оборудования, полоса пропускания, протоколы и быстро получить результат в виде отчетных графических форм;

4) COMNET Baseline - система импорта данных. Предназначен для импорта данных о топологии и протоколах из установленных у пользователя систем управления и мониторинга сетей с целью создания базовых моделей для пакетов COMNET III и COMNET Predictor;

5) COMNET Enterprise Profiler – система мониторинга сети. Позволяет производить мониторинг и сбор статистики в сети без возможности администрирования. Может интегрироваться с другими системами мониторинга и управления;

6) NETWORK II.5 - автономный пакет для анализа производительности используемых компьютерных систем.

Позволяет проводить моделирование компьютерной архитектуры любого типа.

При моделировании в COMNET затрагиваются следующие уровни эталонной модели взаимодействия открытых систем (OSI ISO + IEEE 802): приложений, транспортный, сетевой, канальный. На уровне приложений описываются источники трафика - сообщения, сеансы, отклики, вызовы, поведение программного обеспечения. На транспортном уровне - транспортные протоколы и их параметры. На сетевом уровне: алгоритмы маршрутизации, потоки пакетов, таблицы маршрутизации. Канальный уровень - непосредственно передача пакетов, ретрансляция, описание каналов.

Модель строится из базовых объектов посредством принципа "drag-and-drop". COMNET поддерживает 18 основных видов дискретных и непрерывных распределений. Кроме того, пользователь может задать табличные распределения. Система дает возможность посмотреть около 200 различных параметров компонентов: загрузка каналов, рабочих станций серверов, задержки сообщений и т.д.

Если на предприятии установлена какая-либо система мониторинга и управления сетью, возможно автоматическое получение данных по топологии и трафику из таких систем, как COMNET Profiler, IBM Tivoli NetView, CABLETRON Spectrum, HP OpenView, D-link Dview и др.

Основные преимущества COMNET - это скорость, а также учет пакетного характера трафика данных. Несмотря на то, что Comnet III не имеет конкурентов по части подробного моделирования, в случае большой и сложной сети этот процесс может затянуться на несколько часов.

Система Ornet Modeler интегрирует в себя большое количество различных инструментов создания и анализа моделей. Ornet Modeler предлагает пользователям графическую среду для создания, выполнения и анализа событийного моделирования сетей связи. Также возможно осуществить с помощью программы проверку правильности аналитических моделей и описание протоколов.

После окончания моделирования пользователь получает в свое распоряжение следующие характеристики по производительности сети:

- прогнозируемые задержки между конечными и промежуточными узлами сети, пропускные способности каналов, коэффициенты использования сегментов, буферов и процессоров;

- пики и спады трафика как функцию времени, а не как усредненные значения;

- источники задержек и узких мест сети.

Узлы и каналы могут характеризоваться средним временем наработки на отказ и средним временем восстановления для моделирования надежности сети.

Моделируется не только взаимодействие компьютеров в сети, но и процесс разделения процессора каждого компьютера между его приложениями. Работа приложения моделируется с помощью команд нескольких типов, в том числе команд обработки данных, отправки и чтения сообщений, чтения и записи данных в файл, установления сессий и приостановки программы до получения сообщений. Для каждого приложения задается, так называемый, репертуар команд.

Рабочая нагрузка создается источниками трафика. Каждый узел может быть соединен с несколькими источниками трафика разного типа.

Источники-приложения генерируют приложения, которые выполняются узлами типа процессоров или маршрутизаторов. Узел выполняет команду за командой, имитируя работу приложений в сети. Источники могут генерировать сложные нестандартные приложения, а также простые, занимающиеся в основном отправкой и получением сообщений по сети.

Источники вызовов генерируют запросы на установление соединений в сетях с коммутацией каналов (сети с коммутируемыми виртуальными соединениями, ISDN, POTS).

Источники планируемой нагрузки генерируют данные, используя зависящее от времени расписание. При этом источник генерирует данные периодически, используя

определенный закон распределения интервала времени между порциями данных. Можно моделировать зависимость интенсивности генерации данных от времени дня.

Основной особенностью Opnet является поддержка огромного количества существующего оборудования с подробным заданием всех основных параметров и конкретных настроек. В модели присутствует адекватный алгоритм динамической маршрутизации по основным протоколам: OSPF, RIP, EIGRP, BGP, ISIS. Оборудование ведущих мировых производителей, таких как Cisco systems, 3Com, HP, Dlink, Cabletron, H3C, IBM описано самими производителями и является адекватной моделью реального оборудования. Импортрование реальных данных в систему для увеличения адекватности предусматривает огромное число вариантов. Подсистема Application Characterization Environment (ACE) осуществляет визуализацию и оценку характеристик, полученных экспериментальным путем. Стандарт ACE стал всемирно используемым при анализе приложений

Если для задания информации о топологии сети не нужно иметь реальную сеть, то для сбора исходных данных об интенсивности источников сетевого трафика могут потребоваться измерения на пилотных сетях, представляющих собой натурную модель проектируемой сети. Эти измерения могут быть выполнены различными средствами, в том числе и с помощью анализаторов протоколов.

Помимо получения исходных данных для имитационного моделирования, пилотная сеть может использоваться для решения самостоятельных важных задач. Она может дать ответы на вопросы, касающиеся принципиальной работоспособности того или иного технического решения или совместимости оборудования. Натурные эксперименты могут потребовать значительных материальных затрат, но они компенсируются высокой достоверностью полученных результатов.

Пилотная сеть должна быть как можно более похожа на ту сеть, для выбора параметров которой она и создается. Для этого необходимо в первую очередь выделить те особенности

создаваемой сети, которые могут оказать наибольшее влияние на ее работоспособность и производительность.

Если имеются сомнения в совместимости продуктов разных производителей, например, коммутаторов, поддерживающих виртуальные сети или другие пока не стандартизованные возможности, то в пилотной сети должны проверяться на совместимость именно эти устройства и именно в тех режимах, которые вызывают наибольшие сомнения.

Что же касается использования пилотной сети для прогнозирования пропускной способности реальной сети, то здесь возможности этого вида моделирования весьма ограничены. Сама по себе пилотная сеть вряд ли сможет дать хорошую оценку производительности сети, включающей гораздо больше узлов подсетей и пользователей, так как не ясен способ экстраполяции результатов, полученных в небольшой сети, на сеть больших размеров.

Поэтому пилотную сеть целесообразно использовать в данном случае совместно с имитационной моделью, которая может использовать образцы трафика, задержек и пропускной способности устройств, полученных в пилотной сети, для задания характеристик моделей частей реальной сети. Затем, эти частные модели могут быть объединены в полную модель создаваемой сети, работа которой будет имитироваться.

1.5 Сравнительный анализ методов построения моделей активного оборудования

Самые известные пакеты моделирования COMMNET и Ornet позволяют выбрать для модели реальное оборудование из достаточно обширной базы ресурсов, которую специалисты компании собирали много лет. Точность моделирования такого оборудования достаточно высока, особенно если учесть, что можно задавать в параметрах практически все свойства аппаратного и программного обеспечения, вплоть до объема памяти и протоколов маршрутизации.

Все эти устройства были протестированы по специальным методикам, в результате получены матрицы параметров с высокой степенью точности. Однако ни в одной системе моделирования, например, не подвергали тестированию коммутатор третьего уровня с включенным фильтром пакетов и с большим количеством путей маршрутизации. А в реальных сетях такое случается достаточно часто.

В системах дискретно-событийного моделирования внимание, как правило, уделяется расчету воздействия на узлы конкретного пакета (запроса). В этих системах для обеспечения точности крайне важны именно алгоритмы работы сложных устройств. Если в обычных сетях можно было с большой точностью пользоваться классическими методами моделирования сетей на основе методов и моделей МО, то в гетерогенных сетях такой подход даст неадекватный результат.

Если в сети присутствует хотя бы один брандмауэр, то главный принцип моделирования сетей МО нарушается: пакеты отклоняются без переполнения очередей или ошибок с переменной вероятностью отклонения. Другими словами, вероятность отклонения пакета может зависеть от текущей ситуации в сети, времени, параметров потока (в случае неоднородного трафика), программ управления безопасностью.

Для этого рассмотрим простой пример из трех узлов (рис. 1.5).

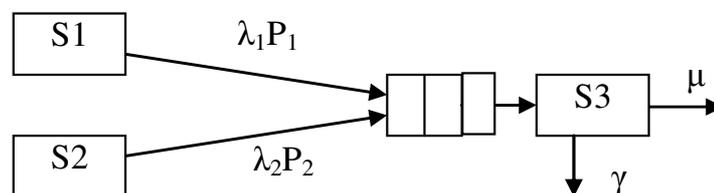


Рис. 1.5 – Сеть МО $G/G/1/\infty$ с тремя узлами

Количество входящих заявок должно совпадать с суммой обслуженных и отклоненных заявок. Однако интенсивность отказов γ может изменяться в зависимости от внешних условий. В таких ситуациях строить модель можно только на

определенном временном срезе. Данная технология нашла отражение в [28, 31]. Там предлагается весь период моделирования разбить на части, в которых параметры потоков остаются стабильными, затем моделировать каждую часть отдельно. Следовательно, в этом случае, каждая часть будет определяться своей матрицей вероятностей передач и своими входными параметрами.

При таком подходе можно моделировать даже адаптивные системы обнаружения вторжений со встроенным брандмауэром и антивирусом. Такая система подробно описана в [34] и приведена на рисунке 1.6.

В системе, как минимум, два модуля занимаются адаптивной фильтрацией пакетов (то есть фильтрацией на основе изменяющегося алгоритма), модуль маршрутизации (который тоже может выполнить фильтрацию) и несколько модулей проверки правильности и корректности пакетов.

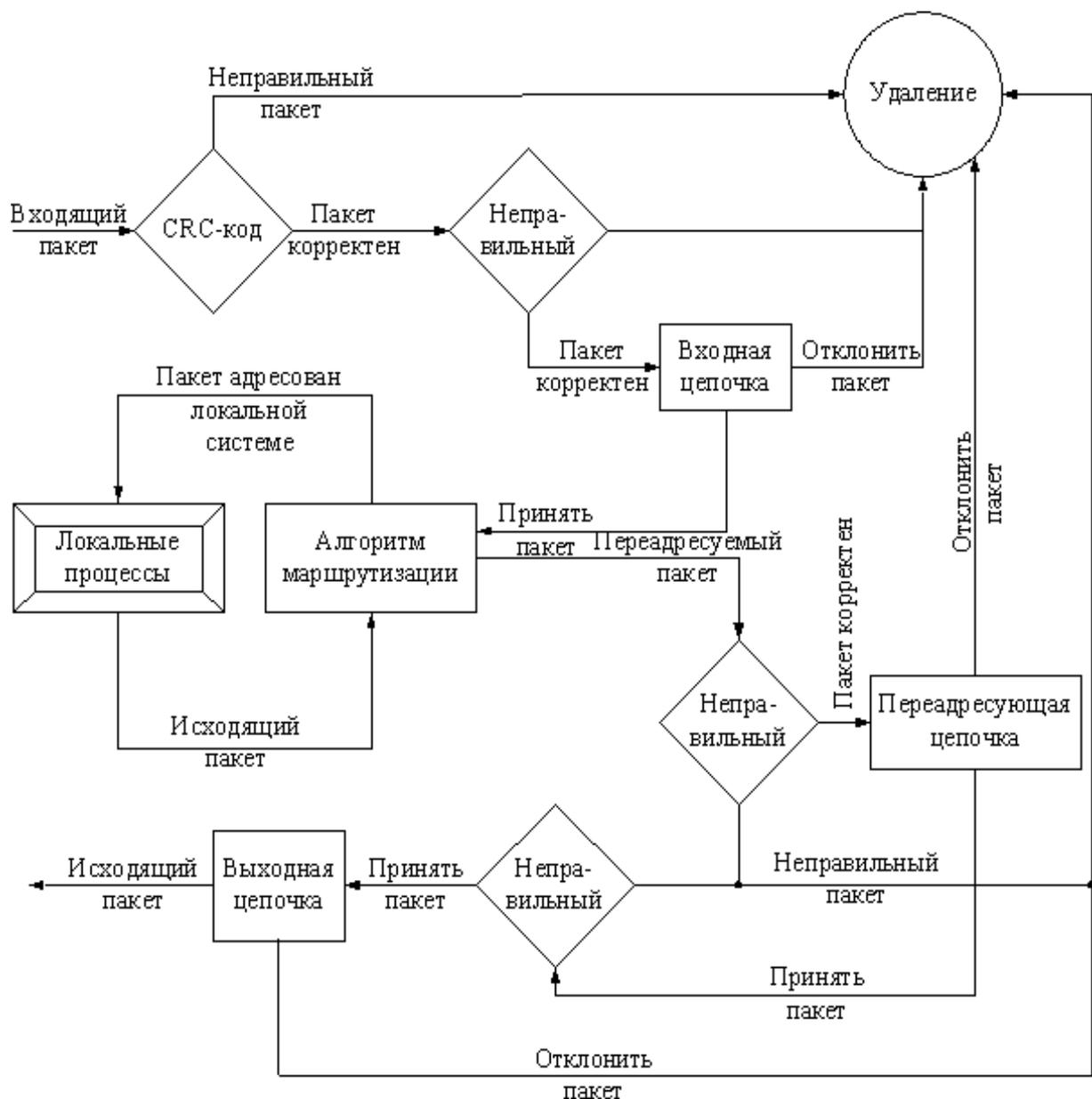


Рис. 1.6 – Принцип работы брандмауэра

Вероятность того, что пакет дойдет от входа до выхода определяется двумя развилками. Если в простом брандмауэре вероятность прохождения пакета можно определить, то в динамическом - эта вероятность будет меняться. В общем случае, процесс изменения потока отказов можно аппроксимировать эмпирической функцией, полученной на основе реальных данных, снятых с брандмауэра. Самый простой способ получения мгновенного (на временном срезе) значения процента отказа, это сравнение количества пакетов, вошедших в один интерфейс, и вышедших из другого. Однако, многие пакеты, в соответствии с политикой

маршрутизации, могут быть направлены обратно через входящий интерфейс [29].

На рис. 1.7 показана эмпирическая функция отброшенных пакетов и ее аппроксимация ступенчатой функцией.

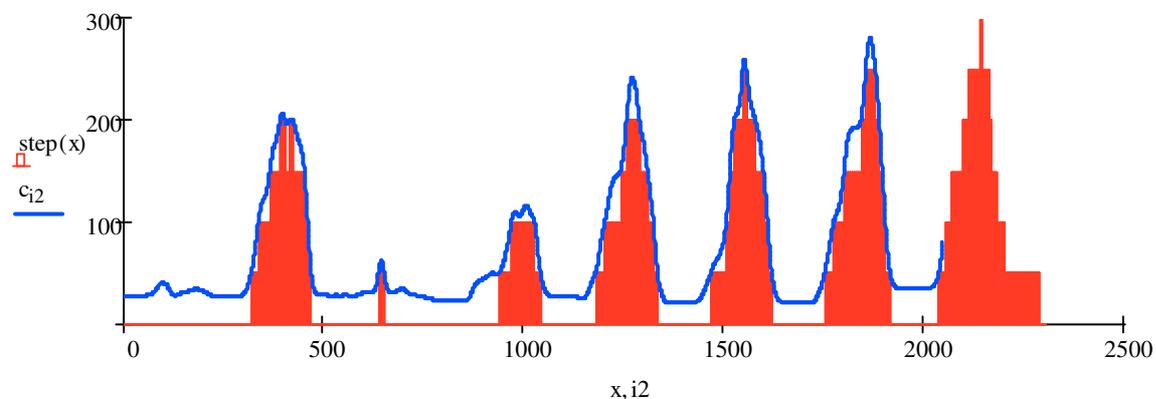


Рис. 1.7 – Аппроксимация функции количества отброшенных пакетов ступенчатой функцией

В результате применения такого фильтра число положений (временных срезов) становится конечным, что позволяет для каждого положения вычислить свой набор параметров. На данном рисунке всего 5 положений. Исходя из этого, можно получить статистические оценки (математическое ожидание, дисперсию и т.д.) для каждого среза, которые затем можно использовать в модели.

Как видно из графика, функция количества запрещенных брандмауэром пакетов имеет циклический график, повторяющийся каждый день. Поэтому можно взять график за один день и на его основе строить модель.

Также поступим и с основными параметрами модели μ и λ . На основе экспериментальных данных строятся временные срезы с набором параметров $(\mu_i, \lambda_i, \gamma_i)$, которые полностью определяют модель поведения данного узла на данном временном срезе.

Если рассматривать такую систему как СМО, то получится многоканальная система с очередями и потерями, показанная на рис. 1.8. Особенностью данной схемы является независимость входных и выходных каналов, что обеспечивается в режиме full-duplex (самом распространенном).

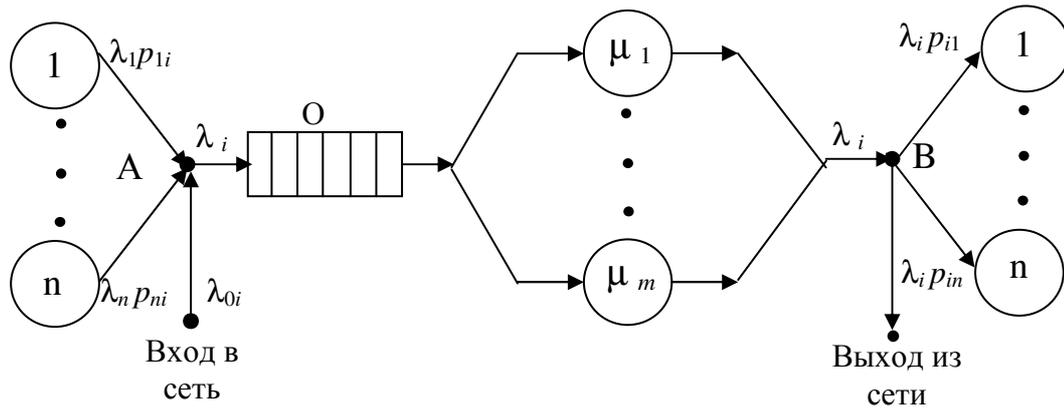


Рис. 1.8 – Представление коммутатора в виде СМО

Вход в сеть извне и выход из сети определяет порт (UpLink), который служит для соединения сегмента с другими сегментами и подключения к внешним активным устройствам.

В этом случае заявки, уже поступившие в сеть, будут затем формировать поток обслуживания и отказов. Вся сеть при декомпозиции будет состоять из таких сетей СМО. На входе и выходе i -ой СМО баланс интенсивностей потоков будет представлен уравнением (1.3) [17].

$$\lambda_i = \lambda_{0i} + \sum_{j=1}^n p_{ji} \lambda_j, \quad (1.3)$$

где $i=1, \dots, n$; $\lambda_{0i} = \bar{\tau}_{0i}^{-1}$.

Однако в этом случае не учитывается возможность потери или фильтрации заявки (поток отказа). Поэтому необходимо модифицировать конечный узел так, как показано на рисунке 1.9.

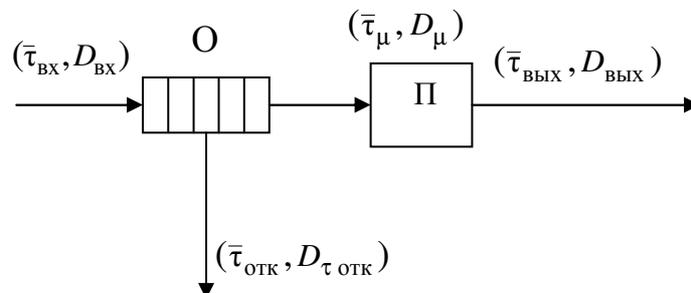


Рис. 1.9 - Структура обслуживающего прибора с ограниченной ёмкостью накопителя и потерями

Тогда в сетевой модели будут циркулировать также потоки отказов (избыточные потоки), вследствие чего в уравнениях баланса потоков (1.3) появятся дополнительные слагаемые, что позволяет записать уравнения баланса потоков, циркулирующих в стохастической сети на уровне средних значений (1.4) и дисперсий (1.5) времени между заявками в потоках, как показано в работах [2, 36]:

$$\lambda_{iBX} = \bar{\tau}_{0i}^{-1} + \sum_{j=1}^n p_{ji} \lambda_{jВЫХ} + \sum_{j=1}^n q_{ji} \lambda_{jОТК}, \quad (1.4)$$

$$D_{iBX} = \left(\frac{\bar{\tau}_{0i}^{-1}}{\lambda_{iBX}} \right)^3 D_{0i} + \sum_{j=1}^n \left(\frac{\lambda_{jВЫХ} p_{ji}}{\lambda_{iBX}} \right)^3 \frac{1}{p_{ji}} \left(D_{jВЫХ} + \frac{1-p_{ji}}{\lambda_{jВЫХ}^2 p_{ji}} \right) + \sum_{j=1}^n \left(\frac{\lambda_{jОТК} q_{ji}}{\lambda_{iBX}} \right)^3 \frac{1}{q_{ji}} \left(D_{jОТК} + \frac{1-q_{ji}}{\lambda_{jОТК}^2 q_{ji}} \right), \quad (1.5)$$

где $\bar{\tau}_{0i}$ и D_{0i} – среднее и дисперсия времени между заявками в потоке, идущем от внешнего источника на вход i -го узла, λ - интенсивность соответствующего потока (входного, выходного и потока отказов), D – дисперсия времени между соседними заявками соответствующего потока, p_{ji} – вероятность передачи заявки от j -го узла к i -му, q_{ji} – вероятность передачи заявок из потока отказов от j -го узла к i -му, а n - количество узлов в сетевой модели.

1.6 Методы управления потоками в сетях пакетной коммутации

Управление потоком предназначено для регулирования загрузки основных ресурсов сети, таких как буферы узлов коммутации и каналы связи и согласования скорости передачи информации источником со скоростью приема адресатом. Управление потоком, являясь важнейшим компонентом сети пакетной коммутации, реализуется на разных уровнях протоколов. Оно может осуществляться между соседними узлами коммутации базовой сети; между узлом коммутации - источником и узлом коммутации - адресатом базовой сети; между парами процессов, обменивающимися информацией и т.д. Выполнение функций согласования скоростей и надежной передачи информации на

всех уровнях протоколов базируется на механизмах квитирования и концепции окна. Указанные механизмы служат так же эффективным средством борьбы с перегрузкой ресурсов сети [6,35].

Из-за отсутствия управления использованием ограниченных ресурсов сети при чрезмерном увеличении потока требований от одного или группы абонентов может возникнуть резкое увеличение времени задержки или падение производительности сети вплоть до образования полностью заблокированных участков (в которых передача данных невозможна). Причина появления заблокированных участков и падения производительности сети при перегрузках могут быть различными [35]. Ограничимся иллюстрацией этого явления на двух примерах. На рисунке 1.10а показаны два узла коммутации пакетов, связанные каналом передачи данных. Если буферная память узла А занята пакетами для узла В, а память узла В заполнена пакетами, предназначенными узлу А, то передача между ними невозможна из-за отсутствия свободных буферов и указанный участок оказывается полностью заблокированным.

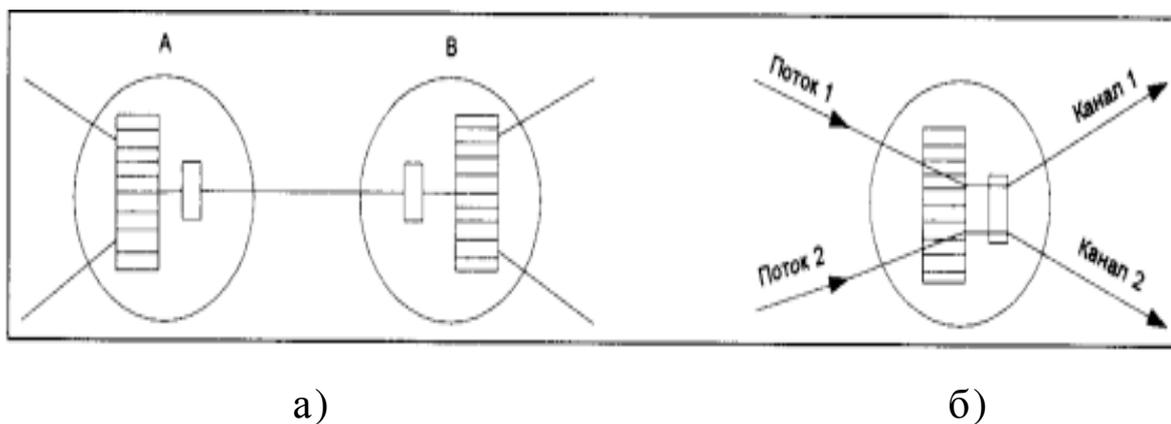


Рис. 1.10 – Узлы коммутации

На рисунке 1.10б изображен узел коммутации, в который поступают два потока пакетов. Пакеты каждого потока передаются по своему, исходящему из узла каналу. Если все буферы узла коммутации заняты пакетами одного из потоков, например первого, то передача пакетов по второму каналу оказывается невозможной. Это снижает

производительность узла коммутации и соответственно производительность сети в целом.

При перегрузке сети значительно возрастает вероятность того, что пакеты, поступающие в очередной узел коммутации, не застают в нем свободных буферов. В зависимости от используемого в сети протокола эти пакеты передаются повторно либо соседним узлом коммутации, либо узлом коммутации источником. Чем сильнее перегрузка, тем большая часть ресурсов сети занята выполнением повторных передач и, следовательно, тем ниже производительность сети, не защищенной от перегрузки [6].

Управлением входным потоком в узлах базовой сети передачи данных достигается защита от перегрузки. При этом различают методы глобального и локального управления нагрузкой. Глобальное управление предполагает ограничение общего количества пакетов, передаваемых в базовой сети (изаритмическое управление), или ограничение числа пакетов в каждом виртуальном соединении источник-адресат или группах виртуальных соединений (межконцевое управление), либо использование комбинации этих методов (двухуровневое управление). В отличие от глобального, локальное управление не требует информации о количестве передаваемых по сети пакетов и ограничивает поток в УК на основе локальной информации, касающейся только данного узла.

Изаритмическое управление реализуется с помощью использования в сети ограниченного числа служебных пакетов, содержащих разрешения на передачу пакетов данных. Существует несколько способов получения разрешений. В первом случае пакет, поступивший в узел-адресат, освобождает принадлежащее ему разрешение и оно захватывается пакетом, ожидающим передачи. Если в узле отсутствуют пакеты, ожидающие передачи, то разрешение начинает циркулировать по сети случайным образом и захватывается в первом же узле, где имеются пакеты, ожидающие передачи. Во втором случае каждый узел содержит ограниченный пул разрешений, что позволяет уменьшить задержку пакетов из-за ожидания разрешений, циркулирующих по сети случайным образом. Возможна и

комбинация этих подходов. Недостаток описанного метода глобального управления состоит в отсутствии удовлетворительной маршрутизации разрешений и трудностях практической реализации [6].

Реализация разнообразных способов межконцевого управления базируется на механизме окна, ограничивающем число пакетов в каждом виртуальном соединении. Размер окна N_i для i -го виртуального соединения выбирается заранее и определяет число пакетов, которые могут быть переданы из узла-источника без подтверждения о правильном приеме узлом-адресатом. Счетчик числа пакетов в i -м виртуальном соединении первоначально устанавливается в состоянии N_i . Каждый переданный и неподтвержденный пакет уменьшает состояние счетчика на единицу. Если состояние счетчика равно нулю, то новые пакеты в данное виртуальное соединение не допускаются (источники потока пакетов отключаются). Каждый правильно принятый в адресате пакет подтверждается индивидуально, причем прием квитанции АСК в узле-источнике увеличивает состояние счетчика на единицу. При изменении состояния счетчика с 0 на 1 источники потока пакетов вновь переводятся в активное состояние [6].

Вместе с описанным выше механизмом глобального управления в узлах сети применяют локальное управление, в соответствии с которым ограничивается либо общее число пакетов в узле коммутации, либо количество буферов, выделяемое разным классам пакетов. Принадлежность входящих в узел коммутации пакетов к разным классам определяется по числу пройденных пакетом транзитных участков, по принадлежности к виртуальным соединениям, по выходящим из узла направлениям и т. д.

Ограниченная равнодоступная память узла коммутации при перегрузках может приводить к существенному падению пропускной способности узла за счет захвата памяти более интенсивными потоками отдельных классов и полной блокировки других. Локальное управление, ограничивающее число буферов, доступных «энергичным» потокам, часто называют управлением буферами. Такое управление

наиболее типично для перегрузки, вызванной резким увеличением интенсивности потока пакетов в одно или несколько выходящих направлений узла [6].

Существует динамическое и статическое управление распределением буферов. Динамическое управление является наиболее общей стратегией управления буферами и состоит в принятии решения о вводе пакета в буферную память в момент его поступления, в зависимости от состояния узла коммутации. Однако широкое использование этого управления ограничено трудностями практической реализации.

Частыми случаями динамического управления являются легко реализуемые на практике различные статические механизмы распределения буферов: распределение без ограничений (CS) - любому входящему сообщению предоставляется любой свободный буфер; фиксированное распределение (CP) - за каждым классом пакетов закрепляется фиксированное число буферов; распределение с ограничением максимального числа буферов для различных классов (SMXQ); распределение с гарантированным минимумом буферов, закрепленным за каждым классом пакетов (SMA); распределение, являющееся объединением двух предыдущих методов локального управления (SMQMA) [6].

1.7. Постановка проблемы

В современной научной литературе редко встречаются задачи анализа производительности конкретных сетей и, видимо, это связано с отсутствием единой методики их анализа. Результаты современной теории массового обслуживания ограничены моделями с пуассоновским входным потоком $M/D/1$, $M/M/1$, $M/M/m$, $M/G/1$ и др. Следовательно, разработанные методики анализа производительности компьютерных сетей также основаны на этих моделях.

Как будет показано в главе 4 настоящей книги, реальные трафики в современных компьютерных и телекоммуникационных сетях адекватно не могут быть

описаны в рамках указанных моделей, в частности из-за не пуассоновских входных потоков. Для этого необходимо использовать СМО типа $G/G/1$ или $G/G/m$, для расчета которых аналитические результаты в конечной форме для практического применения не известны. Этот фактор и послужил мощным толчком к созданию систем имитационного моделирования для решения задач анализа производительности сетей.

Разработка методики расчета основных характеристик СМО $G/G/1$ или $G/G/m$ с приемлемой точностью уже сама по себе является важной прикладной задачей массового обслуживания. Как будет показано в главе 3, эта задача решена на основе двумерной диффузионной аппроксимации СМО общего вида. Следовательно, совершенствование методов и моделей для оценки производительности компьютерных сетей, позволяющих проектировать сети с заданными характеристиками, на основе повышения степени адекватности математических моделей трафика, является **актуальной проблемой**.

Проведенный в главе анализ состояния и тенденций развития средств моделирования и анализа основных показателей производительности и качества предоставления услуг корпоративных сетей передачи данных показал, что наиболее существенного повышения их точности, быстродействия и универсальности можно было бы добиться путем интеграции многих серийно-выпускаемых программных и аппаратных средств анализа производительности сети со средой моделирования сетей в комплекс автоматизированного моделирования и анализа КСПД. В тоже время, как показал анализ, ни один из рассмотренных методов и систем моделирования не удовлетворяет требованиям интеграции в систему мониторинга и анализа в реальном времени. Это связано с имеющимися ограничениями современных программных продуктов для проектирования и моделирования сетей передачи данных: с одной стороны по причине их высокой стоимости, а с другой стороны эти программные продукты являются «закрытыми», то есть узнать, по каким алгоритмам они работают, невозможно, что не удобно в случае

модификации этих систем под нужды конкретного исследователя.

Поэтому авторами данной работы ставилась **задача** разработки теоретических основ для создания адекватных математических моделей для описания трафика в компьютерных и телекоммуникационных сетях.

Учитывая достоинства и недостатки рассмотренных выше методов, за основу прием метод декомпозиции на сегменты вычислительной сети с учетом функциональных спецификаций используемых приложений. Сам же метод декомпозиции заключается в решении уравнений равновесия потоков в сетевой модели, которые отражают баланс потоков на входе и выходе всех узлов компьютерной сети. Этим вопросам посвящена глава 2.

Для применения указанного метода декомпозиции необходимо было разработать, в свою очередь, метод распознавания входного трафика в сегмент на основе сбора статистики на уровне средних значений и дисперсий времени между пакетами данных. Это связано с тем, что повышение точности определения характеристик сети требует и дальнейшего повышения достоверности контроля их реальных характеристик как на стадии проектирования, так и на стадии промышленной эксплуатации. Анализ существующей системы диагностического обеспечения корпоративных сетей показал, что наиболее целесообразными путями ее совершенствования с целью повышения достоверности являются:

- снижение систематических и случайных ошибок измерения в различных методиках контроля;
- совершенствование методики измерения точностных характеристик и параметров;
- совершенствование методики обработки и анализа результатов измерений.

Для расчета показателей производительности отдельного узла сети разработана математическая модель обобщенной двумерной диффузионной аппроксимации СМО типа $G/G/1$ (глава 3). По результатам исследований в главах 2 и 3 разработана программная система анализа производительности компьютерных сетей на основе

аппроксимативного подхода. Критическими положениями данной программной системы являются:

- задание входного трафика на уровне среднего значения и дисперсии времени между пакетами;

- знание матрицы вероятностей передач от узла к узлу в сети, определяемой топологией (конфигурацией) сети.

Разработанный математический аппарат совместно с программной системой позволяют анализировать также самоподобный трафик, для описания которого обычно используют т.н. тяжелохвостные распределения. В работе такие распределения задаются классом субэкспоненциальных распределений, у которых коэффициент вариации больше 1. Этому посвящена глава 4.

С использованием данной программной системы, проведены экспериментальные исследования на реальных сетях: Оренбургского филиала Центробанка РФ, отдельных ЛВС ОГУ (глава 5), корпоративных сетей ГОУ ВПО ОГУ и ОАО «Оренбургэнергосбыт» (глава 6). Эти исследования позволили выработать рекомендации по повышению эффективности функционирования исследованных сетей передачи данных в части возможности прогнозирования их вероятностно-временных характеристик.

1.8. Выводы по главе 1

1. В настоящей главе на основе известных литературных источников, изложено современное состояние и тенденции развития методов и средств исследования производительности компьютерных сетей. Здесь необходимо выделить два основных направления: методы моделирования, связанные с теорией массового обслуживания и методы дискретно-событийного моделирования.

2. Проведенный анализ состояния развития средств моделирования и анализа основных показателей производительности и качества предоставления услуг корпоративных сетей передачи данных показал, что наиболее существенного повышения их эффективности можно было бы добиться путем интеграции многих серийно-выпускаемых программных и аппаратных средств анализа

производительности сети со средой моделирования сетей в комплекс автоматизированного моделирования и анализа КСПД.

3. В тоже время, как показал анализ, ни одна из рассмотренных имитационных систем моделирования не удовлетворяет требованиям интеграции в систему мониторинга и анализа в реальном времени. Это связано с имеющимися ограничениями современных программных продуктов для проектирования и моделирования сетей передачи данных: с одной стороны по причине их высокой стоимости, а с другой стороны эти программные продукты являются «закрытыми», что не позволяет их модифицировать под нужды конкретного исследователя.

4. Показана ограниченность методов теории массового обслуживания в описании современного телетрафика моделями $M/M/1$ и $M/G/1$ и их неадекватность в случае не пуассоновского входного трафика.

В этом случае необходимо использовать модели массового обслуживания типа $G/G/1$ или $G/G/m$ с тяжелохвостными входными распределениями, для которых не известны аналитические результаты в конечной форме. Этот фактор в свое время и послужил мощным толчком к созданию систем имитационного моделирования для решения задач анализа производительности сетей.

5. Создание собственного математического и программного инструментария для анализа производительности сетевых структур потребовало разработки адекватного математического аппарата для описания и расчета трафика компьютерной сети. В свою очередь для этого потребовалось создать вспомогательные программы имитации математических операций мультиплексирования и демуплексирования потоков.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК К ГЛАВЕ 1

1. Абросимов, Л.И. Методология анализа вероятностно-временных характеристик вычислительных сетей на основе аналитического моделирования. Дис. д-ра техн.наук. – М.1996.- 412с.

2. Бахарева, Н.Ф. Интерактивная система вероятностного моделирования компьютерных сетей на основе метода двумерной

диффузионной аппроксимации [Текст] : дис. канд. техн. наук : 05.13.13: защищена.21.03.2003 / Бахарева Н. Ф. - Оренбург, 2004. - 133с.

3. Березко, М.П. Информационные процессы. В 2 кн. Кн. 1: Математические модели исследования алгоритмов маршрутизации в сетях передачи данных [Текст] / М.П. Березко, В.М. Вишневский. - М: Институт проблем передачи информации, 2001.- 120с.

4. Богуславский, Л.Б. Вероятностные методы и модели управления потоками данных и ресурсами в сетях и многопроцессорных системах [Текст]: дис. докт. техн. наук: 05.13.13 / Богуславский Леонид Борисович. – М., 1995. - 329 с.

5. Бусленко, Н.П. Моделирование сложных систем.–М.: Наука, 1978. - 399 с.

6. Вишневский, В.М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей [Текст] / В.М. Вишневский.- М.: Техносфера, 2003.- 512с.

7. Галкин, В.А. Телекоммуникации и сети [Текст] / В.А. Галкин, Ю.А. Григорьев. - М.:Издат-во МГТУ им.Н.Э.Баумана, 2003. - 608 с.

8. Герасимов, А.И Аналитические методы исследования и оптимизации вычислительных систем и сетей на основе сетевых моделей массового обслуживания [Текст] : дис. докт. техн. наук: 05.13.13 / Герасимов Александр Иванович. – М., 1999. - 371 с.

9. Головкин, Н.И. Исследование моделей систем массового обслуживания в информационных сетях [Текст] : дис. докт. техн. наук: 05.13.18 / Головкин Николай Иванович. - Владивосток, 2007. - 349 с.

10. Гончаров, А.А. Исследование условий обеспечения гарантированного качества обслуживания в сети Интернет [Текст]: дис. канд. техн. наук: 05.12.13 / Гончаров Андрей Андреевич. - М., 2007. - 118 с.

11. Гордеев, Э.Н. Об адекватности моделирования процессов в сетях [Электронный ресурс].- Электрон. дан.- NetDialogue.com - системная интеграция и дистрибуция телекоммуникационного оборудования, [М.]:: сор. 2007. - Режим доступа: <http://www.netdialogue.com/files/articles/1773/electric1.doc>.

12. Гуляев, В.К. Численный метод исследования систем массового обслуживания // Техническая кибернетика, 1975, № 6. - С. 140-146.

13. Евреинов, Э.В. Однородные вычислительные системы [Текст] / Э.В. Евреинов, В.Г. Хорошевский. - Новосибирск: Наука, 1978. - 320 с.

14. Ерохин, А.Е. О пропускной способности агрегирующих портов коммутатора [Текст]. / А.Е.Ерохин, С.П.Сущенко // ТГУ, Тезисы VI Всероссийского симпозиума по прикладной и промышленной математике. - Томск, 2006.

15. Искусство диагностики локальных сетей [Электронный ресурс].- Электрон. дан.- P-STONE.ru - информационный портал, [М.]: сор.2006. - Режим доступа: <http://www.p-stone.ru/libr/nets/monitor/data/public14/>.

16. История информационно-образовательного портала ИУ4.NET.RU [Электронный ресурс].- Электрон. дан. [М.]: сор. 2008. - Режим доступа : <http://razgon.net.ru/history/portal/net.htm>.

17. Клейнрок, Л. Вычислительные системы с очередями: /Л. Клейнрок, пер.с англ. Под ред. д.т.н. Б.С.Цыбакова – М.:Мир,1979. – 597 с.

18. Клейнрок, Л. Теория массового обслуживания: Пер. с англ./Под ред. В.И. Неймана. - М.: Машиностроение, 1979.- 432 с.

19. Колбанев, М.О. Принципы построения и анализ вероятностно-временных характеристик центров обработки информации и управления интеллектуальных телекоммуникационных сетей [Текст] : дис. докт. техн. наук: 05.13.01, 05.13.13 / Колбанев Михаил Олегович. – Санкт-Петербург, 2003. - 352 с. РГБ ОД, 71:04-5/392.

20. Костин, А.А. Модели и методы проектирования систем управления телекоммуникационными сетями [Текст] : дис. докт. техн. наук: 05.12.13, 05.13.13 / Костин Александр Алексеевич. – Санкт-Петербург, 2003. - 355 с.

21. Оборудование FLUKE Networks [Электронный ресурс].- Электрон. дан.- ProLAN - электронный магазин, [М.]: сор. 2008. - Режим доступа: <http://www.prolan.ru/it-shop/index.php?categoryID=1732>.

22. Олифер, В.Г., Олифер, Н.А. Основы сетей передачи данных. М.: Интернет – Университет информационных технологий, 2003.-246 с.

23. ОСТ 115.1.1-95. Информационная технология. Локальные вычислительные сети. Показатели качества. Учрежденческие ЛВС [Текст]. - Введ. 1995-12-28. - М. : Изд-во стандартов, 2001. - IV, 27 с.

24. ОСТ 115.1.2-95. Информационная технология. Локальные вычислительные сети. Показатели качества. Производственные ЛВС [Текст]. - Введ. 1995-12-28. - М. : Изд-во стандартов, 2001. - IV, 27 с.

25. ОСТ 115.1.3-95. Информационная технология. Локальные вычислительные сети. Методы испытаний на соответствие показателей качества учрежденческих ЛВС [Текст]. - Введ. 1995-12-28. - М. : Изд-во стандартов, 2001. - IV, 27 с.

26. ОСТ 115.1.4-95. Информационная технология. Локальные вычислительные сети. Методы испытаний на соответствие показателей качества производственных ЛВС [Текст]. - Введ. 1995-12-28. - М. : Изд-во стандартов, 2001. - IV, 27 с.

27. Павловский, Ю.Н. Имитационные модели и системы. – М.: Фазис: ВЦ РАН, 2000. – 134 с.

28. Петров, В.В. Структура телетрафика и алгоритм обеспечения качества обслуживания при влиянии эффекта самоподобия [Текст] : дис. канд. техн. наук: 05.12.13 / Петров Виталий Валерьевич. - М., 2004. - 199 с. РГБ ОД, 61:05-5/1891.

29. Поженко, М.А. Алгоритмическое обеспечение для маршрутизации с поддержкой качества обслуживания данных в беспроводных вычислительных сетях [Текст] : дис. канд. техн. наук : 05.13.11 / Поженко Михаил Александрович. - Томск, 2003. - 136 с. РГБ ОД, 61:04-5/625-3.

30. Построение территориально распределенных сетей LAN/WAN - Сеть передачи данных [Электронный ресурс] - Электронные данные.- Режим доступа: <http://it.techexpert.ua/itsolutions/bildingnetwork/lanwan/Pages/dataTransfer.aspx>.

31. Привалов, А.Ю. Анализ вероятностных характеристик изменчивости задержки пакета в телекоммуникационных сетях [Текст] / А.Ю.Привалов. – Самара: Изд-во СГАУ, 2000. - 168 с.

32. Сергеев, В.Г. Методы и модели оценивания производительности структурообразующих звеньев корпоративных сетей [Текст]: дис. докт. техн. наук: 05.13.18 / Сергеев Владимир Григорьевич. – Санкт-Петербург., 2003. - 333 с. РГБ ОД, 71:05-5/72

33. Скуратов, А.К. Управление качеством телекоммуникационных сетей на основе анализа и мониторинга их функционирования с использованием статистических методов [Текст] / А.К. Скуратов // Доклад на Международном симпозиуме "Quality, Innovation, Education and CALS technology" / Шибеник, Хорватия, 8-15 мая 2005 г.

34. Сидоров, Ю.А. Анализ эффективности применения брандмауэра с помощью методов имитационного моделирования [Электронный ресурс].- Электрон. дан., [М.].: сор. 2006. - Режим доступа: http://www.volsu.ru/s_conf/tez_htm/011.htm.

35. Средства анализа и оптимизации локальных сетей [Электронный ресурс]. – Режим доступа: <http://www.dlink.ru/technology/olifer.php>.

36. Тарасов, В.Н. Вероятностное компьютерное моделирование сложных систем для анализа их производительности [Текст] : дис. д-ра техн. наук : 05.13.18 / Тарасов Вениамин Николаевич. - Оренбург, 2002. - 244 с. РГБ ОД, 71:04-5/66-1.

37. Тарасов, В.Н., Бахарева, Н.Ф. Проблема совершенствования методов моделирования сложных систем // Вестник ОГУ. – Оренбург, 2002, №5. – С. 162 – 168.

38. Тарасов, В.Н. Исследование ЛВС сетевой академии Cisco на имитационной модели [Текст] / В.Н. Тарасов, Ю.А. Ушаков // Перспективные информационные технологии в научных исследованиях, проектировании и обучении (ПИТ-20 . Труды научно-

технической конференции с международным участием. Том I. - Самара, 2006. - С. 215-223.

39. Феррари, Д. Оценка производительности вычислительных систем: Пер.англ./Под ред. В.В.Мартынюка. - М.: Мир, 1981. - 576 с.

40. Цыбаков, В.И. Разработка и исследование метода расчета качества обслуживания пользователей широкополосной интегрированной мультисервисной корпоративной сети [Текст] : дис. канд. техн. наук : 05.12.13 / Цыбаков Валентин Иванович. - М., 2005. - 174 с. РГБ ОД, 61:06-5/176.

41. Что такое технология NetFlow? [Электронный ресурс].- Электрон. дан.- LANDATA - отдел контрольно измерительной техники, [М.]:: cop. 2007. - Режим доступа :<http://www.fluke-networks.ru/reporteranalyzer/netflow.php>.

42. Щека, А.Ю. Исследование и разработка метода расчета качества обслуживания пользователей при доступе к мультисервисным сетям [Текст] : дис. канд. техн. наук : 05.12.13 / Щека Андрей Юрьевич. - М., 2003. - 169 с. РГБ ОД, 61:04-5/748-9.

43. Шнепс, М.Д. Системы распределения информации. Методы расчета. Справочное пособие. - М.: Связь, 1979. - 342 с.

44. Юдицкий, С. Основы диагностики сети / С. Юдицкий, В. Борисенко, О. Овчинников // LAN/ЖУРНАЛ СЕТЕВЫХ РЕШЕНИЙ #12/98 Электрон. журн. - 2005. - Режим доступа : <http://www.laes.ru/list/pve/DOCs/LAN98-12-59.htm>.

45. Ярославцев, А.Ф. Методы и программные средства гибридного моделирования мультисервисных сетей большой размерности [Текст] : дис. докт. техн. наук: 05.12.13 / Ярославцев Александр Федорович. – Новосибирск., 2006. - 295 с.

46. ANSI/IEEE Standard 802.1Q-2005. IEEE Standards for Local and Metropolitan Area Networks: Virtual Bridged Local Area Networks, 2005.

47. Baskett, F., Chandy, K.M., Muntz, R.R., Palacios F.G. Open, closed and mixed networks of queues with different classes of customers. – J. ACM, 1975, V.22, n.2, p.248-260.

48. Buzen, J.P. Computational algorithms for closed queueing networks with exponential servers. – Comm. of the ACM, 1973, V.16, n.9, p.527-531.

49. Chandy, K.M., Herxog, V., Woo, L. Approximate analysis of general queueing networks.- IBM J. Res. and Devel., 1975,V.19,p. 43-49.

50. Chandy, K.M., Herzog, V., Woo L. Parametric analysis of queueing networks. – IBM J. Res. and Devel., 1975,V.19, n.1, p.36-42.

51. Chandy,K.M. ,Sauer,C.H. Approximate methods for analyzing queueing networks models of computing systems. – Comp. Surveys, 1978, V.10, p.281-317.

52. Complete Integration of Flow Technology [Electronic resource]. - Electronic data. - cop. 2007. - Mode access : <http://www.networkinstruments.com/products/observer/flow.html>.

53. Farrell, W. Literature Review and Bibliography of Simulation Optimization. Proceedings, 1987 Winter Simulation Conference, 1987, p. 116-124.
54. Gordon, W.J., Newell, G.F. Closed queueing systems with exponential servers. – Operations Research, 1967, V.15, p. 254-265.
55. Kobayashi, H. Application of the diffusions approximation to queueing networks – 2: No equilibrium distributions and applications to computer modeling. – J. ACM, 1974, V.21, n.3, p.459-469.
56. Kollerstrom, J. Heavy traffic theory for queues with several servers. – J. of Appl. Prob., 1974, V.11, p. 544-552.
57. Muntz, R.R. Analytic modeling of interactive systems. – Proc. IEEE, 1975, V.63, n.6, p. 946-953.
58. Jain, R. The Art of Computer Systems Performance Analysis: Techniques for Experimental Design, Measurement, Simulation and Modeling. John Wiley, New York, USA, 1991.
59. NetIQ Analysis Center Datasheet [Electronic resource]. - Electronic data. - cop. 2008. - Mode access : <http://www.netiq.com/f/downloads/cmsdownload.asp?cid=20060508165406OHGN>.
60. Network Instruments. NetFlow/sFlow [Electronic resource]. - Electronic data. - cop. 2008. - Mode access : <http://www.networkinstruments.com/products/observer/flow.html>
61. Network Instruments. Observer [Electronic resource]. - Electronic data. - cop. 2008. - Mode access : <http://www.networkinstruments.com/products/observer/index.html>
62. Schenker, S., Partridge, C., and Guerin, R. Specification of Guaranteed Quality of Service. Internet Draft, <http://www.ietf.org>, 1997.

ГЛАВА 2.

МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ ТРАФИКА В ВИДЕ УРАВНЕНИЙ РАВНОВЕСИЯ ПОТОКОВ НА УРОВНЕ ДВУХ ПЕРВЫХ МОМЕНТОВ ИНТЕРВАЛОВ ВРЕМЕНИ

Введение

Для решения задачи анализа производительности компьютерной сети, заключающейся в определении всех основных узловых и сетевых характеристик, ее модель прежде должна быть декомпозирована на отдельные узлы с вычислением характеристик входных и выходных потоков в каждом узле. После этого уже могут быть вычислены узловые и сетевые характеристики.

Знание (прогнозирование) характеристик потоков важно также для оптимального или близкого к нему управления ими для ограничения загрузки буферов узлов коммутаций (УК), каналов связи и согласования скоростей передачи и приема информации между узлами источник – адресат и т.д.

В настоящее время не существует аналитических методов для точного определения характеристик распределений потоков в сетевых моделях, кроме их средних значений.

Постановка задачи и подход к ее решению

Пусть мы имеем открытую сетевую модель с матрицей вероятностей передач $P=\{p_{ij}\}$, ($i, j = 1, \dots, n$), где p_{ij} – вероятность того, что заявка, покидающая узел S_i , поступит в узел S_j . Для начала, пусть узел представляет собой одноканальную систему $G/G/1$ с бесконечной очередью, для которой определены числовые характеристики случайного времени обслуживания: $\bar{\tau}_{\mu_i}$ – среднее значение и D_{μ_i} – дисперсия времени обслуживания. Для внешнего потока задана совокупность средних значений $\bar{\tau}_{0_i}$ и дисперсий D_{0_i} времени между соседними заявками рекуррентного потока, входящего в узел S_i . В последующем, узел может быть представлен как СМО с конечной очередью с потерями, а также с конечной очередью и без потерь.

Для декомпозиции такой модели на отдельные узлы на уровне средних значений и дисперсий времен поступления и обслуживания заявок при произвольных законах их распределений не существует точных методов. Во многих случаях, например в [12, 16], пользуются только уравнениями равновесия потоков на уровне их интенсивностей λ_i . Такой подход при произвольных потоках в сети МО означает описание случайного потока событий только его средним значением, т.е. математическим ожиданием без учета моментов высших порядков.

Как известно, случайный поток событий на практике чаще всего определяется его характеристиками, как математическое ожидание, дисперсия и интервально-корреляционная функция. Поэтому учет дисперсий (вторых центральных моментов распределений) интервалов времен существенно может улучшить результаты расчетов.

Поясним это на простом примере эволюции систем массового обслуживания (СМО). Как известно из [16], среднее время ожидания в СМО $M/M/1$ выражается равенством $\bar{W} = \frac{\rho/\mu}{1-\rho}$, для системы $M/G/1$ - $\bar{W} = \frac{\lambda \cdot M(X^2)/2}{1-\rho}$. Здесь $M(X^2)$ означает 2-й начальный момент времени обслуживания. Наконец, для системы $G/G/1$ это время равно

$$\bar{W} = \frac{D_\lambda + D_\mu + \bar{\tau}_\lambda^2(1-\rho)^2}{2\bar{\tau}_\lambda(1-\rho)} - \frac{\bar{I}^2}{2\bar{I}}.$$

Последнее выражение включает дисперсии времен поступления и обслуживания (D_λ, D_μ), а также 2-й начальный момент времени простоя СМО (\bar{I}^2), который неизвестен. Способ его определения будет показан в главе 3. Из приведенных выражений следует, что при анализе сетей СМО $G/G/1$ обязательно необходимо учитывать вторые моменты распределений времен поступления и обслуживания.

Описание потоков на уровне двух первых моментов распределений интервалов времен означает их аппроксимацию непрерывным гауссовским процессом с

соответствующими характеристиками, т.е. диффузионное приближение. Если рассматривать структуру отдельного узла с номером i сетевой модели, то на входе i -го узла сходятся (агрегируются) разреженные (демультиплексированные) потоки от других узлов с номерами $j=1, \dots, n$ сети.

Примечание. Вообще задача мультиплексирования (multiplexing) означает образование из нескольких отдельных потоков общего агрегированного потока, который можно передавать по одному физическому каналу связи. Задача демультиплексирования (demultiplexing) означает разделение суммарного агрегированного потока, поступающего на один интерфейс, на несколько составляющих потоков. В общем случае на каждом интерфейсе коммутатора могут одновременно выполняться обе задачи — мультиплексирование и демультиплексирование.

Частный случай коммутатора (рис. 2.1а), у которого все входящие информационные потоки коммутируются на один выходной интерфейс, где мультиплексируются в один агрегированный поток и направляются в один физический канал, называется мультиплексором (multiplexer, mux). Коммутатор (рис.2.1б), который имеет один входной интерфейс и несколько выходов, называется демультиплексором.

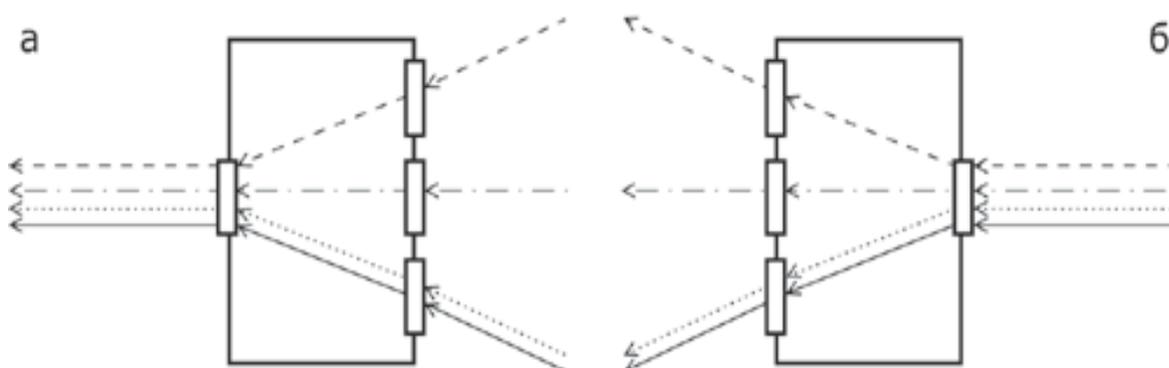


Рис. 2.1 - Мультиплексор (а) и демультиплексор (б)

На рисунке 2.2 показана схема статистического мультиплексирования потоков $\xi_1(t), \dots, \xi_n(t)$, заданных на

уровне средних значений M_{ξ_i} и дисперсий $\sigma_{\xi_i}^2$. При этом для агрегированного потока может экономиться ширина полосы магистрального канала на величину dC . Полученные ниже результаты по математическим операциям мультиплексирования потоков на уровне двух первых моментов распределений интервалов между событиями в потоках, будут в достаточной степени адекватны именно такому способу мультиплексирования потоков.

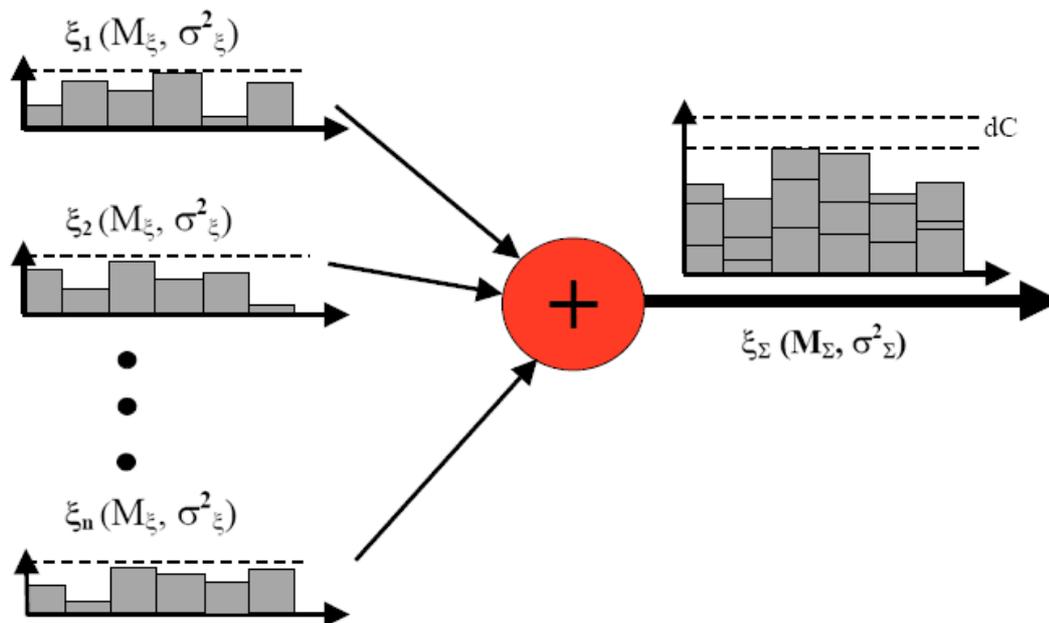


Рис. 2.2 - Схема статистического мультиплексирования процессов на уровне двух первых моментов распределений

2.1. Реализация математической операции мультиплексирования потоков на основе аппроксимации законов распределений

Запишем уравнения равновесия потоков относительно интенсивностей λ_i потоков на входе и выходе каждой СМО сети массового обслуживания (2.1.1). Решением системы уравнений (2.1.1) определяем среднее значение интервалов времен между соседними заявками $\bar{\tau} = \lambda_i^{-1}$ для каждого потока в сети:

$$\lambda_i = \lambda_{0i} + \sum_{j=1}^n p_{ji} \lambda_j, \quad (i = 1, \dots, n), \quad (2.1.1)$$

где λ_{0i} - интенсивность потока извне в i -й узел (см. рис. 2.3).

Учитывая структуру i -го узла сетевой модели [16] (см. рис.2.3), на вход которого поступают (мультиплексируются) разреженные потоки (демультиплексированные) с выходов других узлов, выведем уравнения равновесия потоков на уровне дисперсий распределений интервалов между событиями в потоках.

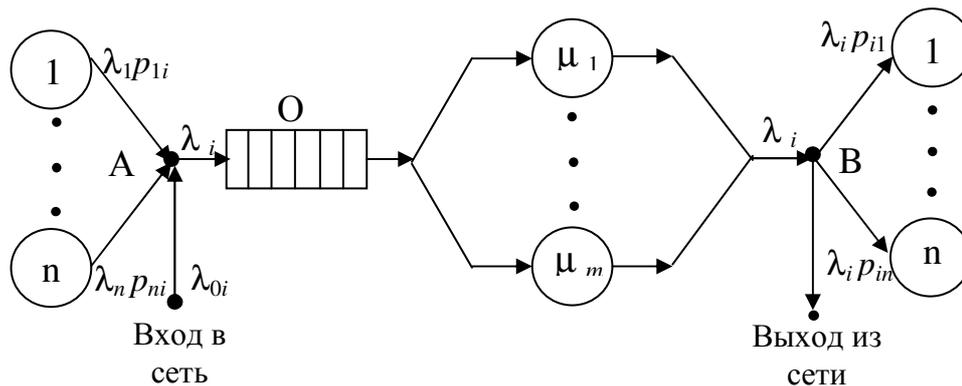


Рис. 2.3 - Структура i – й СМО сети
(A - точка композиции потоков, B – точка декомпозиции потоков)

Для вывода уравнений равновесия потоков относительно дисперсий времен между соседними заявками в потоках нужно знать дисперсии выходных потоков $D_{вых j}$ из всех узлов, а также формулы для определения дисперсий мультиплексированных и демультиплексированных потоков. Задача определения дисперсии выходных потоков $D_{вых j}$ будет решена в главе 3. Для этого предварительно докажем следующее утверждение.

Утверждение 1. *Функция распределения интервала времени τ_Σ результирующего потока при мультиплексировании двух потоков с интенсивностями λ_1 и λ_2 определяется интегральным соотношением:*

$$F_{\tau_\Sigma}(t) = 1 - \frac{\lambda_1 \cdot \lambda_2}{\lambda_1 + \lambda_2} \left\{ [1 - F_{\tau_1}(t)] \int_t^\infty [1 - F_{\tau_2}(u)] du + [1 - F_{\tau_2}(t)] \int_t^\infty [1 - F_{\tau_1}(u)] du \right\}, \quad (2.1.2)$$

где $F_{\tau_j}(t)$ – функция распределения интервалов времени между событиями в потоке j ($j=1, 2$).

Доказательство. На рис.2.4 приведена схема математического мультиплексирования двух потоков, т.е. получение результирующего потока. Введем в рассмотрение следующие события: A – за время t в суммарном потоке не появится очередное событие ($\tau_{\Sigma} > t$); A_j – не появление события в j -м потоке за время t ($\tau_j > t$), $j=1, 2$. Кроме этого, рассмотрим остаточное время τ'_j ($j=1, 2$), т.е. время, протекшее от момента t до возникновения очередного события в потоке j (рис.2.4).

Для не появления события (A/A_1), достаточно выполнения условия $\tau'_2 > t$. Аналогично, для не появления события (A/A_2), достаточно выполнения условия $\tau'_1 > t$. Тогда интересующее нас событие A , т.е. ($\tau_{\Sigma} > t$) распадается на два несовместных события:

1. Остаточное время τ'_2 больше t ($\tau'_2 > t$) при условии не появления очередного события в потоке 1 за время $(0, t)$, т.е. при $\tau_1 > t$. Вероятность этого равна $P(\tau'_2 > t) \cdot P(\tau_1 > t) \cdot \lambda_1 / \lambda_{\Sigma}$. Этот случай показан на рис.2.4.

2. Остаточное время τ'_1 больше t ($\tau'_1 > t$) при условии не появления очередного события в потоке 2 за время $(0, t)$, т.е. при $\tau_2 > t$. Вероятность этого равна $P(\tau'_1 > t) \cdot P(\tau_2 > t) \cdot \lambda_2 / \lambda_{\Sigma}$.

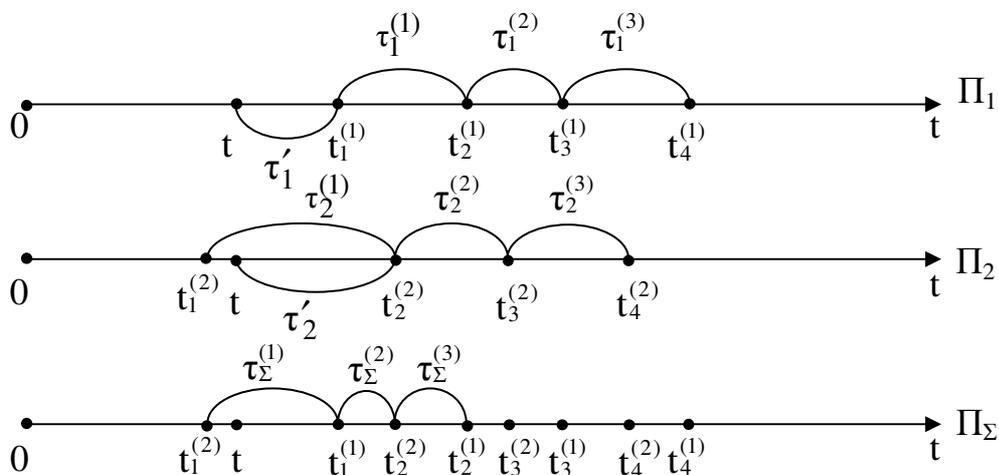


Рис. 2.4 - Схема формирования результирующего потока

Из математической теории надежности известно [13], что функция распределения для остаточного времени ξ жизни элемента, т.е. вероятность безотказной работы элемента на интервале времени $(t, t+\tau)$ до очередного отказа определяется как $P(\xi > \tau) = \frac{1}{T_0} \int_t^{\infty} [1 - F_{\tau}(t)] dt$, где $T_0 = 1/\lambda$ - среднее время жизни элемента. Применительно к нашему случаю это будет вероятность $P(\tau'_j > t) = \lambda_j \int_t^{\infty} [1 - F_{\tau_j}(u)] du$. Тогда интересующая нас вероятность события $P(\tau_{\Sigma} > t)$ по формуле полной вероятности, может быть записана в виде:

$$P(\tau_{\Sigma} > t) = P(\tau_1 > t) \cdot P(\tau'_2 > t) \cdot \lambda_1 / \lambda_{\Sigma} + P(\tau_2 > t) \cdot P(\tau'_1 > t) \cdot \lambda_2 / \lambda_{\Sigma}, \quad (2.1.3)$$

где $\lambda_{\Sigma} = \lambda_1 + \lambda_2$, а вероятность $\lambda_j / \lambda_{\Sigma}$ представляет собой долю j -го потока в результирующем. Из выражения (2.1.3) непосредственно и следует справедливость утверждения 1 [1]. Утверждение 1 доказано.

Теперь, используя функцию распределения (2.1.2), можем определить среднее значение и дисперсию распределения величины τ_{Σ} . Для этого введем обозначения:

$$g_1(t) = \int_t^{\infty} [1 - F_1(u)] du, \quad g_2(t) = \int_t^{\infty} [1 - F_2(u)] du. \quad (2.1.4)$$

Тогда, как известно из [13], средние значения интервалов между событиями в потоках равны: $\bar{\tau}_1 = g_1(0)$, $\bar{\tau}_2 = g_2(0)$, т.е. эти функции в т.0 равны соответствующим средним значениям интервалов времен в потоках. Не сложно показать, что функция плотности

$$f_{\tau_{\Sigma}}(t) = F'_{\tau_{\Sigma}}(t) = \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} [g_1(t) \cdot g_2(t)]''.$$

Математическое ожидание, т.е. среднее значение интервала между событиями в результирующем потоке

$$\begin{aligned}\bar{\tau}_{\Sigma} &= \int_0^{\infty} t f_{\tau_{\Sigma}}(t) dt = \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} \int_0^{\infty} t [g_1(t) g_2(t)]' dt = \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} t [g_1(t) \cdot g_2(t)]' \Big|_0^{\infty} - \int_0^{\infty} [g_1(t) g_2(t)]' dt = \\ &= \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} [g_1(t) \cdot g_2(t)] \Big|_0^{\infty} = 0 + \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} \bar{\tau}_1 \cdot \bar{\tau}_2 = \frac{1}{\lambda_{\Sigma}},\end{aligned}\quad (2.1.5)$$

что полностью подтверждает справедливость интегрального выражения [4] (2.1.2).

Определим теперь второй начальный момент распределения интервала τ_{Σ} для вычисления дисперсии этой случайной величины:

$$\begin{aligned}M(\tau_{\Sigma}^2) &= \int_0^{\infty} t^2 f_{\Sigma}(t) dt = \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} \int_0^{\infty} t^2 [g_1(t) \cdot g_2(t)]' dt = \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} \{t^2 [g_1(t) \cdot g_2(t)]' \Big|_0^{\infty} - \\ &- 2 \int_0^{\infty} t \cdot [g_1(t) \cdot g_2(t)]' dt\} = 0 - 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} [t \cdot (g_1(t) \cdot g_2(t)) \Big|_0^{\infty} - \int_0^{\infty} g_1(t) \cdot g_2(t) dt] = \\ &= 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} \int_0^{\infty} g_1(t) \cdot g_2(t) dt.\end{aligned}\quad (2.1.6)$$

Тогда дисперсия времени между событиями в результирующем потоке

$$D(\tau_{\Sigma}) = 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} \int_0^{\infty} g_1(t) \cdot g_2(t) dt - \frac{1}{\lambda_{\Sigma}^2}.\quad (2.1.7)$$

На основании полученных результатов для дисперсии времени между событиями в результирующем потоке (2.1.4) и (2.1.7), сформулируем следующее утверждение.

Утверждение 2. *Дисперсию величины τ_{Σ} - интервала времени между событиями результирующего потока, а также моменты более высоких порядков, нельзя выразить в виде элементарных функций от дисперсий и математических ожиданий составляющих потоков. Таким образом, дисперсия величины τ_{Σ} и моменты высших порядков не разложимы.*

Доказательство этого утверждения заключено в самом

выражении (2.1.7) для вычисления дисперсии распределения интервалов времен между событиями в результирующем потоке.

Учитывая тот факт, что в сетевых моделях и в самих реальных сетях мы не знаем точных законов распределений потоков, остается единственно возможным путь для вычисления этого интеграла через элементарные функции – это аппроксимация функций $g_i(t)$ ($i=1,2$) на уровне двух первых моментов распределений интервалов времени. Эти моменты можно на практике определить путем съёма трафика с помощью программно-аппаратных средств измерения трафика в узлах сети.

Таким образом, будем считать, что потоки в сетевых моделях определены на уровне средних значений $\bar{\tau}_j$ и дисперсий D_{τ_j} распределений интервалов, и функции распределения $F_j(t)$ будем аппроксимировать отдельно при $c_{\lambda_j} < 1$ и $c_{\lambda_j} > 1$ ($j=1, 2$).

В качестве примера возьмем два экспоненциально распределенных потока с параметрами λ_1 и λ_2 : $F_1(t) = 1 - e^{-\lambda_1 t}$, $F_2(t) = 1 - e^{-\lambda_2 t}$. Тогда по формуле (2.1.7) дисперсия величины τ_Σ - $D_{\tau_\Sigma} = 1/\lambda_\Sigma^2$. Это означает, что при мультиплексировании потоков, распределенных по экспоненциальному закону, снова получается пуассоновский поток.

В качестве следующего примера рассмотрим два независимых потока событий, распределенных по равномерному закону на интервале (0;1). Тогда дисперсия величины τ_Σ по формуле (2.1.7)

$$D_{\tau_\Sigma} = 2 \int_0^1 \left[\int_t^1 (1-u) du \int_t^1 (1-u) du \right] dt - \left(\frac{1}{4} \right)^2 = \frac{3}{80}.$$

2.2. Определение неизвестных параметров аппроксимирующих функций

В качестве функции распределения в случае $c_{\lambda_j} < 1$ рассмотрим смещенное экспоненциальное распределение, а в случае $c_{\lambda_j} > 1$ – гиперэкспоненциальное.

Функция распределения в первом случае

$$F_j^{(1)}(t) = \begin{cases} 0, & t \leq \tau_{j1} \\ 1 - \exp\{-(t - \tau_{j1})/\tau_{j2}\}, & t \geq \tau_{j1} \end{cases}, \quad (2.2.1)$$

а во втором -

$$F_j^{(2)}(t) = 1 - p_j \exp(-2p_j t / \tau_j^*) - (1 - p_j) \exp[-2(1 - p_j)t / \tau_j^*]. \quad (2.2.2)$$

Теперь возникает задача выбора параметров распределений (2.2.1) и (2.2.2). Для этого определим функции $g_j(t)$ по формуле (2.1.4), подставив в их выражения функцию (2.2.1) в случае $c_{\lambda_j} < 1$, ($j=1, 2$):

$$g_j(t) = \begin{cases} \tau_{j1} + \tau_{j2} - t, & t \leq \tau_{j1} \\ \tau_{j2} \cdot \exp\{-(t - \tau_{j1})/\tau_{j2}\}, & t \geq \tau_{j1} \end{cases}. \quad (2.2.3)$$

В случае $c_{\lambda_j} > 1$ подставим (2.2.2) в выражение (2.1.4) для функции $g_j(t)$:

$$g_j(t) = \tau_j^* \{ \exp[-2p_j t / \tau_j^*] + \exp[-2(1 - p_j)t / \tau_j^*] \} / 2. \quad (2.2.4)$$

Если же при этом один поток будет иметь коэффициент вариации меньше 1, а другой - больше 1, то в таком случае функции $g_j(t)$, очевидно, будут скомбинированы из выражений (2.2.1) и (2.2.2). Параметры искомым аппроксимирующих функций распределений (2.2.1) и (2.2.2) подберем, используя метод моментов, приравняв их первые

два момента к соответствующим моментам $\bar{\tau}_j$ и D_{τ_j} распределений исходных потоков. Математическое ожидание случайной величины, распределенной по закону (2.2.1), равно

$$\bar{\tau}_j^* = \int_{\tau_{j1}}^{\infty} t \cdot \exp\{-(t - \tau_{j1})/\tau_{j2}\} / \tau_{j2} \cdot dt = -t \cdot \exp\{-(t - \tau_{j1})/\tau_{j2}\} \Big|_{\tau_{j1}}^{\infty} + \\ + \int_{\tau_{j1}}^{\infty} \exp\{-(t - \tau_{j1})/\tau_{j2}\} \cdot dt = \tau_{j1} + \tau_{j2}.$$

Также, проинтегрировав дважды по частям, найдем дисперсию распределения (2.2.1):

$$D_{\tau_j}^* = \tau_{j2}^2 \quad (j=1,2).$$

Используя метод моментов, запишем:

$$\begin{cases} \tau_{j1} + \tau_{j2} = \bar{\tau}_j \\ \tau_{j2}^2 = D_{\tau_j}. \end{cases}$$

Отсюда параметры функции распределения (2.2.1) равны:

$$\tau_{j1} = \bar{\tau}_j - \sqrt{D_{\tau_j}}, \quad \tau_{j2} = \sqrt{D_{\tau_j}}. \quad (2.2.5)$$

Аналогично, те же операции сделаем с функцией распределения (2.2.2). В этом случае функция плотности

$f_j(t) = (2p_j^2/\tau_j^*) \cdot \exp[-(2p_j/\tau_j^*) \cdot t] + [2(1-p_j)^2/\tau_j^*] \cdot \exp[-2(1-p_j)/\tau_j^* \cdot t]$. Математическое ожидание случайной величины, распределенной по этому закону, равно $\bar{\tau}_j^* = \tau_j^*$. Дисперсию этой величины найдем, дважды проинтегрировав по частям интеграл $\int_0^{\infty} t^2 f_j(t) dt$: $D_{\tau_j}^* = \tau_j^{*2} [1/2p_j + 1/2(1-p_j)] - \tau_j^{*2}$.

Вероятность p подберем из уравнения (2.2.6) с учетом того, что

$$\tau_j^* = \bar{\tau}_j. \quad (j=1, 2). \quad (2.2.6)$$

Тогда

$$p_j = 1/2 \pm \sqrt{1/4 - \bar{\tau}_j^2 / [2(D_{\tau_j} + \bar{\tau}_j^2)]}. \quad (2.2.7)$$

Таким образом, параметры функций распределений $F_j^{(1)}(t)$ и $F_j^{(2)}(t)$, аппроксимирующих законы распределений $F_j(t)$, составляющих результирующего потока, полностью определены для всех случаев $c_{\lambda j} \leq 1$ - выражения (2.2.5) и $c_{\lambda j} > 1$ - выражения (2.2.6) и (2.2.7). Тогда, подставив функции $g_j(t)$ ($j=1,2$) с однозначно определенными их параметрами, в выражение (2.1.7) и после вычисления всех интегралов, можем определить дисперсию интервала времени мультиплексированного потока [4].

2.3. Определение моментных характеристик результирующего потока

Как было показано выше, среднее значение интервала времени в результирующем потоке легко определяется по формуле (2.1.5) независимо от значений коэффициентов вариаций распределений составляющих потоков. Теперь перейдем к определению дисперсии распределения того же интервала в случае $c_{\lambda j} \leq 1$ ($j=1,2$). Для этого в формулу (2.1.7) подставим выражение (2.2.3) с найденными ранее параметрами распределения (2.2.5). Тогда в случае $\tau_{11} < \tau_{21}$ второй начальный момент величины τ_{Σ} :

$$\begin{aligned} M(\tau_{\Sigma}^2) &= 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_1 + \lambda_2} \int_0^{\infty} g_1(t) \cdot g_2(t) dt = \\ &= 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_1 + \lambda_2} \left\{ \int_0^{\tau_{11}} (\tau_{11} + \tau_{12} - t)(\tau_{21} + \tau_{22} - t) dt + \right. \\ &\quad + \int_{\tau_{11}}^{\tau_{21}} (\tau_{21} + \tau_{22} - t) \exp[-(t - \tau_{11})/\tau_{12}] dt + \\ &\quad \left. + \int_{\tau_{21}}^{\infty} \tau_{12} \tau_{22} \exp[-(t - \tau_{11})/\tau_{12} - (t - \tau_{21})/\tau_{22}] dt \right\} \end{aligned} \quad (2.3.1)$$

В случае $\tau_{11} > \tau_{21}$

$$\begin{aligned}
 M(\tau_{\Sigma}^2) &= 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_1 + \lambda_2} \int_0^{\infty} g_1(t) \cdot g_2(t) dt = \\
 &= 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_1 + \lambda_2} \left\{ \int_0^{\tau_{11}} (\tau_{11} + \tau_{12} - t)(\tau_{21} + \tau_{22} - t) dt + \right. \\
 &\quad + \int_{\tau_{11}}^{\tau_{21}} \tau_{12} (\tau_{21} + \tau_{22} - t) \exp[-(t - \tau_{11}) / \tau_{12}] dt + \\
 &\quad \left. + \int_{\tau_{21}}^{\infty} \tau_{12} \tau_{22} \exp[-(t - \tau_{11}) / \tau_{12} - (t - \tau_{21}) / \tau_{22}] dt \right\}
 \end{aligned} \tag{2.3.2}$$

В случае же равенства значений $\tau_{11} = \tau_{21}$, второй интеграл в выражениях (2.3.1) и (2.3.2) будет равен 0. Обозначив интегралы в правых частях выражений (2.3.1) и (2.3.2) через I_1, I_2, I_3 , запишем их значения в случае $\tau_{11} < \tau_{21}$:

$$\begin{aligned}
 I_1 &= (\tau_{11}^2 / 2)(\tau_{21} + \tau_{22} - \tau_{11} / 3 - \tau_{12}) + \tau_{11} \tau_{12} (\tau_{21} + \tau_{22}), \\
 I_2 &= \tau_{12}^2 (\tau_{21} + \tau_{22} - \tau_{11} - \tau_{12}) + \tau_{12}^2 (\tau_{12} - \tau_{22}) \exp[-(\tau_{21} - \tau_{11}) / \tau_{12}], \\
 I_3 &= \tau_{12}^2 \tau_{22}^2 \exp[(\tau_{11} - \tau_{21}) / \tau_{12}] / (\tau_{12} + \tau_{22}).
 \end{aligned} \tag{2.3.3}$$

В случае $\tau_{11} > \tau_{21}$ эти интегралы равны:

$$\begin{aligned}
 I_1 &= (\tau_{21}^2 / 2)(\tau_{11} + \tau_{12} - \tau_{21} / 3 - \tau_{22}) + \tau_{21} \tau_{22} (\tau_{11} + \tau_{12}), \\
 I_2 &= \tau_{22}^2 (\tau_{11} + \tau_{12} - \tau_{21} - \tau_{22}) + \tau_{22}^2 (\tau_{22} - \tau_{12}) \exp[-(\tau_{11} - \tau_{21}) / \tau_{22}], \\
 I_3 &= \tau_{12}^2 \tau_{22}^2 \exp[(\tau_{21} - \tau_{11}) / \tau_{22}] / (\tau_{12} + \tau_{22}).
 \end{aligned} \tag{2.3.4}$$

Здесь параметры распределений τ_{jk} ($j=k=1,2$) определяются выражениями (2.2.5). Подставив полученные значения интегралов (2.3.3) в (2.3.1), а – (2.3.4) в (2.3.2) для второго начального момента распределения интервала времени между событиями результирующего потока,

определяем дисперсию распределения этого интервала:

$$D(\tau_{\Sigma}) = 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}^2} (I_1 + I_2 + I_3) - \frac{1}{\lambda_{\Sigma}^2}. \quad (2.3.5)$$

Теперь те же операции выполним для случая гиперэкспоненциального распределения составляющих. Для этого функции $g_j(t)$, определяемые выражением (2.2.4) с параметрами распределения (2.2.6) и (2.2.7), подставим в (2.1.7).

$$\begin{aligned} M(\tau_{\Sigma}^2) &= 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_1 + \lambda_2} \int_0^{\infty} g_1(t) \cdot g_2(t) dt = 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_1 + \lambda_2} \frac{\tau_1 \tau_2}{4} \left\{ \int_0^{\infty} \exp[-2(\frac{p_1}{\tau_1} + \frac{p_2}{\tau_2})t] dt + \right. \\ &+ \int_0^{\infty} \exp[-2(\frac{p_1}{\tau_1} + \frac{2(1-p_2)}{\tau_2})t] dt + \int_0^{\infty} \exp[-2(\frac{2(1-p_1)}{\tau_1} + \frac{p_2}{\tau_2})t] dt + \\ &\left. + \int_0^{\infty} \exp[-2(\frac{2(1-p_1)}{\tau_1} + \frac{2(1-p_2)}{\tau_2})t] dt \right\}. \end{aligned}$$

Обозначим через I'_1, I'_2, I'_3 и I'_4 интегралы, стоящие в фигурных скобках и определим их значения:

$$\begin{aligned} I'_1 &= \frac{\tau_1^2 \tau_2^2}{8(p_1 \tau_2 + p_2 \tau_1)}; \quad I'_2 = \frac{\tau_1^2 \tau_2^2}{8[p_1 \tau_2 + (1-p_2)\tau_1]}; \\ I'_3 &= \frac{\tau_1^2 \tau_2^2}{8[p_2 \tau_1 + (1-p_1)\tau_2]}; \quad I'_4 = \frac{\tau_1^2 \tau_2^2}{8[(1-p_1)\tau_2 + (1-p_2)\tau_1]}. \end{aligned} \quad (2.3.6)$$

Тогда дисперсия величины τ_{Σ} при гиперэкспоненциальном распределении составляющих результирующего потока, будет равна

$$D_{\tau_{\Sigma}} = 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} (I'_1 + I'_2 + I'_3 + I'_4) - \frac{1}{\lambda_{\Sigma}^2}. \quad (2.3.7)$$

Далее рассмотрим последний случай, когда одна составляющая результирующего потока имеет коэффициент вариации $c_{\lambda_j} \leq 1$, а вторая $-c_{\lambda_j} > 1$. Не умаляя общности, в

качестве функции $g_1(t)$ возьмем функцию (2.2.3), а качестве функции $g_2(t)$ - функцию (2.2.4) с известными уже параметрами распределения. Тогда, подставив эти функции в (2.1.6), получим

$$M(\tau_{\Sigma}^2) = 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} \int_0^{\infty} g_1(t) \cdot g_2(t) dt = \int_0^{\tau_{11}} (\tau_{11} + \tau_{12} - t) [\exp(-2p_2 t / \tau_2) + \exp(-2(1-p_2)t / \tau_2)] (\tau_2 / 2) dt + \int_{\tau_{11}}^{\infty} \tau_{12} \exp[-(t - \tau_{11}) / \tau_{12}] \times [\exp(-2p_2 t / \tau_2) + \exp(-2(1-p_2)t / \tau_2)] \times (\tau_2 / 2) dt.$$

Обозначим здесь первый интеграл через I_1'' , второй - I_2'' . Выражение I_1'' найдем после интегрирования по частям:

$$I_1'' = (\tau_{11} + \tau_{12}) \tau_2^2 / (4p_2) - [\tau_{12} \tau_2^2 / (4p_2) - \tau_2^3 / (8p_2^2)] \times \exp(-2p_2 \tau_{11} / \tau_2) - \tau_2^3 / (8p_2^2) + (\tau_{11} + \tau_{12}) \tau_2^2 / [4(1-p_2)] - \{\tau_{12} \tau_2^2 / [4(1-p_2)] - \tau_2^3 / [8(1-p_2)^2]\} \exp[-2(1-p_2) \tau_{11} / \tau_2] - \tau_2^3 / [8(1-p_2)^2];$$

$$I_2'' = \frac{\tau_{12}^2 \tau_2^2}{2} \left[\frac{\exp(-2p_2 \tau_{11} / \tau_2)}{\tau_2 + 2p_2 \tau_{12}} + \frac{\exp[-2(1-p_2) \tau_{11} / \tau_2]}{\tau_2 + 2(1-p_2) \tau_{12}} \right]. \quad (2.3.8)$$

Здесь параметры распределений τ_{jk} и τ_2 определены выше выражениями (2.2.5) и (2.2.6) соответственно.

Тогда

$$D_{\tau_{\Sigma}} = 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_{\Sigma}} (I_1'' + I_2'') - \frac{1}{\lambda_{\Sigma}^2}. \quad (2.3.9)$$

Таким образом, задача определения дисперсии времени результирующего потока, сведена к вычислению табличных интегралов [4,5].

Полученные выше математические результаты по мультиплексированию двух различных стационарных

потоков реализованы в виде процедуры Multipl с соответствующими параметрами. Схема алгоритма этой процедуры приведена на рис. 2.6, а экранная форма программы Multipl – на рис. 2.5.

В табл.2.1 приведены результаты расчетов по программе Multipl. в сравнении с результатами имитационного моделирования математического мультиплексирования 2-х потоков по специально разработанной программе Мих [10]. В таблице через $\bar{\tau}$ и D_{τ} обозначены теоретические моменты, а через $\bar{\tau}^*$ и S_{τ}^2 - соответствующие статистические оценки по результатам имитации.

Из табл.2.1 видно, что результаты формул для вычисления дисперсии результирующего потока в случае, когда коэффициенты вариаций составляющих потоков меньше 1 - (2.3.5), а также в смешанном случае - (2.3.9), достаточно хорошо согласуются с данными имитационного моделирования. И наоборот, результаты формулы (2.3.7) для того случая, когда коэффициенты вариаций составляющих больше 1, плохо согласуются с имитационным моделированием. Следовательно, для этого случая необходим другой подход к задаче аппроксимации.

Таблица 2.1

$\bar{\tau}_1/\bar{\tau}_1^*$	$D_{\tau 1}/S_{\tau 1}^2$	$\bar{\tau}_2/\bar{\tau}_2^*$	$D_{\tau 2}/S_{\tau 2}^2$	$\bar{\tau}_R/\bar{\tau}_R^*$	$D_{\tau \Sigma} / S_{\tau \Sigma}^2$
Законы распределения – равномерный (0:1) и равномерный (0:1)					
0,5/0,499	0,083/0,083	0,5/0,50	0,083/0,083	0,25/0,250	0,029/0,037
Законы распределения – равномерный (0:1) и экспоненциальный с параметром $\lambda=2$					
0,5/0,499	0,083/0,084	0,5/0,497	0,25/0,247	0,25/0,248	0,041/0,046
Законы распределения – экспоненциальный с $\lambda=2$ экспоненциальный с $\lambda=2$					
0,5/0,50	0,25/0,251	0,5/0,499	0,25/0,249	0,25/0,253	0,0625/0,063
Законы распределения – гиперэкспоненциальный и гиперэкспоненциальный с функцией плотности $f(t) = (2p^2/\tau) \exp\{-2pt/\tau\} + [2(1-p)^2/\tau] \exp\{-2(1-p)t/\tau\}$, где $p=0,8873$, $\tau=1,0$; $c_{\lambda j}=2$					
1,0/1,023	4,0/4,026	1,0/1,011	4,0/4,012	0,5/0,502	0,625/0,999
Законы распределения – Вейбулла и Вейбулла с функцией плотности $f(t) = \alpha\beta^{-\alpha} x^{\alpha-1} e^{-(x/\beta)^{\alpha}}$, где $\alpha=0,5427$ $\beta=1$, $m_{\tau}=1,738$, $c_{\lambda j}=2$					

1,738/1,73	12,09/11,91	1,738/1,78	12,09/12,82	0,87/0,877	1,888/2,48
Законы распределения – гиперэкспоненциальный с функцией плотности $f(t) = (2p^2 / \tau) \exp\{-2pt/\tau\} + [2(1-p)^2 / \tau] \exp\{-2(1-p)t/\tau\}$, где $p=0,8873$, $\tau=1,0$ и равномерный (0,2)					
1,0/1,001	4,0/3,996	1,0/0,996	0,333/0,333	0,5/0,500	0,204/0,246

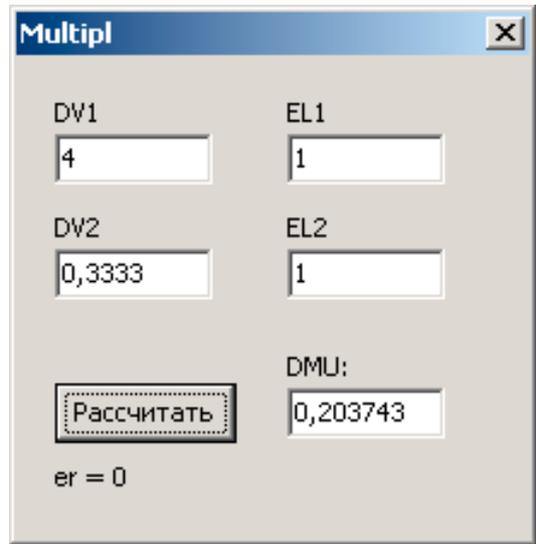


Рис.2.5 – Экранная форма программы Multipl

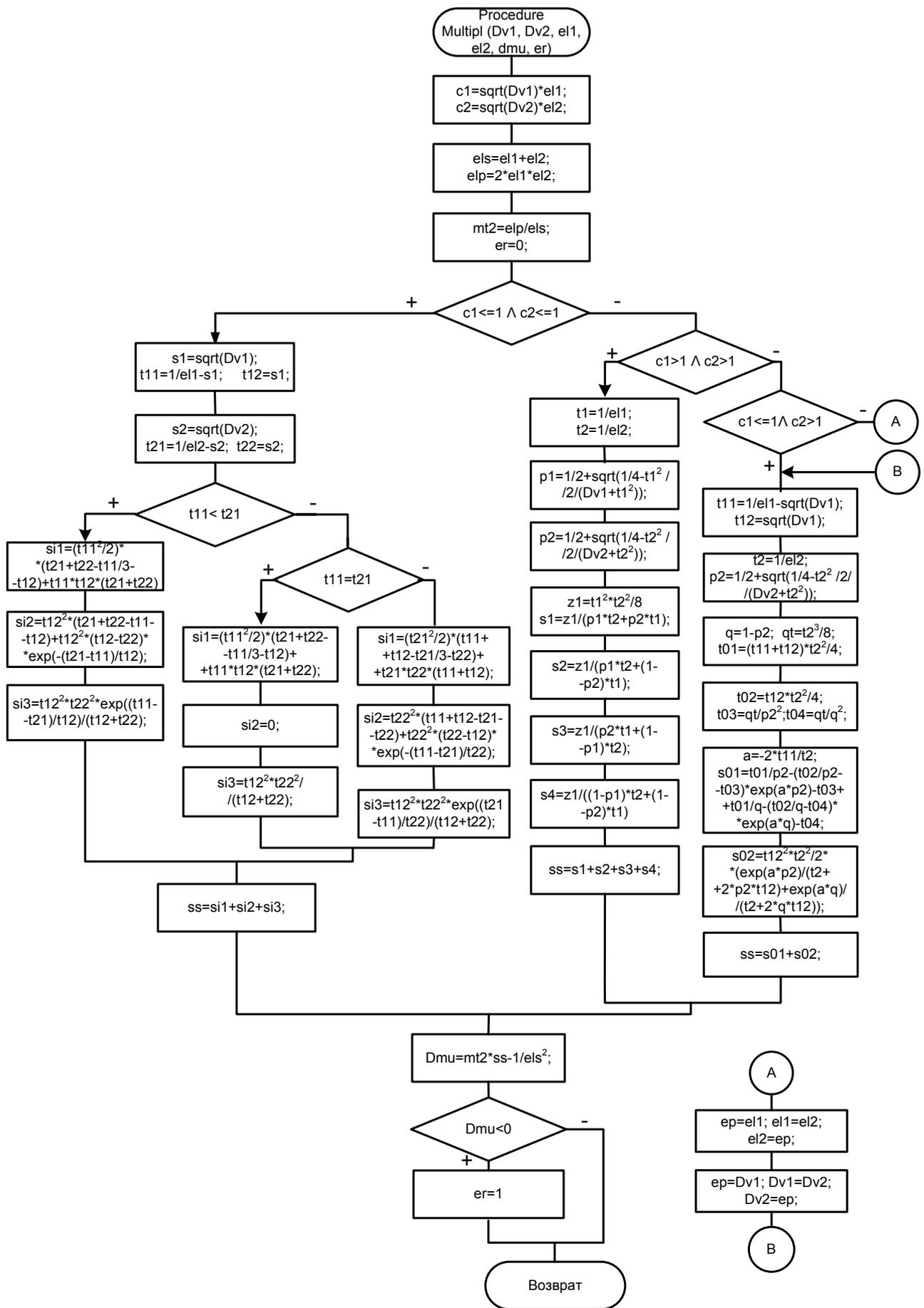


Рис. 2.6 - Схема алгоритма процедуры мультиплексирования потоков

2.4. Математическое мультиплексирование потоков на основе их диффузионной аппроксимации

Утверждение 3. Пусть мы имеем точку мультиплексирования потоков (т. А на рис.2.7), где сходятся два независимых потока заявок с параметрами: $\bar{\tau}_i = 1/\lambda_i$ ($i=1, 2$) – среднее время между соседними событиями в потоке i , D_{τ_i} – дисперсия этого же времени.

Тогда среднее значение и дисперсия времени в суммарном потоке между соседними заявками:

$$\bar{\tau}_{\Sigma} = \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 / (\bar{\tau}_1 + \bar{\tau}_2), \quad (2.4.1)$$

$$D_{\tau_{\Sigma}} = (\lambda_1/\lambda_{\Sigma})^3 D_{\tau_1} + (\lambda_2/\lambda_{\Sigma})^3 D_{\tau_2}. \quad (2.4.2)$$

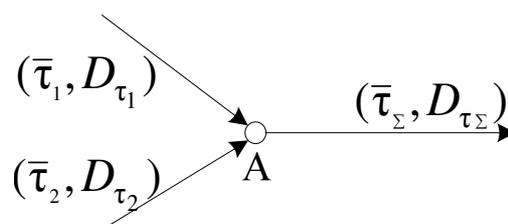


Рис. 2.7 - Мультиплексирование (агрегирование) потоков

Схематично операция мультиплексирования 2-х потоков на оси времени показана на рис.2.8.

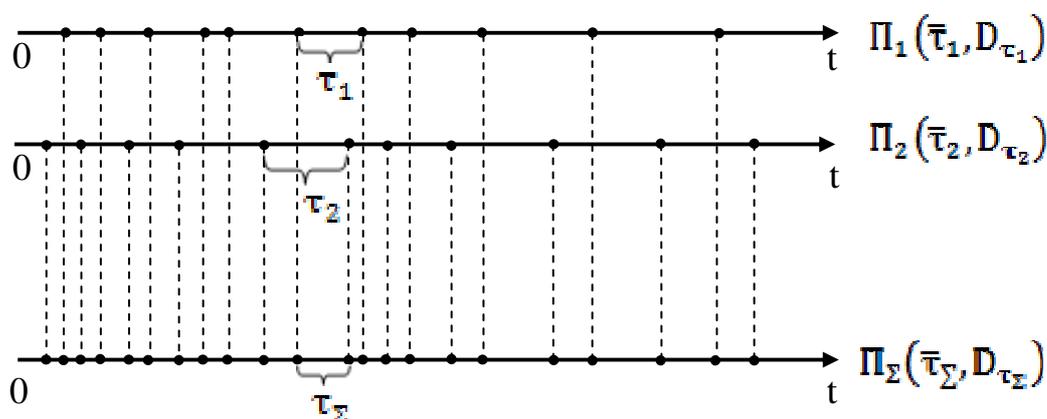


Рис. 2.8 – Мультиплексирование потоков событий

Доказательство. Пусть $N(t)$ означает число событий за время t . Тогда среднее значение потока $N(t)$: $\bar{N} = t/\bar{\tau}$, где $\bar{\tau}$ – среднее время между событиями в потоке $N(t)$.

Аппроксимируем дискретный поток $N(t)$ непрерывным диффузионным процессом $x(t)$. Тогда процесс $x(t)$ при больших t согласно центральной предельной теореме (ЦПТ) будет гауссовским процессом со средним значением $t/\bar{\tau}$ и дисперсией $D_{\tau} \cdot t/\bar{\tau}^3$ [16]. Тогда сумма двух независимых потоков $N_{\Sigma}(t) = N_1(t) + N_2(t)$ также будет гауссовским случайным процессом со средним $t/\bar{\tau}_{\Sigma} = t/\bar{\tau}_1 + t/\bar{\tau}_2$ и дисперсией $D_{\tau_{\Sigma}} \cdot t/\bar{\tau}_{\Sigma}^3 = D_{\tau_1} \cdot t/\bar{\tau}_1^3 + D_{\tau_2} \cdot t/\bar{\tau}_2^3$. Отсюда можно записать следующие равенства: $1/\bar{\tau}_{\Sigma} = 1/\bar{\tau}_1 + 1/\bar{\tau}_2$ - для среднего времени между соседними событиями в суммарном потоке и $D_{\tau_{\Sigma}} = (D_{\tau_1}/\bar{\tau}_1^3 + D_{\tau_2}/\bar{\tau}_2^3) \cdot \bar{\tau}_{\Sigma}^3$ - для дисперсии того же времени. Из последних равенств уже следует справедливость выражений (2.4.1) и (2.4.2). Утверждение 3 доказано.

Таким образом, эти равенства получены на основе диффузионного приближения дискретных процессов на уровне двух первых моментов распределений интервалов времен между событиями в потоках [1,4,5].

Замечание 1. Допустимость такого приближения можно обосновать следующим образом. Теория сетей массового обслуживания основывается на двух основных допущениях: 1) статистическая независимость потоков в сети МО; 2) рекуррентность входных в СМО потоков. Заметим, что формула (2.4.1) точна для любых независимых потоков, а формула (2.4.2) лишь приближенная вследствие допущения рекуррентности суммарного потока. Это подтверждают и результаты имитационного моделирования.

Замечание 2. На основании полученных равенств легко доказываем справедливость утверждения о том, что сумма нескольких пуассоновских потоков даёт снова пуассоновский поток. Для этого в выражения (2.4.1) и (2.4.2) нужно подставить значения $\bar{\tau}_i = 1/\lambda_i$, $\bar{\tau}_{\Sigma} = 1/(\lambda_1 + \lambda_2)$, $D_{\tau_i} = 1/\lambda_i^2$ ($i=1,2$). Следовательно, формула (2.4.2) точна для пуассоновских потоков.

Замечание 3. Для проверки справедливости выражений (2.4.1) и (2.4.2) применялось имитационное моделирование по специально разработанной программе Мих [10]. Заявки генерировались по

экспоненциальному, равномерному, нормальному, гиперэкспоненциальному, Вейбулла законам распределений времени между заявками. Результаты моделирования, приведенные в табл.2.2 показывают, что формула (2.4.1) справедлива для любых законов распределений потоков, а формула (2.4.2) точна только для пуассоновских потоков. При этом, если коэффициенты вариаций потоков меньше 1, то формула (2.4.2) занижает дисперсию агрегированного потока. В случае, когда коэффициенты вариаций больше 1, формула (2.4.2) обеспечивает хорошие результаты. В таблице 2.2 через $\bar{\tau}$ и D_{τ} обозначены теоретические моменты, а через $\bar{\tau}^*$ и S_{τ}^2 - соответствующие статистические оценки по результатам имитации.

Таблица 2.2

$\bar{\tau}_1/\bar{\tau}_1^*$	$D_{\tau_1}/S_{\tau_1}^2$	$\bar{\tau}_2/\bar{\tau}_2^*$	$D_{\tau_2}/S_{\tau_2}^2$	$\bar{\tau}_R/\bar{\tau}_R^*$	$D_{\tau_R}/S_{\tau_R}^2$
Законы распределения – равномерный (0:1) и равномерный (0:1)					
0,5/0,499	0,083/0,083	0,5/0,50	0,083/0,083	0,25/0,250	0,021/0,037
Законы распределения – равномерный (0:1) и экспоненциальный с параметром $\lambda=2$					
0,5/0,499	0,083/0,084	0,5/0,497	0,25/0,247	0,25/0,248	0,042/0,046
Законы распределения – экспоненциальный с $\lambda=2$ и экспоненциальный с $\lambda=2$					
0,5/0,50	0,25/0,251	0,5/0,499	0,25/0,249	0,25/0,253	0,0625/0,063
Законы распределения – гиперэкспоненциальный и гиперэкспоненциальный с функцией плотности $f(t) = (2p^2/\tau) \exp\{-2pt/\tau\} + [2(1-p)^2/\tau] \exp\{-2(1-p)t/\tau\}$, где $p=0,8873$, $\tau=1,0$ (коэффициент вариации 2)					
1,0/1,023	4,0/4,026	1,0/1,011	4,0/4,012	0,5/0,502	1,0/1,013
Законы распределения – гиперэкспоненциальный и гиперэкспоненциальный с функцией плотности $f(t) = (2p^2/\tau) \exp\{-2pt/\tau\} + [2(1-p)^2/\tau] \exp\{-2(1-p)t/\tau\}$, где $p=0,9472$, $\tau=1,0$ (коэффициент вариации 3)					
1,0/0,994	9,0/8,918	1,0/1,014	9,0/9,442	0,5/0,496	2,25/2,351
Законы распределения – Вейбулла и Вейбулла с параметрами $\alpha=0,5427, \beta=1$ (коэффициент вариации 2)					
1,738/1,72	12,09/12,20	1,738/1,73	12,09/12,42	0,869/0,867	3,02/2,54

Ниже, на рисунках 2.8-2.11, приведены гистограммы распределений результирующего потока, полученные по

программе Мих для некоторых законов распределений составляющих потоков, приведенных в табл.2.1.

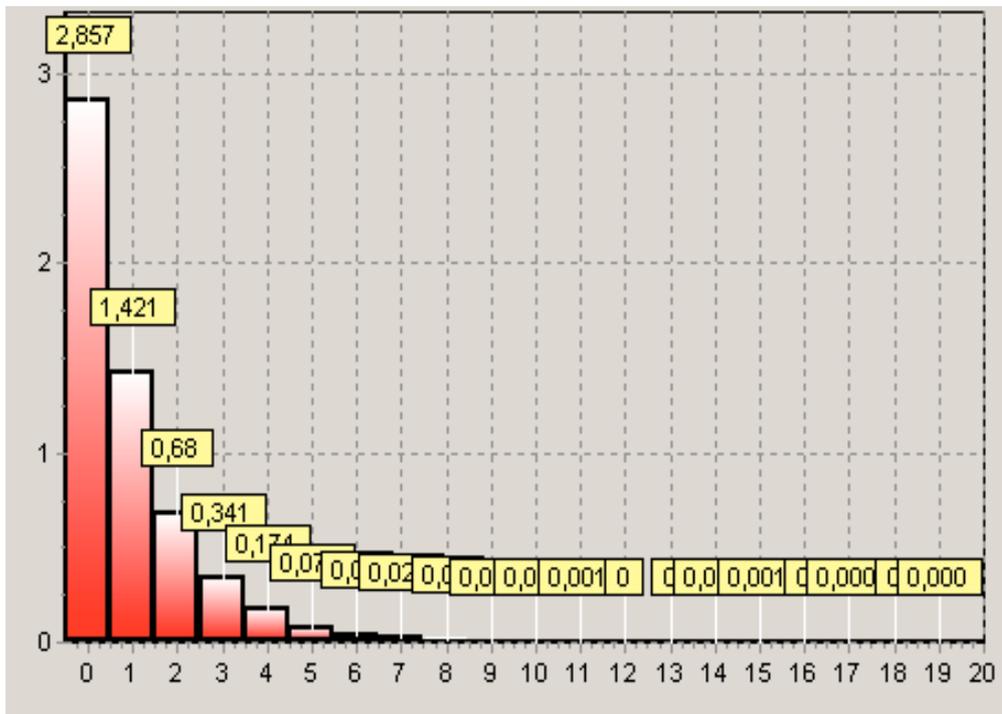


Рис. 2.9 - Гистограмма распределения интервалов времени в суммарном потоке. (Составляющие распределены по экспоненциальному закону ($\lambda=2$))

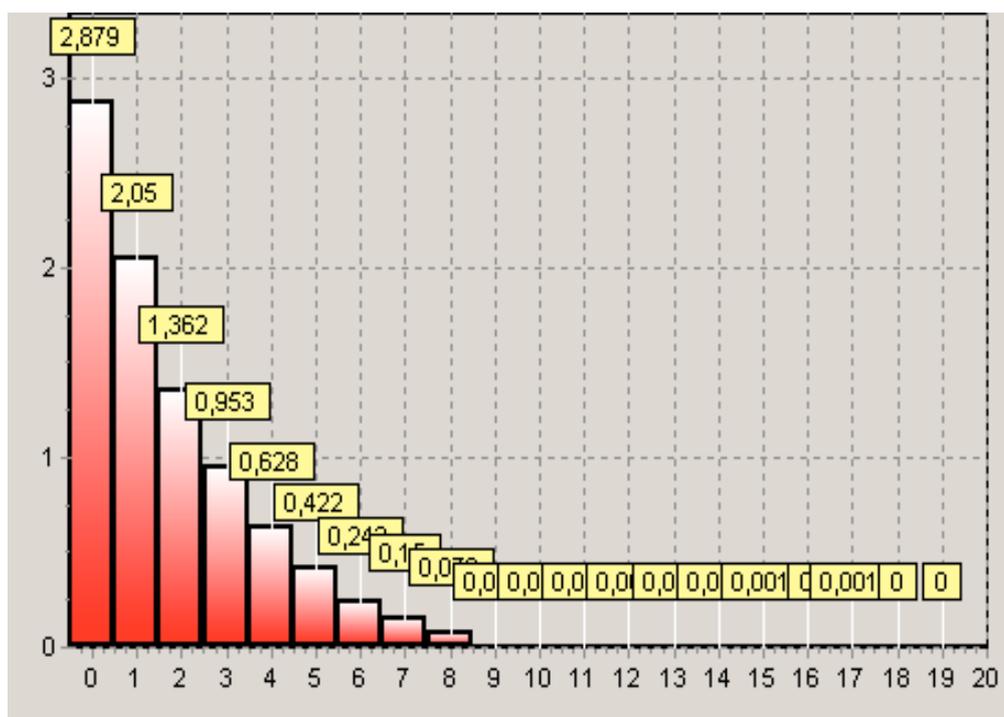


Рис. 2.10 - Гистограмма распределения интервалов времени в

суммарном потоке. (Составляющие распределены по равномерному (0,1) и экспоненциальному ($\lambda=2$) законам)

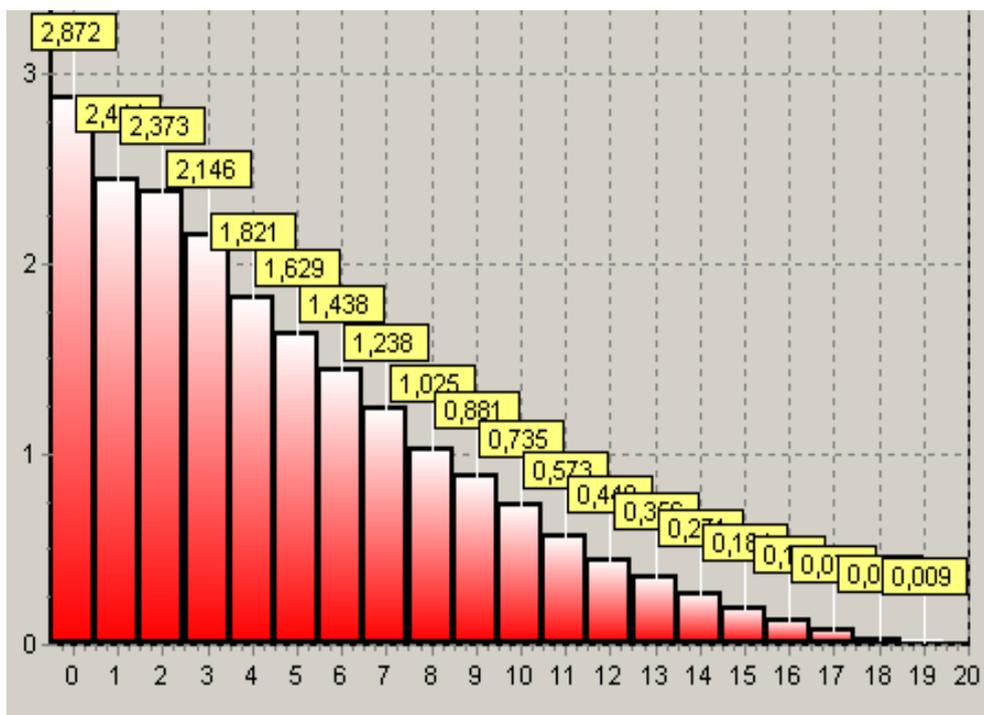


Рис. 2.11 - Гистограмма распределения интервалов времени в суммарном потоке. (Составляющие распределены по равномерному закону (0,1))

Результаты имитационного моделирования формул мультиплексирования потоков (2.4.1) и (2.4.2), приведенные в табл.2.2 показывают, что эти формулы достаточно точны для потоков, коэффициенты вариаций которых больше либо равны 1. В противном случае формула (2.4.2) занижает дисперсию интервалов времени в результирующем потоке. Гистограммы распределений, приведенные выше на рис.2.8-2.11, показывают, насколько сильно меняются законы распределений потоков при их мультиплексировании, когда они отличны от пуассоновских и их коэффициенты вариаций меньше 1 [10].

Для иллюстрации последнего, на рис. 2.12 приведена зависимость коэффициента вариации распределения времени между событиями в суммарном потоке $C_{\tau_{\Sigma}}$ в узле от доли регулярной составляющей, в котором складываются два потока: пуассоновский и регулярный потоки с интенсивностями λ_1 и λ_2 соответственно. Наличие

регулярного потока особенно характерно для сетей с коммутацией пакетов.

Для этого, с использованием формулы (2.4.2) определения дисперсии времени между сообщениями в суммарном потоке, получена следующая зависимость: $C_{\tau_{\Sigma}} = \sqrt{1 - \lambda_2/\lambda_{\Sigma}}$, где $\lambda_{\Sigma} = \lambda_1 + \lambda_2$, а λ_1 и λ_2 соответственно интенсивности пуассоновского и регулярного потоков.

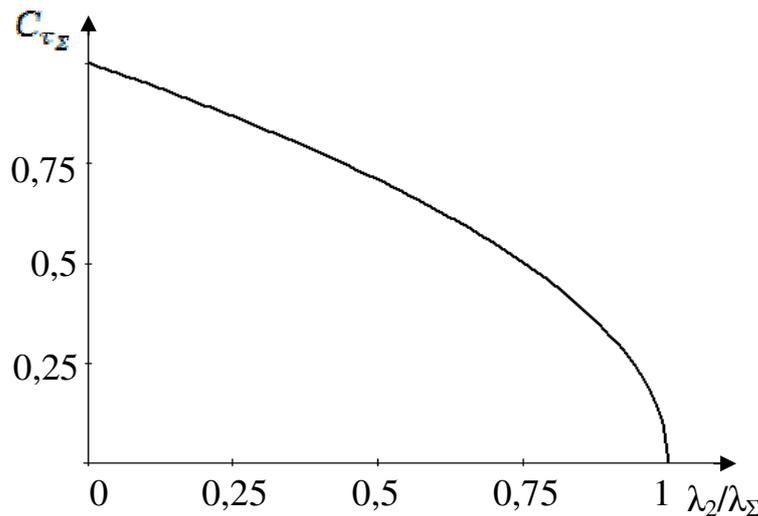


Рис.2.12 - Зависимость коэффициента вариации распределения времени между сообщениями в суммарном потоке $C_{\tau_{\Sigma}}$ от доли регулярной составляющей $\lambda_2/\lambda_{\Sigma}$

Даже такой достаточно простой пример демонстрирует существенную зависимость закона распределения интервала времени между событиями в агрегированном потоке от распределения компонент этого потока.

Ниже на рис. 2.13 приведена экранная форма программы математического мультиплексирования двух стационарных потоков Мих.

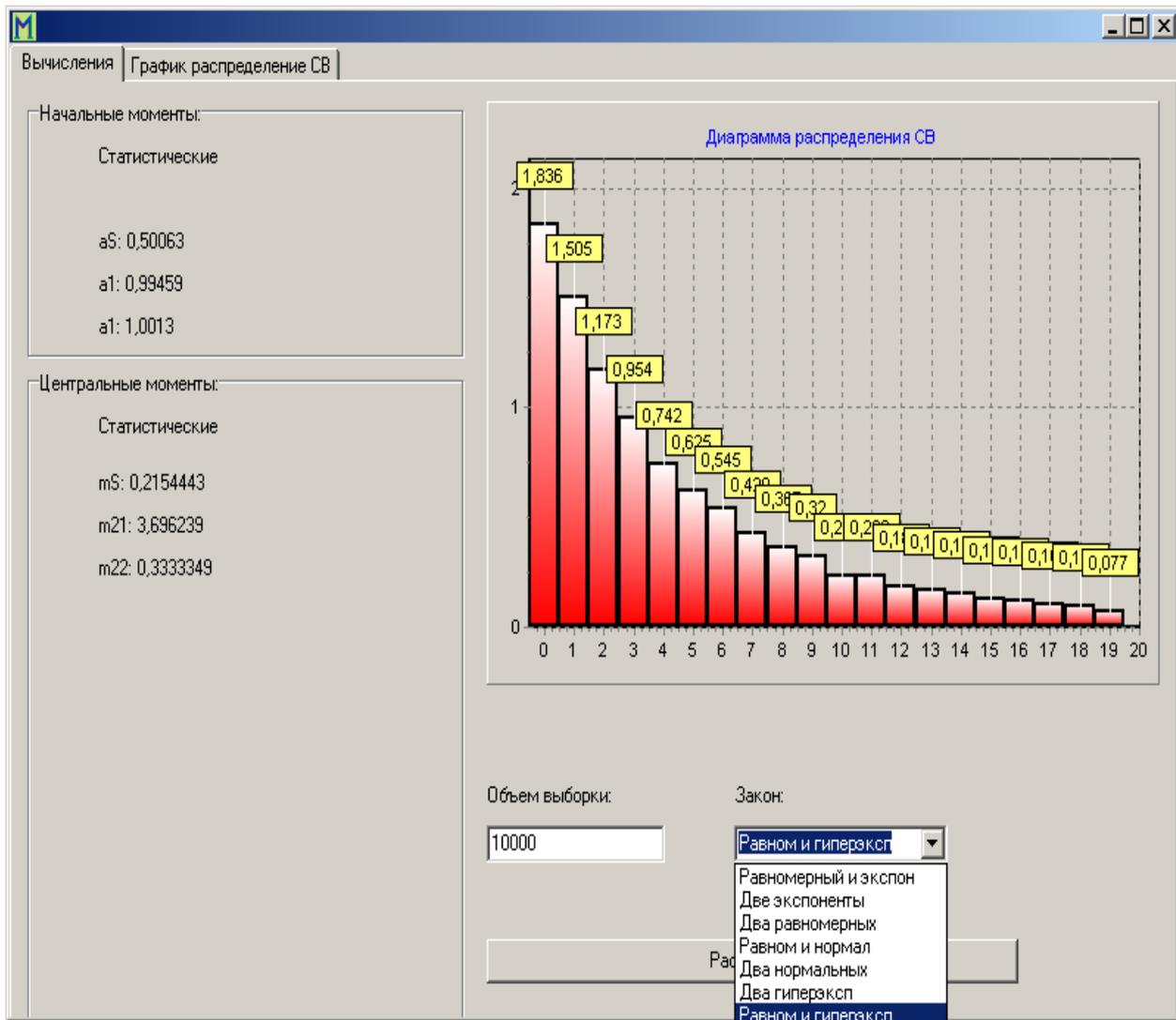


Рис. 2.13 – Экранная форма программы Мух

2.5. Анализ точности полученных результатов по математическому мультиплексированию потоков

Сравним для начала выражения (2.3.5) и (2.4.2) для вычисления дисперсии времени результирующего потока в случае, когда коэффициенты вариаций составляющих $c_{\lambda j} < 1$. Выше в п.2.1 был рассмотрен пример двух независимых потоков событий, распределенных по равномерному закону на интервале (0;1). Тогда точное значение дисперсии величины τ_{Σ} по формуле (2.1.7)

$$D_{\tau_{\Sigma}} = 2 \int_0^1 \left[\int_t^1 (1-u) du \int_t^1 (1-u) du \right] dt - \left(\frac{1}{4} \right)^2 = \frac{3}{80} = 0,0375.$$

Выражение (2.3.5) для этого случая дает результат $D_{\tau_{\Sigma}} \approx 0,029$ (см. табл.2.1), а выражение (2.4.2) -

$D_{\tau_{\Sigma}} = 1/48 \approx 0,021$ (см. табл.2.2). Следовательно, оба подхода к аппроксимации потоков занижают дисперсию времени в результирующем потоке. Закон равномерного распределения выбран здесь потому, что для него достигается наибольшая погрешность аппроксимации. В то же время, результат (2.3.5) лучше, чем у (2.4.2) в случае, когда коэффициенты вариаций составляющих $c_{\lambda_j} < 1$.

Так же результаты имитации, приведенные в табл.2.2 показывают, что в том случае, когда коэффициенты вариаций c_{λ_j} составляющих результирующего потока больше 1 (гиперэкспоненциальное распределение и Вейбулла2), формула (2.4.2) обеспечивает лучшие результаты, чем (2.3.5).

Следовательно, математическое мультиплексирование 2-х потоков будем в дальнейшем проводить по полученным выше формулам: (2.3.5) в случае $c_{\lambda_j} \leq 1$ ($j=1,2$)

$$D(\tau_{\Sigma}) = 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_1 + \lambda_2} (I_1 + I_2 + I_3) - \frac{1}{(\lambda_1 + \lambda_2)^2}; \quad (2.5.1)$$

- (2.3.9) в случае $c_{\lambda_1} \leq 1$ и $c_{\lambda_2} \geq 1$;

$$D_{\tau_{\Sigma}} = 2 \frac{\lambda_1 \lambda_2}{\lambda_1 + \lambda_2} (I_1'' + I_2'') - \frac{1}{(\lambda_1 + \lambda_2)^2}; \quad (2.5.2)$$

- (2.4.2) в случае $c_{\lambda_j} > 1$ ($j=1,2$)

$$D_{\tau_{\Sigma}} = (\lambda_1 / \lambda_{\Sigma})^3 D_{\tau_1} + (\lambda_2 / \lambda_{\Sigma})^3 D_{\tau_2}. \quad (2.5.3)$$

Входящие в эти выражения значения интегралов $I_1, I_2, I_3, I_1'', I_2''$ вычислены выше в п. 2.3. Таким образом, для мультиплексирования 2-х потоков будем использовать и результаты диффузионного приближения потоков и аппроксимацию их функций распределений в зависимости от величины их коэффициента вариации [4]. Окончательная схема алгоритма такой процедуры Multiplm приведена на рис. 2.15, а экранная форма программы – на рис. 2.14.

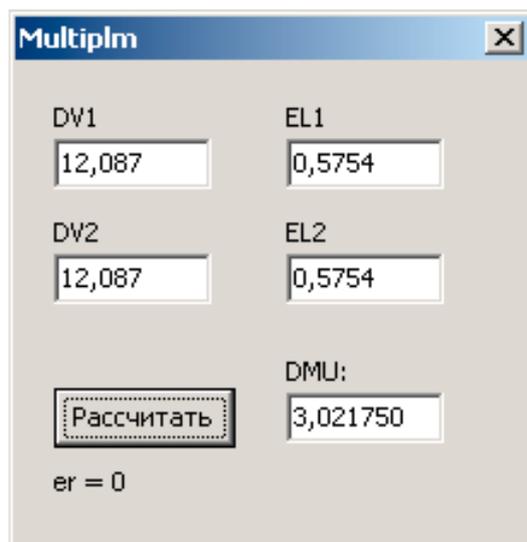


Рис. 2.14 – Экранная форма программы Multiplm

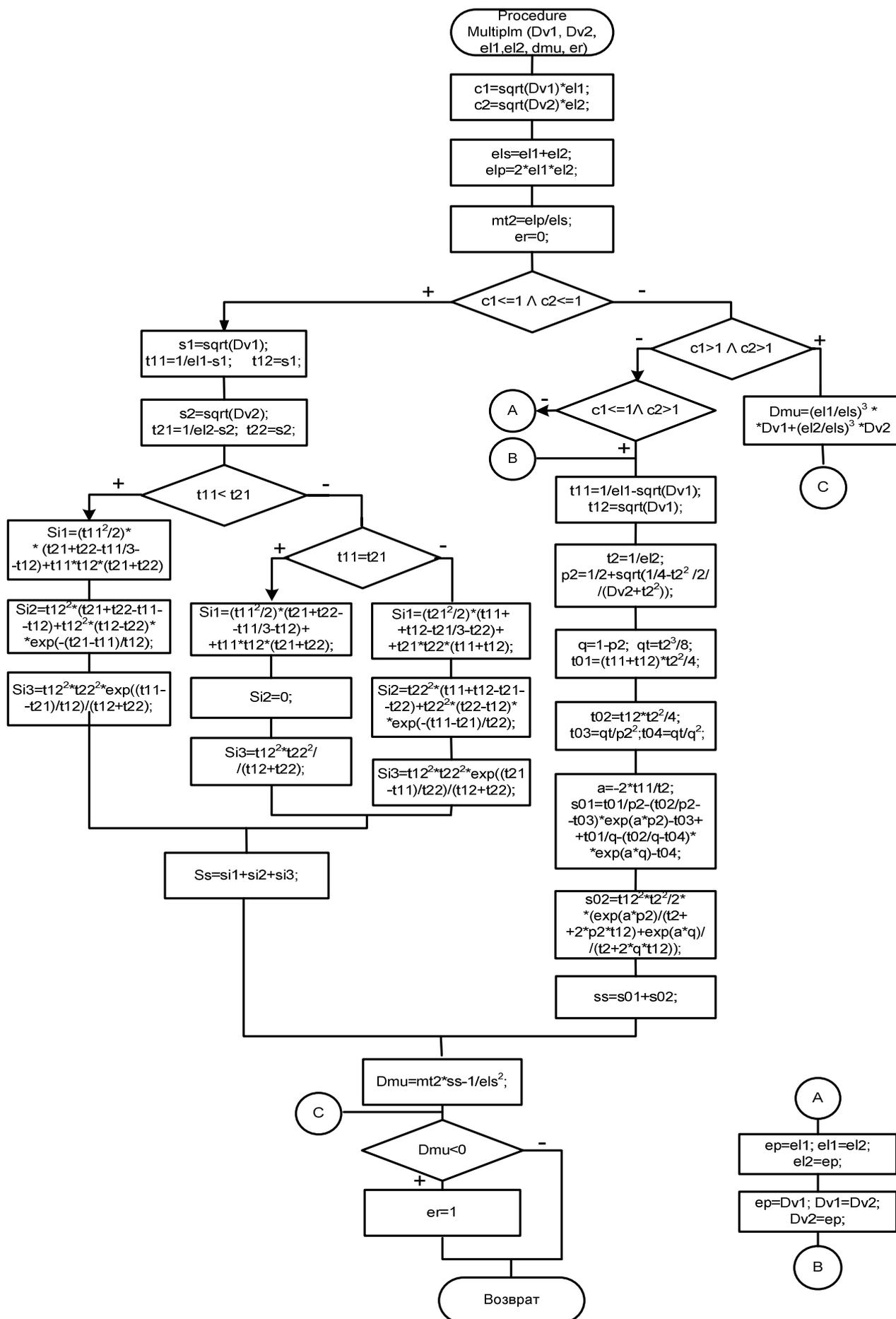


Рис. 2.15 – Схема алгоритма процедуры Multiplm

2.6. Реализация математических операций демультиплексирования потоков

Теперь вернемся к демультиплексированию потока, схематично изображенному на рис. 2.16. Вывод формул для среднего значения и дисперсии распределения интервалов времени между соседними событиями в разреженном потоке оформлен ниже в виде утверждения 4.

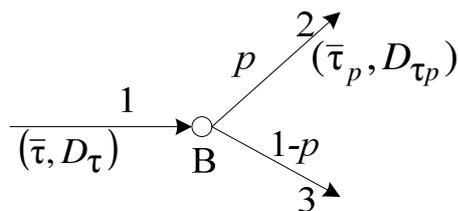


Рис. 2.16 - Демультиплексирование потока (p -преобразование потока)

Утверждение 4. Пусть мы имеем точку демультиплексирования потока (т. В на рис.2.3 или на рис.2.16), в которой заявки с вероятностью p уходят из потока (просеянный поток 2 на рис.2.16). Назовем эту операцию с потоком p – преобразованием. Тогда среднее значение и дисперсия времени между соседними событиями в просеянном потоке

$$\bar{\tau}_p = \bar{\tau} / p, \quad (2.6.1)$$

$$D_{\tau_p} = D_{\tau} / p + \bar{\tau}^2 (1 - p) / p^2. \quad (2.6.2)$$

Доказательство. Представим поток событий с параметрами $(\bar{\tau}, D_{\tau})$, где $\bar{\tau}, D_{\tau}$ - среднее значение и дисперсия времени между соседними событиями, как последовательность случайных точек $\{t_i\}$ на оси времени $0t$. Случайные интервалы времени между ними обозначим соответственно через $\tau_1, \tau_2, \tau_3, \dots$. При разрежении потока 1 случайный интервал времени в потоке 2 - τ_p равен: τ_1 - с вероятностью p ; $(\tau_1 + \tau_2)$ - с вероятностью pq ; $(\tau_1 + \tau_2 + \tau_3)$ - с вероятностью pq^2 и т.д. Запишем выражение для величины

τ_p следующим образом:

$$\tau_p = \begin{cases} \tau_1 \text{ с вероятностью } p, \\ (\tau_1 + \tau_2) \text{ с вероятностью } pq, \\ (\tau_1 + \tau_2 + \tau_3) \text{ с вероятностью } pq^2, \\ \dots \\ (\tau_1 + \tau_2 + \dots + \tau_i) \text{ с вероятностью } pq^{i-1}, \\ \dots \end{cases}$$

Здесь вероятность $q=1-p$. Заметим, что P - преобразование потока является случайным его разрежением, в отличие от детерминированного просеивания при получении потока Эрланга из простейшего потока.

Определим математическое ожидание величины τ_p с учетом того факта, что поток рекуррентный, т.е.

$$M(\tau_i) = M(\tau), \quad M(\tau_i^2) = M(\tau^2):$$

$$M(\tau_p) = M(\tau) \cdot p \sum_{i=1}^{\infty} i \cdot q^{i-1} = pM(\tau) \times (q + q^2 + q^3 + \dots)'_q =$$

$$= pM(\tau) \left(\frac{q}{1-q} \right)'_q = pM(\tau) \frac{1}{(1-q)^2} = M(\tau) / p.$$

Для определения дисперсии D_{τ_p} вычислим второй начальный момент $M(\tau_p^2)$:

$$M(\tau_p^2) = p \cdot \sum_{k=1}^{\infty} [kM(\tau^2) + (k^2 - k)(M(\tau))^2] \times q^{k-1} =$$

$$= p \cdot \sum_{k=1}^{\infty} [kD_{\tau} + k^2(M(\tau))^2] q^{k-1} = pD_{\tau} \sum_{k=1}^{\infty} kq^{k-1} + p \cdot (M(\tau))^2 \sum_{k=1}^{\infty} k^2 q^{k-1} =$$

$$= D_{\tau} / p + (1+q) \cdot (M(\tau))^2 / p^2.$$

Из полученных равенств для $M(\tau^2)$ и $M(\tau_p)$ следует справедливость выражений (2.6.1) и (2.6.2). Утверждение 4 доказано.

Следствие. Полученное из формулы (2.6.2) выражение для квадрата коэффициента вариации просеянного потока $c_p^2 = p \cdot c^2 + q$, позволяет судить о характере распределения этого потока. Как видно из последнего выражения, разрежение (p – преобразование) исходного потока существенно влияет на его закон распределения. При этом для пуассоновского потока его свойство сохраняется.

Замечание. Для проверки справедливости выражений (2.6.1) и (2.6.2) использовалось имитационное моделирование с помощью разработанной программы Demux [10]. Заявки генерировались по экспоненциальному, равномерному и нормальному законам распределений времени между заявками. Для каждого закона распределения генерировалось по 10000 заявок. Результаты имитационного моделирования, приведенные в табл.2.3, полностью подтверждают справедливость утверждения 3 для потоков с произвольным законом распределения интервалов времени между событиями.

Таблица 2.3

$\bar{\tau}/\bar{\tau}^*$	D_{τ}/S_{τ}^2	$\bar{\tau}_p/\bar{\tau}_p^*$	$D_{\tau p}/S_{\tau p}^2$	$\bar{\tau}_q/\bar{\tau}_q^*$	$D_{\tau q}/S_{\tau q}^2$
Закон распределения экспоненциальный с параметрами $\lambda=2; p=0,2; q=0,8$					
0,5/0,498	0,25/0,249	2,5/2,491	6,25/6,121	0,625/0,62	0,39/0,389
Закон распределения – экспоненциальный с параметром $\lambda=0,5; p=0,2; q=0,8$					
2,0/2,01	4,0/4,01	10,0/9,96	100,0/99,33	2,5/2,51	6,25/6,308
Закон распределения – равномерный с параметрами $a=1, b=3; p=0,2; q=0,8$					
2,0/2,001	0,333/0,33	10,0/9,99	81,666/84,23	2,5/2,51	1,666/1,703
Закон распределения – нормальный с параметрами $m_{\tau}=2, \sigma_{\tau}=0,5; p=0,2; q=0,8$					
2,0/1,993	0,25/0,249	10,0/9,98	80,25/80,59	2,5/2,497	38,75/38,26
Закон распределения - Вейбулла с параметрами $\alpha = 0.5427, \beta = 1, c_{\lambda} = 2, p=0,2; q=0,8$					
1,74/1,754	12,09/11,9	8,69/8,55	120,85/121,34	2,17/2,21	16,05/15,88

Ниже, на рис. 2.17-2.19, приведены гистограммы распределений разреженных потоков, полученных по специально разработанной программе Demix для некоторых законов распределений, приведенных в табл. 2.2. Исходный код программы Demix приведен в приложении 2.

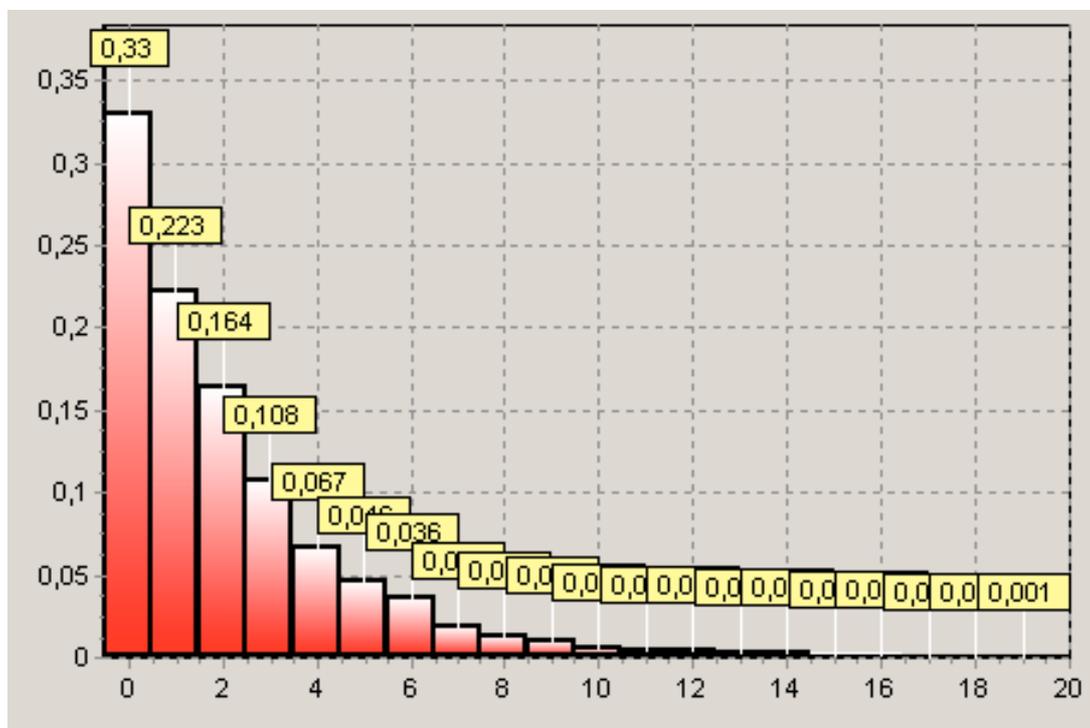


Рис. 2.17 - Гистограмма распределения интервалов времени в разреженном потоке. Входной поток распределен по экспоненциальному закону $\lambda=2, p=0,2$

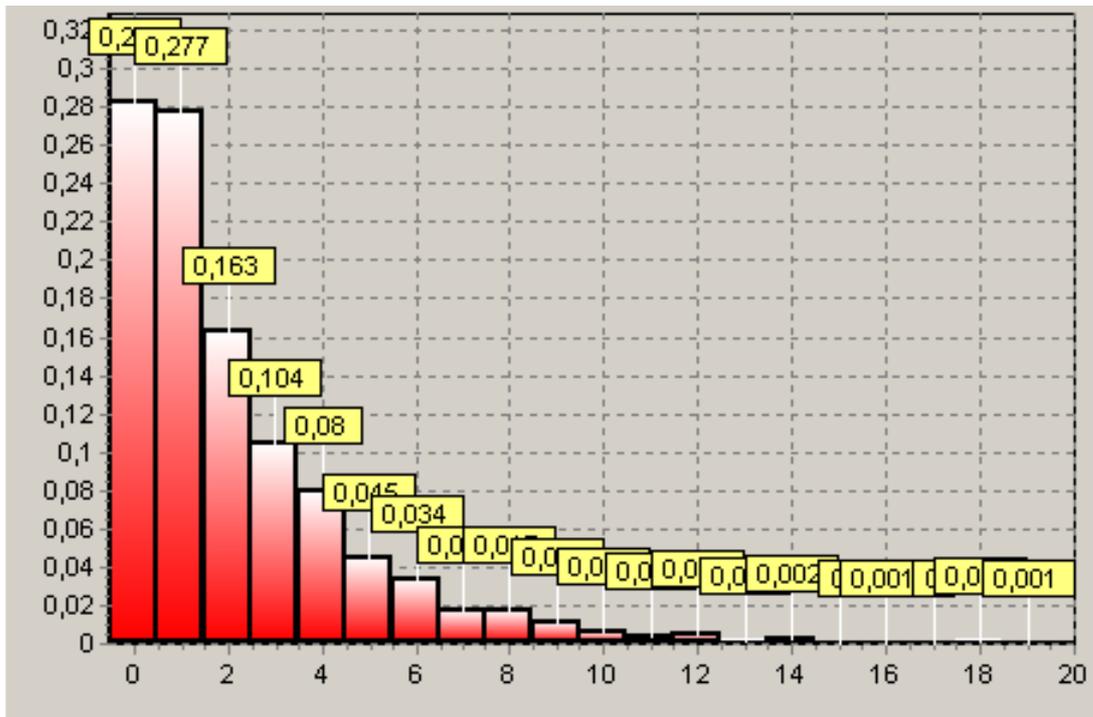


Рис. 2.18 - Гистограмма распределения интервалов времени в разреженном потоке. Входной поток распределен по равномерному закону $(0,1)$, $p=0,2$

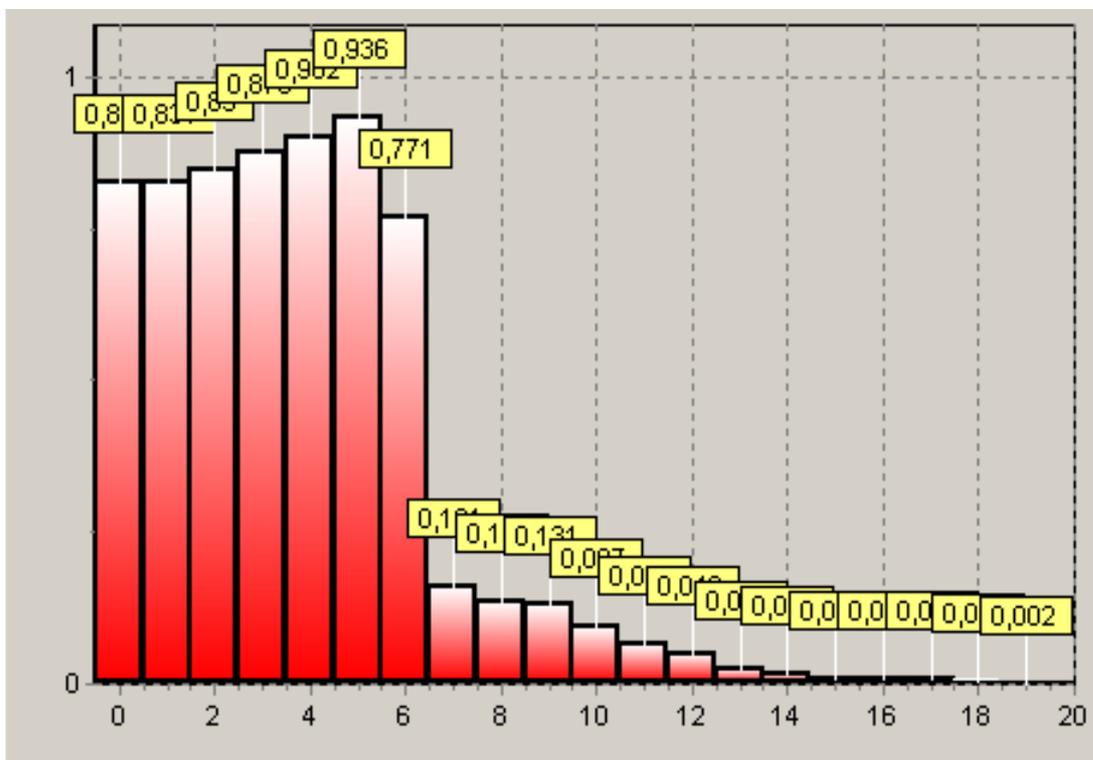


Рис. 2.19 - Гистограмма распределения интервалов времени в разреженном потоке. Входной поток распределен по равномерному закону $(0,1)$, $p=0,8$

Результаты имитационного моделирования по программе Demux [10], формул демультиплексирования потоков (2.6.1) и (2.6.2), приведенные в табл. 2.3 показывают, что они являются точными для любых законов распределений. Гистограммы распределений разреженных потоков, приведенные на рис. 2.17-2.19 свидетельствуют, что демультиплексирование потока также существенно влияет на характер распределения исходного потока, кроме пуассоновского потока.

Ниже на рис. 2.20 приведена экранная форма программы математического демультиплексирования произвольного стационарного потока Demux [10].

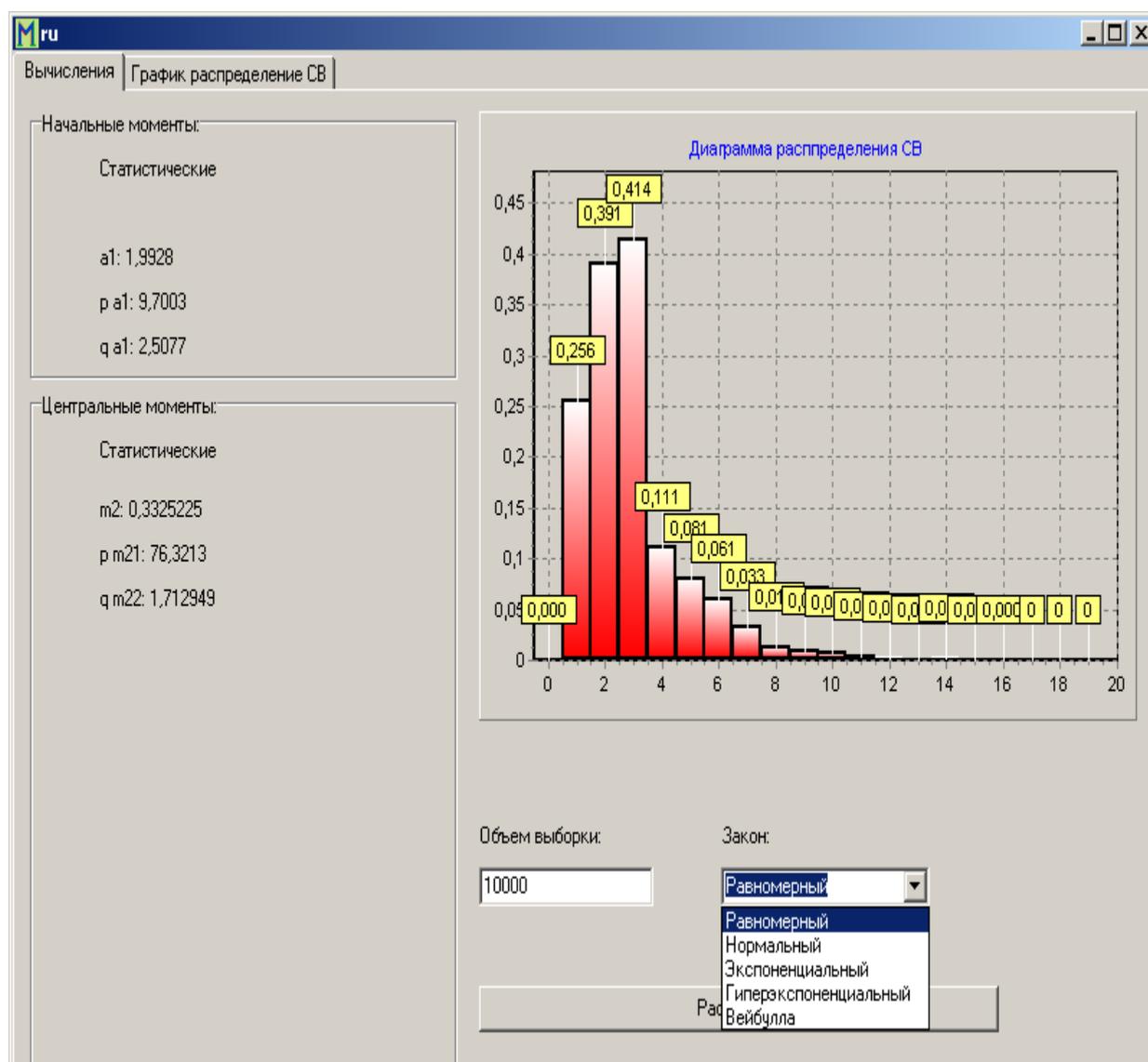


Рис. 2.20 – Экранная форма программы Demux

2.7. Уравнения равновесия потоков на уровне дисперсий распределений времен

В классической литературе по теории массового обслуживания недостаточно внимания уделено вычислению моментных характеристик мультиплексированных (агрегированного) потоков и демультиплексированного (разреженного) потока. Например, в [17] приводятся формулы вычисления дисперсии результирующего потока для случая предельного пуассоновского потока, а разреженного – для случая потоков Пальма. Следует заметить, что вышеприведенные результаты авторов справедливы для любых стационарных потоков.

Теперь, после того, как определены математические операции мультиплексирования и демультиплексирования потоков, по аналогии с уравнениями равновесия потоков на уровне их средних значений (2.1.1), можем записать уравнения равновесия относительно их дисперсий. Для этого повторно заметим, что на входе в i -й узел в общем случае агрегируются (мультиплексируются) разреженные (демультимплексированные) выходные потоки от j -го узлов ($j=0, 1, 2, \dots, n$). Дисперсии времен между событиями этих потоков, полученные по формуле (2.6.2) равны:

$$D_{\Pi_{ji}} = \frac{1}{p_{ji}} \left(D_{\text{вых } j} + \frac{1-p_{ji}}{p_{ji} \cdot \lambda_j^2} \right) \quad (i, j=1, 2, \dots, n). \quad (2.7.1)$$

Тогда уравнения равновесия однородных потоков на уровне дисперсий времен между событиями на входе и выходе i -го узла сетевой модели можно записать в виде уравнений

$$D_{\text{вх } i} = D(\Pi_{0i} * (\Pi_{1\text{вых},i} * \dots * (\Pi_{n-1\text{вых},i} * \Pi_{n\text{вых},i}))). \quad (2.7.2)$$

Здесь и в дальнейшем, выражение $D(\Pi_{j-1\text{вых},i} * \Pi_{j\text{вых},i})$ означает операцию вычисления дисперсии попарно мультиплексируемых по формулам (2.5.1)-(2.5.3) выходных потоков от $(j-1)$ -го ($\Pi_{j-1,i}$) и j -го узлов (Π_{ji}), поступающих на

вход i -го узла. Обозначение D_{0i} - дисперсия потока Π_{0i} , поступающего на вход i -го узла от внешнего источника. Методика определения дисперсий выходных потоков $D_{\text{ВЫХ } j}$ в уравнениях (2.7.1) будут рассмотрена в главе 3.

Тогда решение уравнений (2.1.1) и (2.7.2) позволяет декомпозировать сетевую модель на отдельные узлы на уровне двух первых моментов распределений потоков для последующего расчета их характеристик. Для решения задачи декомпозиции предлагается итерационная процедура, состоящая из следующих шагов [4,5].

1. В качестве начального приближения считаем сетевую модель как экспоненциальную сеть (сеть Джексона) и тогда системы уравнений (2.1.1) и (2.7.2) будут линейными. Решением систем линейных алгебраических уравнений (2.1.1) и (2.7.2) определяем средние значения $\bar{\tau}_{\lambda i} = \lambda_i^{-1}$ и дисперсии $D_{\text{ВХ } i}$ интервалов времени между соседними заявками во входных потоках для каждой СМО сети МО. Матрицы коэффициентов при неизвестных в этих системах не вырождены и поэтому существует единственное решение.

2. Используя значения $\bar{\tau}_{\lambda i}$ и $D_{\text{ВХ } i}$ для $i=1, \dots, n$, полученные на первом шаге, применяем метод двумерного диффузионного приближения (см. главу 3) для нахождения дисперсий времени между соседними заявками в выходном из i -ой СМО потоке $D_{\text{ВЫХ } i}$, а затем уже уточняем значения входных дисперсий $D_{\text{ВХ } i}$ по формулам (2.7.1), (2.7.2) совместно с (2.5.1) – (2.5.3).

3. Подставляем полученные значения дисперсий $D_{\text{ВХ } i}$ в систему (2.7.2) и повторяем шаг 2) в случае необходимости. Как показывают практические вычисления, на это требуется обычно несколько уточнений в связи с хорошей обусловленности системы (2.7.2).

2.8. Обобщение уравнений равновесия в сетевых моделях в случае наличия избыточных потоков

Рассмотрим теперь случай, когда сетевая модель включает также узлы с конечной очередью и потерями, например, каналные буферы (рис.2.21, здесь O – очередь, а Π – обслуживающий прибор).

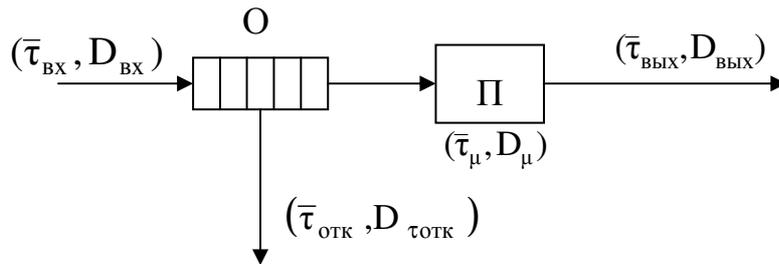


Рис. 2.21 – Модель массового обслуживания с конечной очередью и потерями

Тогда в сетевой модели будут циркулировать также потоки отказов (избыточные потоки), вследствие чего в уравнениях баланса потоков (2.1.1) и (2.7.2) появятся дополнительные слагаемые. Для этого необходимо определить характеристики избыточного потока аналогично характеристикам выходного потока. Интенсивность потока отказов может быть определена по формуле

$$\lambda_{\text{отк}} = p_{\text{отк}} \cdot \lambda_{\text{вх}}, \quad (2.8.1)$$

где $p_{\text{отк}}$ – вероятность потери заявки. Ее определение по методу двумерной диффузионной аппроксимации процессов функционирования СМО показано в главе 3. Отсюда среднее время между заявками в потоке отказов может быть определено по формуле

$$\bar{\tau}_{\text{отк}} = 1/\lambda_{\text{отк}}. \quad (2.8.2)$$

С другой стороны, на основании баланса интенсивности потоков на входе и выходе узла следует $\lambda_{\text{вх}} = \lambda_{\text{вых}} + \lambda_{\text{отк}}$ или

$$\bar{\tau}_{\text{отк}} = \bar{\tau}_{\text{вх}} \cdot \bar{\tau}_{\text{вых}} / (\bar{\tau}_{\text{вых}} - \bar{\tau}_{\text{вх}}). \quad (2.8.3)$$

Этот факт в дальнейшем будет учтен для контроля вычислений.

Для определения дисперсии $D_{\text{отк}}$ времени между соседними заявками в избыточном потоке, воспользуемся результатами, полученными при выводе формулы (2.6.2) п. 2.6. Так как избыточный поток получается из входного p -преобразованием с вероятностью $p_{\text{отк}}$, то дисперсия времени между событиями в избыточном потоке

$$D_{\text{отк}} = \frac{1}{p_{\text{отк}}} \left(D_{\text{вх}} + \frac{1 - p_{\text{отк}}}{p_{\text{отк}} \cdot \lambda_{\text{вх}}^2} \right), \quad (2.8.4)$$

где $\lambda_{\text{вх}}$ – интенсивность входного потока ($\lambda_{\text{вх}} = \bar{\tau}_{\text{вх}}^{-1}$), а $D_{\text{вх}}$ – дисперсия времени между заявками во входном потоке.

Сказанное выше позволяет записать уравнения баланса потоков, циркулирующих в стохастической сети на уровне средних значений и дисперсий времени между заявками в потоках на входе и выходе i -го узла:

$$\lambda_{i\text{вх}} = \lambda_{0i} + \sum_{j=1}^n p_{ji} \lambda_{j\text{вых}} + \sum_{j=1}^n q_{ji} \lambda_{j\text{отк}}; \quad (2.8.5)$$

$$D_{i\text{ex}} = D(\Pi_{0i} * (\Pi_{1\text{вых},i} * \dots * (\Pi_{n-1\text{вых},i} * \Pi_{n\text{вых},i}))) * (\Pi_{1i}^{\text{изб}} * \dots * (\Pi_{n-1,i}^{\text{изб}} * \Pi_{ni}^{\text{изб}})). \quad (2.8.6)$$

Здесь D – операция вычисления дисперсии времени между соседними заявками в потоке, а выражение $(\Pi_{j-1,i} * \Pi_{ji})$ означает по парное мультиплексирование выходных потоков от $(j-1)$ -го ($\Pi_{j-1,i}$) и j -го узлов (Π_{ji}), поступающих на вход i -го узла по формулам (2.5.1)-(2.5.3).

Выражение $(\Pi_{j-1,i}^{\text{изб}} * \Pi_{ji}^{\text{изб}})$ означает по парное мультиплексирование избыточных потоков от $(j-1)$ -го ($\Pi_{j-1,i}^{\text{изб}}$) и j -го узлов ($\Pi_{ji}^{\text{изб}}$), поступающих на вход i -го узла по тем же формулам, что и выше.

Здесь через D_{0i} обозначена дисперсия потока Π_{0i} ,

поступающего на вход i -го узла от внешнего источника. Значения q_{ji} - вероятности передач заявок из избыточного потока от j -го узла к i -му, λ - интенсивность соответствующего потока (входного, выходного и избыточного). При этом сами дисперсии мультиплексируемых потоков определяются по известной уже формуле (2.6.2):

$$D_{\Pi_{ji}} = \frac{1}{p_{ji}} \left(D_{\text{вых } j} + \frac{1 - p_{ji}}{p_{ji} \cdot \lambda_j^2} \right), \quad (2.8.7)$$

$$D_{\Pi_{ji}^{\text{изб}}} = \frac{1}{q_{ji}} \left(D_{j \text{ отк}} + \frac{1 - q_{ji}}{q_{ji} \cdot \lambda_{j \text{ отк}}^2} \right). \quad (2.8.8)$$

Тогда уравнения баланса потоков (2.1.1) и (2.7.2) будут частными случаями уравнений (2.8.5) и (2.8.6) соответственно в случае отсутствия в сетевой модели узлов с конечной очередью и потерями.

Итерационная процедура декомпозиции такой сетевой модели строится следующим образом.

1. На первом шаге все узлы сетевой модели будем считать системами с бесконечной очередью без потерь.

2. На втором шаге, используя формулы (2.8.2) - (2.8.4) находим характеристики $\bar{\tau}_{\text{отк}}$ и $D_{\text{отк}}$ потока отказов.

3. На третьем шаге решением систем (2.8.5) и (2.8.6) уточняем $\lambda_{\text{ивх}}$ и $D_{\text{ивх}}$ и повторяем шаг 2) в случае необходимости.

2.9. Обобщение уравнений равновесия потоков в случае неоднородного трафика

Далее будем рассматривать в первую очередь бесприоритетную дисциплину обслуживания FCFS (первым пришел - первым обслужен) и случай неоднородного трафика. Под неоднородностью трафика будем подразумевать многомерность потока заявок и различие

маршрутов движения для каждого типа заявок. Такой трафик характерен для мультисервисных сетей. Пусть от внешнего источника S_0 в сеть (на вход i -ой СМО) поступает многомерный поток заявок с интенсивностями $\lambda_{0i}^{(m)}$ и дисперсиями $D_{0i}^{(m)}$ для каждого типа заявок m ($m=1, \dots, M$; $i=1, \dots, n$). Вначале рассмотрим случай, когда сетевая модель характеризуется одной общей матрицей вероятностей передач заявок для всех типов $\mathbf{P}=\{p_{ij}\}$ ($i, j=1, \dots, n$). Составим уравнения баланса интенсивностей потоков заявок для каждого типа m на входе и выходе каждой СМО сети, аналогично (2.1.1)

$$\lambda_i^{(m)} = \lambda_{0i}^{(m)} + \sum_{j=1}^n p_{ji} \lambda_j^{(m)}. \quad (2.9.1)$$

Решение систем линейных алгебраических уравнений (2.9.1) позволяет определить интенсивности потоков типа m на входе и выходе каждой СМО сети $\lambda_i^{(m)}$. Коэффициент загрузки системы S_i потоком типа m составляет $\rho_i^{(m)} = \lambda_i^{(m)} / \mu_i^{(m)}$. Здесь $\mu_i^{(m)}$ - интенсивность обслуживания заявки типа m в системе S_i . Тогда суммарная загрузка системы S_i со стороны всех потоков будет $\rho_{i\Sigma} = \sum_{m=1}^M \rho_i^{(m)}$. Само условие существования стационарного режима представится в виде $\rho_{i\Sigma} < 1$ ($i=1, \dots, n$), а коэффициент простоя системы S_i равен $q_i = 1 - \rho_{i\Sigma}$.

Параметры потоков заявок из множества заявок типа m усредним с целью приведения неоднородного потока к однородному. Эти параметры будут описывать так называемую «усредненную» заявку. При этом должно соблюдаться условие, чтобы однородный поток заявок на обслуживание усредненной заявки создавал такую же нагрузку на каждую СМО сети, как и неоднородный поток. Поэтому параметры этого потока заявок определим посредством усреднения параметров потока типа m по интенсивностям поступления $\lambda_i^{(m)}$. Тогда интенсивность

поступления потока усредненных или обобщенных заявок на вход i -ой СМО

$$\lambda_i^{\text{об}} = \sum_{m=1}^M \lambda_i^{(m)}, \quad (2.9.2)$$

а среднее время обслуживания обобщенной заявки

$$\bar{\tau}_{\mu i}^{\text{об}} = \sum_{m=1}^M (\lambda_i^{(m)} / \mu_i^{(m)}) / \lambda_i^{\text{об}}, \quad (2.9.3)$$

где $\mu_i^{(m)} = 1 / \bar{\tau}_{\mu i}^{(m)}$ ($i=1, \dots, n$).

Используя выражения (2.9.2) и (2.9.3) получим, что коэффициент загрузки i -ой СМО потоком обобщенных заявок $\rho_i^{\text{об}}$ составит

$$\rho_i^{\text{об}} = \lambda_i^{\text{об}} \cdot \bar{\tau}_{\mu i}^{\text{об}} = \sum_{i=1}^M \lambda_i^{(m)} / \mu_i^{(m)} = \rho_{i\Sigma}.$$

Следовательно, однородный поток обобщенных заявок создает ту же нагрузку, что и неоднородный поток. Таким образом, неоднородный поток сводится к однородному потоку обобщенных заявок [8].

В силу такого определения однородного потока обобщенных заявок можно записать уравнения баланса интенсивностей однородного потока и дисперсий времени между соседними обобщенными заявками на входе и выходе каждой СМО сети аналогично (2.1.1) и (2.7.2):

$$\lambda_i^{\text{об}} = \lambda_{0i}^{\text{об}} + \sum_{j=1}^n p_{ji} \cdot \lambda_j^{\text{об}}, \quad (2.9.4)$$

где $\lambda_{0i}^{\text{об}} = \sum_{m=1}^M \lambda_{0i}^{(m)}$.

Очевидно, что решение системы (2.9.4) совпадает с решением (2.9.2). Аналогично уравнения равновесия для дисперсий будут иметь вид

$$D_{\text{вх}i}^{\text{об}} = D(\Pi_{0i}^{\text{об}} * (\Pi_{1i}^{\text{об}} * \dots * (\Pi_{n-1,i}^{\text{об}} * \Pi_{ni}^{\text{об}}))), \quad (2.9.5)$$

$$\text{где } D_{\Pi_{ji}^{\text{об}}} = \frac{1}{p_{ji}} \left(D_{\text{ВЫХ } j}^{\text{об}} + \frac{1 - p_{ji}}{p_{ji} \cdot (\lambda_j^{\text{об}})^2} \right), \quad (2.9.6)$$

$$D_{\Pi_{0i}^{\text{об}}} = D(\Pi_{0i}^{(1)} * \dots * (\Pi_{0i}^{(m-1)} * \Pi_{0i}^{(m)})).$$

В выражении (2.9.6) значения выходных дисперсий $D_{\text{ВЫХ } j}^{\text{об}}$ будут определяться по методу двумерной диффузионной аппроксимации (см. главу 3) с одной лишь разницей, что дисперсия времени обслуживания обобщенной заявки будет равна

$$D_{\mu i}^{\text{об}} = \sum_{m=1}^M [D_{\mu i}^{(m)} \cdot \lambda_i^{(m)} / \lambda_i^{\text{об}} + (\bar{\tau}_{\mu i}^{(m)} - \bar{\tau}_{\mu i}^{\text{об}})^2 \cdot \lambda_i^{(m)} / \lambda_i^{\text{об}}],$$

где $\bar{\tau}_{\mu i}^{(m)}$ и $D_{\mu i}^{(m)}$ - среднее значение и дисперсия времени обслуживания заявки типа m в i -ой СМО. Тогда итерационная процедура расчета сети с неоднородным потоком заявок будет такая же, что и для однородного потока, описанная в п.2.7.

Рассмотрим еще случай, когда маршруты движения в сети для заявок из разных потоков могут быть различными и описываются матрицами вероятностей передач $\mathbf{P}^{(m)} = \{p_{ij}^{(m)}\}$. Тогда в системе (2.9.1) вместо значений вероятностей p_{ji} нужно брать $p_{ji}^{(m)}$, а в системах (2.9.4) и (2.9.5) вместо p_{ji} - значения $p_{ji}^{\text{об}} = \sum_{m=1}^M p_{ji}^{(m)} \cdot \lambda_j^{(m)} / \lambda_j^{\text{об}}$ ($i, j = 1, \dots, n$). Это будут элементы т.н. обобщенной матрицы вероятностей передач, и последнее равенство следует из условия нормировки в матрице вероятностей передач для потока обобщенных заявок.

2.10. Выводы по главе 2

1. В данном разделе, на основе доказанных утверждений 1 и 2, получены математические модели операции мультиплексирования (агрегирования) двух и более потоков, позволяющие определить точно среднее значение и приближенно дисперсию распределения интервалов между событиями в результирующем потоке. Первая модель получена на основе аппроксимации произвольных функций распределений гипер и гипо экспоненциальными распределениями, в зависимости от коэффициентов вариаций компонент результирующего потока, а вторая – на основе диффузионной аппроксимации дискретных потоков.

2. Утверждение 1 позволяет сделать вывод о том, что в условиях неполной информации о потоках в сети, дисперсия и моменты высших порядков распределения времени между событиями в агрегированном потоке не могут быть точно, в элементарных функциях, выражены через моментные характеристики компонент результирующего потока.

3. Для проверки адекватности полученных математических моделей разработаны программы: Mux – для операции мультиплексирования, $Demux$ – для демультимплексирования.

4. В связи с тем, что в условиях неполной информации о потоках в сетях МО, а также на основании утверждения 1, модели математического мультиплексирования могут быть только приближенными. Проверка точности предложенных моделей с помощью имитационного моделирования показала, что в том случае, когда коэффициенты вариаций интервалов между событиями в потоках меньше 1, следует применять первый способ аппроксимации. В том случае, когда коэффициенты вариаций обоих потоков больше, либо равны 1, лучшие результаты дает второй способ аппроксимации потоков. В смешанном случае также следует применять первый способ аппроксимации.

5. На основе доказанного утверждения 3 получена математическая модель демультимплексирования (разрежения) потока, позволяющая определить точно среднее значение и дисперсию распределения интервалов между событиями в

разреженном потоке.

6. Совместно, полученные модели математического мультиплексирования и демультиплексирования потоков, позволяют записать уравнения их равновесия относительно средних значений и дисперсий распределений интервалов времени между соседними заявками в сетях МО при произвольных законах поступления и обслуживания. Эти уравнения равновесия обобщены на случай неоднородных и избыточных потоков.

7. Полученные уравнения равновесия позволяют декомпозировать сети МО общего вида на отдельные узлы для дальнейшего расчета их характеристик. Для их решения необходимо знать средние значения и дисперсии распределения интервалов времени в выходных потоках узлов, а также уметь рассчитывать характеристики СМО общего вида $G/G/m/k$. Этому посвящена следующая глава.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК К ГЛАВЕ 2

1. Бахарева, Н.Ф. Моделирование трафика в компьютерных сетях с помощью потоков событий / Н.Ф. Бахарева // Известия ВУЗов – Приборостроение.-2010. –Том 53, №12. – С.13-22.

2. Бахарева, Н.Ф. Анализ производительности сетевых структур методами теории массового обслуживания / Н.Ф. Бахарева // Научно-технические ведомости СПбГПУ. – 2009. - № 3. – С. 2-8.

3. Бахарева, Н.Ф. Математические модели мультиплексирования и демультиплексирования потоков в моделях компьютерных сетей / Н.Ф. Бахарева // Труды XI Междунар. конф. «Проблемы управления и моделирования в сложных системах» СНЦ РАН, - Самара, июнь 2009. – С. 167-178.

4. Бахарева, Н.Ф. Программная реализация математических операций мультиплексирования и демультиплексирования потоков для сетевых моделей / Н.Ф. Бахарева // Вестник СГАУ. – 2009. - № 4. - С. 171-185.

5. Бахарева, Н.Ф. Уравнения равновесия потоков в сетевых моделях на основе математических операций мультиплексирования и демультиплексирования / Н.Ф. Бахарева // Известия Вузов Поволжский регион. Технические науки. – 2009. - №4. – С. 12-25.

6. Бахарева, Н.Ф. Компьютерное моделирование вычислительных систем. Теория, алгоритмы, программы: учеб. пособие / Н.Ф. Бахарева, В.Н. Тарасов; изд. 2-е, перераб. – Самара: Типография ГОУ ВПО ПГУТИ, 2009. - 208 с.

7. Бахарева, Н.Ф. Декомпозиция сетей массового обслуживания без ограничений на длину очереди / Н.Ф. Бахарева, В.Н. Тарасов, А.Л. Коннов

//Научно-технические ведомости СПбГПУ. - 2008. - № 2. - С. 31-35.

8. Бахарева, Н.Ф. Декомпозиция сетей массового обслуживания при избыточных и неоднородных потоках / Н.Ф. Бахарева, В.Н. Тарасов, А.Л. Коннов // Научно-технические ведомости СПбГПУ. - 2008. - № 2. - С. 9-13.

9. Бахарева, Н.Ф. Организация интерактивной системы вероятностного моделирования стохастических систем / Н.Ф. Бахарева, В.Н. Тарасов // Известия Самарского научного центра РАН. - 2003. – № 1. – С. 119 – 126.

10. Бахарева, Н.Ф. Агрегирование и разрежение потоков событий методом Монте Карло. Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ №2010613562, Роспатент, М., 31.05.2010.

11. Берёзко, М.П. Математические модели исследования алгоритмов маршрутизации в сетях передачи данных / М.П. Берёзко, В.М. Вишневский, Е.В. Левнер, Е.В. Федотов // Информационные процессы. – 2001. – Том 1. – №2. – С. 103-125.

12. Вишневский, В.М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей / В.М. Вишневский – М.: Техносфера, 2003. - 512с.

13. Гнеденко, Б.В. и др. Математические методы в теории надежности / Б.В. Гнеденко – М.: Наука, 1965. – 524 с.

14. Градштейн, И.О. Таблицы интегралов, сумм, рядов и произведений / И.О. Градштейн, И.М. Рыжик –М.: Наука, 1971. – 1108 с.

15. Ивницкий, В.А. Теория сетей массового обслуживания / В.А. Ивницкий – М.: Изд-во Физико-математической литературы, . 2004. - 772 с.

16. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями: /Л. Клейнрок, пер. с англ. Под ред. д.т.н. Б.С. Цыбакова – М.: Мир, 1979. - 600с.

17. Овчаров, Л.А. Прикладные задачи теории массового обслуживания /Л.А.Овчаров – М.: Машиностроение, 1969. - 324 с.

18. Тарасов, В.Н. Анализ и расчет сетей массового обслуживания с использованием двумерной диффузионной аппроксимации / В.Н. Тарасов, В.К. Кругликов // Автоматика и телемеханика. - 1983. - №8. - С. 74-83.

19. Тарасов, В.Н. Вероятностное компьютерное моделирование сложных систем / В.Н. Тарасов– Самара.: Самарский научный центр РАН, 2002. – 194 с.

20. Шнепс, М.А. Системы распределения информации. Методы расчета. справочное пособие /М.А. Шнепс – М.: Связь, 1979. – 342 с.

ГЛАВА 3.

АППРОКСИМАТИВНАЯ МОДЕЛЬ МАССОВОГО ОБСЛУЖИВАНИЯ ОБЩЕГО ВИДА КАК МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ РЕСУРСА СЕТИ И РАСЧЕТ ЕЕ ХАРАКТЕРИСТИК

Введение

Системы массового обслуживания (СМО) общего вида $G/G/1$ впервые подробно и систематически рассмотрены в [13, 14]. Точных результатов для их расчета не существует, поэтому основным направлением их исследования являются различные формы диффузионных приближений дискретного процесса образования очереди [20-24]. Как будет видно из следующего пункта, такой подход при малых и средних значениях нагрузки на СМО не обеспечивает приемлемые результаты (относительная погрешность может превышать 100%). С другой стороны, СМО вида $G/G/1$ имеют важное прикладное значение в теории проектирования и моделирования сетей ЭВМ и телекоммуникационных систем. Поэтому важно уметь определять их основные характеристики с приемлемой точностью, а также параметры распределений интервалов времени выходных потоков таких СМО. Последние нужны при анализе сетей СМО, как моделей сетей ЭВМ и телекоммуникаций. В данной работе предлагается другой подход к анализу таких систем, обеспечивающий инженерную точность в пределах 5%.

3.1. Известные методы диффузионной аппроксимации процессов функционирования СМО типа $G/G/1$ и исследование их точности

Рассмотрим вначале метод диффузионного приближения функционирования одноканальной СМО $G/G/1/\infty$, развитый в работах [21, 22, 23], обобщенный в [14, 15]. Пусть $N_1(t)$ - число поступивших в СМО заявок к моменту времени t , а $N_2(t)$ - число обслуженных заявок к тому же времени t (N_1 и N_2 являются ступенчатыми вероятностными процессами). Значение $N(t) = N_1(t) - N_2(t)$ определяет число заявок, находящихся в СМО в момент времени t или же

$\Delta N(t) = \Delta N_1(t) - \Delta N_2(t)$, где $\Delta N(t) = N(t + \Delta t) - N(t)$ (см. рис.3.1).

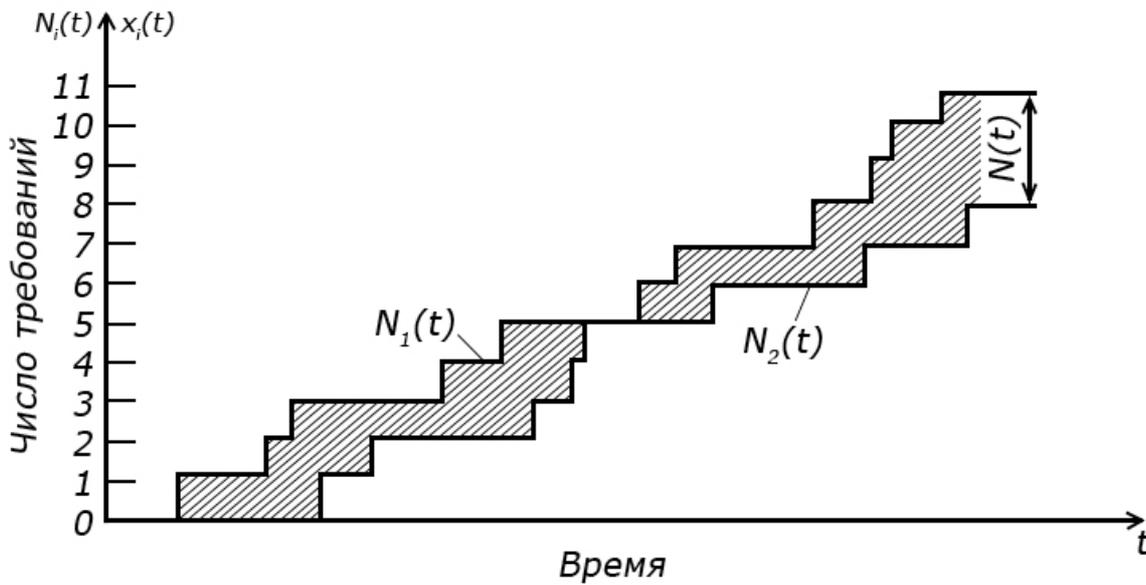


Рис. 3.1. Ступенчатые вероятностные процессы поступлений и обслуживания

Пусть интервалы времени между соседними заявками во входном потоке и времена обслуживания в системе независимы и одинаково распределены со средними $\bar{\tau}_\lambda = \lambda^{-1}$, $\bar{\tau}_\mu = \mu^{-1}$ и дисперсиями D_λ и D_μ соответственно. Тогда, если Δt достаточно большой интервал времени и нагрузка $\rho = \lambda/\mu \rightarrow 1$, то $\Delta N(t)$ согласно центральной предельной теореме (ЦПТ) будет приближенно нормально распределенной случайной величиной со средним

$$M[\Delta N(t)] = (\lambda - \mu)\Delta t = \alpha \cdot \Delta t$$

и дисперсией

$$B[\Delta N(t)] = (C_\lambda^2 \cdot \lambda + C_\mu^2 \cdot \mu) \times \Delta t = b \cdot \Delta t,$$

где $C_\lambda^2 = D_\lambda / \bar{\tau}_\lambda^2$ и $C_\mu^2 = D_\mu / \bar{\tau}_\mu^2$ - квадраты соответствующих коэффициентов вариаций распределений [14].

Аппроксимируем дискретный процесс $N(t)$ диффузионным процессом $x(t)$ (рис. 3.2), для которого $dx(t) = x(t + dt) - x(t)$ и имеет нормальное распределение со

средним $a \cdot dt$ и дисперсией $b \cdot dt$, т.е. $x(t)$ определяется стохастическим уравнением

$$dx(t) = a dt + \sqrt{b dt} \xi(t).$$

Процесс $\xi(t)$ является белым гауссовским шумом с нулевым средним и единичной дисперсией.

Плотность распределения вероятностей (ПРВ) $p(x_0, x, t)$ неограниченного процесса $x(t)$ удовлетворяет диффузионному уравнению Колмогорова

$$\frac{\partial p}{\partial t} = \frac{b}{2} \cdot \frac{\partial^2 p}{\partial x^2} - a \frac{\partial p}{\partial x}. \quad (3.1.1)$$

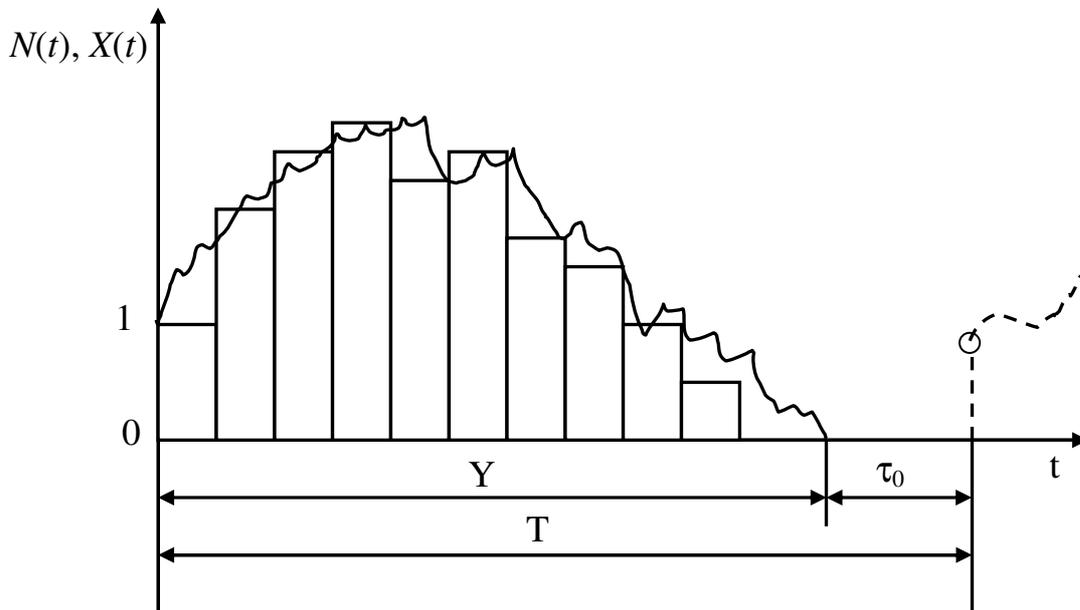


Рис. 3.2 - Дискретный процесс $N(t)$ и его аппроксимация диффузионным процессом $X(t)$

Дополним уравнение (3.1.1) граничным условием отражения в т. $x=0$ [19]:

$$\frac{b}{2} \cdot \frac{dp(x_0, x, \infty)}{dx} - ap(x_0, x, \infty) = 0. \quad (3.1.2)$$

При $t \rightarrow \infty$ решение уравнения (3.1.1) при условии (3.1.2) для стационарной плотности распределения процесса $x(t)$ имеет вид

$$p(x) = \frac{2|a|}{b} \exp\left\{-\frac{2|a|x}{b}\right\} = \frac{2(1-\rho)}{\rho C_\lambda^2 + C_\mu^2} \exp\left\{-\frac{2(1-\rho)}{\rho C_\lambda^2 + C_\mu^2}\right\},$$

где $\rho = \lambda/\mu$.

Тогда в качестве приближения стационарного распределения $\hat{p}(n)$ числа заявок, находящихся в СМО можно использовать выражение

$$\hat{p}(n) = \int_n^{n+1} p(x) dx = (1-\hat{p})\hat{p}^n, \quad n = 0, 1, 2, \dots, \quad (3.1.3)$$

$$\text{где } \hat{p} = \exp\left\{-\frac{2(1-\rho)}{\rho C_\lambda^2 + C_\mu^2}\right\}.$$

В связи с тем, что для СМО $GI/G/1^\infty$ значение вероятности $p(0) = 1-\rho$, то распределение длины очереди (3.1.3) можно модифицировать

$$\hat{p}(n) = \begin{cases} 1-\rho, & \text{при } n = 0 \\ \rho(1-\hat{p})\hat{p}^{n-1}, & \text{при } n \geq 1. \end{cases} \quad (3.1.4)$$

В работах [22, 23] метод диффузионного приближения развит так же для анализа сетевых моделей. Рассматривается разомкнутая сеть из M СМО с произвольными законами обслуживания в отдельных системах со средними $\bar{\tau}_{\mu_i}$ и дисперсиями D_{μ_i} ($i=1, \dots, M$) времен обслуживания и матрицей вероятностей передач заявок $\mathbf{P} = \{p_{ij}\}$. В сеть поступает рекуррентный входной поток от источника со средним $\bar{\tau}_0$ и дисперсией D_0 времени между соседними заявками. Для стационарного распределения длин очередей в отдельных СМО сети выведены соотношения, аналогичные (3.1.4)

$$\hat{p}_i(n) = \begin{cases} 1-\rho_i, & \text{при } n = 0 \\ \rho_i(1-\hat{p}_i)\hat{p}_i^{n-1}, & \text{при } n \geq 1, \end{cases}$$

$$\text{где } \hat{\rho}_i = \exp \left\{ - \frac{2(1-\rho_i)}{\rho_i C_{\lambda_i}^2 + C_{\mu_i}^2} \right\} \quad i = 1, \dots, M.$$

Значения $\rho_i = \alpha_i \bar{\tau}_0^{-1} / \mu_i$ являются коэффициентами загрузок в узлах, где величины α_i , так называемые коэффициенты передач (среднее число приходов заявок в i -ую СМО), определяются решением системы линейных алгебраических уравнений

$$\alpha_i = \sum_{j=0}^M \alpha_j p_{ji}, \quad i = 1, \dots, M; \quad \alpha_0 = 1.$$

Из распределения (3.1.4) следует, что среднее количество заявок в системе $\bar{N}_1 = \rho(1 - \hat{\rho})$.

Точность методов диффузионного приближения [21-23] можно явно проверить только для СМО, для которых известны точные результаты. Для СМО $M/G/1$ среднее количество заявок в системе дается формулой Полачека-Хинчина [14, 15]:

$$\bar{N} = \rho + \frac{\rho^2}{2} \frac{(1 + C_{\mu}^2)}{1 - \rho}.$$

На рисунке 3.3а приведены графики относительных погрешностей δ_1 в %, заимствованные из [23], $\left(\delta_1 = \frac{\bar{N} - \bar{N}_1}{\bar{N}} \% \right)$ для различных значений квадрата коэффициента вариации времени обслуживания C_{μ}^2 . Эта погрешность мала при $C_{\mu} \approx 1$ и растет при отклонении C_{μ} от единицы, однако δ_1 стремится к нулю при $\rho \rightarrow 1$.

Модификация стационарного распределения (3.1.4) является одним из методов уменьшения погрешности, возникающей из-за граничного условия отражения [13]. В работах [14, 21] используется другой подход к решению этой задачи, при котором удастся избежать искусственного

переопределения значений $\bar{p}(n)$ в (3.1.4). Для аппроксимации дискретного процесса $N(t)$ длины очереди используется диффузионный процесс $x(t)$ со скачкообразным граничным условием на концах отрезка $[0, m]$, где m - емкость накопителя. Траектории этого процесса при достижении т. $x=0$, задерживаются там на экспоненциально распределенное время с параметром λ (λ - интенсивность пуассоновского входного потока), а затем совершают скачок в т. $x=1$, что означает поступление новой заявки в СМО. При достижении траекториями границы $x=m$ происходит их задержка на экспоненциально распределенное время с параметром μ (μ - интенсивность обслуживания), а затем скачок в т. $x=m-1$.

При таком подходе решение уравнения Колмогорова (3.1.1) для стационарной плотности распределения процесса $x(t)$ при соответствующих граничных условиях дает для СМО $M/G/1$

$$p(x) = \begin{cases} \frac{\lambda p_0}{a} (e^{\gamma x} - 1), & \text{при } 0 \leq x \leq 1 \\ \frac{\lambda p_0}{a} (1 - e^{-\gamma}) e^{\gamma x}, & \text{при } x \geq 1, \end{cases} \quad (3.1.5)$$

где $\gamma = 2a/b = -2(1-\rho)/(\rho + C_\mu^2)$.

Выражение (3.1.5) для вероятности простоя СМО $p(0)$ дает точное значение $p(0)=1-\rho$. Подставляя (3.1.5) в (3.1.3) получаем приближение для стационарного распределения числа заявок в СМО в виде

$$p^*(n) = \begin{cases} 1-\rho, & \text{при } n=0 \\ K_1 \hat{\rho}, & \text{при } n=1 \\ K_2 \hat{\rho}^k, & \text{при } n \geq 2, \end{cases} \quad (3.1.6)$$

где K_1, K_2 - соответствующие постоянные, а $\hat{\rho} = e^\gamma$.

Для среднего числа заявок в системе формулы (3.1.6)

дают следующее выражение

$$\bar{N}_2 = \rho \left[1 + \frac{\rho + C_\mu^2}{2(1-\rho)} \right]. \quad (3.1.7)$$

В работе [21] отмечено, что значение \bar{N}_2 отличается от значения формулы Полачека-Хинчина на величину $\frac{\rho}{2} C_\mu^2$. На рисунке 3.3б приведены графики относительных погрешностей δ в % $\left(\delta_2 = \frac{\bar{N} - \bar{N}_2}{\bar{N}} \% \right)$ для различных значений квадратов коэффициента вариации времени обслуживания. В работе [1] при аналогичных рассуждениях вместо (3.1.7) для среднего количества заявок в СМО $GI/G/1$ получена формула

$$\bar{N}_3 = \rho \left[\frac{1}{2} + \frac{\rho C_\lambda^2 + C_\mu^2}{2(1-\rho)} \right], \quad (3.1.8)$$

что в сравнении с формулой Полачека-Хинчина для (СМО) $M/G/1$ дает разницу $\frac{\rho}{2}(1 - C_\mu^2)$. На рисунке 3.3в также приведены графики относительных погрешностей δ_3 в % $\left(\delta_3 = \frac{\bar{N} - \bar{N}_3}{\bar{N}} \% \right)$ при $C_\lambda = 1$.

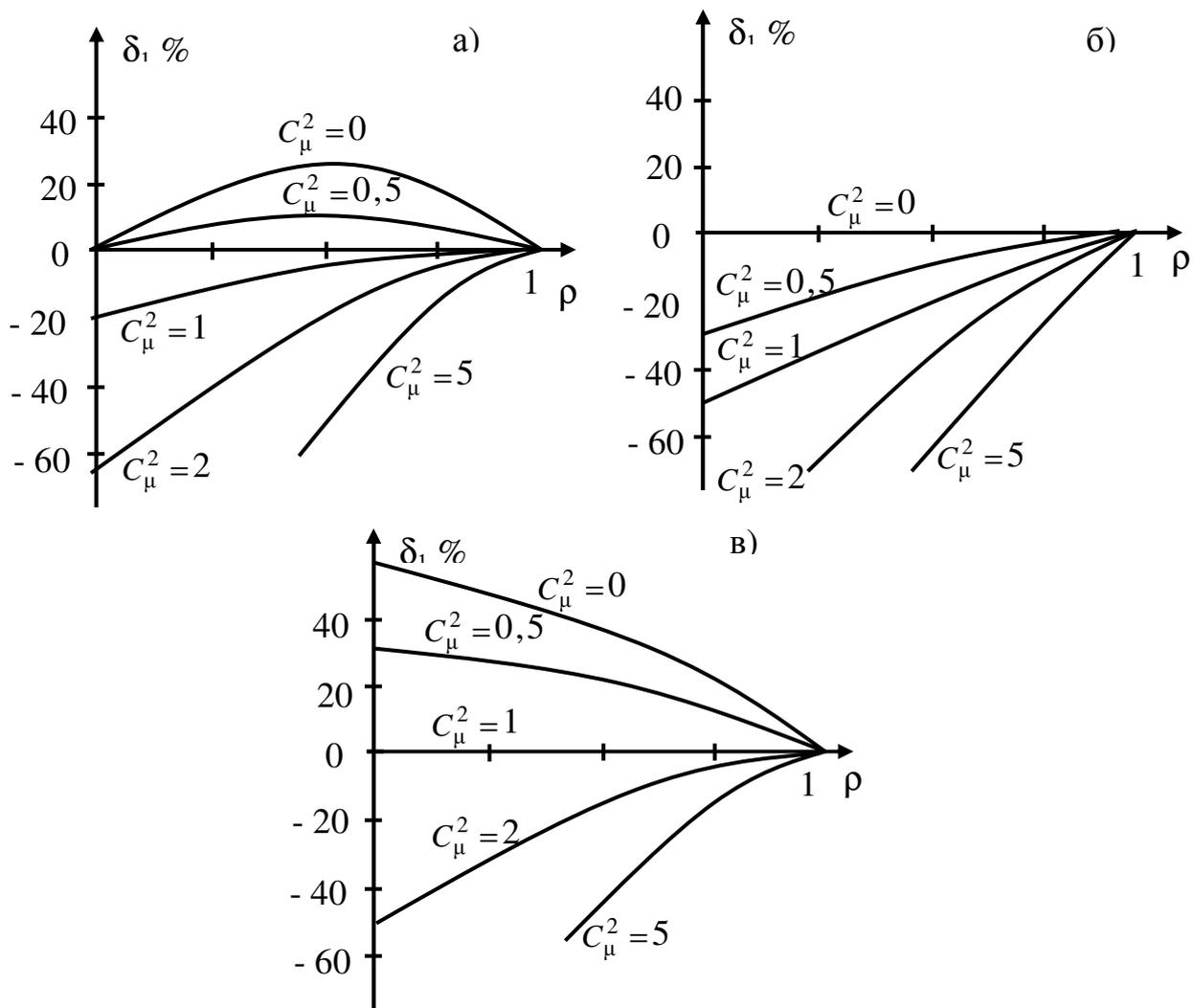


Рис. 3.3 - Относительные ошибки методов диффузионного приближения для среднего количества заявок в СМО M/G/1:
 а) – метод /22, 23/; б) – метод /21/; в) – метод /1/.

Из графиков на рисунке 3.2 видно, что погрешность методов диффузионного приближения функционирования СМО существенно зависит от коэффициента загрузки и закона обслуживания (коэффициента вариации времени обслуживания c_μ) и может достигать нескольких сотен процентов.

В работе [20] метод диффузионного приближения обобщен для многоканальных СМО $GI/G/m$, и найдено выражение для стационарной плотности распределения вероятностей диффузионного процесса $x(t)$, аппроксимирующего процесс образования очереди в многоканальной СМО. Здесь же приведено приближение

стационарного распределения числа заявок в СМО, аналогичное (3.1.3).

3.2. Двумерная диффузионная аппроксимация процессов функционирования СМО общего вида для расчета ее характеристик

Введем в рассмотрение двумерный диффузионный процесс $\{x_1(t), x_2(t)\}$, где случайный процесс $x_1(t)$ будет аппроксимировать на периоде занятости число требований $N_1(t)$, поступивших в СМО к моменту времени t (дискретный ступенчатый процесс), а процесс $x_2(t)$ – число требований $N_2(t)$, покинувших СМО к тому же времени (также дискретный процесс). Так что текущее значение N –числа требований, находящихся в СМО, определяется разностью целой части от x_1 и целой части от x_2 : $N=[x_1]-[x_2]$ (сравните с рис. 3.1).

Рассмотрим для процессов $x_i(t)$ ($i=1,2$) в области $N \geq 0$ моменты времени t первого достижения ординатой процесса целочисленного уровня $k+1$ при начальном условии $x_i(0)=k$ (приращение $\Delta x_i=1$). Из теории случайных процессов известно (см.[18]), что плотность распределения вероятностей этого времени t имеет вид

$$g_i(t) = \exp\left[-(1 - a_i t)^2 / (2b_i t)\right] / \sqrt{2\pi b_i t^3}, \quad (3.2.1)$$

где a_i и b_i соответственно коэффициенты сноса и диффузии процессов x_i ($i=1, 2$). Эти коэффициенты необходимо выразить через характеристики распределения дискретных процессов $N_1(t)$ и $N_2(t)$: через их средние значения и дисперсии интервалов времен между заявками.

Для этого с помощью табличного интеграла

$$\int_0^{\infty} t^{v-1} e^{-\beta/t - \gamma t} dt = 2(\beta/\gamma)^{v/2} K_v(2\sqrt{\beta\gamma}),$$

где $K_v(\bullet)$ - функция Макдональда порядка v , могут быть вычислены математическое ожидание и дисперсия

распределения (3.2.1) [12]. Потребуем, чтобы компоненты двумерного диффузионного процесса $\{x_1(t), x_2(t)\}$ в моменты времени первого прохождения целочисленного уровня имели средние значения и дисперсии, совпадающие соответственно со средними значениями и дисперсиями компонент дискретного процесса (N_1, N_2) . Тогда, используя известный метод моментов, можно выразить коэффициенты сноса $a_i = \bar{\tau}_i^{-1}$ и диффузии $b_i = D_i \bar{\tau}_i^{-3}$ через среднее значение $\bar{\tau}_i$ и дисперсию D_i интервала времени между скачками дискретного процесса N_i . В этом смысле процессы x_i и N_i будут согласованными на уровне двух первых моментов распределений вероятностей в моменты поступления и ухода заявок [16, 17].

В области Ω , определенной условиями $N \geq 0$ и $N_{\max} = m$ (m – максимальное число заявок в СМО, (см. рис.3.4), плотность распределения $\omega(t, x_1, x_2)$ векторного диффузионного процесса $\{x_1(t), x_2(t)\}$ удовлетворяет уравнению Колмогорова

$$\frac{\partial \omega}{\partial t} = \sum_{i=1}^2 \left(\frac{b_i}{2} \cdot \frac{\partial^2 \omega}{\partial x_i^2} - a_i \frac{\partial \omega}{\partial x_i} \right) \quad (3.2.2)$$

Область Ω снизу ограничена поглощающей границей Γ_1 , т.е. плотность распределения $\omega(t, x_1, x_2)$ на этой границе равна 0 - $\omega|_{\Gamma_1} = 0$. Сверху область Ω ограничена отражающей границей Γ_2 , т.е. для плотности распределения $\omega(t, x_1, x_2)$ в этом случае выполнено условие $\text{grad } \omega|_{\Gamma_2} = 0$ [19]. В случае СМО с бесконечной очередью ($m \rightarrow \infty$) граница Γ_2 и следовательно граничное условие отражения на этой границе в постановке задачи отсутствуют.

Так как период занятости начинается с уровня $x_1 = 1$ (поступления на обслуживание 1-ой заявки), то начальным условием для уравнения (3.2.2) будет

$\omega(0, x_1, x_2) = \delta(x_1 - 1) \cdot \delta(x_2)$, где $\delta(\cdot)$ дельта функция Дирака.

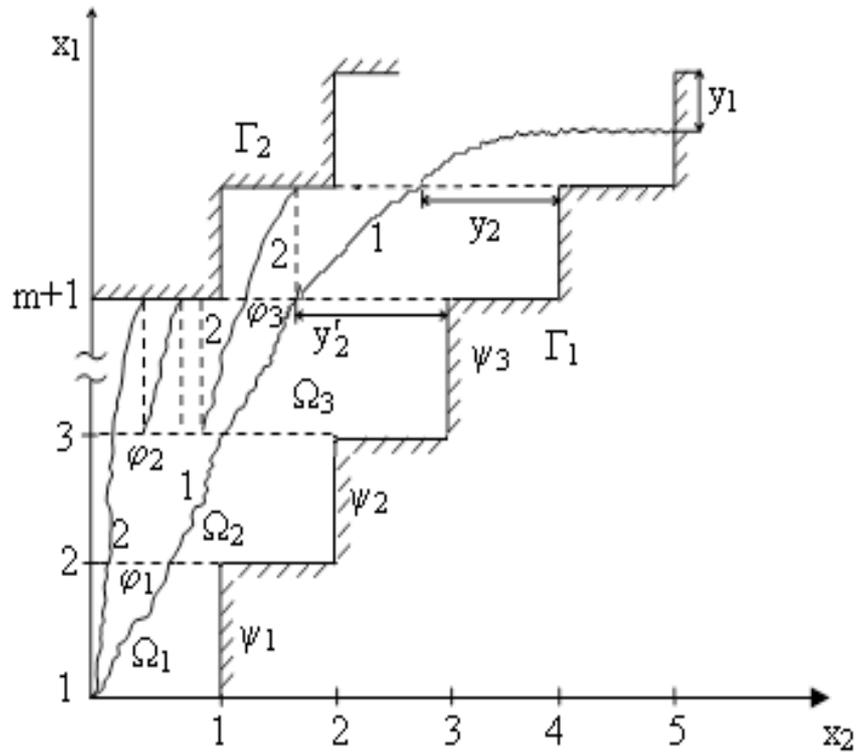


Рис.3.4. Область решения уравнения Колмогорова

Рассматривая функционирование СМО только на периоде занятости, к уравнению (3.2.2) добавим граничное условие поглощения $\omega|_{\Gamma_1} = 0$ и граничное условие отражения на границе Γ_2 – $\text{grad } \omega|_{\Gamma_2} = 0$ в случае СМО с ограниченной очередью и потерями.

Таким образом, в случае СМО с бесконечной очередью для нахождения ее характеристик решается **краевая задача 1** для уравнения Колмогорова (3.2.2) с условиями: $\omega(0, x_1, x_2) = \delta(x_1 - 1) \cdot \delta(x_2)$ и $\omega|_{\Gamma_1} = 0$.

В случае же СМО с ограниченной очередью и потерями решается **краевая задача 2** с условиями: $\omega(0, x_1, x_2) = \delta(x_1 - 1) \cdot \delta(x_2)$; $\text{grad } \omega|_{\Gamma_2} = 0$. В работах [16, 17]

рассмотрена такая модель массового обслуживания для СМО с бесконечной очередью. Здесь же два типа СМО (с бесконечной и конечной очередью) объединены под одной моделью, которую в дальнейшем будем называть **обобщенной двумерной диффузионной аппроксимацией**.

Граница Γ_1 , определенная условием $[N]=0$ имеет ступенчатый характер (рис.3.4) и достижение ее процессом $\{x_1(t), x_2(t)\}$ физически означает завершение периода занятости. Таким образом, показанная траектория 1 соединяет начало и конец периода занятости. Распределение ординаты процесса $x_1(t)$ на периоде занятости в момент достижения двумерным процессом $\{x_1(t), x_2(t)\}$ границы Γ_1 позволяет определить все основные характеристики функционирования СМО [6-8].

3.3. СМО с бесконечной очередью и ее характеристики

Рассмотрим вначале случай СМО $GI/G/1/\infty$, т.е. сосредоточимся на поведении траекторий типа 1 двумерного процесса $\{x_1(t), x_2(t)\}$ на периоде занятости (рис.3.4). В этом случае граница Γ_2 в постановке задачи отсутствует и решаем первую краевую задачу.

Вследствие сложного характера границы, область Ω разобьем на прямоугольные подобласти $\Omega_k = (x_1 \leq k+1, x_2 \leq k)$ ($k=1, 2, \dots$). Тогда решение уравнения (3.2.2) в области Ω будем искать в виде совокупности решений в подобластях Ω_k , «сшивая» их на границах $x_1=k+1$. Обозначим через $\varphi_k(y_2)$ распределение ординаты процесса $x_2(t)$ в момент прохождения процессом $\{x_1(t), x_2(t)\}$ границы $x_1=k+1$ области Ω_k . Аналогично, через $\psi_k(y_1)$ – распределение ординаты процесса $x_1(t)$ в момент достижения границы $x_2=k$ той же области.

Рассмотрим состояние СМО с момента поступления заявки в СМО ($x_1=k+1$) до момента окончания периода занятости ($x_2=k$) ($k=1, 2, 3, \dots$) (рис.3.4). Тогда из-за марковского характера рассматриваемых процессов, начальным условием для решения уравнения (3.2.2) в подобластях Ω_k будет распределение $\varphi_{k-1}(y_2')$, известное на предшествующем шаге. Решая уравнение (3.2.2), выведем рекуррентные формулы для определения плотностей распределений ординаты процесса $x_2(t)$ в момент прохождения процессом $\{x_1(t), x_2(t)\}$ границы $x_1=k+1$ подобласти Ω_k - $\varphi_k(y_2)$ и ординаты процесса $x_1(t)$ достижения границы $x_2=k$ той же области - $\psi_k(y_1)$ ($k=1, 2, \dots$).

Для этого рассмотрим величину $\varphi_k(y_2)dy_2$, равную интегральному значению компоненты вектора потока вероятностей [18,19] $a_1 \omega_k(t, x_1, x_2) - \frac{b_1}{2} \frac{\partial \omega_k(t, x_1, x_2)}{\partial x_1}$ через площадку dy_2 границы $x_1=k+1$:

$$\varphi_k(y_2) dy_2 = dy_2 \int_0^{\infty} \left(a_1 \omega_k - \frac{b_1}{2} \frac{\partial \omega_k}{\partial x_1} \right) \Bigg|_{x_1=k+1}^{y_2=k-x_2} \cdot dt .$$

Решение уравнения (3.2.2) в подобласти Ω_k , в которой $x_1(0)=k$, $x_2(0)=y'_2$ –случайная величина с распределением $\varphi_{k-1}(y'_2)$ при нулевых граничных условиях может быть получено с помощью функции Грина

$$Q_k(t, x_1, x_2 | k, y'_2) = \frac{1}{2\pi\sqrt{b_1 b_2} \cdot t} \cdot \exp\left[-\frac{(x_1 - k - a_1 t)^2}{2b_1 t} - \frac{(x_2 - y'_2 - a_2 t)^2}{2b_2 t}\right] \times \\ \times \{1 - \exp\left[-\frac{2(x_1 - k - 1)^2}{b_1 t}\right]\} \times \{1 - \exp\left[-\frac{2(kx_2 - y'_2 x_2 + y'_2 k - k^2)^2}{b_2 t}\right]\}.$$

Здесь два первых сомножителя представляют собой фундаментальное решение уравнения (3.2.2) при дельтаобразном начальном распределении, а два последних сомножителя выражают нулевые граничные условия при $x_1=k+1$ и $x_2=k$. Решение ω_k будет выражаться через функцию Q_k следующим образом:

$$\omega_k(t, x_1, x_2) = \int_0^{\infty} \varphi_{k-1}(y'_2) Q_k(t, x_1, x_2 | k, y'_2) dy'_2.$$

Отсюда, учитывая выражение для Q_k , приходим к рекуррентной формуле для определения распределения $\varphi_k(y_2)$ ($k=1, 2, \dots$), как главной компоненты решения уравнения Колмогорова (3.2.2) для данной задачи:

$$\varphi_k(y_2) = \int_0^{\infty} \varphi_{k-1}(y'_2) Q_{\varphi}(y_2|y'_2) dy'_2 \quad (\varphi_1(y_2) = Q_{\varphi}(y_2|0)),$$

где функция перехода

$$Q_{\varphi}(y_2|y'_2) = \frac{1}{\pi\sqrt{b_1b_2}} \cdot \exp\left[\frac{a_1}{b_1} + \frac{a_2}{b_2}(y'_2 - y_2 + 1)\right] \times$$

$$\times \left[\sqrt{\frac{\gamma}{\beta_1}} K_1(2\sqrt{\beta_1 \cdot \gamma}) - \sqrt{\frac{\gamma}{\beta_2}} K_1(2\sqrt{\beta_2 \cdot \gamma}) \right];$$

$$\beta_1 = \frac{1}{2b_1} + \frac{(y'_2 - y_2 + 1)^2}{2b_2}; \quad \beta_2 = \frac{1}{2b_1} + \frac{(y'_2 + y_2 + 1)^2}{2b_2};$$

$$\gamma = \frac{a_1^2}{2b_1} + \frac{a_2^2}{2b_2}; \quad y_2 \in [0, \infty); \quad K_1(\bullet) \text{-функция Макдональда.}$$

Аналогичные рассуждения приводят к следующему выражению для распределения $\psi_k(y_1)$ ($k=1, 2, \dots$) [3-6]:

$$\psi_k(y_1) = \int_0^{\infty} \psi_{k-1}(y'_2) Q_{\psi}(y_1|y'_2) dy'_2 \quad (\psi_1(y_1) = Q_{\psi}(y_1|0)),$$

где функция перехода

$$Q_{\psi}(y_1|y'_2) = \frac{1+y'_2}{\pi\sqrt{b_1b_2}} \cdot \exp\left[\frac{a_1}{b_1}(1-y_1) + \frac{a_2}{b_2}(1+y'_2)\right] \times$$

$$\times \left[\sqrt{\frac{\gamma}{\beta_3}} K_1(2\sqrt{\beta_3 \cdot \gamma}) - \sqrt{\frac{\gamma}{\beta_4}} K_1(2\sqrt{\beta_4 \cdot \gamma}) \right];$$

$$\beta_3 = \frac{(1-y_1)^2}{2b_1} + \frac{(1+y'_2)^2}{2b_2}; \quad \beta_4 = \frac{(1+y_1)^2}{2b_1} + \frac{(1+y'_2)^2}{2b_2}; \quad y_1 \in [0, \infty).$$

Теперь перейдем к определению характеристик распределения времени между заявками выходного потока для СМО общего вида, а прежде для этого докажем следующее утверждение.

Утверждение 5. Пусть $\bar{\tau}_{\text{ВЫХ}}, D_{\text{ВЫХ}}, \bar{\tau}_{\mu}, D_{\mu}$ - соответственно средние значения и дисперсии времени между заявками в выходном потоке из СМО и времени обслуживания. Тогда справедливы следующие аналитические выражения для определения $\bar{\tau}_{\text{ВЫХ}}, D_{\text{ВЫХ}}$:

$$\bar{\tau}_{\text{ВЫХ}} = \bar{\tau}_{\mu} + p'_0 \bar{\tau}'_{\lambda}, \quad (3.3.1)$$

$$D_{\text{ВЫХ}} = D_{\mu} + p'_0 D'_{\lambda} + p'_0(1 - p'_0)(\bar{\tau}'_{\lambda})^2, \quad (3.3.2)$$

где p'_0 - вероятность того, что обслуженная заявка оставляет СМО пустой, $\bar{\tau}'_{\lambda}$ и D'_{λ} - среднее значение и дисперсия остаточного времени τ'_{λ} , в течение которого СМО ожидает поступления непосредственно следующей заявки, т.е. времени простоя СМО.

Для доказательства утверждения рассмотрим моменты времени t_1 ухода очередной заявки из СМО и t_2 - ухода непосредственно следующей заявки. Случайная величина $\Delta = t_2 - t_1$ существенно зависит от состояния СМО в момент ухода очередной заявки. Если в момент времени t_1 СМО окажется занятой, то величина Δ будет равна времени обслуживания τ_{μ} непосредственно следующей заявки. Если же в момент времени t_1 СМО окажется пустой, то величина Δ будет равна сумме времени обслуживания τ_{μ} и остаточного времени τ'_{λ} . Тогда можем записать следующие выражения для случайной величины Δ и ее квадрата Δ^2 по аналогии с законом распределения вероятностей:

$$\Delta = \begin{cases} \tau_{\mu} & \text{с вероятностью } 1 - p'_0 \\ (\tau_{\mu} + \tau'_{\lambda}) & \text{с вероятностью } p'_0; \end{cases}$$

$$\Delta^2 = \begin{cases} \tau_{\mu}^2 & \text{с вероятностью } 1 - p'_0 \\ (\tau_{\mu} + \tau'_{\lambda})^2 & \text{с вероятностью } p'_0. \end{cases}$$

Отсюда переходя к математическому ожиданию и дисперсии величины Δ и учитывая, что $M(\tau_{\text{вых}}) = M(\Delta)$ и $D_{\text{вых}} = M(\Delta^2) - [M(\Delta)]^2$ после преобразований получим формулы (3.3.1) и (3.3.2). Утверждение доказано.

Замечание. В стационарном режиме функционирования СМО с бесконечной очередью $\bar{\tau}_{\text{вых}} = \bar{\tau}_\lambda$, где $\bar{\tau}_\lambda$ - среднее время между заявками во входном потоке. Тогда величины ρ'_0 и $\bar{\tau}'_\lambda$ связаны соотношением $\rho'_0 \bar{\tau}'_\lambda = \rho_0 \bar{\tau}_\lambda$, где $\rho_0 = 1 - \rho$ - вероятность отсутствия заявок в СМО, а $\rho = \lambda/\mu$ - коэффициент загрузки СМО. Тогда формулы (3.3.1) и (3.3.2) несколько упростятся. Таким образом, выражения (3.3.1) и (3.3.2) представляют собой точную формулу для определения среднего значения и дисперсии времени между заявками в выходном потоке для СМО общего вида.

Определим теперь неизвестные параметры двумерного диффузионного приближения $\rho'_0, \bar{\tau}'_\lambda$ и D'_λ , необходимые для вычисления характеристик СМО и ее выходного потока.

Плотность распределения вероятностей $\psi(y_1) = \sum_{k=1}^{\infty} \psi_k(y_1)$

ординаты процесса $x_1(t)$ в момент достижения процессом $\{x_1(t), x_2(t)\}$ границы Γ_1 позволяет определить все основные характеристики СМО, в том числе остаточное время ожидания $\bar{\tau}'_\lambda$ (время простоя СМО). При известном значении y_1 (см. рис.3.3) ордината процесса $x_1(t)$ должна получить приращение y_1 для того, чтобы процесс N_1 изменился на единицу, т.е. поступила заявка в свободную СМО. Условное распределение времени достижения уровня y_1 , процессом $\{x_1(t), x_2(t)\}$ имеет вид [18]:

$$g(t|y_1) = \frac{1}{\sqrt{2\pi b_1 \cdot t^3}} \cdot \exp\left[-\frac{(y_1 - a_1 t)^2}{2b_1 t}\right]$$

с параметрами $\bar{\tau}'_\lambda(y_1) = \bar{\tau}_\lambda \cdot y_1$ и $D'_\lambda(y_1) = D_\lambda \cdot y_1$, где $\bar{\tau}_\lambda$ и D_λ соответственно среднее и дисперсия времени между соседними заявками во входном потоке.

$$\text{Пусть } m_\psi = \int_0^{\infty} y_1 \psi(y_1) dy_1 \quad \text{и} \quad D_\psi = \int_0^{\infty} (y_1 - m_\psi)^2 \psi(y_1) dy_1$$

соответственно математическое ожидание и дисперсия распределения $\psi(y_1)$. Тогда искомые параметры

$$\bar{\tau}'_{\lambda} = \bar{\tau}_{\lambda} m_{\psi}, \quad (3.3.3)$$

$$D'_{\lambda} = D_{\lambda} m_{\psi} + \bar{\tau}_{\lambda}^2 D_{\psi} \quad (3.3.4)$$

выражаются через известные параметры входного потока $\bar{\tau}_{\lambda}$ и D_{λ} - среднего и дисперсии времени между соседними заявками и числовые характеристики распределения $\psi(y_1)$. Обозначим через p_k вероятность того, что за весь период занятости в СМО пришло ровно k заявок ($k=1,2,\dots$)

$p_k = \int_0^{\infty} \psi_k(y_1) dy_1$. Пусть за достаточно большой интервал времени T имело место m периодов занятости. Из них в среднем за $m_i = m \cdot p_i$ ($i=1, 2, \dots$) периодов занятости через СМО прошло ровно i заявок. Тогда вероятность p'_0 того, что обслуженная заявка оставляет СМО пустой, может быть выражена через вероятности p_k :

$$p'_0 = m / \sum_{i=1}^{\infty} i \cdot m_i = 1 / \sum_{i=1}^{\infty} i \cdot p_i. \quad (3.3.5)$$

Следовательно, все три неизвестных параметра двумерной диффузионной аппроксимации СМО определены однозначно. Таким образом, зная параметры входного потока $\bar{\tau}_{\lambda}$ и D_{λ} , и определяя численно параметры распределения $\psi(y_1)$ - ординаты процесса $x_1(t)$ в момент достижения процессом $\{x_1(t), x_2(t)\}$ границы Γ_1 , можно вычислить среднее $\bar{\tau}_{\text{ВЫХ}}$ и дисперсию $D_{\text{ВЫХ}}$ интервалов времени между заявками в выходном потоке из СМО с любой точностью.

Определим характеристики такой СМО. Из соотношения (3.3.5) следует, что величина $1/p'_0$ выражает среднее количество заявок, прошедших через СМО за период занятости. Тогда средняя длина периода занятости \bar{Y} в СМО

может быть определена через параметр p'_0 :

$$\bar{Y} = \bar{\tau}_\mu \sum_{i=1}^{\infty} i \cdot m_i / m = \bar{\tau}_\mu / p'_0,$$

где $\bar{\tau}_\mu$ - среднее время обслуживания заявки в СМО.

Из соотношения (3.3.3) следует, что средняя длина периода простоя $\bar{I} = \bar{\tau}_\lambda \cdot m_\psi$, где $\bar{\tau}_\lambda$ - среднее значение интервалов времени между соседними заявками во входном потоке.

Среднее время ожидания, как известно из [14], может быть выражено через первые два начальных момента распределения случайной величины I -периода простоя

$$\bar{W} = \frac{D_\lambda + D_\mu + \bar{\tau}_\lambda^2 (1-\rho)^2}{2\bar{\tau}_\lambda (1-\rho)} - \frac{\bar{I}^2}{2\bar{I}}, \quad (3.3.6)$$

где D_λ и D_μ - соответственно дисперсии времени поступления и обслуживания.

Определим математическое ожидание квадрата случайной величины I . Для этого заметим, что $I = \tau'_\lambda$, откуда учитывая (3.3.4), получим

$$\bar{I}^2 = D_\lambda m_\psi + \bar{\tau}_\lambda^2 m_{2\psi}, \quad (3.3.7)$$

где $m_{2\psi} = D_\psi + m_\psi^2$ второй начальный момент распределения $\psi(y_1)$.

Подставляя выражение (3.3.7) в (3.3.6), окончательно получим:

$$\bar{W} = \frac{D_\lambda + D_\mu + p_0^2 \bar{\tau}_\lambda^2 - p_0 D_\lambda - p'_0 \bar{\tau}_\lambda^2 m_{2\psi}}{2p_0 \bar{\tau}_\lambda}. \quad (3.3.8)$$

Среднее время пребывания заявки в системе (задержка) равна

$$\bar{U} = \bar{W} + \bar{\tau}_\mu. \quad (3.3.9)$$

Среднюю длину очереди можно определить по формуле Литлла [14, 15]

$$\bar{N}_q = \lambda \bar{W}, \quad (3.3.10)$$

а среднее количество заявок \bar{N} в СМО - по формуле

$$\bar{N} = \lambda (\bar{W} + \bar{\tau}_\mu). \quad (3.3.11)$$

3.4. Характеристики СМО с конечной очередью и потерями

В той же модели п.3.2 рассмотрим поведение траектории типа 2 двумерного диффузионного процесса $\{x_1(t), x_2(t)\}$, что отражает функционирование СМО $GI/G/1/m$ с ограниченной очередью и потерями. Граница Γ_2 определена максимально допустимым количеством m заявок в СМО и имеет ступенчатый характер (см. рис. 3.3). В этом случае, как было отмечено в п.3.2, для уравнения Колмогорова (3.2.2) решается вторая краевая задача с условиями: $\omega(0, x_1, x_2) = \delta(x_1 - 1) \cdot \delta(x_2)$; $\text{grad } \omega|_{\Gamma_2} = 0..$

При достижении траекторией процесса $\{x_1(t), x_2(t)\}$ границы Γ_2 , ордината процесса $x_1(t)$ мгновенно должна сдвинуться вниз на единицу, что будет означать потерю очередной «лишней» заявки. Тогда видоизменятся рекуррентные формулы для вычисления стационарного распределения ординаты $x_2(t)$ процесса $\{x_1(t), x_2(t)\}$ - $\varphi_k(y_2)$ (см. п.3.2), а именно начиная с номера $k=m-1$, где m - максимально допустимое число заявок в СМО [8]:

$$\varphi_k(y'_2) = \begin{cases} \varphi_k(y'_2), & \text{если } 0 \leq y'_2 \leq m-2 \\ \varphi_k(y'_2) + \varphi_{k+1}(y_2), & \text{если } m-2 \leq y'_2 < \infty \text{ и } m-1 \leq y_2 < \infty. \end{cases} \quad (3.4.1)$$

Используя параметры диффузионного приближения (см. формулы (3.3.3)-(3.3.5)), можно определить характеристики выходного потока узла по формулам (3.3.1) и (3.3.2), а так же

характеристики потока отказов. При этом, для определения среднего значения $\bar{\tau}_{\text{отк}}$ интервала времени между заявками в потоке отказов, воспользуемся уравнением баланса интенсивностей потоков на входе и выходе СМО:

$$\lambda_{\text{вх}} - \lambda_{\text{отк}} = \lambda_{\text{вых}},$$

$$\text{где } \lambda_{\text{вх}} = \bar{\tau}_{\text{вх}}^{-1}, \lambda_{\text{отк}} = \bar{\tau}_{\text{отк}}^{-1}, \lambda_{\text{вых}} = \bar{\tau}_{\text{вых}}^{-1}.$$

Отсюда $\bar{\tau}_{\text{отк}} = \bar{\tau}_{\text{вх}} \cdot \bar{\tau}_{\text{вых}} / (\bar{\tau}_{\text{вых}} - \bar{\tau}_{\text{вх}})$. Сложнее определить дисперсию $D_{\tau_{\text{отк}}}$ времени между соседними заявками в потоке отказов. Для этого аналогично распределению $\psi_k(y_1)$ ($k=1, 2, \dots$) на границе Γ_1 определяем условные распределения числа $N_{\text{отк}}$ и квадрата числа $N_{\text{отк}}^2$ потерянных заявок на цикле занятости. Тогда дисперсия числа потерянных заявок $D_{N_{\text{отк}}} = \bar{N}_{\text{отк}}^2 - \bar{N}_{\text{отк}}^2$. От дисперсии числа потерянных заявок легко можно перейти к дисперсии $D_{\tau_{\text{отк}}}$ (см. п.2.4):

$$D_{\tau_{\text{отк}}} = D_{N_{\text{отк}}} \cdot \bar{\tau}_{\text{отк}}^3 / T_{\text{ц}}, \quad (3.4.2)$$

где $T_{\text{ц}}$ - среднее время цикла занятости.

Что же касается формул (3.3.3)–(3.3.5) для вычисления параметров двумерной диффузионной аппроксимации ρ'_0 , $\bar{\tau}'_{\lambda}$ и D'_{λ} , то они останутся такими же, изменяются только величины m_{ψ} и D_{ψ} , входящие в них в силу пересчета распределений $\phi_k(y_2)$ по формулам (3.4.1). Для определения основных характеристик такой СМО можем теперь записать формулы, аналогичные формулам для СМО с бесконечной очередью. Вероятность $\rho_{\text{отк}}$ того, что поступившая в СМО заявка получит отказ, будет равна отношению интенсивности потока отказов к интенсивности входного потока

$$\rho_{\text{отк}} = \lambda_{\text{отк}} / \lambda_{\text{вх}}. \quad (3.4.3)$$

Среднюю длину очереди \bar{N}_q можно определить по формуле

$$\bar{N}_q = \lambda_{\text{вх}} \bar{W} (1 - p_{\text{отк}}), \quad (3.4.4)$$

а среднее количество заявок в СМО - по формуле

$$\bar{N} = \lambda_{\text{вх}} (\bar{W} + \bar{\tau}_\mu) (1 - p_{\text{отк}}), \quad (3.4.5)$$

где среднее время ожидания \bar{W} вычисляется из выражения (3.3.8) с учетом распределения (3.4.1).

Таким образом, все характеристики функционирования узла можно определить по вышеприведенным формулам.

3.5. Определение характеристик сетевых моделей через характеристики узлов

Зная характеристики отдельных узлов сети, нетрудно рассчитать характеристики всей сети в целом. Для этого через $\alpha_i = \lambda_i / \lambda_0$ ($i=1, \dots, n$) обозначим коэффициенты передач заявок, где λ_0 - интенсивность внешнего источника заявок, а значения интенсивностей λ_i получаются решением системы линейных уравнений (2.1.1). Тогда среднее время ожидания заявки в сети

$$\bar{W}_c = \sum_{i=1}^n \alpha_i \bar{W}_i, \quad (3.5.1)$$

а среднее время пребывания заявки в сети

$$\bar{U}_c = \sum_{i=1}^n \alpha_i \bar{U}_i \quad (3.5.2)$$

где \bar{W}_i и \bar{U}_i - соответственно средние времена ожидания и пребывания заявок в i -ой СМО ($i=1, \dots, n$).

Общая длина всех очередей в сети

$$\bar{N}_q^c = \sum_{i=1}^n \bar{N}_{qi}, \quad (3.5.3)$$

а общее количество заявок в сети

$$\bar{N}^c = \sum_{i=1}^n \bar{N}_i. \quad (3.5.4)$$

Теперь запишем узловые и сетевые характеристики сетевой модели в случае неоднородного трафика.

Среднее время пребывания для заявки типа m

$$\bar{U}_i^{(m)} = (\bar{W}_i^{(m)} + \bar{\tau}_{\mu i}^{(m)}). \quad (3.5.5)$$

Средняя длина очереди перед i -м узлом для заявок потока m

$$\bar{N}_{qi}^{(m)} = \lambda_i^{(m)} \cdot \bar{W}_i^{(m)}, \quad (3.5.6)$$

а среднее количество заявок типа m в i -й СМО

$$\bar{N}_i^{(m)} = \lambda_i^{(m)} \cdot \bar{U}_i^{(m)}. \quad (3.5.7)$$

Для определения сетевых характеристик каждого потока будем использовать характеристики отдельных систем сети. Среднее число заявок типа m , ожидающих в очереди в сети

$$\bar{N}_q^{(m)} = \sum_{i=1}^n \bar{N}_{qi}^{(m)}, \quad (3.5.8)$$

а среднее количество заявок типа m в сети

$$\bar{N}^{(m)} = \sum_{i=1}^n \bar{N}_i^{(m)}. \quad (3.5.9)$$

Среднее время ожидания заявки типа m в очереди в сети

$$\bar{W}_c^{(m)} = \sum_{i=1}^n \alpha_i^{(m)} \cdot \bar{W}_i^{(m)}, \quad (3.5.10)$$

а среднее время пребывания заявки типа m в сети

$$U_c^{(m)} = \sum_{i=1}^n \alpha_i^{(m)} U_i^{(m)}, \quad (3.5.11)$$

где $\alpha_i^{(m)} = \lambda_i^{(m)} / \lambda_0^{(m)}$ коэффициенты передач заявок типа m ($\lambda_0^{(m)}$ - интенсивность потока заявок типа m от внешнего источника).

Коэффициент загрузки отдельного узла всеми потоками

$$\rho_i = \lambda_i^{об} \cdot \bar{\tau}_{\mu i}^{об}. \quad (3.5.12)$$

Средняя длина очередей в каждом узле

$$\bar{N}_{qi} = \lambda_i^{об} \cdot \bar{W}_i, \quad (3.5.13)$$

а среднее количество заявок в i -м узле

$$\bar{N}_i = \lambda_i^{об} \cdot (\bar{W}_i + \bar{\tau}_{\mu i}^{об}) = \lambda_i^{об} \cdot U_i^{об}. \quad (3.5.14)$$

3.6. Проверка адекватности аппроксимационной модели массового обслуживания общего вида

1. Вышеприведенная методика расчета характеристик СМО общего вида реализована в программной системе анализа производительности компьютерных сетей в виде следующих подсистем: «Расчет узла без ограничений на длину очереди», «Расчет узла с ограничениями на объем канального буфера и с потерями». При необходимости данная модель может быть расширена для расчета узла с переменными параметрами поступления и обслуживания, зависящими от состояния системы. Ниже на рис. 3.5 показана экранная форма программной системы.

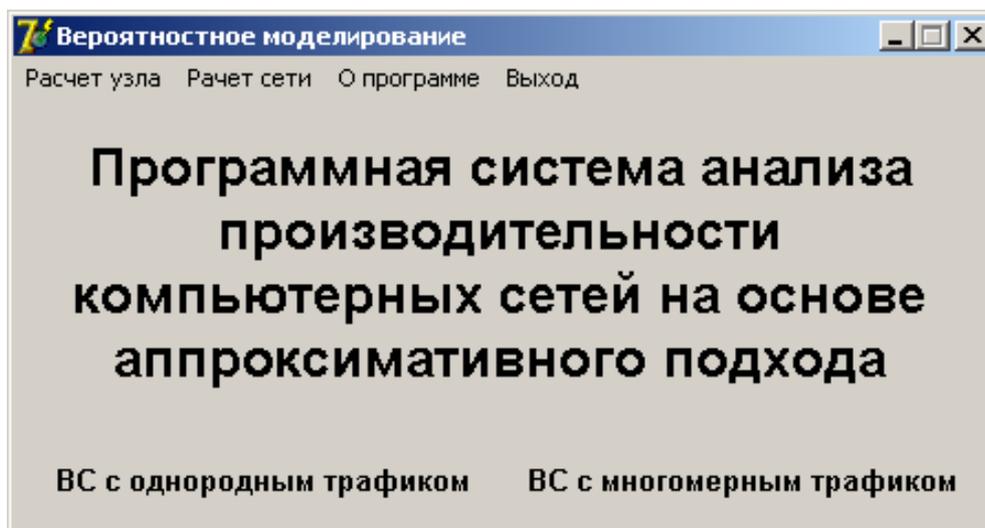


Рис. 3.5 – Экранная форма программной системы

Проведены расчеты основных характеристик СМО для широкого диапазона изменения параметров потоков. При этом варьировались: загрузки узлов от 0.01 до 0.99; коэффициенты вариаций распределений времен поступления и обслуживания от 0.01 до 5.0. Расчеты для среднего количества заявок в системе показывают относительную погрешность в пределах 5%. Следовательно, такой подход к анализу СМО при произвольных законах поступления и обслуживания более предпочтителен, чем метод одномерного диффузионного приближения процесса образования очереди, рассмотренный в п.3.1. При этом точность предлагаемой методики оценивалась в сравнении как с известными результатами из теории массового обслуживания для СМО $M/M/1/m$ и $M/G/1$ (формула Полачека-Хинчина) так и с помощью имитационного моделирования.

Ниже в табл. 3.1 приведена часть результатов вычислений среднего количества заявок в системе \bar{N} (первое значение – результат метода двумерного диффузионного приближения, через дробь – результаты имитационного моделирования). Имитационное моделирование проводилось с использованием программной системы расчета СМО с встроенным генератором псевдослучайных последовательностей гамма-распределения. Из таблицы 3.1 и из рисунков 3.6 а), б) видно, как увеличение коэффициентов вариаций распределений входного потока и времени

обслуживания ухудшает показатели производительности системы.

2. Проведены также расчеты характеристик СМО с потерями с использованием B - формулы Эрланга. Результаты расчетов частично отражены на рис. 3.7 и 3.8. Из них видно, что результаты расчетов для таких СМО также хорошо согласуются с теоретическими. На рис. 3.7 и 3.8 приведены примерные графики зависимостей вероятности потери сообщения $p_{отк}$ в каналах приема-передачи от интенсивности λ входного потока (при интенсивности обслуживания $\mu = 1$) и от объема буферной памяти m , выраженного в единицах от сообщений. Графики построены для диапазона изменения коэффициента вариации времени обслуживания заявок c_μ от 0,1 до 2,0 при коэффициенте вариации распределения времен поступления $c_\lambda = 1$, т.е. для пуассоновского входного потока. Аналогичные графики построены для среднего времени ожидания (рис. 3.9, 3.10). Графики, приведенные на рисунках 3.7-3.10, позволяют рассчитать необходимые объемы памяти для буферных накопителей при ограничениях на вероятность потери и на время задержки сообщения в узле коммутации. При этом значения объемов, выраженные в единицах от сообщений, можно пересчитать в единицы от бит умножением значений объемов на среднюю длину сообщения.

Из вышеприведенных графиков видно, что при увеличении объема буфера среднее время ожидания \bar{W} стремится к времени ожидания СМО в случае с бесконечной очередью (пунктирная линия на рис. 3.10).

3. Вышеуказанный подход расчета узловых характеристик в программной системе реализован в виде процедур GG1 и GGM совместно с методом декомпозиции сети МО на отдельные СМО решением уравнений равновесия потоков на уровне двух первых моментов распределений интервалов времен поступления и обслуживания (см. главу 2).

Таблица 3.1

ρ	$c_\mu \backslash c_\lambda$	\bar{N}				
		0,1	0,5	1,0	2,0	5,0
0,1	0,1	0,100	0,101	0,105	0,106	0,220
		0,101	0,101	0,101	0,103	0,214
	0,5	0,107	0,107	0,108	0,123	0,228
		0,103	0,104	0,105	0,118	0,222
	1,0	0,107	0,108	0,111	0,133	0,232
0,104		0,105	0,107	0,129	0,227	
2,0	0,111	0,117	0,130	0,181	0,371	
	0,108	0,119	0,128	0,174	0,361	
5,0	0,316	0,353	0,424	0,601	1,097	
	0,306	0,331	0,431	0,580	1,078	
0,3	0,1	0,309	0,332	0,357	0,467	1,767
		0,301	0,321	0,345	0,489	1,824
	0,5	0,333	0,338	0,369	0,522	1,836
		0,328	0,327	0,353	0,521	1,855
	1,0	0,349	0,368	0,423	0,609	1,973
0,336		0,362	0,409	0,616	1,948	
2,0	0,510	0,554	0,658	0,933	2,420	
	0,530	0,570	0,672	0,946	2,307	
5,0	2,448	2,721	3,045	3,782	6,069	
	2,511	2,806	3,141	3,852	6,001	
0,5	0,1	0,503	0,589	0,726	1,351	6,475
		0,500	0,500	0,647	1,376	6,596
	0,5	0,588	0,629	0,792	1,451	6,634
		0,556	0,589	0,738	1,467	6,691
	1,0	0,709	0,787	0,998	1,719	6,963
0,676		0,751	0,954	1,713	6,959	
2,0	1,386	1,529	1,837	2,727	8,184	
	1,872	1,975	2,226	2,902	7,902	
5,0	6,496	7,552	8,523	10,440	17,420	
	6,610	7,876	8,255	10,307	18,011	
0,7	0,1	0,705	0,984	1,524	3,744	20,650
		0,720	0,973	1,460	3,809	21,012
	0,5	0,975	1,154	1,737	3,985	21,00
		0,957	1,20	1,788	4,040	21,142
	1,0	1,467	1,707	2,365	4,706	21,810
1,439		1,665	2,285	4,742	22,478	
2,0	3,485	3,892	4,748	7,437	24,920	
	3,594	4,034	4,868	7,470	24,556	
5,0	16,050	19,050	21,580	26,850	47,380	
	16,754	19,863	22,284	27,849	48,863	
0,9	0,1	0,908	2,433	5,331	16,730	100,10
		0,934	2,540	5,718	16,881	101,826
0,5	1,005	3,302	6,269	17,720	102,40	
	1,040	3,401	5,994	17,918	102,899	

	1,0	4,803	5,904	9,072	20,740	105,60
		4,974	5,939	8,968	21,072	106,163
	2,0	13,640	15,590	19,530	32,320	118,30
		14,551	16,317	20,317	33,496	117,274
	5,0	62,480	75,640	87,010	110,30	207,50
		64,642	77,616	90,092	107,36	212,59

1-я строка – результаты двумерного диффузионного приближения,

2-я строка – результаты имитационного моделирования.

На рисунке 3.6 приведены примерные графики зависимости среднего времени ожидания сообщений в узле от параметров трафика и закона обслуживания [6-8].

Эти результаты доказывают необходимость учета при вычислении показателей производительности сетевых моделей вторых моментов (дисперсий) распределений временных параметров трафика и обслуживания в узлах, что не может быть сделано методами теории экспоненциальных сетей или другими приближенными методами с такой точностью и за приемлемое время. Графики построены по данным таблицы 3.1.

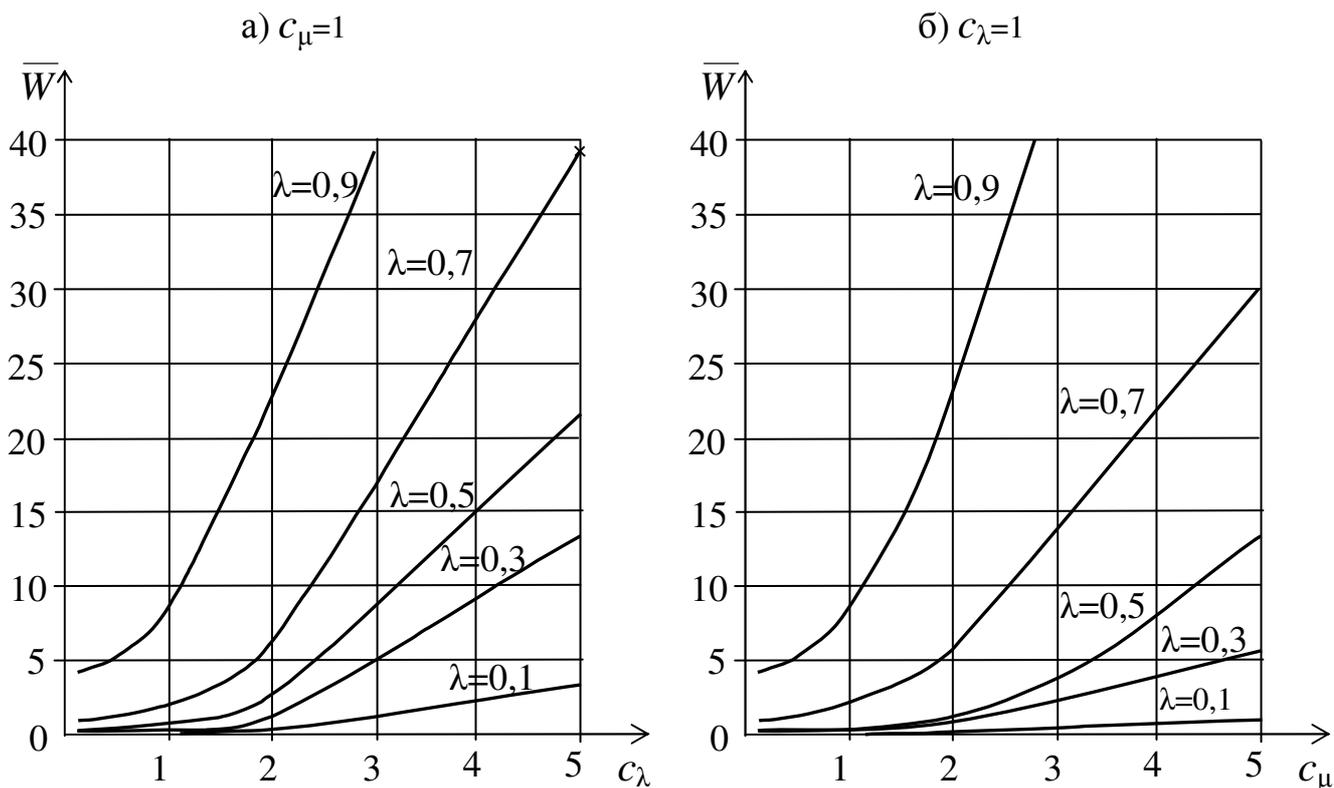


Рис. 3.6 – Зависимость среднего времени ожидания в узле при различных значениях интенсивности λ входного трафика (время обслуживания нормированное):

- а) – от коэффициента вариации входного потока;
- б) – от коэффициента вариации времени обслуживания

На рисунках 3.7 и 3.8 приведены примерные графики зависимостей вероятности потери сообщения $p_{\text{отк}}$ в каналах приема-передачи от интенсивности λ входного потока (при интенсивности обслуживания $\mu=1$) и от объема буферной памяти m , выраженного в единицах от сообщений. Такие же примерные графики построены для среднего времени ожидания \bar{W} . Графики построены для диапазона изменения коэффициента вариации времени обслуживания заявок c_μ от 0,1 до 2,0 при коэффициенте вариации распределения времен поступления $c_\lambda=1$.

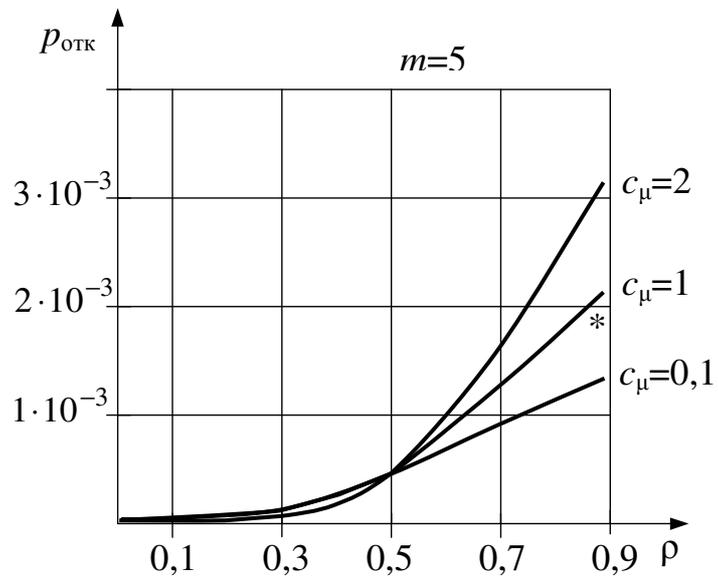


Рис. 3.7 – Графики зависимости вероятности потери сообщений от загрузки ρ при $m=5$, звездочкой обозначен точный результат

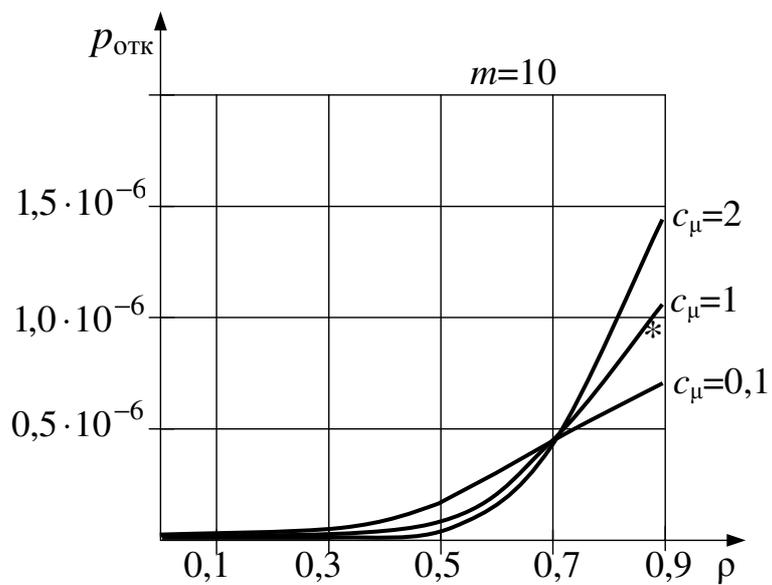


Рис. 3.8 – Графики зависимости вероятности потери сообщений от загрузки ρ при $m=10$

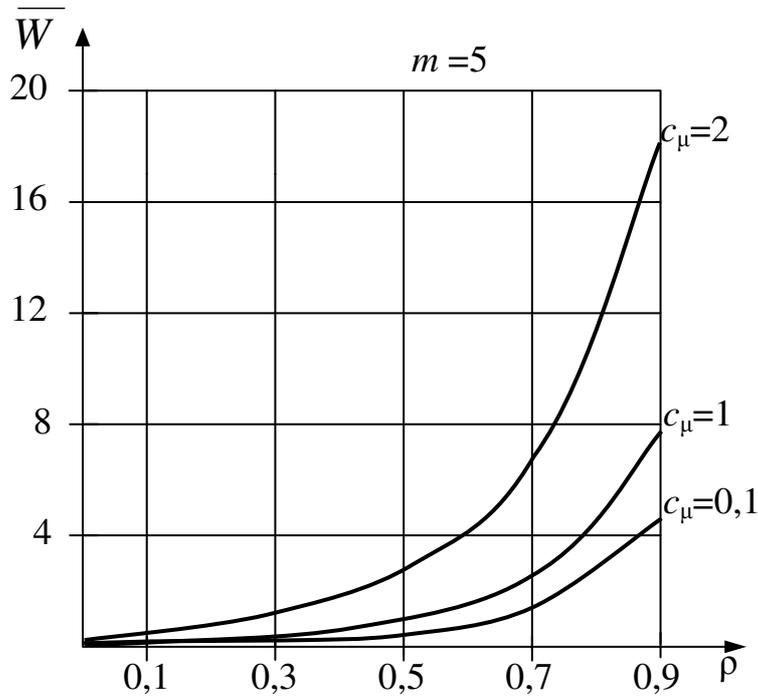


Рис. 3.9 – Графики зависимости среднего времени ожидания от загрузки ρ при $m=5$

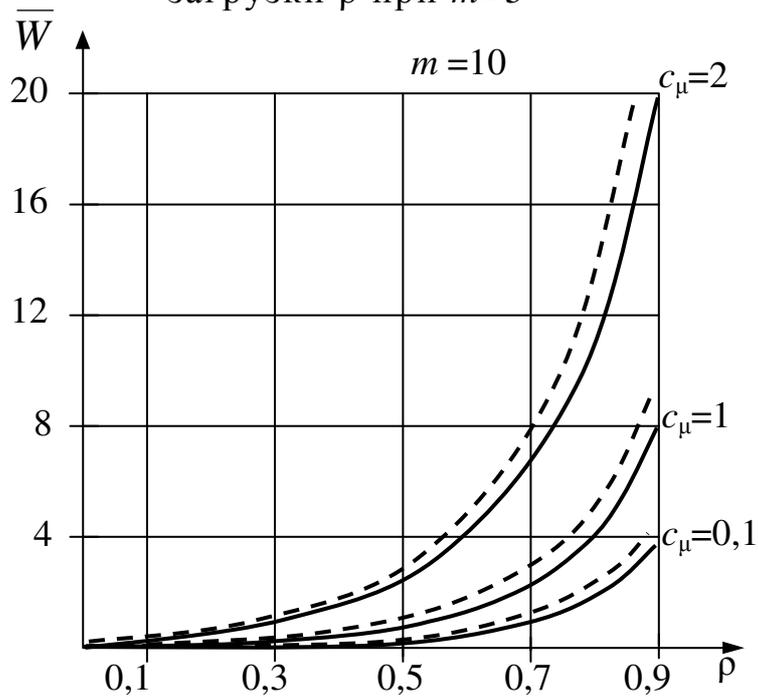


Рис. 3.10 – Графики зависимости среднего времени ожидания от загрузки ρ при $m=10$

Ниже, в таблицах 3.2 -3.5, приведены расчеты среднего времени ожидания Wt , среднего количества заявок в системе $S0$ и дисперсии выходного потока $Dt1$ при варьировании параметров потока: загрузки от 0,05 до 0,99; коэффициентов вариаций времени обслуживания ct и входного потока cl – от 0,1 до 5,0.

Таблица 3.2

Form1

Таблица значений S_0

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,1001	0,1013	0,1051	0,1056	0,2202
0,5	0,1069	0,1069	0,1069	0,1234	0,2284
1	0,1071	0,1080	0,1112	0,1330	0,2410
2	0,1113	0,1172	0,1300	0,1806	0,3713
5	0,3157	0,3525	0,4235	0,6014	1,0970

Таблица значений W_t

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0010	0,0130	0,0505	0,0563	1,2020
0,5	0,0695	0,0694	0,0691	0,2341	1,2840
1	0,0706	0,0802	0,1125	0,3303	1,4100
2	0,1134	0,1723	0,3000	0,8055	2,7130
5	2,1570	2,5250	3,2350	5,0140	9,9700

Таблица значений D_{t1}

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	1,0020	1,2660	2,0910	7,9870	29,3700
0,5	23,7700	24,2500	25,7600	28,7900	51,8900
1	98,7500	99,0600	99,9800	102,1000	124,6000
2	398,0000	397,4000	396,6000	393,5000	401,2000
5	2461,0000	2455,0000	2444,0000	2418,0000	2371,0000

Lambda:

Start

Form1

Таблица значений S_0

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,3009	0,3318	0,3574	0,4672	1,7670
0,5	0,3326	0,3379	0,3695	0,5224	1,8360
1	0,3497	0,3684	0,4228	0,6089	1,9730
2	0,5098	0,5540	0,6583	0,9325	2,4200
5	2,4480	2,7210	3,0450	3,7820	6,0690

Таблица значений W_t

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0030	0,1059	0,1914	0,5572	4,8890
0,5	0,1088	0,1264	0,2315	0,7414	5,1190
1	0,1658	0,2281	0,4092	1,0300	5,5760
2	0,6992	0,8466	1,1940	2,1080	7,0660
5	7,1610	8,0710	9,1490	11,6100	19,2300

Таблица значений D_{t1}

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,1171	0,1167	1,2180	5,5110	27,2900
0,5	2,2900	2,6880	3,6970	7,3180	28,8900
1	10,3600	10,5500	11,2000	14,3100	35,0900
2	41,2000	40,9900	40,8700	42,6100	61,4700
5	244,4000	240,6000	237,1000	231,6000	238,0000

Lambda:

Start

Таблица 3.3

Form1

Таблица значений SO

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,5025	0,5889	0,7261	1,3510	6,4750
0,5	0,5881	0,6293	0,7923	1,4510	6,6340
1	0,7095	0,7874	0,9981	1,7190	6,9630
2	1,3860	1,5290	1,8370	2,7270	8,1840
5	6,4960	7,5520	8,5230	10,4400	17,4200

Таблица значений Wt

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0050	0,1778	0,4522	1,7020	11,9500
0,5	0,1762	0,2587	0,5845	1,9030	12,2700
1	0,4190	0,5749	0,9962	2,4370	12,9300
2	1,7710	2,0580	2,6750	4,4530	15,3700
5	11,9900	14,1000	16,0500	19,8800	33,8500

Таблица значений Dt1

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0500	0,1844	1,1360	4,6360	26,1400
0,5	0,6676	0,9826	1,8310	5,1950	26,4600
1	3,1820	3,3500	4,0080	7,1250	28,1500
2	12,4800	12,3800	12,6500	15,0900	35,2600
5	76,0400	72,2900	69,9100	68,2400	82,3000

Lambda:

Start

Form1

Таблица значений SO

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,7049	0,9837	1,5240	3,7440	20,6500
0,5	0,9748	1,1540	1,7370	3,9850	21,0000
1	1,4670	1,7070	2,3650	4,7060	21,8100
2	3,4850	3,8920	4,7480	7,4370	24,9200
5	16,0500	19,0500	21,5800	26,8500	47,3800

Таблица значений Wt

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0070	0,4053	1,1770	4,3490	28,5000
0,5	0,3926	0,6480	1,4820	4,6930	29,0100
1	1,0960	1,4390	2,3790	5,7220	30,1500
2	3,9780	4,5600	5,7830	9,6250	34,6000
5	21,9300	26,2200	29,8300	37,3600	66,6900

Таблица значений Dt1

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0344	0,1730	1,0120	4,2930	25,5900
0,5	0,1937	0,4548	1,2400	4,4870	25,6500
1	1,1210	1,3080	2,0020	5,1360	26,2000
2	4,7730	4,7550	5,2070	7,9130	28,5100
5	32,2400	29,0500	27,4500	27,0000	43,8600

Lambda:

Start

Таблица 3.4

Form1

Таблица значений S_0

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,9081	2,4330	5,3310	16,7300	101,1000
0,5	1,0050	3,3020	6,2690	17,7200	102,4000
1	4,8030	5,9040	9,0720	20,7400	105,6000
2	13,6400	15,5900	19,5300	32,3200	118,3000
5	62,4800	75,6400	87,0100	110,3000	207,5000

Таблица значений W_t

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0090	1,7030	4,9240	17,5900	111,4000
0,5	0,1170	2,6690	5,9650	18,6900	112,8000
1	4,3370	5,5610	9,0800	22,0500	116,3000
2	14,1500	16,3200	20,7000	34,9100	130,4000
5	68,4200	83,0500	95,6700	121,6000	229,5000

Таблица значений $Dt1$

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0303	0,1338	0,9182	4,1040	25,2700
0,5	0,3026	0,2155	0,9830	4,1560	25,2500
1	0,2908	0,4989	1,2170	4,3350	25,3900
2	1,8140	1,8120	2,3380	5,1800	25,9500
5	15,6800	12,9100	11,6000	11,8500	29,8500

Lambda:

Start

Form1

Таблица значений S_0

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,9590	4,4290	10,9700	36,5300	224,8000
0,5	1,0670	6,3520	13,0100	38,6400	227,5000
1	9,6350	12,0700	19,1000	45,1500	234,3000
2	28,6800	33,1500	41,6800	70,0200	261,4000
5	131,5000	160,4000	185,8000	236,2000	450,6000

Таблица значений W_t

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0095	3,6620	10,5500	37,4500	235,6000
0,5	0,1235	5,6870	12,6900	39,6800	238,5000
1	9,1420	11,7000	19,1000	46,5200	245,6000
2	29,1900	33,9000	42,8700	72,7100	274,1000
5	137,4000	167,8000	194,5000	247,7000	473,3000

Таблица значений $Dt1$

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0301	0,1256	0,9010	4,0690	25,2100
0,5	0,2840	0,1784	0,9408	4,1000	25,1800
1	0,1657	0,3761	1,0970	4,2110	25,2600
2	1,3790	1,3640	1,9190	4,7790	25,5800
5	13,2600	10,5300	9,2240	9,6310	27,8800

Lambda:

Start

Таблица 3.5

The screenshot shows a software window titled "Form1" with three tables and a control panel. The tables are:

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,9998	20,1600	56,0100	195,4000	1219,0000
0,5	1,1170	30,5700	66,8400	206,5000	1232,0000
1	48,0400	61,3500	99,3700	240,9000	1268,0000
2	149,2000	172,6000	219,1000	372,4000	1410,0000
5	685,2000	837,9000	972,0000	1242,0000	2401,0000

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0099	19,3600	55,5800	196,4000	1230,0000
0,5	0,1287	29,8800	66,5100	207,6000	1244,0000
1	47,5300	60,9600	99,3700	242,3000	1280,0000
2	149,7000	173,4000	220,3000	375,1000	1424,0000
5	691,1000	845,4000	980,8000	1253,0000	2424,0000

Cl \ Cm	0,1	0,5	1	2	5
0,1	0,0300	0,1191	0,8874	4,0430	25,1600
0,5	0,2725	0,1514	0,9114	4,0610	25,1300
1	0,0802	0,2887	1,0130	4,1250	25,1600
2	1,0770	1,0790	1,6310	4,5030	25,3200
5	11,5700	8,9290	7,6940	8,1870	26,5400

Below the tables, there is a "Lambda:" label and an input field containing "0,99". A "Start" button is located below the input field.

Данные средних строчек в этих таблицах соответствуют СМО типа $M/G/1$, а средних столбцов – СМО $M/M/1$, для которых известны точные значения характеристик. Путем несложных расчетов по формуле Полачека-Хинчина для среднего количества заявок в системе: $\bar{N} = \rho + \rho^2(1 + c_{\mu}^2)/(2(1 - \rho))$ можно убедиться, что относительная погрешность модели не превышает 5%. Например, для последней таблицы 3.5, среднее количество заявок в системе $M/M/1$ - $\bar{N} = 0,99 + 0,99^2 / 0,01 = 99,0$. В таблице 3.5 это значение равно 99,37. Дисперсия выходного потока для этого случая равна $1/0,99^2 = 1,020$, а в таблице это значение равно 1,013.

3.7. Структура разработанной программной системы

Ниже, на рис. 3.11 приведена укрупненная схема алгоритма работы программы. Для удобства, программа собрана из множества процедур. Коротко перечислим основные из них. Процедуры VNGG1 и VNGGM

рассчитывают характеристики отдельных систем G/G/1 и G/G/m соответственно. Данные работы этих процедур были приведены выше в п.3.6. Процедуры VNGG1 и VNGGM реализуют вычисления по методикам разделов 3.3 и 3.4 соответственно.

Процедура UODNET предназначена для расчета характеристик сетей при однородном (агрегированном) трафике расчета сетей по методике разделов 2.1-2.7. Алгоритм работы процедуры UODNET описан в разделе 2.7. Процедура UODNET работает совместно с процедурами DISP, MULTIPLM, VNGG1 (см. рис. 3.12-3.15).

Схема алгоритма процедуры MULTIPLM описана и приведена в п.2.5. Процедура DISP определяет и уточняет методом итераций дисперсии входящих и исходящих потоков в сети массового обслуживания по рабочим формулам главы 2.

Процедура UNEODNET предназначена для расчета сетевых моделей с неоднородным трафиком, путем приведения его к обобщенному однородному потоку. Методика расчета характеристик сетевой модели с неоднородным трафиком описана в п.2.9. В этой процедуре расчет трафика может проводиться по различным протоколам. Данная процедура взаимодействует с процедурами UODNET, DISP, MULTIPLM, VNGG1 (см. рис. 3.11 и 3.12).

Таким образом, программная система автора «Анализ производительности компьютерных сетей на основе аппроксимативного подхода» целиком и полностью опирается на теоретическом материале второй и третьей глав.

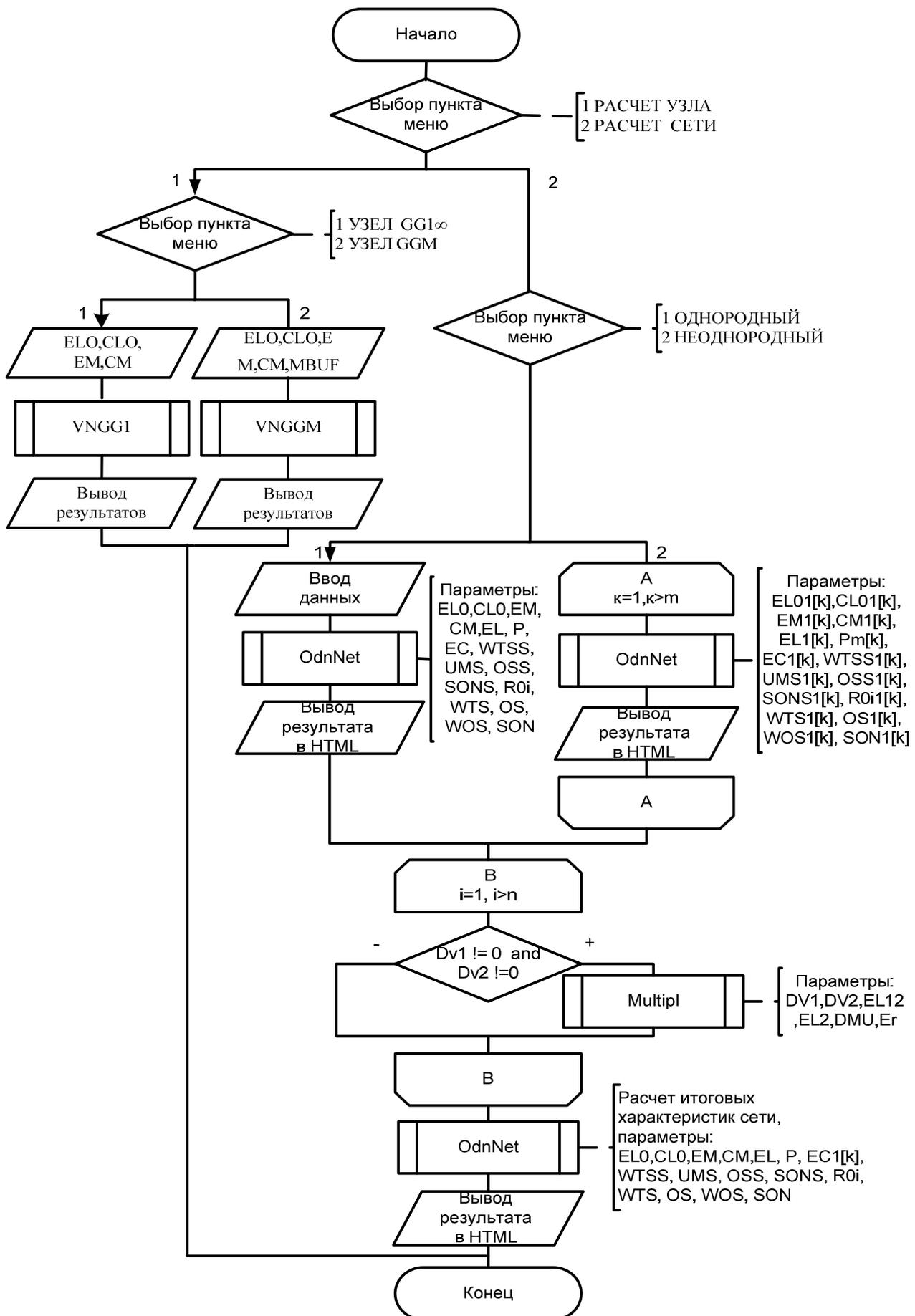


Рис. 3.11 – Укрупненная схема программной системы

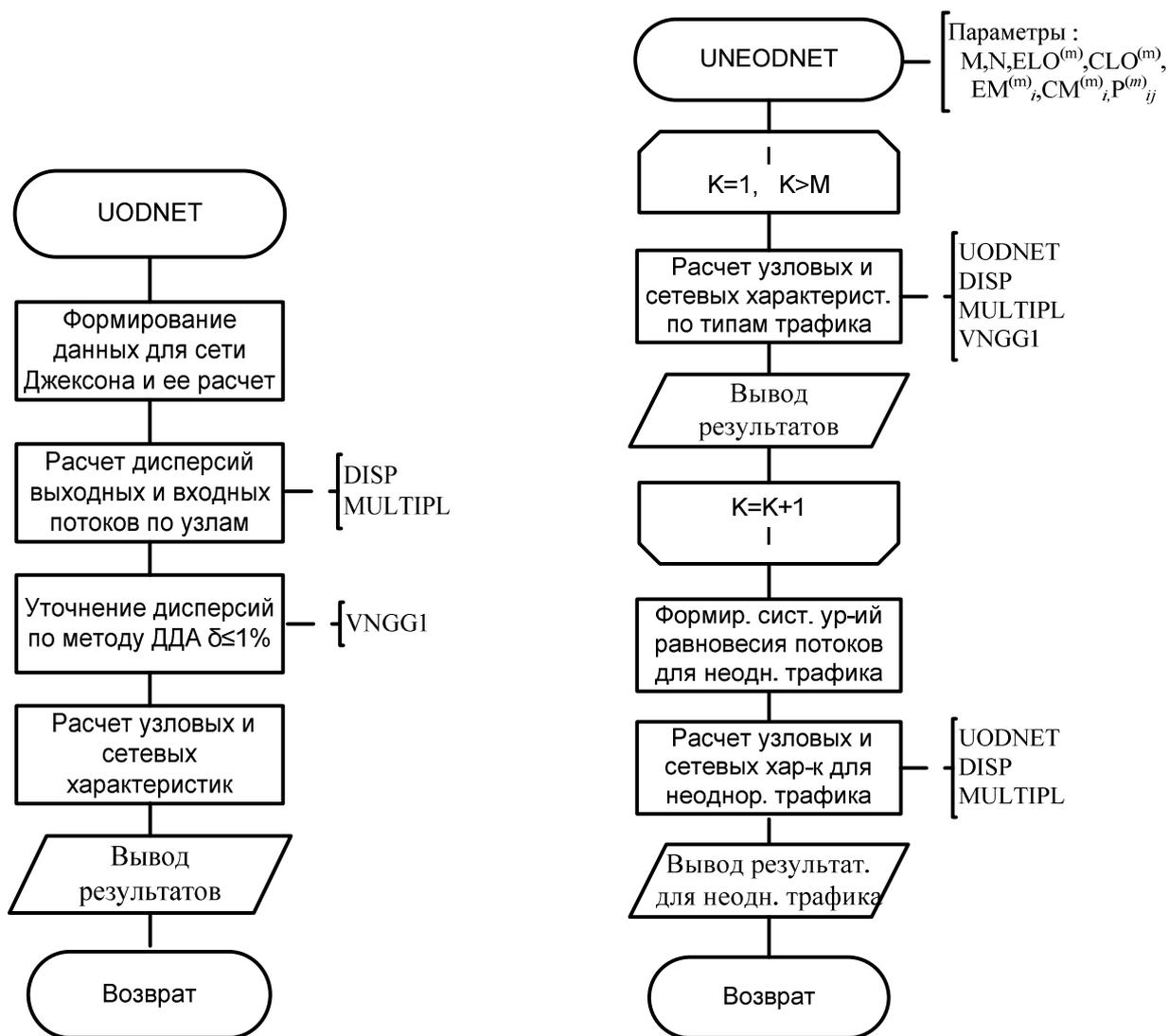


Рис. 3.12 – Укрупненные схемы алгоритмов процедур UODNET - расчета сетей с однородным и UNEODNET – с неоднородным трафиком

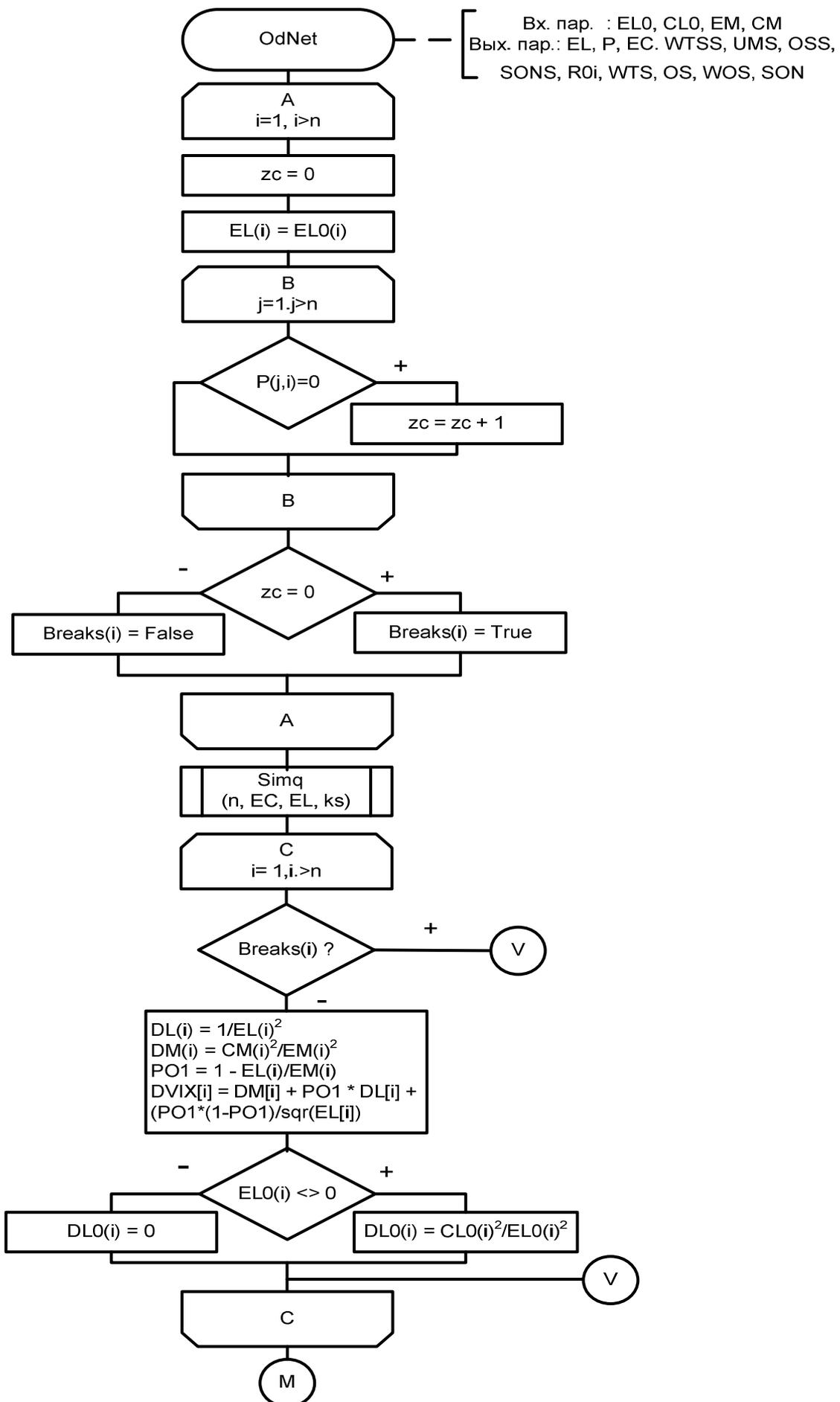


Рис. 3.13 – Схема процедуры OdNet

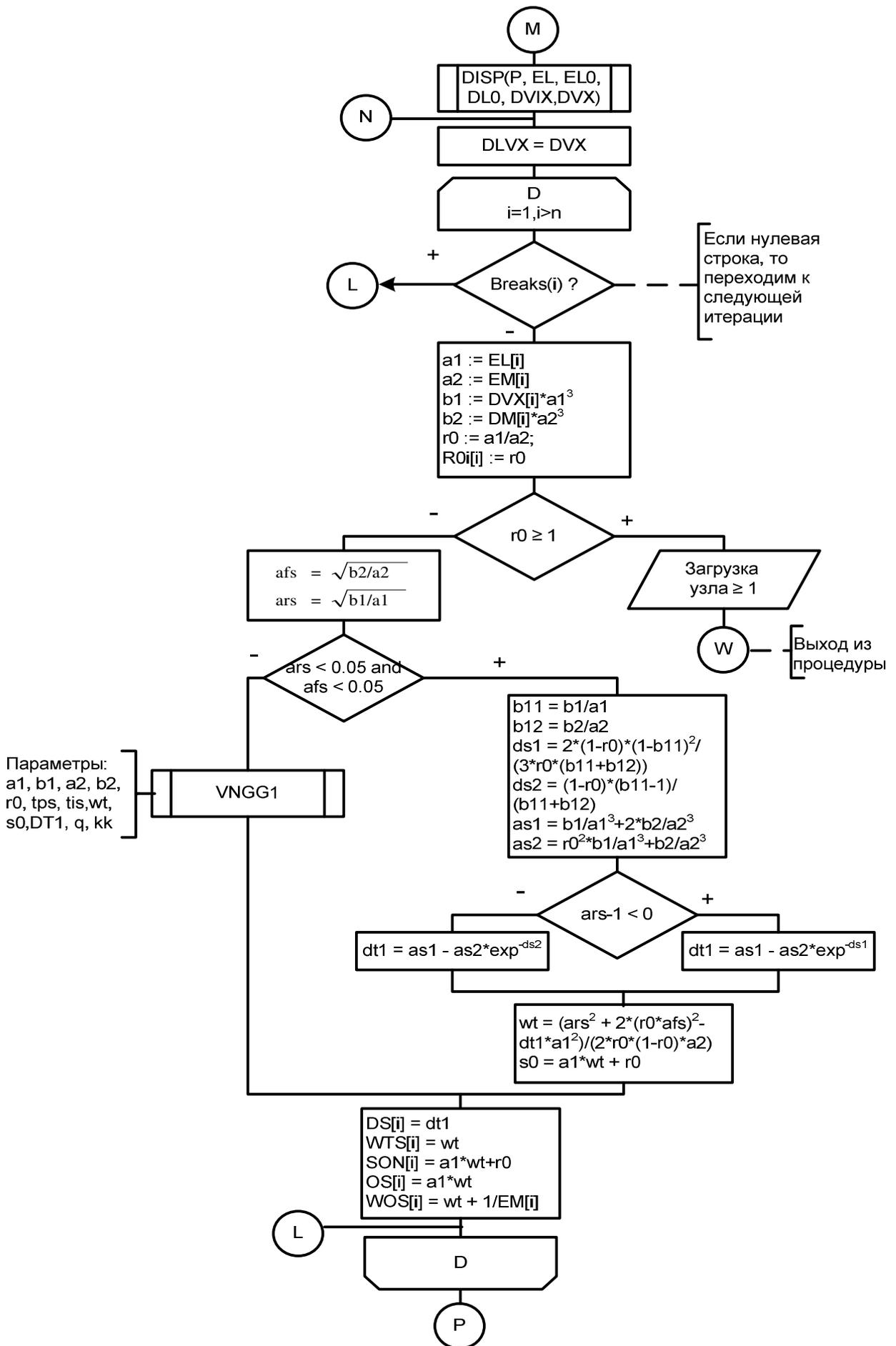


Рис. 3.14 – Продолжение схемы процедуры OdNet

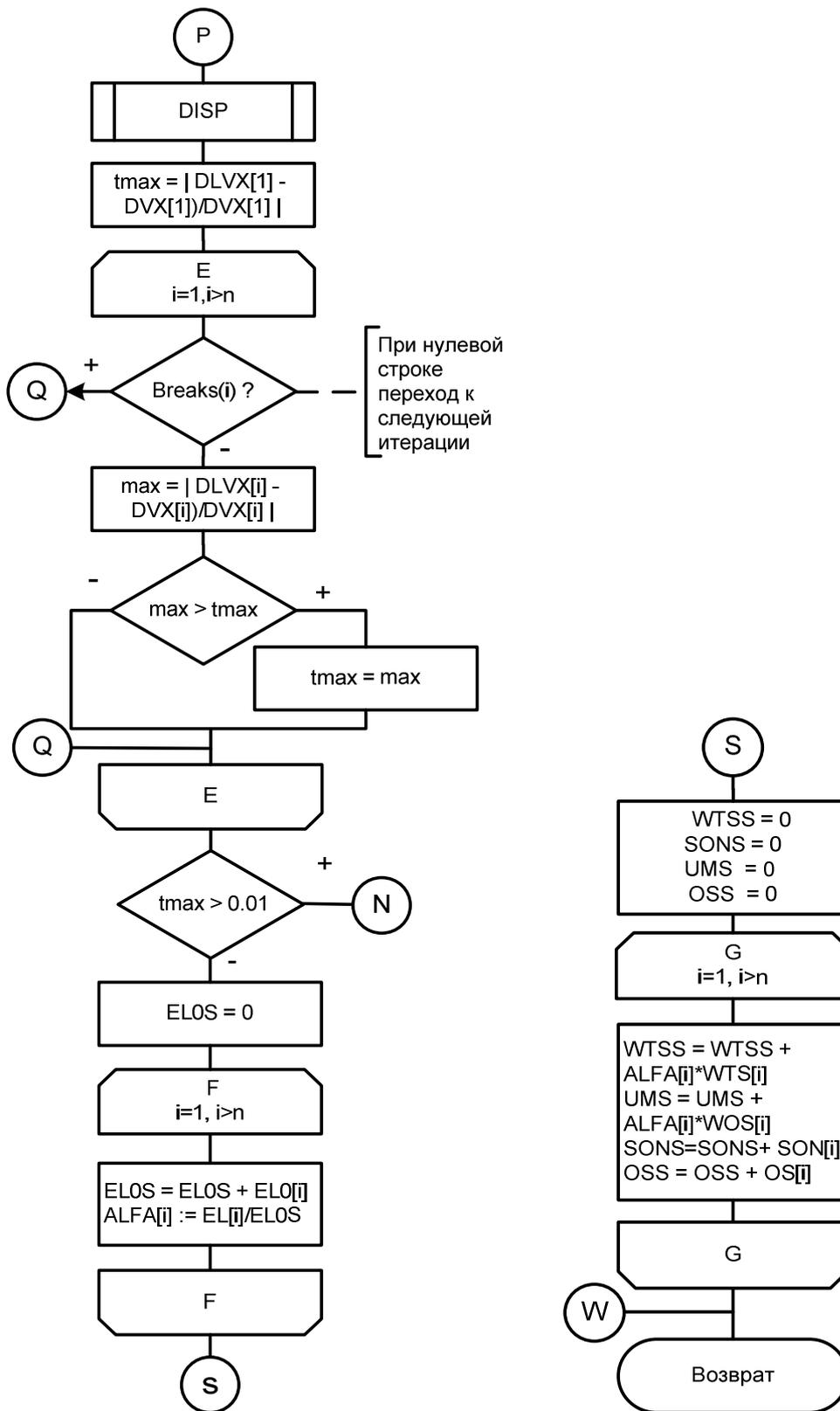


Рис.3.15 – Продолжение схемы процедуры OdNet

3.8. Выводы по главе 3

1. Для применения метода декомпозиции сетевых моделей на отдельные узлы на уровне средних значений и дисперсий интервалов времен в потоках, необходимо знать моментные характеристики распределения выходных потоков в узлах. Кроме этого необходимо уметь определять основные характеристики (показатели производительности) функционирования узлов. Для этих целей в данном разделе приведены основные результаты по разработанной математической модели функционирования узла – аппроксимационной модели массового обслуживания общего вида.

2. При общих допущениях о вероятностных распределениях времени между соседними заявками в входных потоках и времени обслуживания в узлах, разработанная аппроксимационная модель позволяет определить среднее значение и дисперсию распределения выходного потока системы, а также все основные показатели функционирования таких систем как без ограничения на длину очереди, так и с конечной очередью и потерями.

3. Точность аппроксимационной модели узла исследована для широкого диапазона изменения параметров трафика (коэффициента загрузки от 0,01 до 0,995 и коэффициентов вариаций распределений длин интервалов между заявками во входном потоке и времени обслуживания от 0 до 5). Полученные результаты сравнивались с результатами известных методов теории массового обслуживания и с результатами имитационного моделирования. Относительная погрешность в среднем не превышает 5%.

4. Проведенные расчеты на модели узла показывают существенную зависимость показателей производительности от коэффициентов вариаций распределений интервалов поступления и обслуживания заявок, а моменты более высокого порядка, чем второй, как показывает имитационное моделирование, оказывают на них менее существенное влияние. Таким образом, учет дисперсий распределений интервалов времен в потоках, позволяет повысить степень адекватности моделей массового обслуживания и

математической модели трафика в виде систем уравнений равновесия потоков.

5. Интеграция методов декомпозиции (описаны в главе 2) с математической моделью функционирования узла (их совместное использование) позволяет рассчитывать показатели производительности моделей сетей на уровне средних значений и дисперсий распределений потоков. Из доказанных утверждений следует, что в условиях неполной информации о законах распределений потоков, предложенный подход к анализу производительности сетевых моделей на основе теории массового обслуживания, является на данный момент лучшим.

6. Предложенные методы реализованы в виде программной системы «Анализ производительности компьютерных сетей на основе аппроксимационного подхода».

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК К ГЛАВЕ 3

1. Авен, О.И. Оценка качества и оптимизация вычислительных систем / О.И. Авен, Н.Н. Гурин, Я.А. Коган - М.: Наука, 1982. - 464 с.

2. Бахарева, Н.Ф. Анализ производительности сетевых структур методами теории массового обслуживания / Н.Ф. Бахарева // Научно-технические ведомости СПбГПУ. – 2009. - № 3. – С. 2-8.

3. Бахарева, Н.Ф. Двумерная диффузионная аппроксимация системы массового обслуживания общего вида и расчет ее характеристик / Н.Ф. Бахарева // Научно-технические ведомости СПбГПУ. – 2009. - № 2. – С. 7-14.

4. Бахарева, Н.Ф. Обобщенная двумерная диффузионная модель массового обслуживания типа GI/G/1 / Н.Ф. Бахарева // Телекоммуникации – 2009. - № 7. – С. 2-8.

5. Бахарева, Н.Ф. Организация интерактивной системы вероятностного моделирования стохастических систем / Н.Ф. Бахарева, В.Н.Тарасов // Известия Самарского научного центра РАН. - 2003. – № 1. – С. 119 – 126.

6. Бахарева, Н.Ф. Аппроксимативная модель массового обслуживания общего вида и расчет ее характеристик / Н.Ф. Бахарева, В.Н. Тарасов //Известия Вузов Поволжский регион. Технические науки. – 2009. - №3. – С. 47-58.

7. Бахарева, Н.Ф. Компьютерное моделирование вычислительных систем. Теория, алгоритмы, программы. Изд. 2-е, перераб. Уч. пособие. / Н.Ф. Бахарева, В.Н. Тарасов – Самара: Типография ГОУ ВПО ПГУТИ, 2009. - 208 с.

8. Бахарева, Н.Ф. Двумерная диффузионная аппроксимация управляемой системы массового обслуживания общего вида GI/G/1 / Н.Ф. Бахарева, В.Н.

Тарасов, Ю.А. Ушаков // Труды X Междун. конф. «Проблемы управления и моделирования в сложных системах» СНЦ РАН. – 2008. – С. 192-199.

9. Боровков, А.А. Асимптотические методы в теории массового обслуживания / А.А. Боровков – М.: Наука, 1980. – 381 с.

10. Вишневский, В.М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей / В.М. Вишневский – М.: Техносфера, 2003. - 512с.

11. Гнеденко, Б.В. Введение в теорию массового обслуживания / Б.В. Гнеденко, И.Н. Коваленко - М.: Наука, 1987. - 431 с.

12. Градштейн, И.О. Таблицы интегралов, сумм, рядов и произведений / И.О. Градштейн, И.М. Рыжик - М.: Наука, 1971. - 1108 с.

13. Ивницкий, В.А. Теория сетей массового обслуживания / В.А. Ивницкий – М.: Изд-во Физико-математической литературы, . 2004. - 772 с.

14. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями: /Л. Клейнрок, пер. с англ. Под ред. д.т.н. Б.С. Цыбакова – М.: Мир, 1979.– 597 с.

15. Клейнрок Л. Теория массового обслуживания: Пер. с англ. /Под. ред. В.И. Неймана. – М.: Машиностроение, 1979. – 432 с.

16. Тарасов, В.Н. Вероятностное компьютерное моделирование сложных систем / В.Н. Тарасов– Самара.: Самарский научный центр РАН, 2002. – 194 с.

17. Тарасов, В.Н. Анализ и расчет сетей массового обслуживания с использованием двумерной диффузионной аппроксимации / В.Н. Тарасов, В.К. Кругликов // Автоматика и телемеханика. - 1983. - №8. - С.74-83.

18. Тихонов, В.И. Выбросы случайных процессов / В.И. Тихонов - М.: Наука, 1970. – 392 с.

19. Тихонов, В.И. Марковские процессы / В.И. Тихонов, М.А. Миронов - М.: Сов. радио, 1977. – 488 с.

20. Baruah H., Franta W.R. A diffusion approximation to the multiserver queue. Management Science, 1978, V.24, n.5, p/522-529.

21. Gelenbe E. On approximate computer system modes. – J. ACM, 1975, V.22, p. 261-269.

22. Kobayashi H. Application of the diffusion approximation to queueing networks – 1: Equilibrium queue distributions. – J.ACM, 1974, V.21, n.2, p.316-318.

23. Reiser M., Kobayashi H. Accuracy of the diffusions approximation for some queueing systems. – IBM J. Res. and Devel., 1974, n.2, p.110-124.

24. Ward A.R., Glinn P.W. A diffusion approximation for a GI/G/1 queue with balking or reneging //Queueing Systems. 50, No. 4, 2005. p.371-400.

ГЛАВА 4

ПРИМЕНЕНИЕ РАЗРАБОТАННЫХ МЕТОДОВ И МОДЕЛЕЙ К АНАЛИЗУ И РАСЧЕТУ САМОПОДОБНОГО ТРАФИКА

4.1. Введение в самоподобные процессы

С развитием высокоскоростных сетей связи, все большее влияние на качество обслуживания оказывает т.н. свойство самоподобия потоков. С практической точки зрения это можно объяснить высокой изменчивостью интенсивности трафика и, как следствие, пачечностью поступления пакетов в узел сети при высокой скорости передачи данных, что приводит, из-за ограниченности буфера, к потерям пакетов. Расчеты времен задержки, объемов буфера по классическим методикам приводят к слишком оптимистическим результатам [10,11,24]. Для того чтобы обеспечить заданное качество обслуживания, необходимо более детально анализировать самоподобные потоки с целью их прогнозирования и определения их характеристик для динамического управления трафиком в современных сетях связи. Кроме того, новые возможности сервиса обслуживания (Grade of service – GoS), к примеру, подавление пауз в голосовом трафике (VAD - Voice Activiti Detection) усложняют динамику трафика и требуют пересмотра традиционной теории телетрафика и массового обслуживания, которые не учитывают свойств непуассоновских потоков.

За последнее десятилетие появилось достаточно работ в области исследования самоподобных процессов, большинство которых посвящены их теоретическому анализу через автокорреляцию с вычислением коэффициента Херста (Hurst) и совсем мало работ для практического расчета показателей производительности сетевых структур при наличии такого трафика. Разумно организованная сеть должна обеспечивать низкий процент блокировок и высокую загрузку каналов связи. Сюда необходимо также добавить ограничения сверху на величину задержки или на ее вариацию (джиттер). Все это требует разработки и теоретичес-

кого обоснования методов анализа и прогнозирования трафика с тяжелохвостными распределениями для последующего динамического управления им.

В современных мультисервисных сетях связи (в отличие от традиционных телефонных сетей) потоки информации уже не представляют собой суперпозицию большого числа равномерно малых независимых рекуррентных потоков [13]. В результате эти потоки не являются не только не простейшим, но и не рекуррентными. Однако в силу достаточной изученности систем вида $M/M/1$, $M/M/1/n$, $M/M/n$, $M/M/n/m$, $M/G/1$ многие авторы по инерции продолжают использовать их для моделирования работы сети и сетевых устройств.

В тоже время в последние годы для моделирования сетевого трафика все большую популярность приобретают модели с входным потоком общего вида. В 1994 г. была опубликована работа [29], положившая начало исследованиям, касающихся адекватного моделирования трафика в сетях IP. В [29] проводился анализ данных по реальному трафику сети передачи данных, собиравшихся на протяжении нескольких лет в сети корпорации Bellcore.

На основе анализа были сделаны выводы о некорректности применения пуассоновских моделей для определения характеристик сетей Ethernet, трафик которых генерировался различными приложениями. Исследования, проводимые в дальнейшем для трафика других типов в сетях IP, показали, что потоки данных и процессы их обработки могут успешно моделироваться процессами с самоподобными свойствами.

Приведем определение самоподобного процесса, данное в работе [22]. Пусть имеется объединенный агрегированный процесс $X^{(m)}$ для X при уровне объединения m (m последовательных непересекающихся интервалов):

$$X^{(m)}(i) = \frac{1}{m} \sum_{t=m(i-1)+1}^{mi} X(t).$$

То есть $X(t)$ разбивается на неперекрывающиеся интервалы размера m и их значения усредняются. $R^{(m)}(k)$ – корр-

ляционная функция $X^{(m)}$. При предположении стационарности в широком смысле случайный процесс $X(t)$ является точно самоподобным второго порядка с показателем Херста $H(0.5 < H < 1)$, если

$$R(k) = \frac{\sigma^2}{2} \left((k+1)^{2H} - 2k^{2H} + (k-1)^{2H} \right)$$

для любых $k \geq 1$. Процесс $X(t)$ является приблизительно самоподобным второго порядка, если

$$\lim_{m \rightarrow \infty} R^{(m)}(k) = \frac{\sigma^2}{2} \left((k+1)^{2H} - 2k^{2H} + (k-1)^{2H} \right).$$

Причем стоит отметить, что вид корреляционной функции не случаен и предполагает дополнительную структуру (долговременную зависимость). Непрерывный во времени стохастический процесс $X_t (t \in R_+)$ со стационарными приращениями $Y_i = X_i - X_{i-1} (i \in N)$ с показателем $H(0.5 \leq H \leq 1)$ для любого действительного положительного коэффициента расширения a считается статистически самоподобным, если процессы X_t и перемасштабированный (с масштабом времени at) $a^{-H} X_t$ имеют одинаковые конечномерные плотности распределения вероятностей для всех положительных целых n :

$$w\{X_1, X_2, \dots, X_n\} \sim w\{a^{-H} X_a, a^{-H} X_{2a}, \dots, a^{-H} X_{na}\}.$$

Степень самоподобия классически измеряют параметром Херста H , который для временного ряда $X_k (k=1, \dots, N)$ определяют из соотношения статистики

$$R/S = (\alpha \cdot N)^H, \tag{4.1}$$

где $R = \max(X_k) - \min(X_k)$ - размах отклонения временного ряда,

$$S = \sqrt{\frac{1}{N-1} \sum_{k=1}^N (X_k - \bar{X})^2} - \text{исправленное среднее квадратиче-}$$

ское отклонение,

N - число членов ряда, α -const.

По показателю параметра H , выделяют три типа случайных процессов:

1) $0 \leq H \leq 0,5$ - случайным процесс является антиперсистентным, или эргодическим рядом, который не обладает самоподобием;

2) $H = 0,5$ - полностью случайный ряд, аналогичный случайным смещениям частицы при классическом броуновском движении;

3) $H > 0,5$ - персистентный (самоподдерживающийся) процесс, который обладает длительной памятью и является самоподобным.

В работе [29] с использованием информации о времени прихода пакета показано, что измеренный объединенный Ethernet LAN-трафик (количество пакетов или байт, пересылаемых по сети всеми активными хостами в единицу времени) и с вычтенным средним значением, является статистически самоподобным процессом второго порядка. То есть трафик Ethernet LAN, измеренный на микросекундах и секундах, обладает одинаковыми статистическими характеристиками второго порядка с трафиком, измеренным на минутах или даже больших временных масштабах.

В работах [8,14,19-21,23,29-30] показано, что трафик локальных сетей хорошо описывается распределениями с тяжелыми хвостами (РТХ), такими как распределение Парето, распределение Вейбулла, логнормальное распределение, гамма-распределение. Между долговременной зависимостью, в некоторой мере характеризующей самоподобие процесса, и РТХ существует тесная связь. Случайная переменная Z имеет распределение с тяжелым хвостом, если

$$P[Z > x] \sim cx^{-\alpha}, \quad x \rightarrow \infty,$$

где $0 < \alpha < 2$ - индекс хвоста, c - положительная константа. Таким образом, хвост распределения затухает по гипер-

большинству законов, в то время как распределения с легкими хвостами имеют экспоненциально спадающий хвост (экспоненциальное, гауссовское). Также было показано, что параметры с РТХ, связанные с сетью, например, размеры файлов и длительности соединения, являются причиной долговременной зависимости и самоподобия в сетевом трафике.

Отдельно стоит упомянуть про беспроводные сети. Такие работы как [12,18] подтверждают наличие самоподобных свойств в трафике современных сетей, использующих, в том числе технологии беспроводного доступа IEEE 802.11 a,b,g,n.

Самоподобные свойства проявляют себя в трафике как на канальном (Fast Ethernet), так и на транспортном (TCP) уровнях [9]. При этом структура трафика канального уровня практически полностью определяется трафиком транспортного уровня. В трафике канального и транспортного уровней были обнаружены значительные гармонические составляющие с частотами 1, 2, 3. Гц. В этой связи при разработке адекватных математических моделей телетрафика следует обращать внимание на присутствие в них периодических компонент [22].

Сравнивая полученные в работах [12,18] результаты с аналогичными результатами для трафика проводных сетей можно заключить, что, несмотря на различные принципы функционирования канального и физического уровней, с точки зрения самоподобной структуры принципиальных отличий между данными видами трафика не обнаружено.

Все вышеперечисленные явления приводят к тому, что при анализе и моделировании сети исследователи выбирают непуассоновские модели входных потоков. Результаты таких работ, как [19-21,23,29-30] указывают на актуальность моделей СМО $G/M/1$, $G/G/1$, $G/G/n/m$, $G/D/1$.

4.2 Распределения с тяжелыми хвостами РТХ

Современные средства исследования локальных (LAN) и глобальных (WAN) сетей позволяют получать данные наблюдений по трафику за достаточно длинный отрезок времени и проследить долговременную зависимость, т.е. процесс самоподобия, если он имеет место. Далее будем рассматри-

вать самоподобные процессы как потоки событий с распределениями интервалов времени с тяжелыми хвостами. Считается, что случайная величина имеет распределение с тяжелым (весомым) хвостом (РТХ или Heavy Tailed), если:

$$1 - F(x) \approx x^{-\alpha} \text{ при } x \rightarrow \infty, \quad (4.2)$$

т.е. функция распределения затухает по степенному закону в отличие от экспоненциального убывания хвоста распределения.

Тогда распределение с тяжелым хвостом имеет следующее свойство:

$$\lim_{x \rightarrow \infty} e^{\lambda x} (1 - F(x)) = 0, \forall \lambda > 0. \quad (4.3)$$

Среди функций распределений с тяжелым хвостом будем рассматривать подкласс т.н. субэкспоненциальных распределений, куда можно отнести распределения Вейбулла, гамма, логнормальное и гиперэкспоненциальное. Эти распределения удовлетворяют условию (4.3). Ниже на рис.4.1 приведены графики функций плотности перечисленных выше распределений в сравнении с экспоненциальным законом распределения.

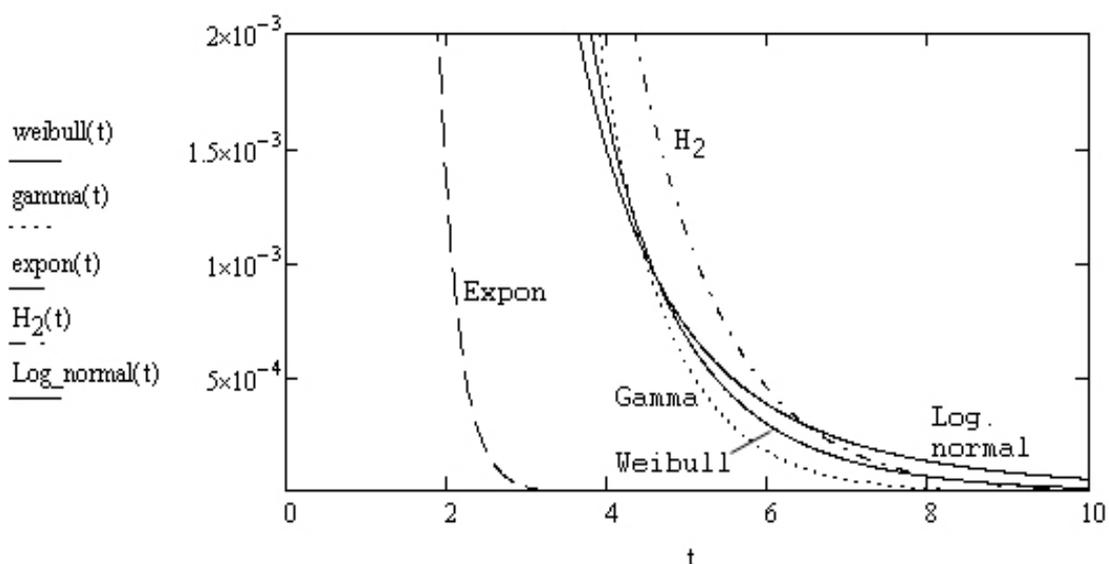


Рис. 4.1 - Графики функций плотности в обычном масштабе

На рис.4.1, для приведенных распределений Вейбулла, гамма, логнормального и гиперэкспоненциального соответственно средние значения и дисперсии - $m_\tau = D_\tau = 0.25$, что дает коэффициент вариации интервала времени $cv = 2.0$. Таким образом, рассмотрим подкласс субэкспоненциальных распределений с одинаковыми средними и дисперсиями распределений интервалов времени между событиями. Как известно, коэффициент вариации для экспоненциального закона равен 1.

Как видно из этих графиков, даже при сравнительно небольшом коэффициенте вариации распределения $cv = 2.0$, заметна тяжесть хвостов затухания приведенных выше функций плотностей по сравнению с экспонентой. Очевидно, что с увеличением параметра cv весомость хвоста распределения только возрастет.

4.3. Дескрипторы трафика и установление связи между коэффициентами Херста и вариации интервалов времени

Далее мы будем использовать математическое описание трафика через счетный процесс $\{N(t)\}_{t=0}^\infty$ – неотрицательный целочисленный стохастический процесс, непрерывный во времени. Здесь $N(t) = \max\{n : T_n \leq t\}$ – это количество поступлений (трафика) на интервале $(0; t]$. Другое описание точечных процессов даётся через процессы времен между поступлениями (inter-arrival times) $\{A_n\}_{n=1}^\infty$, где $A_n = T_n - T_{n-1}$ – длина временного интервала, отделяющего n -е поступление от $(n-1)$ -ого.

Элементарный трафик состоит из отдельно поступающих дискретных объектов (пакетов, ячеек и т.п.), и может быть математически описан как точечный процесс, состоящий из последовательности поступлений в моменты времени, $T_0 = 0, T_1, T_2, \dots, T_n, \dots$ начиная с нулевого. У точечных процессов есть две дополнительные характеристики: счетные процессы (counting process) и последовательности времени между по-

ступлениями. Равноценность этих процессов следует из утверждения, что $T_n = \sum_{k=1}^n A_k$ и из соответствия событий

$$\{N(t) = n\} \sim \{T_n \leq t < T_{n+1}\} \sim \left\{ \sum_{k=1}^n A_k \leq t < \sum_{k=1}^{n+1} A_k \right\}.$$

Таким образом, можно установить соответствие между счетными процессами и последовательностями времени между поступлениями. Причем можно поставить в соответствие процессу времени между поступлениями счетный процесс, как уже было сказано выше, однако обратное соотношение (за исключением распределения Пуассона) достаточно проблематичен.

В силу функциональной ограниченности программного и аппаратного обеспечения и некоторых других факторов зачастую приходится оперировать только имеющимся счетным процессом количества пакетов в единицу времени при отсутствии какой-либо информации о процессе времени между поступлениями.

Рассмотрим стационарный неотрицательный процесс X_n , определяющий последовательность интервалов времени между поступлениями трафикового процесса. Обозначим функцию распределения процесса X_n через $F_X(x)$, интенсивность трафика - $\lambda_X = \frac{1}{M(X_n)}$, дисперсию - $\sigma_X^2 = \sigma^2(X_n)$, коэффициент вариации $c_X = \lambda_X \sigma_X$. Предполагается, что для потока $0 < \sigma < \infty$, и $P\{X_n = 0\} = 0$.

Для описания структуры трафика может использоваться коэффициент вариации, хотя этот показатель использует всего лишь статистические характеристики X_n второго порядка. Ниже будет установлена связь между характеристикой самоподобия (коэффициента Херста) и коэффициентом вариации интервалов времени между событиями.

Для описания структуры трафика изначально стали пользоваться индексом дисперсии для интервалов (IDI – Index of Dispersion for Intervals) [22,28], который определяется как

$$J_X(n) = \frac{\sigma^2[\sum_{j=1}^n X_j]}{n\lambda_X^{-2}}. \quad (4.4)$$

Еще одним способом описания структуры трафика является принцип РТС (Poisson Traffic Comparison). РТС-принцип сравнивает некий статистический показатель рассматриваемого трафика d_X с соответствующим показателем соизмеримого по интенсивности пуассоновского процесса d_E . Тогда их отношение $b_X = d_X / d_E$, как некий универсальный показатель, сравнивают с единицей.

Статистическое описание часто связано с моментными характеристиками, лежащего в основе процесса. РТС-принцип основан на том, что пуассоновские процессы составляют класс эталонных трафиковых тестов. К тому же сравнимость обычно означает, что эталонный тестирующий пуассоновский процесс выбирается с такой же интенсивностью, как рассматриваемый трафиковый процесс. Математическое сравнение наиболее часто осуществляется при помощи описательного отношения рассматриваемого к эталону [28].

Чтобы связать дескриптор (описатель) IDI с РТС-принципом, обозначим через $v_X(n) = \sigma^2[\sum_{j=1}^n X_j]$ и отметим, что для пуассоновского потока с временами между поступлениями $\{E_n\}$ и средним $1/\lambda_X$, получаем $v_E(n) = n\lambda_X^{-2}$. Таким образом, выражение (4.4) принимает вид $J_X(n) = v_X(n) / v_E(n)$, что отражает связь IDI с РТС-принципом.

Четкую связь между значениями J_X и ρ_X , где ρ_X - коэффициент корреляции последовательности X_n , дает выражение

$$J_X(n) = c_X^2 \left[1 + 2 \sum_{j=1}^{n-1} \left(1 - \frac{j}{n} \right) \rho_X(j) \right].$$

Положим $\{N(t)\}$ – счетный процесс на интервале $(0; t]$, так что $M[N(t)] = \lambda_X t$. Связанная с ним оценка структуры – индекс дисперсии для отсчетов IDC (Index of Dispersion for Counts), в свою очередь связанный с интервалами X_n , определяется как

$$I_X(t) = \frac{\sigma^2[N(t)]}{M[N(t)]} = \frac{\sigma^2[N(t)]}{\lambda_X t}, \quad t \geq 0.$$

Этот показатель IDC также связан с РТС-принципом, поскольку среднее значение и дисперсия пуассоновского потока равны.

Особый интерес представляют пределы изменения индексов дисперсии $J_X = \lim_{n \rightarrow \infty} J_X(n)$ и $I_X = \lim_{t \rightarrow \infty} I_X(t)$. В работах [27,28] показано, что

$$J_X = I_X = c_X^2 [1 + 2 \sum_{j=1}^{\infty} \rho_{X_j}(j)]. \quad (4.5)$$

Из выражения (4.5) следует, что для вычисления индексов дисперсии необходимо знать коэффициенты корреляции $\rho_{X_j}(j)$ последовательности X_j . Для точного вычисления последних, в свою очередь, нужно знать закон распределения либо целочисленного трафикового процесса, либо интервалов. Как было уже отмечено ранее, ввиду сложной структуры трафика современных компьютерных сетей, точно распознать закон распределения трафика как случайного процесса, практически невозможно.

Если же рассматриваются процессы восстановления (с независимыми интервалами), для которых по определению коэффициенты корреляции равны нулю, имеем

$$J_X = I_X = c_X^2. \quad (4.6)$$

Таким образом, рассматривая только статистические характеристики второго порядка целочисленного процесса (количества событий на интервале времени), можно получить

определенное представление об отличии распределения времен между поступлениями трафикового процесса от экспоненциального распределения, соответствующего пуассоновскому потоку.

В работе [5] приведено описание последовательности интервалов времени, характеризующей последовательность отдельно поступающих дискретных объектов (пакетов, ячеек и т.п.), путем вычисления сначала корреляционной функции этой последовательности, а затем, путем факторизации энергетического спектра и ее самой. Причем стоит отметить, что согласно РТС-принципу, уже на этапе формирования корреляционной функции для последовательности интервалов времени, можно будет судить о ее «пуассоновости» и, соответственно, о различном ее описании в классификации Кендалла.

При этом проверка этого факта осуществляется достаточно просто – путем проверки условий $\rho_1 = 0$ (процесс восстановления) и $cv \neq 1$ (где cv - коэффициент вариации распределения интервалов, и для пуассоновского потока $cv=1$). Коэффициент вариации интервалов времени, в свою очередь, как будет показано ниже, может быть определен из анализа исследуемого трафика.

Теперь покажем, что на основе соотношения (4.4) также можно установить связь между коэффициентом Херста целочисленного процесса и коэффициентом вариации последовательности интервалов времени. Для этого рассмотрим одно из приведенных выше распределений – гамма распределение и покажем, что коэффициент Херста, вычисленный для трафика, образованного случайным процессом с законом распределения гамма, будет выше 0,5. Тогда такой процесс можно считать самоподобным. Следовательно, можно предположить, что, если коэффициент вариации для определенного закона распределения больше 1, то и коэффициент Херста H процесса с таким законом распределения, выше 0,5.

Ниже на рис.4.2 – 4.5 приведены графики случайного процесса с гамма распределением со средним и дисперсией $m_\tau = D_\tau = 0.25$. Таким образом, коэффициент вариации интервалов времени $cv=2$.

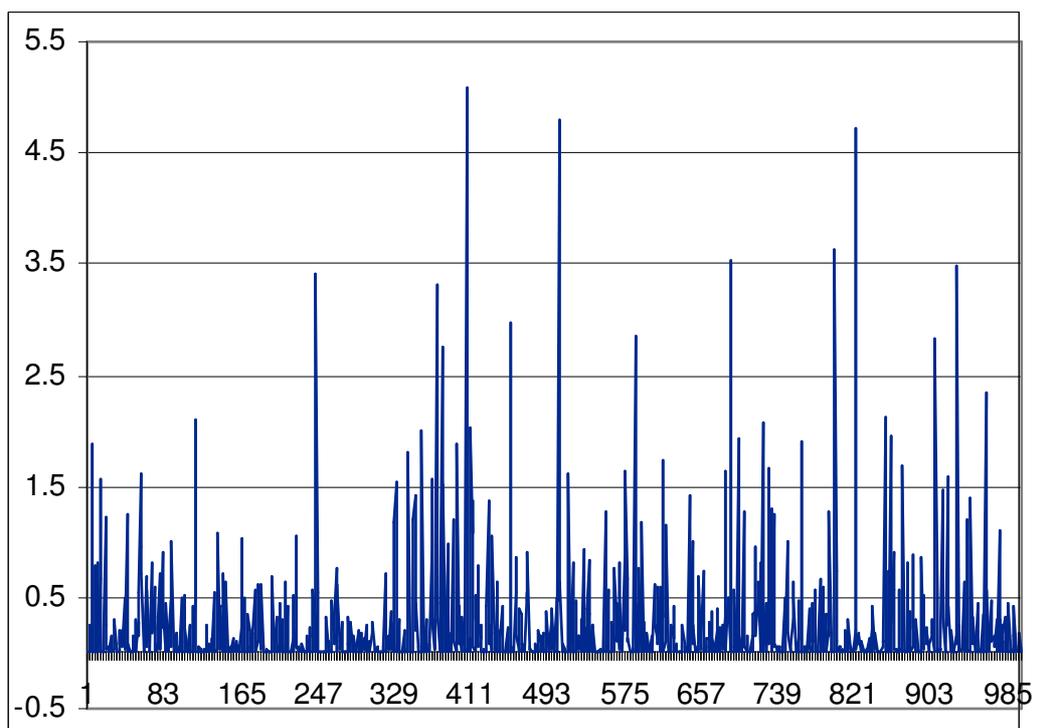


Рис.4.2 - Число отсчетов процесса $N=1000$

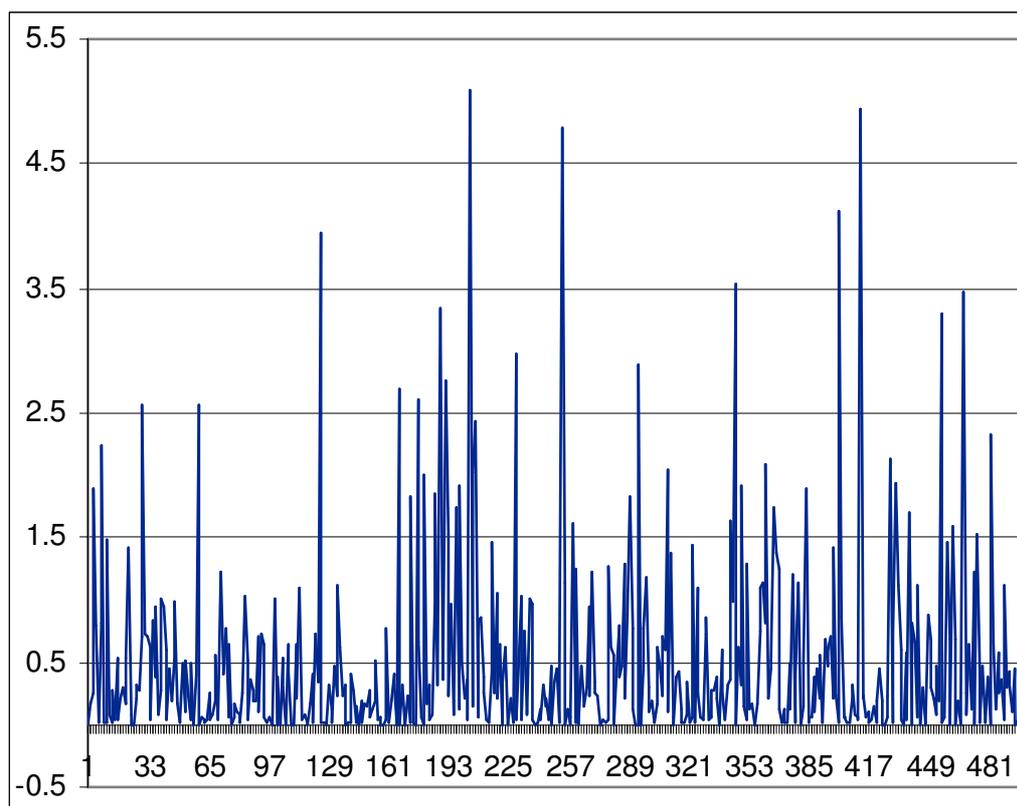


Рис.4.3 - Число отсчетов процесса $N=500$

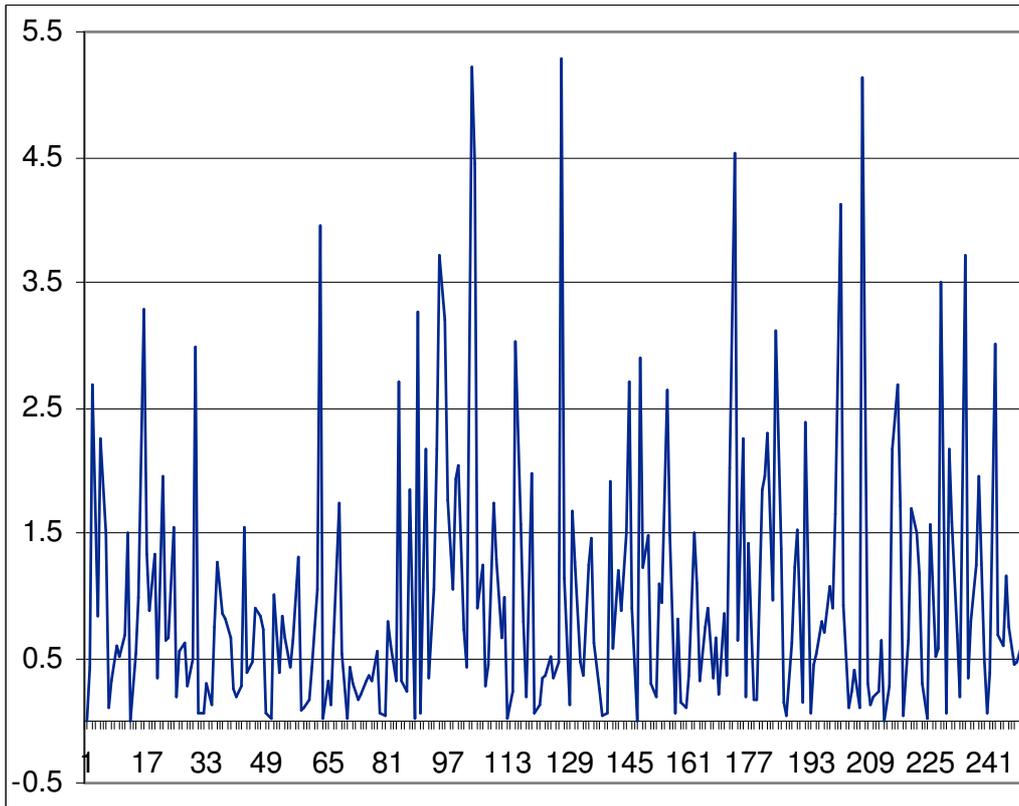


Рис.4.4 - Число отсчетов процесса N=250

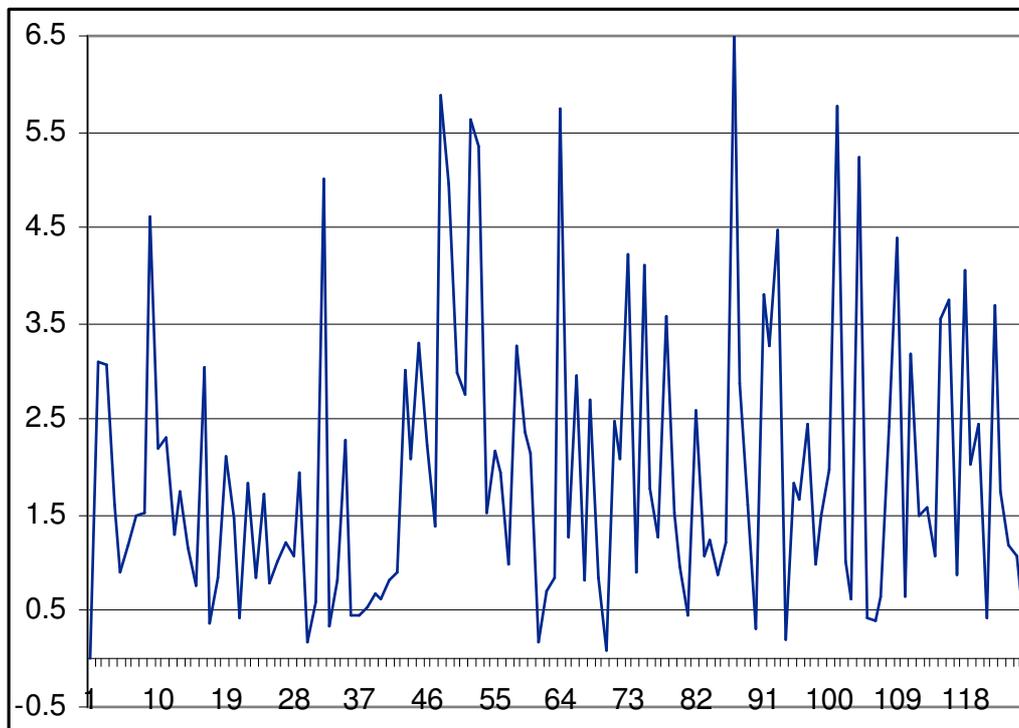


Рис.4.5 - Число отсчетов процесса N=125

Из приведенных рисунков 4.3-4.5 видно, что рассматриваемый случайный процесс при укрупнении временных интервалов, сохраняет свои характеристики, т.е. он самоподобен. Дальнейшие расчеты по определению коэффициента Херста из соотношения (4.1) показывают, что он равен 0,56. (рис.4.6).

Тем самым наше предположение о том, что, если коэффициент вариации интервала времени $cv > 1$, то и коэффициент Херста H процесса с таким законом распределения, выше 0,5 полностью подтверждается. Дальнейшие эксперименты с использованием искусственно сгенерированных трафиковых процессов, полностью подтверждают это предположение. Тем самым такая статистика, как коэффициент вариации, вполне подходит в качестве дескриптора трафика.

На рис. 4.6 изображена зависимость между указанными коэффициентами Херста и коэффициентами вариации для гамма распределения (сплошная линия) и распределения Вейбулла (пунктирная линия). Эти графики получены на основе искусственно сгенерированных целочисленных процессов по соответствующим законам распределений интервалов времени.

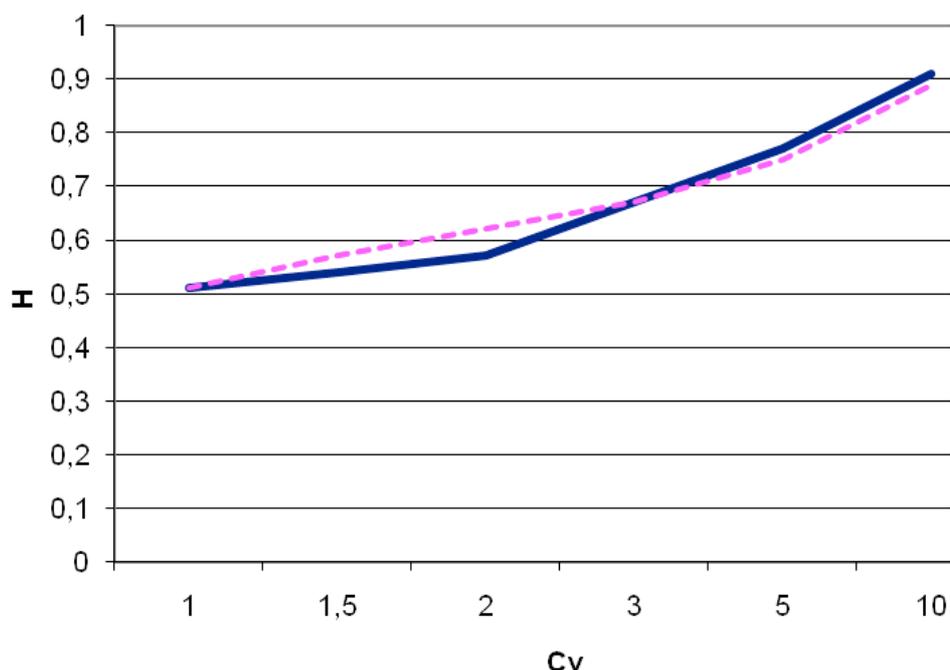


Рис. 4.6 - Зависимость коэффициента Херста H от коэффициента вариации cv

Как можно заметить, с ростом коэффициента вариации интервалов времени растет и коэффициент Херста целочисленного процесса. Таким образом, можно сказать, если целочисленный процесс количества событий в интервале времени является самоподобным, то описывающая его последовательность случайных интервалов времени между событиями, будет иметь коэффициент вариации больше 1.

После того, когда нами установлено, что последовательность интервалов времени между событиями является процессом восстановления, единственной информацией, которой мы обладаем о последовательности интервалов времени, является оценка коэффициента вариации cv . Следовательно, можем утверждать, если оценка cv близка к 1, то анализируемое распределение является экспоненциальным. Например, для гамма распределения с плотностью распределения вероятности

$$w(x) = \begin{cases} \beta^{-\alpha} x^{\alpha-1} e^{-x/\beta}, & x > 0 \\ 0, & x \leq 0 \end{cases}$$

и распределения Вейбулла с плотностью распределения вероятности

$$w(x) = \alpha \beta^{-\alpha} x^{\alpha-1} e^{-(x/\beta)^\alpha}, \quad x > 0$$

значение cv больше 1, равно 1, меньше 1, когда параметр формы α соответственно меньше 1, равен 1, больше 1. Эти распределения будут иметь форму, подобную графику плотности распределения вероятностей, представленному на рис. 4.7., когда $\alpha < 1$, и соответственно $cv > 1$.

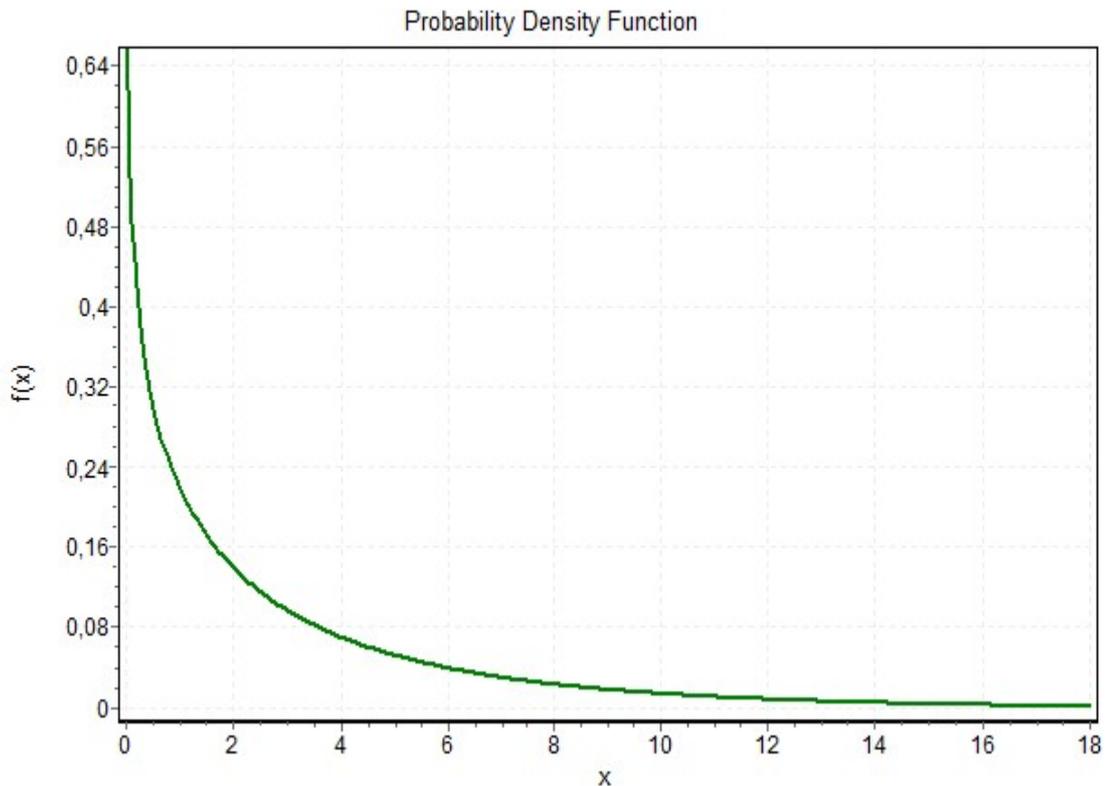


Рис.4.7 - Вид плотности распределения вероятности для $cv > 1$

Логнормальное распределение

$$w(x) = \begin{cases} \frac{1}{x\sqrt{2\pi\sigma^2}} \exp\left(-\frac{(\ln x - \mu)^2}{2\sigma^2}\right), & x > 0 \\ 0, & x \leq 0 \end{cases}$$

всегда имеет плотность, форма которой подобна графику, изображенному на рис.4.8, но его коэффициент вариации может быть любым положительным вещественным числом. Следовательно, как показано в [6], если анализируемое распределение имеет форму рис.4.8, а $cv > 1$, то наиболее удачным может оказаться логнормальное распределение, а при форме рис.4.7 и $cv > 1$ - гамма-распределение и распределение Вейбулла. Для большинства остальных распределений оценка коэффициента вариации не очень пригодна [6].

Таким образом, можно утверждать, что коэффициент вариации анализируемого распределения является универсальной характеристикой, определяющей принадлежность распределения к классу распределений с тяжелым хвостом, при-

чем это утверждение в одинаковой мере справедливо как для распределений, определяющих количество событий в интервале времени, так и для распределений интервалов времени.

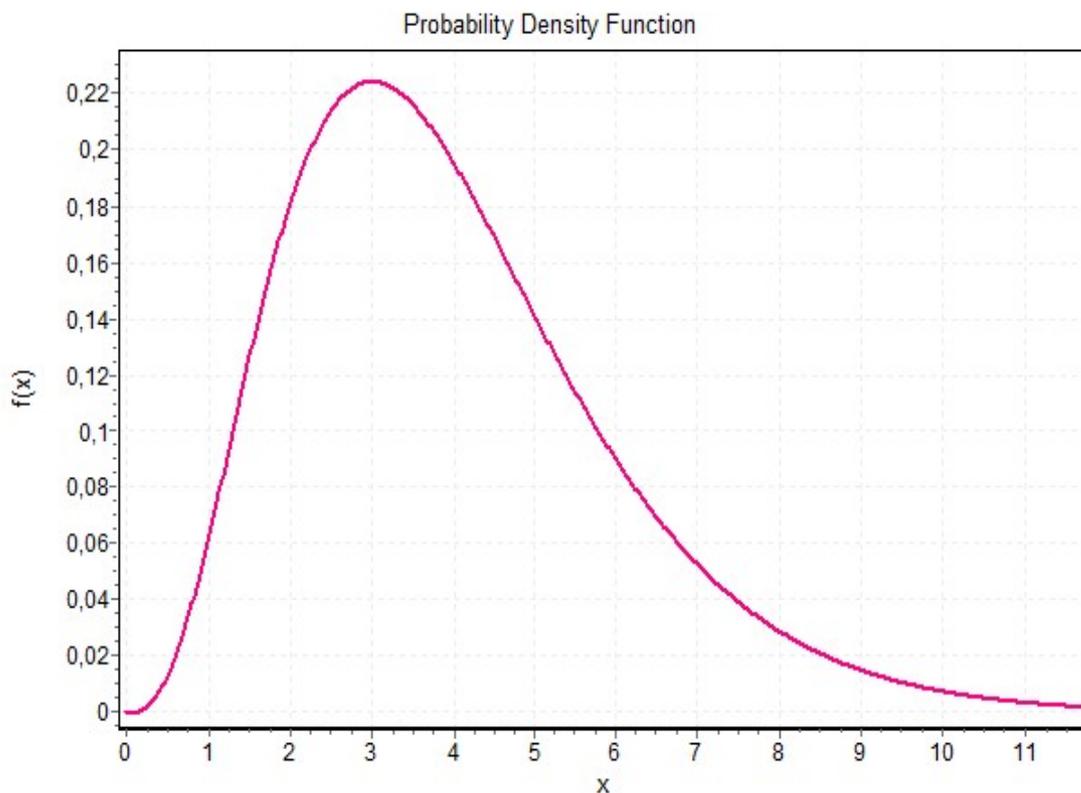


Рис 4.8 - Вид плотности распределения вероятности для $cv > 1$

4.4. Сравнительный анализ результатов классических моделей массового обслуживания и моделей на основе РТХ

В дальнейшем, для анализа и расчета характеристик самоподобного трафика предлагается использовать разработанный математический и программный инструментарий, основанный на методе двумерной диффузионной аппроксимации процессов функционирования СМО типа $GI/G/k/m$ [1-3] и программы имитации таких систем [17].

Для этого проведем моделирование работы каналов сетей передачи данных как систем массового обслуживания (СМО) $GI/G/k/m$ с целью определения основных характеристик сети, таких как загрузка канала передачи данных, задержка и вероятности потерь пакетов. В качестве входных распределений будем рассматривать распределения с тяжелыми хвостами. Оценим также степень отличия полученных результатов от

результатов применения классических моделей в виде пуассоновских входных потоков и экспоненциально распределенных времен обслуживания.

Для оценки основных показателей производительности сетевых структур будем использовать известные результаты двумерного диффузионного приближения СМО $GII/G/k/m$ [1-3], результаты имитационного моделирования по программной системе [17] и классические результаты для СМО $M/M/1$, $M/G/1$.

Ниже в таблицах 4.1-4.3 приведены результаты моделирования каналов связи в виде различных СМО при широком диапазоне изменения коэффициента загрузки от 0.1 до 0.95 при нормированном времени обслуживания. При этом определялась основная характеристика системы – среднее время ожидания требования в системе \bar{W} . Принятые обозначения: ДДА - метод двумерной диффузионной аппроксимации, ИМ - имитационное моделирование.

Таблица 4.1 – Модель $G/M/1$ для $C_\lambda = 2$

Загрузка ρ	0.1	0.3	0.5	0.7	0.9	0.95
СМО $M/M/1$	0.11	0.43	1.00	2.33	9.00	19.00
Метод ДДА	0.28	1.29	2.55	6.08	22.93	48.00
Результаты ИМ (гамма-распределение)	0.29	1.10	2.54	5.82	22.35	46.25
Результаты ИМ (распределение Вейбулла)	0.28	1.08	2.51	5.87	23.27	47.34

Таблица 4.2 – Модель $M/G/1$ для $C_\mu = 2$

Загрузка ρ	0.1	0.3	0.5	0.7	0.9	0.95
СМО $M/M/1$	0.11	0.43	1.0	2.33	9.00	19.00
Формула Полачека-Хинчина $M/G/1$	0.28	1.07	2.50	5.83	22.50	47.50
Метод ДДА	0.26	1.05	2.45	5.76	22.47	47.52
Результаты ИМ (гамма распределение)	0.39	1.35	2.79	6.82	23.34	46.77
Результаты ИМ (распределение Вейбулла)	0.49	1.35	2.79	6.08	22.75	51.32

Таблица 4.3 – Модель $G/G/1$ для $C_\lambda = 2$ и $C_\mu = 2$

Загрузка ρ	0.1	0.3	0.5	0.7	0.9	0.95
СМО $M/M/1$	0.11	0.43	1.0	2.33	9.00	19.00
Формула Полачека-Хинчина $M/G/1$	0.28	1.07	2.50	5.83	22.50	47.50
Метод ДДА	0.63	2.50	5.95	9.89	36.66	76.67
Результаты ИМ (гамма-распределение)	1.14	2.63	5.02	10.32	36.28	78.05
Результаты ИМ (распределение Вейбулла)	0.78	2.18	4.53	9.88	37.35	81.86

Из табл.4.1 видно, что если входящий трафик распределен по закону гамма или Вейбулла с характеристиками $m_\tau = D_\tau = 0.25$ (коэффициент вариации времени между пакетами $c_\lambda = 2.0$), то значения для среднего времени ожидания \bar{W} отличаются от результатов классической модели $M/M/1$ примерно в 2.5 раза в большую сторону. Следовательно, классическая модель с пуассоновским входным потоком и экспоненциальным временем обслуживания сильно недооценивает среднее время ожидания требования в очереди.

Результаты таблицы 4.2 показывают с одной стороны различие модели $M/G/1$ от модели $M/M/1$ (примерно в 2.5 раза) при небольшом значении коэффициента вариации времени обслуживания, равном 2, а с другой – степень достоверности методов ДДА и ИМ в сравнении с точными данными формулы Полачека-Хинчина.

Результаты таблицы 4.3 демонстрируют степень различия модели $G/G/1$ от классических моделей $M/M/1$ и $M/G/1$. Как видно из приведенных таблиц, для сравнения использовались известные теоретические результаты. Так, например, для системы вида $M/M/1$:

$$\bar{W} = \frac{\rho}{1-\rho},$$

а для системы вида $M/G/1$ – формула Полячека-Хинчина:

$$\bar{W} = \frac{\lambda(C_\mu^2 + 1)/\mu^2}{2(1-\rho)}.$$

В таблице 4.4 приведены значения вероятности потерь пакетов $p_{\text{пот}}$ при фиксированном объеме буфера $m=2$, смоделированные для систем $G/M/1$ и $M/G/1$, и для сравнения теоретические результаты для системы $M/M/1$, вычисленные при помощи формулы потерь Эрланга. Аналогичные результаты были получены и при других значениях параметра m .

Таблица 4.4

Загрузка ρ	0.1	0.3	0.5	0.7	0.9	0.95
СМО $M/M/1$ формула Эрланга	0.005	0.033	0.077	0.126	0.176	0.188
Имитационное моделирование $GI/M/1/2, C_\lambda = 2$	0.121	0.190	0.230	0.260	0.282	0.287
Имитационное моделирование $M/G/1/2, C_\mu = 2$	0.122	0.194	0.231	0.263	0.284	0.288

Как показывают результаты моделирования, степень различия между приведенными моделями существенная, хотя коэффициенты вариаций времен поступления и обслуживания всего лишь равны 2. Следовательно, классические модели сильно недооценивают реальные задержки пакетов в сети.

Таким образом, для того чтобы понять, насколько эффективным будет использование свойств самоподобия в конкретной сети, необходимо предварительно провести съём трафика и его детальный анализ с целью определения коэффициентов Херста и вариации времени между пакетами трафика. Что же касается закона распределения времени обслуживания, применяемого при анализе непуассоновских моделей трафика, то применение экспоненциального закона в таких случаях, до сих пор не обосновано [6].

4.5. Исследование на самоподобие реальных трафиковых процессов и установление связи с РТХ

Ниже на рисунках 4.9-4.11 приведены реализации целочисленных процессов трафиков двух локальных вычислительных сетей и агрегированного трафика (количества пакетов в минуту) абонентов услуги IP-телефонии одного из са-

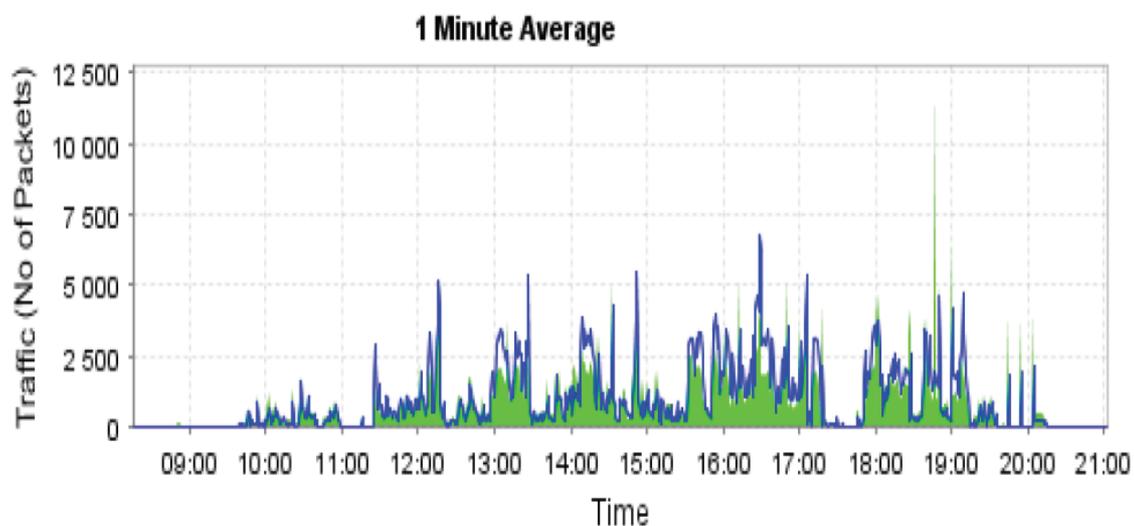
марских операторов за рабочий день (период времени 11 - 12 часов).



Traffic Report

IP Group Name : VT Report Start Time: 2009-04-28 08:15
Report End Time: 2009-04-28 21:02

Graph : Packets



Category	Total	Max	Min	Avg	95th Percentile
Traffic IN	596925.0	12153.0	0.0	777,25	-
Traffic OUT	687150.0	6744.0	0.0	894,73	-

Рис. 4.9 – Реализация трафика ЛВС кафедры

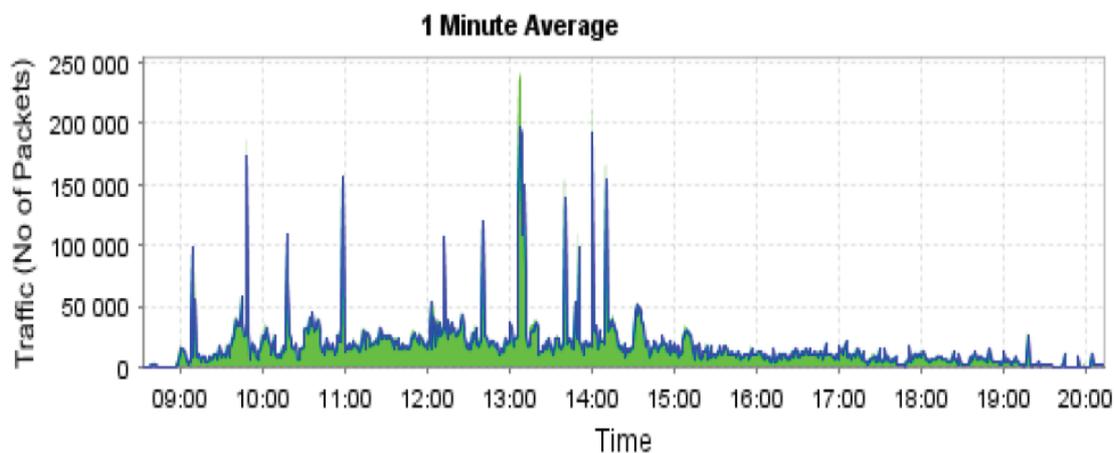
Traffic Report

IP Group Name : 214.0

Report Start Time: 2009-04-28 08:33

Report End Time: 2009-04-28 20:13

Graph : Packets



Category	Total	Max	Min	Avg	95th Percentile
Traffic IN	1.2504398E7	241810.0	41.0	17837,94	-
Traffic OUT	1.1921482E7	196853.0	41.0	17006,39	-

Рис. 4.10 – Реализация трафика ЛВС двух факультетов

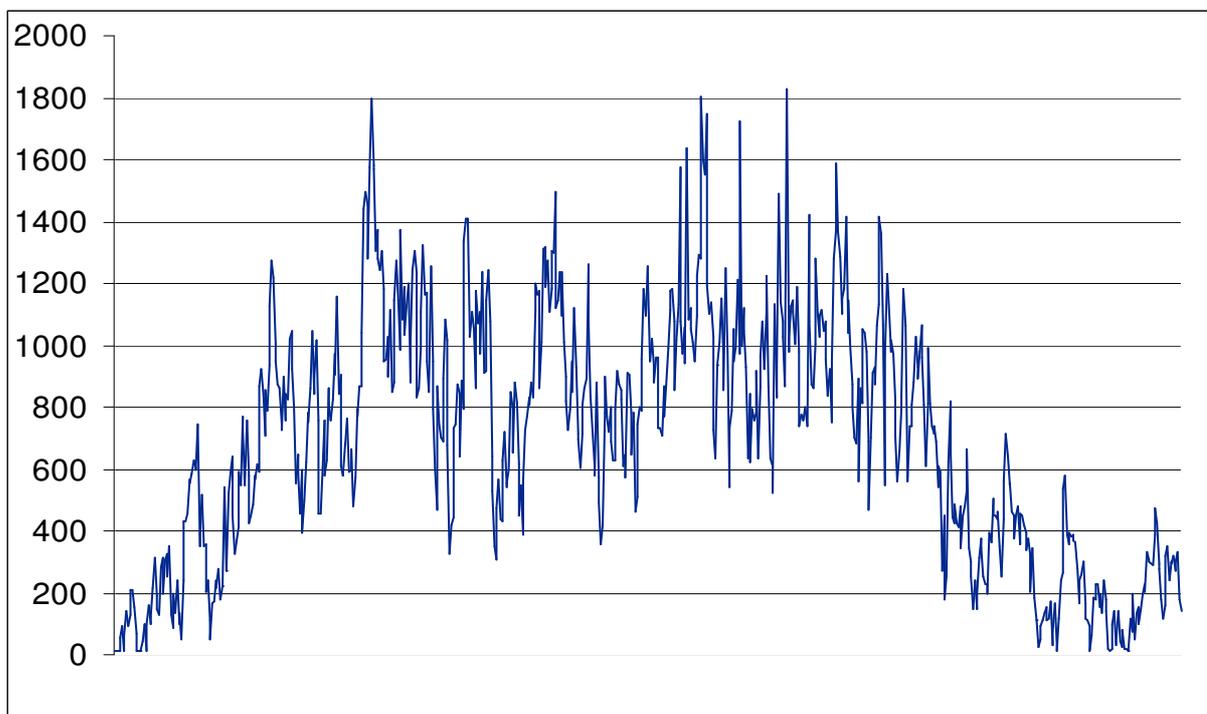
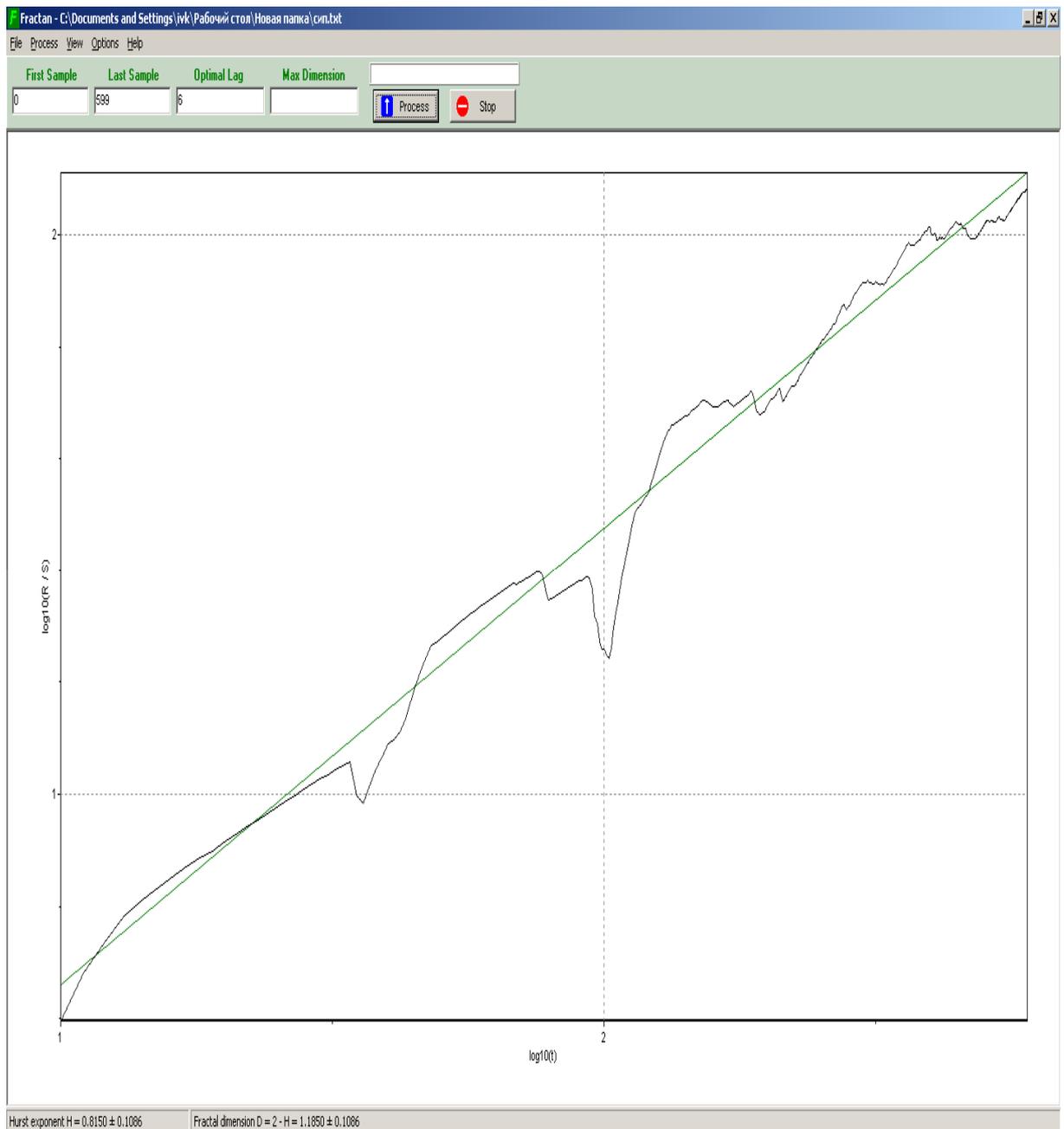


Рис. 4.11 – Реализация агрегированного трафика SIP – сервера

Для агрегированного SIP трафика (рис. 4.11) среднее значение в пакетах 693.45, дисперсия – 155642.36, коэффициент вариации – 0.57. Для трафика сети кафедры университета (рис.4.9) среднее значение 23,2, дисперсия – 595.36, коэффициент вариации – 1.05, а для сети двух факультетов университета (рис.4.10) среднее значение 191,67, дисперсия – 33502, коэффициент вариации – 0,955.

Учитывая тот факт, что для пуассоновского потока математическое ожидание и дисперсия случайного числа пакетов трафика должны совпадать, то в нашем случае мы имеем, что все три вида трафика, далеко не пуассоновские потоки.

Ниже на рисунках 4.12-4.14 приведены расчеты коэффициента Херста для приведенных выше трафиков по программе Fractan.



Hurst exponent $H = 0.8150 \pm 0.1086$

Рис. 4.12 – К расчету коэффициента Херста для SIP трафика

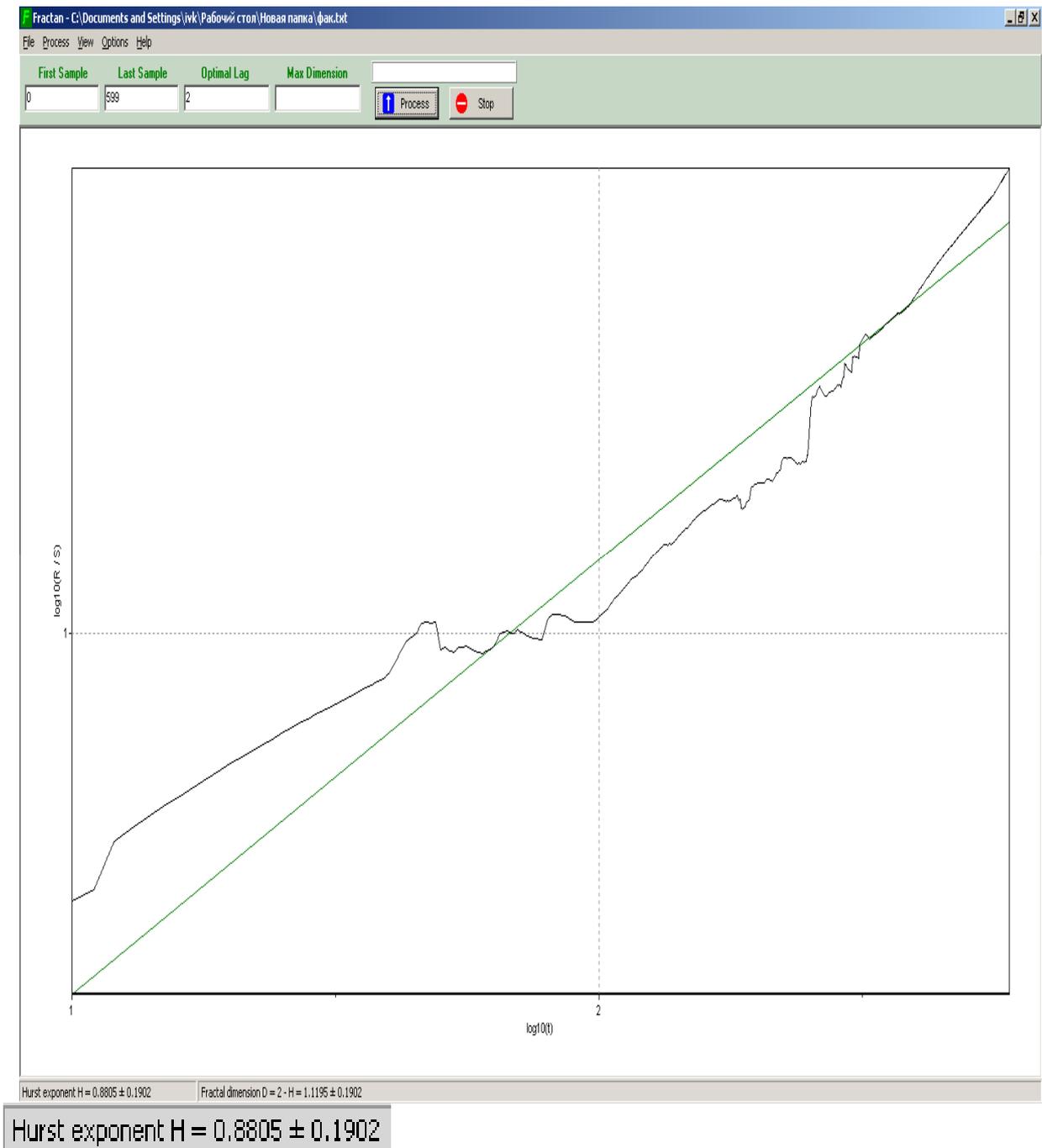


Рис. 4.13 – К расчету коэффициента Херста для трафика сети двух факультетов

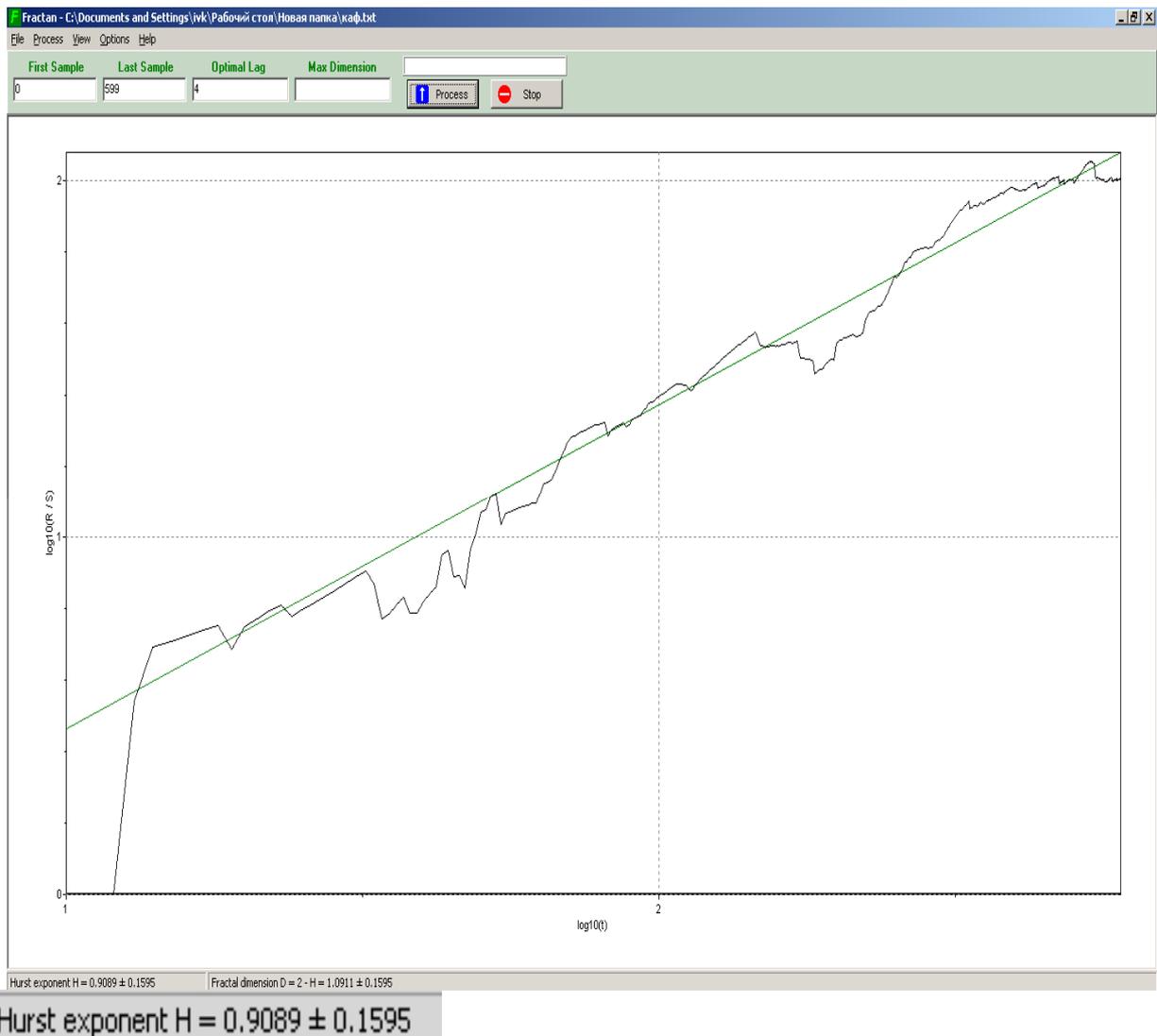


Рис. 4.13 – К расчету коэффициента Херста для трафика сети кафедры

Как видно из данных рисунков, даже нижние границы коэффициента Херста превышают значения 0,69. Это достаточно высокий показатель самоподобия трафика. В подтверждение сказанного, распознавание закона распределения самих целочисленных процессов по программе Easy Fit, дало следующий результат. Наиболее подходящим распределением для рассматриваемых трафиков, является распределение

Wakeby [26] с функцией распределения $F(x) = 1 - \left(1 - \frac{x - u}{\alpha}\right)^{n-1}$.

Для одного из трафиков, это распределение показано на рис. 4.14. Как известно, данное распределение используется в частности при исследовании различных явлений в гидрологии, т.е. в той области, откуда и началась теория самоподобных процессов.

Для агрегированного SIP трафика параметры этого распределения $n=8.197$, $u=2.214$, $\alpha=4876.102$. Оно имеет среднее значение $m=611.7$, а дисперсию $D=275014$. Для трафика сети кафедры параметры распределения Wakeby: $n=0.132$, $u=31.381$, $\alpha=-0.756$, а числовые характеристики равны $m=25.65$, $D=456.4$. Аналогично для сети 2-х факультетов: $n=1.621E-4$, $u=0.023$, $\alpha=0.035$ ($m=218.45$, $D=47708$).

Сравнение числовых характеристик распределения Wakeby для всех трех типов трафика с их найденными выше моментными характеристиками показывает, что это распределение вполне подходит в качестве модели для исследования трафика.

Согласно утверждениям предыдущих пунктов, интервалы времени между пакетами в этих трафиках, описываются распределениями РТХ. При этом согласно данным рис. 4.6, коэффициент вариации такого распределения не менее 3.

Проведенные вычисления коэффициентов вариации интервалов времени по формуле (4.6), дали значения $C_\lambda=1,91$, $C_\lambda=2,12$ и $C_\lambda=2,41$ соответственно.

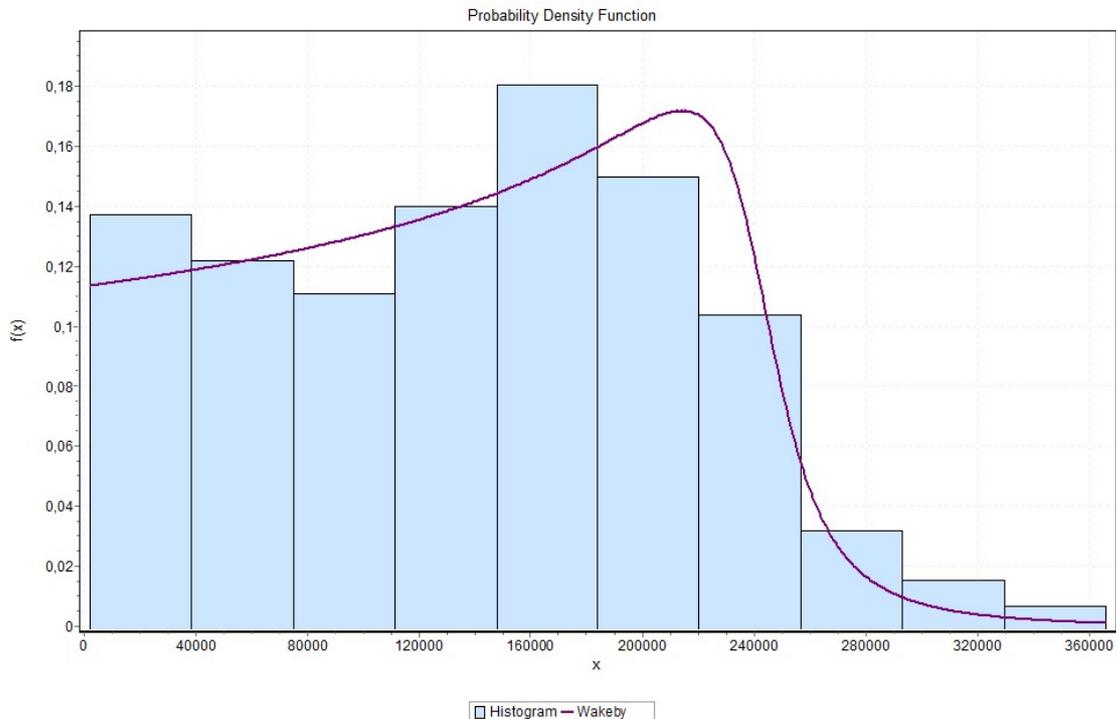


Рис. 4.14 – Распределение Wakeby для трафика ЛВС кафедры

Столь существенное расхождение значений коэффициента вариации можно объяснить двумя причинами. Во первых

зависимость между коэффициентами Херста и вариации на рис. 4.6 построена с использованием искусственного трафика на основе распределений Вейбулла и гамма. Во вторых в рассматриваемых реальных целочисленных процессах много нулевых значений.

Поэтому дальше рассмотрим трехчасовой интервал времени вблизи пиковых значений трафика с учетом рекомендации Международного союза электросвязи ITU-T Rec. E.502 (02/2001). Соответствующие расчеты коэффициента вариации интервалов времени для рассматриваемых целочисленных процессов приведены в следующем пункте.

Для этих, полученных практическим путем, значений коэффициента вариации входного потока, были рассчитаны значения средней задержки $\bar{U}_{им}$ (время ожидания плюс время обслуживания), причем среднее время обслуживания было нормировано, т.е. равно 1. При нормированном времени обслуживания коэффициент вариации интервалов между пакетами $c_\lambda = \sigma \lambda$, где σ^2 - дисперсия интервала времени входного потока, λ - интенсивность потока. Для сравнения в табл. 4.5-4.7 приведены также результаты для среднего времени задержки \bar{U} , полученные по методу двумерного диффузионного приближения СМО [3], и классические результаты СМО $M/D/1$ и $M/M/1$.

Таблица 4.5 Система $G/D/1$, $C_v=2.41$

ρ	$\bar{U}_{им}$	Результаты ДДА	Результаты $M/D/1$
0.1	1.523	1.167	1.056
0.3	2.411	2.122	1.214
0.5	3.989	3.646	1.50
0.7	7.421	6.498	2.167
0.9	21.434	19.950	5.50

Таблица 4.6 Система $G/M/1$, $C_v=2.12$

ρ	$\bar{U}_{им}$	Результаты ДДА	Результаты M/M/1
0.1	1.523	1.341	1.111
0.3	2.438	2.341	1.429
0.5	3.992	3.963	2.00
0.7	7.775	7.359	3.333
0.9	26.553	23.53	10.00

Таблица 4.7 Система $G/M/1$, $C_v=1.91$

ρ	$\bar{U}_{им}$	Результаты ДДА	Результаты M/M/1
0.1	1.420	1.275	1.111
0.3	2.138	2.099	1.429
0.5	3.574	3.473	2.00
0.7	6.729	6.381	3.333
0.9	21.578	20.36	10.00

Проанализировав значения из приведенных таблиц, можно заметить, что пуассоновские модели сетевого трафика обеспечивают слишком оптимистические показатели производительности. Это и показывают графики зависимости средней задержки \bar{U} , приведенные на рис. 4.15.

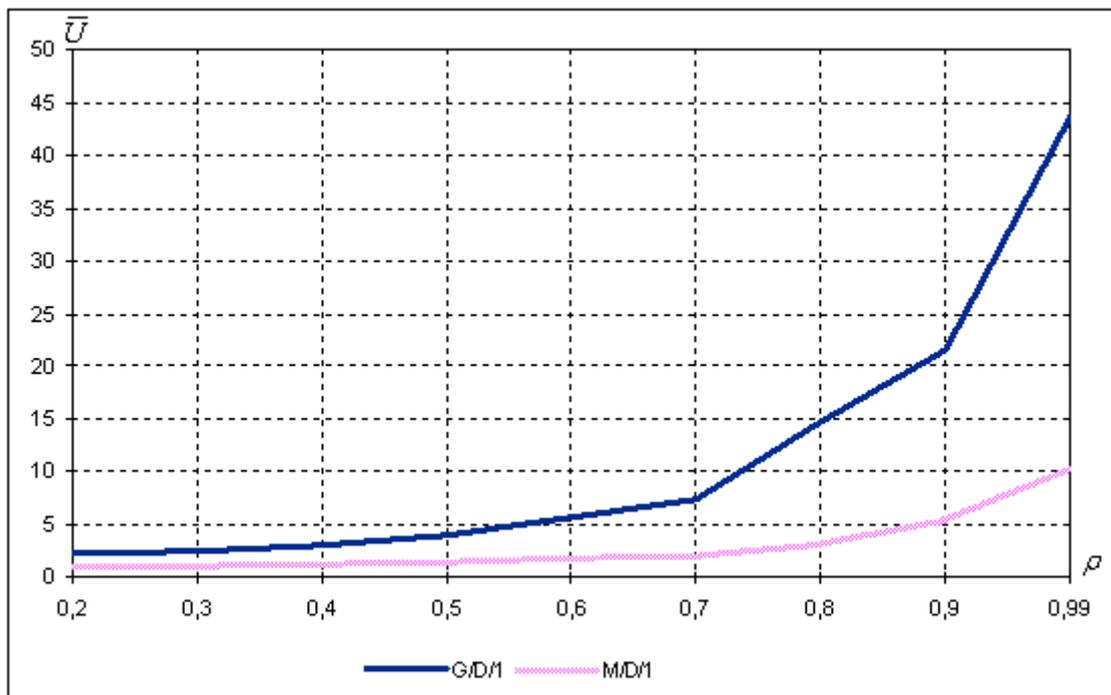


Рис. 4.15 - Средняя задержка в одном узле обработки

4.6. Другие подходы к восстановлению моментных характеристик интервалов времени для целочисленных процессов

Рассмотрим целочисленные трафиковые процессы, заданные своими значениями с поминутной дискретизацией на конечном отрезке времени $[t_1, t_k]$ длиной в k минут. Такой процесс мы получаем при использовании программы съема информации о трафике NetFlow Analyzer.

Пусть $\{N(t_i) = n_i\}$ - точки отсчета процесса в моменты времени $t_0, t_1, t_2, \dots, t_k$, где t_1 - первая минута измерения, t_2 - вторая минута и т.д. Общее количество пакетов за время наблюдения обозначим через N . Рассмотрим теперь задачу преобразования такого процесса к ступенчатому вероятностному процессу поступления $N_1(t)$ в СМО (см.рис.3.1). Наиболее простым подходом к решению такой задачи является деление каждого минутного интервала на n_i равных частей, по количеству поступивших пакетов на данном минутном интервале. Здравый смысл и интуиция подсказывают, что такой подход обеспечит минимальную дисперсию интервалов между пакетами.

В этом случае при $n_i \neq 0$ ряд распределения случайной величины интервала τ будет

τ	$1/n_1$	$1/n_2$	\dots	$1/n_k$
Частоты	n_1	n_2	\dots	n_k

В случае $n_i=0$, возможное значение τ равно 1 мин.

Здесь $\sum_{i=1}^k n_i = N$, т.е. общему количеству пакетов.

Тогда среднее значение интервалов между пакетами

$$\bar{\tau} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^k (1/n_i) \cdot n_i = \frac{k}{N} \text{ (мин)} \quad (n_i \neq 0), \quad (4.7)$$

а выборочная дисперсия –

$$D_{\tau} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^k [(1/n_i^2) \cdot n_i] - (\frac{k}{N})^2 = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^k \frac{1}{n_i} - (\frac{k}{N})^2. \quad (4.8)$$

В качестве второго подхода рассмотрим деление отрезка длиной в 1 минуту на n_i случайных частей с помощью генератора псевдослучайных чисел $r_i \in (0,1)$ Random. Тогда на каждом минутном интервале с n_i ($n_i \neq 0$) пакетами генерируем случайные подинтервалы длиной $r_{i1}, r_{i2}, \dots, r_{i,n_i}$ ($i=1, \dots, k$), которые необходимо нормировать, чтобы выполнялось условие $\sum_{j=1}^{n_i} r_{ij} = 1$. В случае $n_i=0$ случайные интервалы $r_i=1$.

Тогда среднее значение интервалов

$$\bar{\tau} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^k \sum_{j=1}^{n_i} r_{ij} = \frac{k}{N} \text{ из-за нормировки случайных чисел полностью совпадает с (4.7).}$$

Выборочная дисперсия интервалов

Выборочная дисперсия интервалов

$$D_{\tau} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^k \sum_{j=1}^{n_i} r_{ij}^2 - (\frac{k}{N})^2. \quad (4.9)$$

В качестве третьего подхода рассмотрим результат п.2.4, согласно ЦПТ связывающий дисперсию процесса $N(t)$ с дисперсией интервалов

$$D_N = D_{\tau} \cdot t / \bar{\tau}^3, \quad (4.10)$$

где t в нашем случае время съема трафика, равное k минут. Ниже, в таблицах 4.8-4.10 приведены результаты вычислений оценок моментных характеристик по формулам (4.7)-(4.10) для трех приведенных в п.4.5 трафиков. Здесь во второй колонке приведены характеристики трафикового процесса, в третьей – данные, полученные с применением генератора Random (формулы 4.7, 4.9), в четвертой - формулы (4.7) и (4.8), в пятой – формулы (4.7) и (4.10).

Таблица 4.8

Трафик SIP	Процесс	Рандом	Детермин.	ЦПТ
Среднее значение	72,97	0,0131	0,0137	0,0137
Дисперсия	2391,44	0,45E-03	0,69E-03	0,85E-05
Коэффициент вариации	0,67	1,623	1,921	0,213
Число отсчетов	720			
Количество пакетов	52538			

Таблица 4.9

Трафик сети кафедры	Процесс	Рандом	Детермин.	ЦПТ
Среднее значение	790,39	0,0010	0,0011	0,00127
Дисперсия	1393473	0,395E-04	0,863E-04	0,391E-05
Коэффициент вариации	1,494	6,06	8,45	1,56
Число отсчетов	721			
Количество пакетов	569868			

Таблица 4.10.

Трафик сети 2-х факультетов	Процесс	Рандом	Детермин	ЦПТ
Среднее значение	16094,76	0,619E-04	0,621E-04	0,621E-04
Дисперсия	1100877197	0,27E-06	0,24E-06	0,377E-06
Коэффициент вариации	2,062	8,39	7,89	9,88
Число отсчетов	701			
Количество пакетов	11282427			

Как видно из приведенных таблиц, результаты коэффициента вариации интервалов между пакетами входных трафиков, полученные с помощью трех различных подходов, могут значительно различаться. При оценке моментных характеристик интервалов влияние также оказывают нулевые значения

трафикового процесса. Следовательно, **задача восстановления** моментных характеристик интервалов целочисленных случайных процессов является нетривиальной задачей, которая требует дальнейшего исследования.

С учетом рекомендации Международного союза электросвязи (ITU-T Rec.E.502 (02/2001)), вышеприведенные процессы были проанализированы на интервале в 300 минут. Полученные результаты приведены ниже в таблицах 4.11-4.13.

Таблица 4.11

Трафик SIP	Процесс	Рандом	Детермин.	ЦПТ
Среднее значение	93,543	0,0106	0,0104	0,0107
Дисперсия	2226,256	0,00019	0,00017	9,066E-06
Коэффициент вариации	0,504	1,319	1,251	0,282
Число отсчетов	300			
Количество пакетов	2863			

Таблица 4.12

Трафик сети кафедры	Процесс	Рандом	Детермин	ЦПТ
Среднее значение	1115,697	0,89E-03	0,89E-03	0,89E-03
Дисперсия	1304975	0,756E-05	0,325E-05	3,1322E-06
Коэффициент вариации	1,024	3,067	2,025	1,975
Число отсчетов	300			
Количество пакетов	334709			

Таблица 4.13

Трафик сети 2-х факульт.	Процесс	Рандом	Детермин.	ЦПТ
Среднее значение	25912,59	0,386E-05	0,386E-05	0,386E-05
Дисперсия	1,77E+09	0,258E-08	0,156E-08	3,3859E-07
Коэффициент вариации	1,622	13,15	10,23	15,08
Число отсчетов	300			
Количество пакетов	7773778			

Для трафика двух ЛВС (табл.4.12, 4.13) коэффициенты вариаций интервалов, определенные тремя разными подходами, стали более близкими, чем в таблицах 4.9, 4.10.

4.7. Выводы к главе 4

1. Проанализированы показатели описания структуры трафиковых процессов (дескрипторы) такие как: индекс дисперсий интервалов IDI, индекс дисперсии для отсчетов IDC, принцип РТС (Poisson Traffic Comparison) и установлена взаимосвязь между ними. Эта взаимосвязь позволяет использовать величину коэффициента вариации интервалов времени между пакетами трафика в качестве характеристики для описания структуры трафика.

2. Установлено, что подкласс субэкспоненциальных распределений, включающий распределения Вейбулла, гамма, логнормальное и гиперэкспоненциальное с коэффициентами вариации, большими 1, позволяет описывать трафики с тяжелохвостными распределениями интервалов времени между пакетами.

3. Установленная взаимосвязь между коэффициентами вариации и Херста позволяет использовать разработанные автором методы и модели также для анализа самоподобного трафика.

4. Расчеты, приведенные в главе, наглядно демонстрируют, что пуассоновские модели сетевого трафика обеспечивают слишком оптимистические показатели производительности.

сти. Например, фактические задержки пакетов могут быть в несколько раз выше, чем показывают классические модели массового обслуживания.

5. Показано, что задача определения моментных характеристик интервалов между пакетами трафикового процесса является нетривиальной. С одной стороны, для решения данной задачи с использованием индексов дисперсий требуется знание закона распределения целочисленного процесса, что практически невозможно. С другой стороны, применение вышерассмотренных подходов, приводит к неоднозначным результатам. Поэтому данная задача требует дальнейшего исследования.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК К ГЛАВЕ 4

1. Бахарева, Н.Ф. Двумерная диффузионная аппроксимация системы массового обслуживания общего вида и расчет ее характеристик / Н.Ф.Бахарева // Научно-технические ведомости СПбГПУ. – 2009. - №2. – С.7-14.

2. Бахарева, Н.Ф. Обобщенная двумерная диффузионная модель массового обслуживания типа GI/G/1 / Н.Ф.Бахарева, В.Н.Тарасов // Телекоммуникации. – 2009. - №7. – С.2-8.

3. Бахарева, Н.Ф. Аппроксимативная модель массового обслуживания общего вида и расчет ее характеристик / Н.Ф.Бахарева, В.Н.Тарасов // Известия Вузов Поволжский регион. Технические науки. – 2009. - №3. – С.47-58.

4. Бахарева, Н.Ф. Анализ и расчет непуассоновских моделей трафика в сетях ЭВМ / Н.Ф.Бахарева, И.В.Карташевский, В.Н.Тарасов // Инфокоммуникационные технологии. – 2009. - Том 7, №4. - С.61-66.

5. Бахарева, Н.Ф. Анализ временных характеристик непуассоновского трафика / Н.Ф. Бахарева, И.В. Карташевский // Электросвязь.- 2010.- №11.- С. 27-31.

6. Кельтон, В. Имитационное моделирование. Классика CS / В.Кельтон, А.Лоу- 3-е изд. – Пер. с англ.- СПб.: Питер, 2004. – 847с.

7. Летников, А.И. Разработка модели для анализа показателей качества функционирования сигнализации по протоколу SIP / А.И. Летников, В.А. Наумов // Электросвязь.- 2007.-№7. - С.44-47.

8. Мишин, К.Н. Имитационное моделирование аномальных явлений в компьютерных сетях. Записки научных семинаров НОМИ, Том 352, 2008. - С.120-127.

9. Нейман, В.И. Новое направление в теории телетрафика. / В.И. Нейман // Электросвязь.- 1998.-№7.- С.27-30.

10. Осин, А.В. Влияние самоподобности речевого трафика на качество обслуживания в телекоммуникационных сетях / А.В. Осин – Дис. канд. техн. наук : 05.12.13 РГБ ОД, 61:05-5/3868. - М: МГУС, 2005.- 164с.

11. Петров, В.В. Структура телетрафика и алгоритм обеспечения качества обслуживания при влиянии эффекта самоподобия / В.В. Петров – автореф. дис. канд. техн. наук : 05.12.13. - М.: МЭИ, 2005.- 20с.

12. Сагатов, Е.С. Моделирование особенностей передачи видео в беспроводных сетях./ Е.С. Сагатов. – Режим доступа <http://tm.ifmo.ru/tm2010/src/211e.pdf> - 20.01.2010.

13. Степанов, С.Н. Основы трафика мультисервисных сетей / С.Н. Степанов.- М.:Экотрендз, 2010.- 392с.

14. Степанов, С.Н. Оценка канального ресурса мультисервисных сетей с возможностью повторения заблокированной заявки / С.Н. Степанов, О.А. Кокина // Электросвязь.- 2009.-№12.- С.21-24.

15. Бахарева Н.Ф. Организация интерактивной системы вероятностного моделирования стохастических систем / В.Н. Тарасов, Н.Ф. Бахарева // Известия СНЦ РАН, Самара, 2003, №1. - С. 119-126.

16. Бахарева Н.Ф. Компьютерное моделирование вычислительных систем. Теория, алгоритмы, программы. Уч. пособие./ В.Н. Тарасов, Н.Ф. Бахарева. ИПК ГОУ ОГУ. – Оренбург, 2005.-225 с.

17. Тарасов, В.Н. Программно реализованная имитационная модель массового обслуживания общего вида / В.Н. Тарасов, И.В. Карташевский //Инфокоммуникационные технологии, 2009, Т7, №2. - С. 63-68.

18. Треногин, Н.Г. Фрактальные свойства сетевого трафика в клиент-серверной информационной системе / Н.Г. Треногин, Д.Е. Соколов // Вестник НИИ СУУВПТ.- 2006.- №2. - С. 162-173.

19. Турко, С.А. Оптимизация пропускной способности звеньев Ш-ЦСИС при ограниченных сетевых ресурсах / С.А. Турко и др. // Электросвязь.- 2002.-№2. - С.17-19.

20. Фомин, Л.А. Моделирование самоподобных процессов в инфокоммуникационных системах / Л.А. Фомин и др. // Электросвязь.- 2007.-№3. - С.34-37.

21. Фомин, Л.А. Причины самоподобности в сетевом трафике / Л.А. Фомин и др. // Электросвязь.- 2008.-№2. - С.20-23.

22. Шелухин, О.И. Фрактальные процессы в телекоммуникациях. Монография / О.И.Шелухин, А.М.Тенякшев, А.В.Осин; под ред. О.И. Шелухина. – М.:Радиотехника, 2003.-480с.

23. Abe S., Traffic analysis and network bandwidth provisioning tools for academic information networks / Hasegawa T., Asano S. //Progress of informatics.- #1.-pp.83-91.- 2005.

24. Dang T.D., Sonkoly B., Molnar S. Fractal analysis and modeling of VoIP traffic // Telecommunications Network Strategy and Planning Symposium. – NETWORKS 2004, 11th International, 2004.
25. Downey, A. Lognormal and Pareto Distributions in the Internet / A.Downey// Management Science Conf.-2003.
26. Griffiths, G. A. A theoretically based Wakeby distribution for annual flood series // George A. Griffiths // Hydrological Sciences journal – des Sciences Hydrologiques, 1989, v.34 p. 231-248.
27. Gusella, R. Characterizing the variability of arrival processes with indices of dispersion./ R. Gusella // IEEE Journal on Selected Areas in Communications.- 9(2): 968-981.- 1991.
28. Jagerman, D.L., Melamed B. Bustrines Descriptors of Traffic Streams: Indices of Dispersion and Peakedness / Proceedings of the 1994 Conference on Information Sciences and Systems, Princeton, New Jersey, Vol. 1, pp. 24–28.
29. Leland, W.E., Taqqu M.S., Willinger W. and Wilson D.V. On the self-similar nature of Ethernet Traffic (Extended version). IEEE/ACM Transactions on networking.- 2:1-15.- 1994.
30. Molnar, S., Dang T.D. Fractal Analysis and Modeling of VoIP Traffic, 2000 Appl. Statist.- 2002.-26.- p.71-75.

ГЛАВА 5.

ПРИМЕНЕНИЕ РАЗРАБОТАННЫХ МЕТОДОВ К АНАЛИЗУ ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ РАЗЛИЧНЫХ СЕТЕВЫХ СТРУКТУР

5.1. Моделирование основного фрагмента сети Центробанка РФ

Постановка задачи. С 2006 г. Центробанк перешел на технологию коллективной обработки платежной информации (основной обрабатывающий центр для половины регионов России размещается в Санкт-Петербурге). При этом трафик существенно зависит от вида участника расчетов (учреждение Банка России (БР), клиент БР, участник электронного обмена) и типа платежа (внутри региональный электронный, межрегиональный электронный, почтовый). Так внутри региональный платеж РКЦ проходит (укрупненно) следующие этапы: ввод, предварительная обработка в РКЦ, передача в РЦИ, предварительная обработка в РЦИ, передача в Санкт-Петербург, обработка, передача в РЦИ, обработка в РЦИ, передача в РКЦ - получатель, обработка в РКЦ и выдача. Каждый из этапов сопровождается обменом электронными служебными документами. Кроме того, существуют технологические операции: открытие/закрытие счетов, модификации программного обеспечения, обновление нормативно-справочной информации и др. Среднее время осуществления такого платежа 20 мин.

Посылка формируется в РКЦ (у клиента) на этапе предварительной обработки. В посылке может быть как один так и несколько тысяч документов. Время обработки в ЦОИ несопоставимо мало (миллисекунды) относительно суммарного времени предварительных обработок и транспорта информации. Для конечного пользователя среднее время обработки его документа составляет 20 мин. Трафик существенно зависит от вида отчета (их около 200). Среднее время формирования отчета (с учетом технологии параллельной обработки) составляет 10 мин.

Требуется промоделировать многопроцессорный сервер обработки данных с целью определения его загрузки и

времени задержки в подсети в зависимости от интенсивности входного потока, а также определения оптимального количества процессоров. Основная подсеть в терминалах массового обслуживания представлена на рис. 5.1. а ниже, на рис.5.2 приведена укрупненная схема той же подсети в ресурсах программной системы OPNET Modeler.

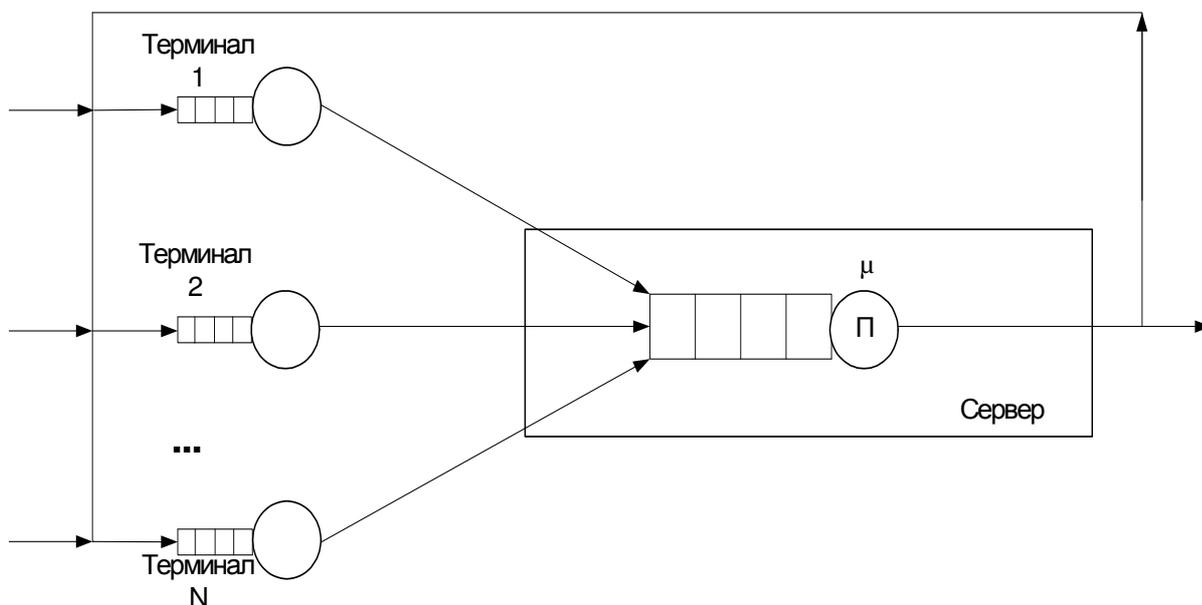


Рис. 5.1 - Схема подсети в виде многофазной системы массового обслуживания

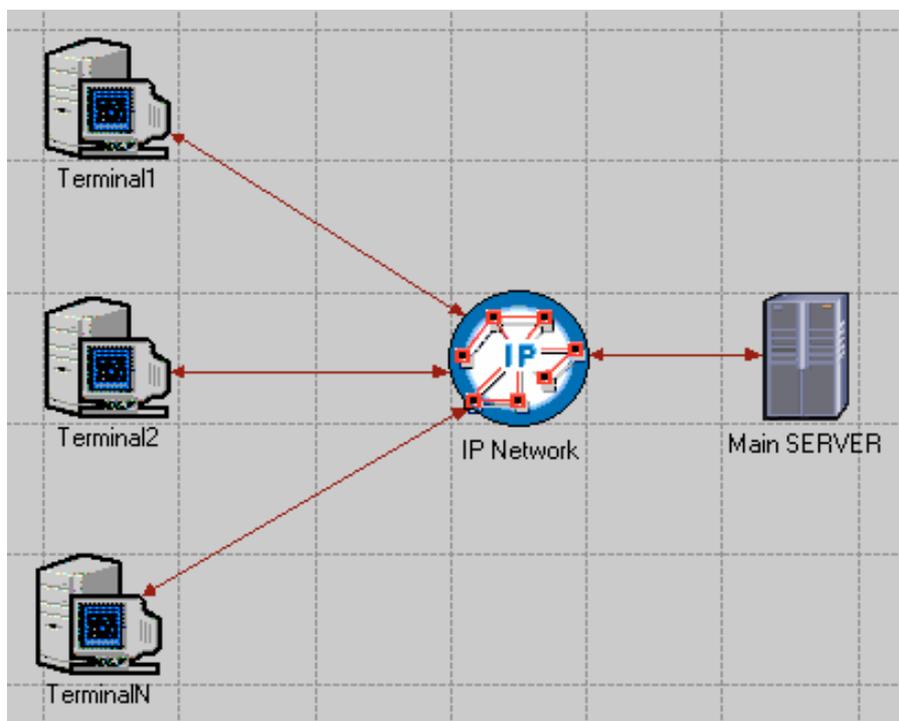


Рис.5.2 - Схема подсети в ресурсах программной системы OPNET Modeler

Решение задачи. Для решения поставленной задачи использована методика приведения неоднородного потока заявок к однородному потоку т.н. «обобщенных» заявок (см.п.2.7) и метод двумерной диффузионной аппроксимации процессов функционирования СМО (см. п.3.2). Для этого рассматриваем два основных типа трафика. Это в первую очередь платежи, где приходит порядка 45-50 тысяч документов в сутки. Отсюда получаем интенсивность поступления запросов первого типа трафика $\lambda_{01}^{(1)}=0,579$ док/сек, т.е. средний интервал времени между заявками первого типа составляет 1,73 секунды.

Интенсивность обработки платежа получим исходя из времени его обработки – миллисекунды (среднее значение порядка 0,5 секунд), т. е. $\mu_1^{(1)}=1/(0,5)=2$ док/сек.

Второй тип трафика – это поток статистической отчетности. Всего существует 127 форм отчетности. При этом ежедневно поступают порядка 60, причем примерно половина от кредитных организаций, а половина от расчетно-кассовых центров. Таким образом, имеем 7620 документов в сутки. Тогда интенсивность запросов второго типа $\lambda_{01}^{(2)}=0,088$ отчета в секунду или, что тоже самое, средний интервал времени между поступлениями отчетов составляет 11,34 секунды.

Интенсивность обработки запросов получим исходя из времени обработки в миллисекунды (среднее значение порядка 1 секунды), т.е. $\mu_1^{(2)}=1$ отчет в секунду.

В терминах массового обслуживания обозначим терминалы как внешний источник заявок – узел S_0 , а сервер обработки как узел S_1 .

Тогда системы уравнений (2.9.4) и (2.9.5) (см.п.2.9) преобразуются в уравнения (5.1) и (5.2):

$$\lambda_1^{об} = \lambda_{01}^{об} + p_{11} \lambda_1^{об}, \quad (5.1)$$

$$\text{где } \lambda_{01}^{об} = \sum_{m=1}^2 \lambda_{01}^{(m)} \text{ и}$$

$$D_{\text{ВХ1}}^{\text{об}} = D(\Pi_{01}^{\text{об}} * \Pi_{11}^{\text{об}}), \quad (5.2)$$

где дисперсия времени в потоке извне $D_{\Pi_{01}}^{\text{об}} = D(\Pi_{01}^{(1)} * \Pi_{01}^{(2)})$, находится по правилам мультиплексирования 2-х потоков, а дисперсия времени в потоке, идущем с выхода узла S_1 на его же вход с вероятностью p_{11} (разреженный поток)

$$D_{\Pi_{11}}^{\text{об}} = \frac{1}{p_{11}} \left(D_{\text{ВЫХ1}}^{\text{об}} + \frac{1-p_{11}}{p_{11} \cdot (\lambda_1^{\text{об}})^2} \right).$$

В выражении для дисперсии $D_{\text{ВЫХ1}}^{\text{об}}$ выходного потока узла S_1 (см. п.2.9) будет величина

$$D_{\mu_1}^{\text{об}} = \sum_{m=1}^2 \left[D_{\mu_1}^{(m)} \cdot \lambda_1^{(m)} / \lambda_1^{\text{об}} + \left(\bar{\tau}_{\mu_1}^{(m)} - \bar{\tau}_{\mu_1}^{\text{об}} \right)^2 \cdot \lambda_1^{(m)} / \lambda_1^{\text{об}} \right]. \quad (5.3)$$

Определим все указанные выше величины, используя результаты п.2.9. Интенсивность поступления потока обобщенных заявок от внешнего источника на вход узла S_1 :

$\lambda_{01}^{\text{об}} = \sum_{m=1}^2 \lambda_{01}^{(m)} = 0,579 + 0,088 = 0,667$ док/сек, а с учетом того факта, что вероятность $p_{11}=0,05$ (доля некорректных документов), получим интенсивность потока обобщенных заявок на входе и выходе узла S_1

$$\lambda_1^{\text{об}} = 0,667 / 0,95 = 0,702 \text{ док/сек.} \quad (5.4)$$

Среднее время обслуживания обобщенной заявки:

$$\bar{\tau}_{\mu_1}^{\text{об}} = \sum_{m=1}^2 (\lambda_1^{(m)} / \mu_1^{(m)}) / \lambda_1^{\text{об}}, \quad (5.5)$$

где $\mu_1^{(m)} = 1 / \bar{\tau}_{\mu_1}^{(m)}$ ($m=1, 2$). Величины интенсивностей потоков двух типов равны: $\lambda_1^{(1)} = \lambda_{01}^{(1)} / (1-p_{11}) = 0,609$ и $\lambda_1^{(2)} = \lambda_{01}^{(2)} / (1-p_{11}) = 0,093$. Тогда значение времени $\bar{\tau}_{\mu_1}^{\text{об}}$ равно

$$\bar{\tau}_{\mu_1}^{\text{об}} = (\lambda_1^{(1)}/\mu_1^{(1)})/\lambda_1^{\text{об}} + (\lambda_1^{(2)}/\mu_1^{(2)})/\lambda_1^{\text{об}} =$$

$$= (0,609/2 + 0,093/1)/0,702 = 0,566 \text{ сек.}$$

Расчет модели проведем для двух случаев:

- для пуассоновского входного потока и экспоненциального закона времени обслуживания;

- для равномерного закона распределения входного потока и времени обслуживания.

Дисперсия времени обслуживания обобщенной заявки согласно (5.3) равна: в случае экспоненциального закона обслуживания

$$D_{\mu_1}^{\text{об}} = \frac{0,609}{0,702} \left[\frac{1}{4} + \left(\frac{1}{2} - 0,566 \right)^2 \right] + \frac{0,093}{0,702} [1 + (1 - 0,566)^2] \approx 0,377;$$

и

$$D_{\mu_1}^{\text{об}} = \frac{0,609}{0,702} \left[\frac{1}{12} + \left(\frac{1}{2} - 0,566 \right)^2 \right] + \frac{0,093}{0,702} \left[\frac{1}{3} + (1 - 0,566)^2 \right] \approx 0,142$$

- в случае, когда время обслуживания будем считать распределенным по равномерному закону. Тогда коэффициент вариации времени обслуживания для первого случая $c_{\mu} \approx 1,08$, а для второго - $c_{\mu} \approx 0,67$. Отсюда следует справедливое утверждение о том, что неоднородный поток заявок приводит к увеличению коэффициента вариации. Для нашего случая для экспоненциального закона должно быть $c_{\mu} = 1,0$, а для равномерного - $c_{\mu} \approx 0,58$.

Используя сведения п.2.9 для контроля вычислений, получим, что коэффициент загрузки узла S_1 потоком обобщенных заявок $\rho_1^{\text{об}}$ составит $\rho_1^{\text{об}} = \lambda_1^{\text{об}} \cdot \bar{\tau}_{\mu_1}^{\text{об}} \approx 0,397$,

в то время как $\rho_1 = \lambda_1^{(1)}/\mu_1^{(1)} + \lambda_1^{(2)}/\mu_1^{(2)} = 0,609/2 + 0,093/1 \approx 0,397$.

Следовательно, мы убедились, что однородный поток обобщенных заявок создает ту же нагрузку, что и неоднородный поток.

Ниже в таблицах 5.1 и 5.2 представлены результаты расчетов приведенной выше сетевой структуры [10]: 5.1 – для экспоненциального закона; 5.2 – для равномерного закона распределения.

Таблица 5.1

Тип 1 Платежи**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	0,609
Загрузка	0,305
Ср. время ожидания	0,210
Ср. длина очереди	0,128
Ср. задержка (время отклика)	0,710
Ср. число заявок	0,433

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,221	0,747	0,128	0,433

Тип 2 Отчеты**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	0,093
Загрузка	0,093
Ср. время ожидания	0,093
Ср. длина очереди	0,009
Ср. задержка (время отклика)	1,093
Ср. число заявок	0,101

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,098	1,150	0,009	0,101

Результаты для неоднородного потока:**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	0,702
Загрузка	0,397
Ср. время ожидания	0,402
Ср. длина очереди	0,283
Ср. задержка (время отклика)	0,968
Ср. число заявок	0,680

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,424	1,019	0,283	0,680

Время расчета: 0,047с

Таблица 5.2

Тип 1 Платежи**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	0,609
Загрузка	0,305
Ср. время ожидания	0,076
Ср. длина очереди	0,047
Ср. задержка (время отклика)	0,576
Ср. число заявок	0,351

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,080	0,607	0,047	0,351

Тип 2 Отчеты**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	0,093
Загрузка	0,093
Ср. время ожидания	0,032
Ср. длина очереди	0,003
Ср. задержка (время отклика)	1,032
Ср. число заявок	0,096

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,034	1,087	0,003	0,096

Результаты для неоднородного потока:**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	0,702
Загрузка	0,397
Ср. время ожидания	0,153
Ср. длина очереди	0,107
Ср. задержка (время отклика)	0,719
Ср. число заявок	0,505

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,161	0,756	0,107	0,505

Время расчета: 0,032с

Полученные результаты, а именно загрузка сервера обработки, говорят о том, что при имеющихся

интенсивностях поступления заявок на обработку канал связи сервера загружен примерно на 40% (рисунки 5.3, 5.4), что в реальных системах является хорошим показателем, так как в этом случае имеем 60% запаса производительности. В тоже время, сравнение сетевых характеристик показывает, что во втором случае средняя задержка 0,746 с меньше чем в первом случае 1,017 с, а производительность (количество заданий, выполняемых в единицу времени), наоборот, в первом случае выше, чем во втором.

Рассчитаем теперь интенсивность входного потока таким образом, чтобы загрузка сервера обработки была на уровне 70%. Из формулы (5.5) имеем:

$$\lambda_1^{об} = \rho_1^{об} / \tau_{\mu 1}^{об} = 0,7 / 0,566 \approx 1,237 \text{ док/сек.}$$

Откуда получим интенсивности входных потоков заявок: $\lambda_1^{(1)} = 1,08$ док/сек для первого типа и $\lambda_1^{(2)} = 0,16$ док/сек для второго типа. Тогда интенсивности потоков от терминалов $\lambda_{01}^{(1)} = 1,08 \cdot 0,95 = 1,03$ док/сек для первого типа и $\lambda_{01}^{(2)} = 0,16 \cdot 0,95 = 0,15$ док/сек для второго типа. Тогда загрузка канала сервера обработки составит

$$\rho_1 = \lambda_1^{(1)} / \mu_1^{(1)} + \lambda_1^{(2)} / \mu_1^{(2)} = 1,08 / 2 + 0,16 / 1 = 0,7.$$

Таким образом, получаем требуемую загрузку обслуживающего устройства – 70%. Ниже в таблицах 5.3 и 5.4 приведены результаты расчетов модели с новыми данными при тех же законах распределений входного потока и времени обслуживания, что и выше.

Примечание. Загрузка обслуживающего устройства рассчитана для двух случаев:

- интервалы времени между поступлением заданий распределены по экспоненциальному закону. Аналогично распределено время обслуживания заданий;

- интервалы времени между поступлением заданий распределены по равномерному закону. Аналогично распределено время обслуживания заданий.

Таблица 5.3

Тип 1 Платежи**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	1,084
Загрузка	0,542
Ср. время ожидания	0,595
Ср. длина очереди	0,645
Ср. задержка (время отклика)	1,095
Ср. число заявок	1,187

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,626	1,153	0,645	1,187

Тип 2 Отчеты**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	0,158
Загрузка	0,158
Ср. время ожидания	0,187
Ср. длина очереди	0,029
Ср. задержка (время отклика)	1,187
Ср. число заявок	0,187

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,197	1,249	0,029	0,187

Результаты для неоднородного потока:**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	1,242
Загрузка	0,700
Ср. время ожидания	1,461
Ср. длина очереди	1,815
Ср. задержка (время отклика)	2,024
Ср. число заявок	2,515

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
1,538	2,131	1,815	2,515

Время расчета: 0,093с

Таблица 5.4

Тип 1 Платежи**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	1,084
Загрузка	0,542
Ср. время ожидания	0,205
Ср. длина очереди	0,222
Ср. задержка (время отклика)	0,705
Ср. число заявок	0,764

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,216	0,742	0,222	0,764

Тип 2 Отчеты**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	0,158
Загрузка	0,158
Ср. время ожидания	0,095
Ср. длина очереди	0,015
Ср. задержка (время отклика)	1,095
Ср. число заявок	0,173

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,100	1,153	0,015	0,173

Результаты для неоднородного потока:**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	1,242
Загрузка	0,700
Ср. время ожидания	0,600
Ср. длина очереди	0,745
Ср. задержка (время отклика)	1,164
Ср. число заявок	1,445

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,632	1,225	0,745	1,445

Время расчета: 0,078с

Полученные результаты внедрены и используются в отделе информатизации ЦБ РФ по Оренбургской области.

Заключение.

1. Данные результаты получены для количества обрабатывающих процессоров равного 5. Такое количество процессоров обеспечивает загрузку обрабатывающего сервера на 40% при вышеуказанной интенсивности входного трафика. Таким образом, остается приличный запас ресурсов сервера для увеличения интенсивности входного трафика при необходимости.

2. Количество процессоров сервера зависит от поступающей нагрузки и поэтому может динамически меняться согласно проведенным расчетам.

3. Аналогичным образом можно решить задачу об определении оптимального количества рабочих станций, необходимых для обработки поступающего потока заявок, при условии, что каждая рабочая станция располагает одним процессором.

4. Законы распределений входного трафика и времени обслуживания на такую характеристику как загрузка не влияют, они влияют на такие характеристики как: среднее время ожидания, средняя длина очереди и т.д.

5.2. Проектирование и моделирование сети кафедры ВУЗа

В качестве следующей (более сложной) задачи рассмотрим локальную вычислительную сеть (ЛВС) кафедры. Аналогичную структуру имеют сети отделов, офисов и т.д., т.е. рассматриваем широко распространенные во многих областях человеческой деятельности ЛВС.

Здесь важной является задача определения основных характеристик, определяющих качество работы ЛВС, таких как время отклика приложений и задержки, загрузки каналов передачи данных и обслуживающих устройств [1].

Постановка задачи. Локальную вычислительную сеть кафедры ВТ ОГУ образуют три учебных класса по 10 компьютеров (рис. 5.3), в каждом из которых установлен

коммутатор (Swch1- Swch3-cisco 1912). Группы рабочих станций на рис.5.4 обозначены через LAN1-LAN3 в виде подсетей. В качестве подсети используется стандартный объект 100BaseT_LAN, представляющий собой сеть Fast Ethernet коммутируемой топологии (Fast Ethernet LAN in a switched topology). Коммутаторы учебных классов подключены к главному коммутатору (Swch0-cisco 2924).

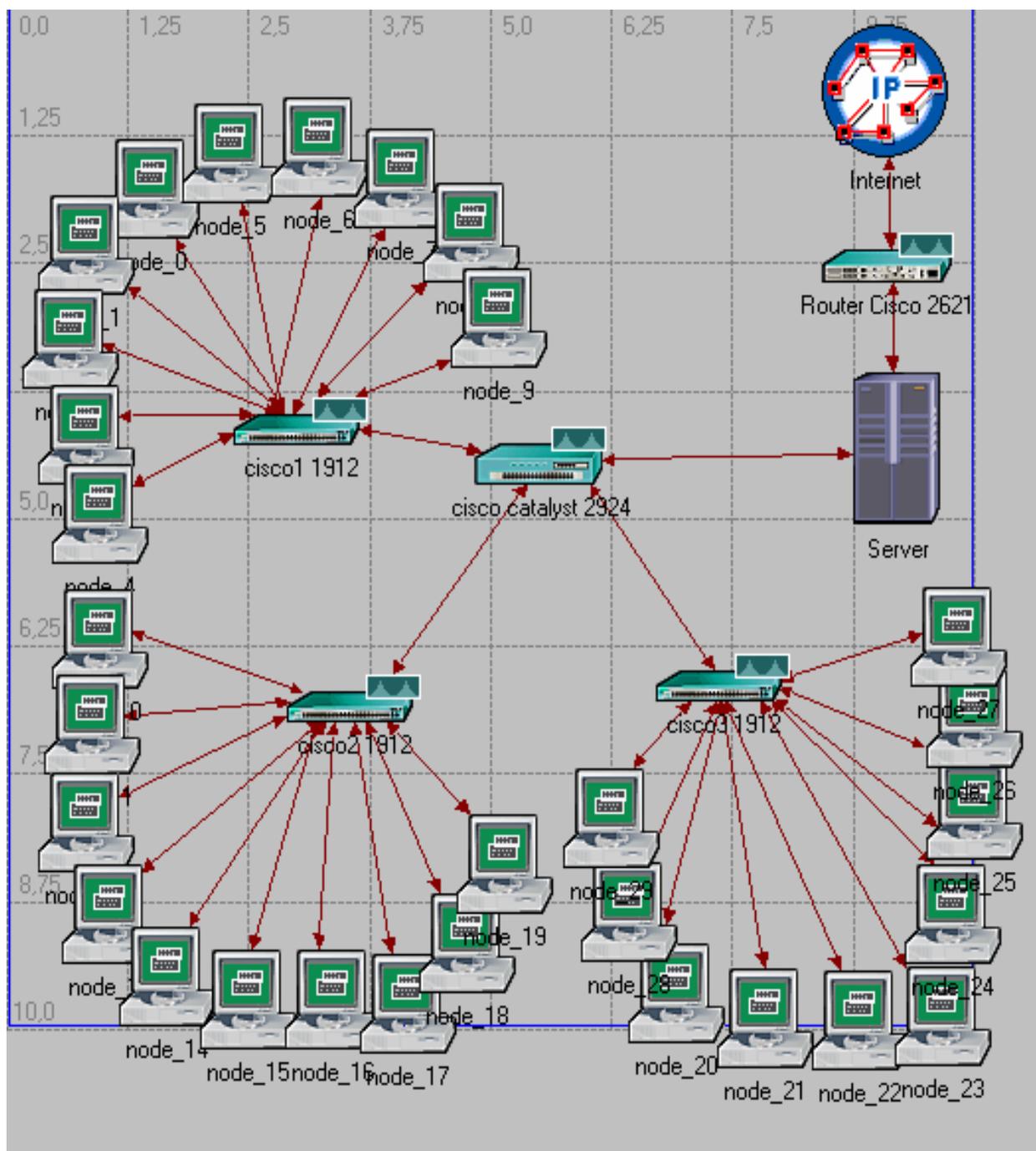


Рис. 5.3 – Проект сети кафедры в Ornet Modeler

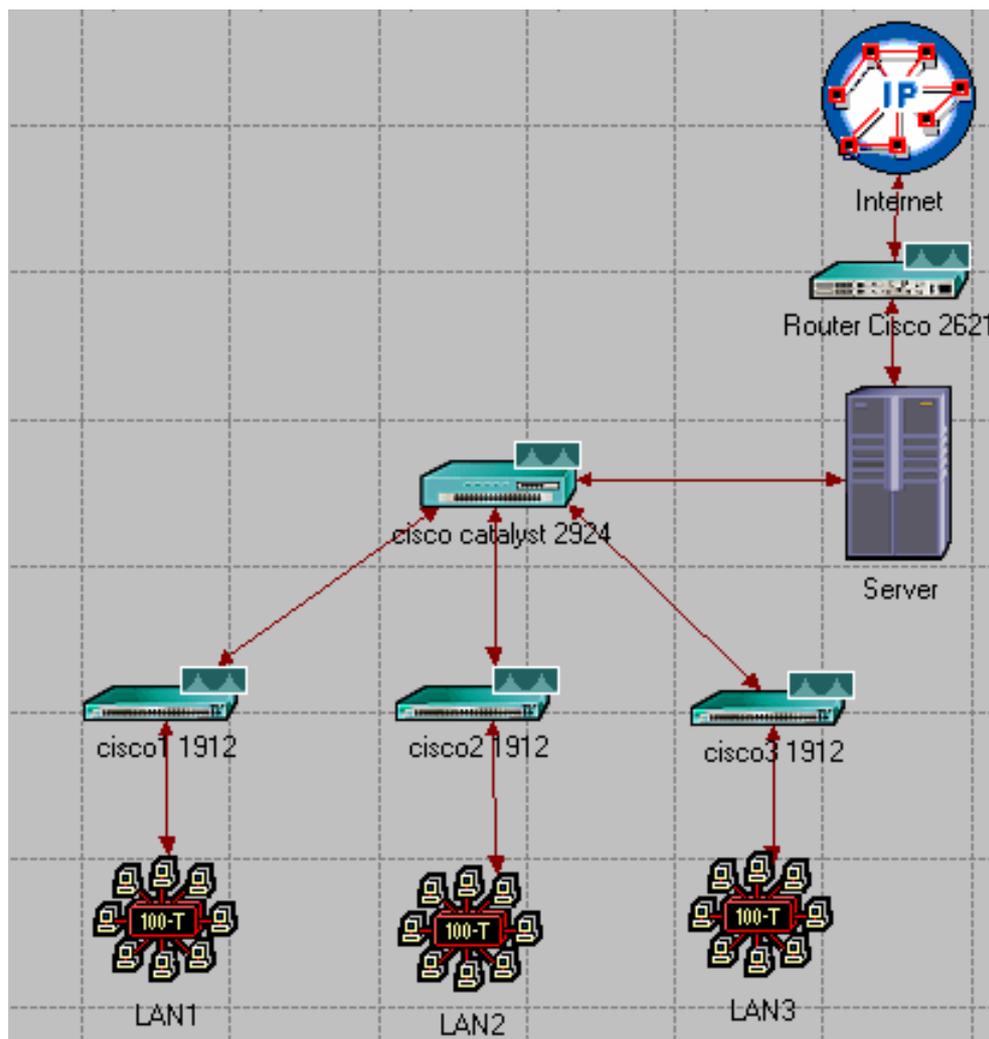


Рис. 5.4 – Укрупненная схема сети кафедры в Ornet Modeler

К этому же коммутатору подключен сервер, предоставляющий такие сетевые сервисы как доступ в Интернет, доступ в локальное файловое хранилище по протоколам FTP и NetBIOS, электронная почта и базы данных. Трафик по этим основным протоколам и будет исследован в данной задаче. Такой тип подключения пользователей, показанный на рис.5.4 называется PРРoE, т.е. «точка-точка», в отличие от Mesh-топологии, когда подсети LAN1-LAN3 связаны напрямую между собой. В последнем случае обеспечивается трафик от каждого узла сети к каждому.

Подобное соединение, показанное на рис.5.4 используется в случае, когда необходимо жестко контролировать трафик пользователей, предотвращать несанкционированное подключение к сети, и тарифицировать

использование ресурсов сети (файловое хранилище, организация игровых серверов и т.д.). Извне трафик в подобную сеть попадает только через сервер, то есть такие сетевые сервисы как доступ в Интернет, электронная почта предоставляются клиентам непосредственно от сервера.

Требуется промоделировать работу сервера, коммутаторов и рабочих станций (узлов сети) с целью определения основных характеристик сети, таких как загрузка канала передачи данных сервера и узлов, задержка Ethernet, время отклика пользовательских приложений.

Для получения основных характеристик сети при помощи авторской программной системы необходимо определить матрицу вероятностей передачи от узла к узлу, интенсивность потока извне и интенсивности обслуживания в узлах. Необходимы также коэффициенты вариаций интервалов между пакетами входного трафика и времени обслуживания.

Для определения матрицы вероятностей передач воспользуемся имеющимися программными средствами (их демо-версиями), такими как Tmeter и PRTG Traffic Grapher в случае решения задачи анализа по видам трафика (по протоколам). Эти приложения позволяют проводить съем трафика по интересующим нас протоколам (HTTP, FTP, NetBIOS). В случае анализа производительности безотносительно к протоколам, съем общего трафика будем проводить с помощью программы NetFlow Analyzer. Далее подробнее остановимся на методике съема сетевого трафика.

5.2.1. Методика сбора сетевого трафика

Для сбора сетевой информации используются анализаторы сетевых пакетов, или снифферы. Первоначально они были разработаны как средство решения сетевых проблем. Они умеют перехватывать, интерпретировать и сохранять для последующего анализа пакеты, передаваемые по сети. С одной стороны, это позволяет системным администраторам наблюдать за тем, как данные передаются по сети, диагностировать и устранять возникающие проблемы. С другой стороны, подобно многим другим

мощным средствам, изначально предназначенным для администрирования, снифферы стали применяться для завладения паролями и другой конфиденциальной информацией.

Сниффер — это программа, работающая на уровне сетевого адаптера и перехватывающая весь трафик. Поскольку снифферы работают на канальном уровне модели OSI, они не должны работать по правилам протоколов более высокого уровня. Снифферы обходят механизмы фильтрации (адреса, порты и т.д.), которые драйверы Ethernet и стек протоколов TCP/IP используют для интерпретации данных. Пакетные снифферы захватывают все данные, которые по нему проходят. Снифферы могут сохранять кадры в двоичном формате и позже расшифровывать их, чтобы раскрыть информацию более высокого уровня, спрятанную внутри (рис. 5.5).

Для того чтобы сниффер мог перехватывать все пакеты, проходящие через сетевой адаптер, драйвер сетевого адаптера должен поддерживать режим функционирования *promiscuous mode* (беспорядочный режим). Именно в этом режиме работы сетевого адаптера сниффер способен перехватывать все пакеты. Данный режим работы сетевого адаптера автоматически активизируется при запуске сниффера или устанавливается вручную соответствующими настройками сниффера.

Весь перехваченный трафик передается декодеру пакетов, который идентифицирует и расщепляет пакеты по соответствующим уровням иерархии. В зависимости от возможностей конкретного сниффера, представленная информация о пакетах может впоследствии дополнительно анализироваться и отфильтровываться.

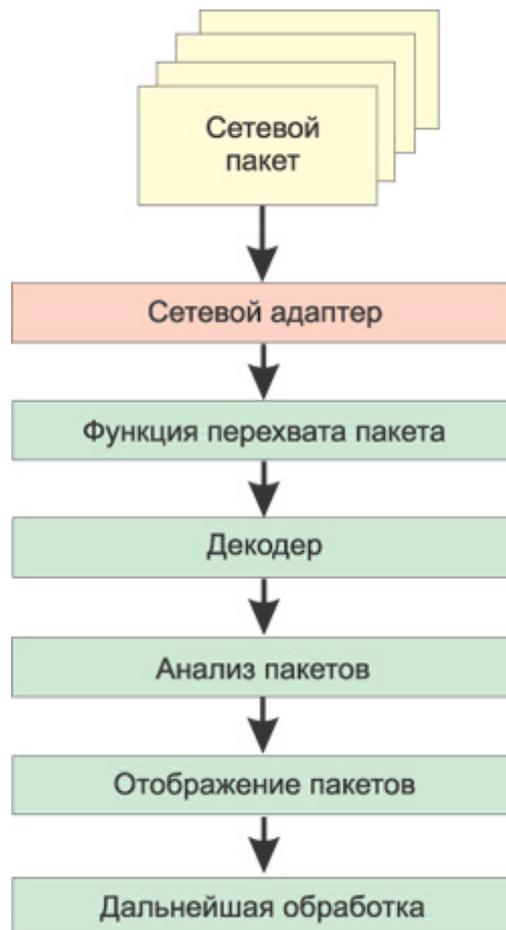


Рис. 5.5 - Схема работы сниффера

Наибольшую опасность снифферы представляли в то время, когда информация передавалась по сети в открытом виде (без шифрования), а локальные сети строились на основе концентраторов (Hub). Однако в настоящее время использование снифферов для получения доступа к конфиденциальной информации — задача отнюдь не из простых.

При построении локальных сетей на основе концентраторов существует общая среда передачи данных (сетевой кабель) и все узлы сети обмениваются пакетами, конкурируя за доступ к этой среде (рис. 5.6), причем пакет посылаемый одним узлом сети, передается на все порты концентратора и этот пакет прослушивают все остальные узлы сети, но принимает его только тот узел, которому он адресован. При этом, если на одном из узлов сети установлен пакетный сниффер, то он может перехватывать все сетевые пакеты, относящиеся к данному сегменту сети (сети, образованной концентратором).

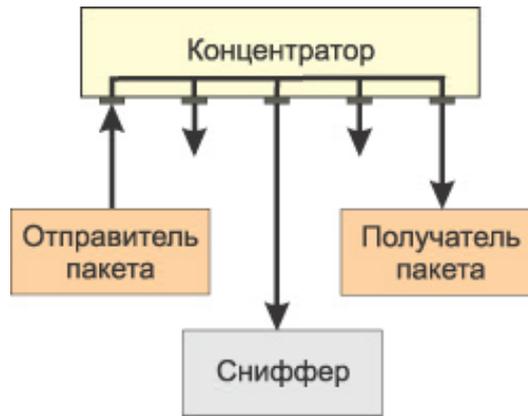


Рис. 5.6 – Сеть на основе концентратора

Коммутаторы являются более интеллектуальными устройствами, чем концентраторы, и изолируют сетевой трафик. Коммутатор знает адреса устройств, подключенных к каждому порту, и передает пакеты только между нужными портами. Это позволяет разгрузить другие порты, не передавая на них каждый пакет, как это делает концентратор. Таким образом, посланный неким узлом сети пакет передается только на тот порт коммутатора, к которому подключен получатель пакета, а все остальные узлы сети не имеют возможности обнаружить данный пакет (рис. 5.7).

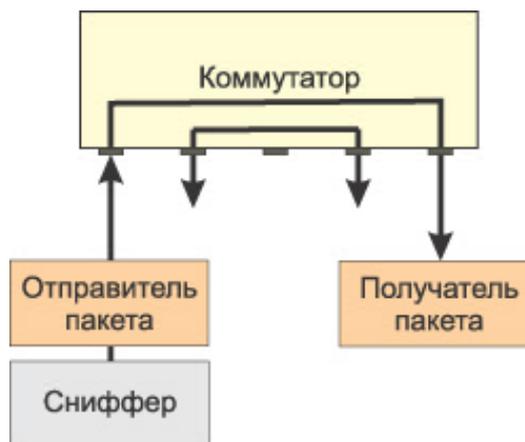


Рис. 5.7 – Сеть на основе коммутатора

Если сеть построена на основе коммутатора, то сниффер, установленный на одном из компьютеров сети, способен перехватывать только те пакеты, которыми обменивается

данный компьютер с другими узлами сети. Поэтому пакетные sniffеры и были установлены на каждом из компьютеров сети кафедры, включая сервер.

На сервере кафедры в целях сбора статистики была установлена программа PRTG Traffic Grapher, являющаяся мощным средством сбора сетевой статистики, способная выполнять мониторинг при помощи SNMP (Simple Management Network Protocol), sniffера пакетов (Packet Sniffing), протокола Netflow (Netflow Collector) (рис. 5.8).

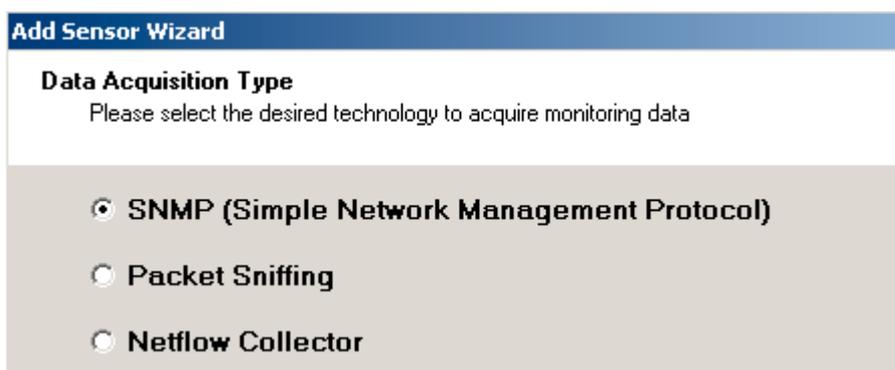


Рис. 5.8 – Добавление сенсора в PRTG

Главное окно программы PRTG показано на рис. 5.9.

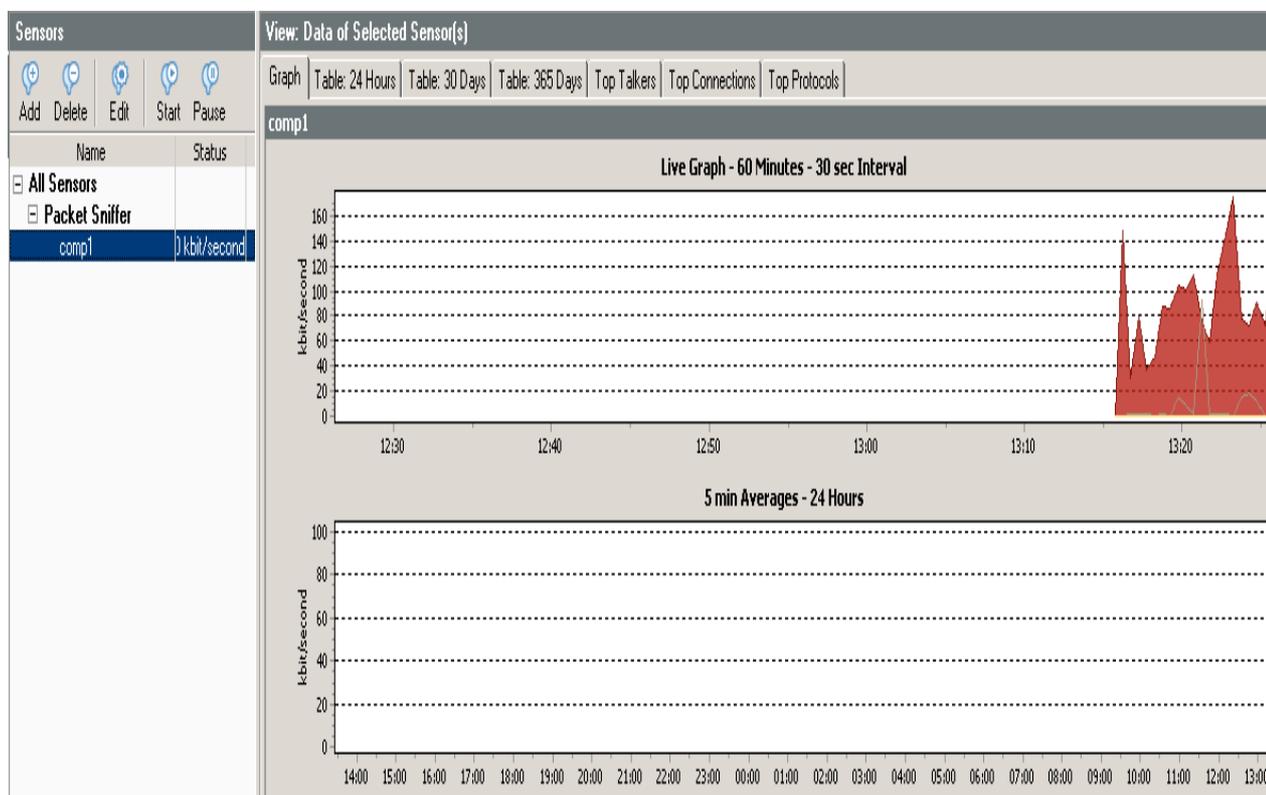


Рис. 5.9 – Главное окно программы PRTG

В нашем случае будет использован сниффер пакетов, позволяющий собирать информацию о трафике по нужным нам протоколам, как показано на рис. 5.10.

View: Data of Selected Sensor(s)														
Graph	Table: 24 Hours		Table: 30 Days		Table: 365 Days		Top Talkers		Top Connections		Top Protocols			
Table: comp1 (24 Hours, 5 min Averages)														
comp1														
	Other		DNS		FTP		HTTP		HTTPS		ICMP		IMAP	
	kbyte	kbit/second	kbyte	kbit/second	kbyte	kbit/second	kbyte	kbit/second	kbyte	kbit/second	kbyte	kbit/second	kbyte	kbit/second
17.05.2008 13:30 - 13:35														
17.05.2008 13:25 - 13:30	5 175,559	141,337	0,000	0,000	0,000	0,000	27,389	0,748	0,000	0,000	0,225	0,006	0,000	0,000
17.05.2008 13:20 - 13:25	3 738,355	102,085	0,000	0,000	0,000	0,000	559,405	15,276	0,000	0,000	5,736	0,157	0,000	0,000
17.05.2008 13:15 - 13:20	2 265,977	77,349	0,344	0,012	0,000	0,000	84,606	2,888	0,000	0,000	0,410	0,014	0,000	0,000
17.05.2008 13:10 - 13:15														
17.05.2008 13:05 - 13:10														
17.05.2008 13:00 - 13:05														
17.05.2008 12:55 - 13:00														
17.05.2008 12:50 - 12:55														
17.05.2008 12:45 - 12:50														

Рис. 5.10 – Результаты сбора статистики по протоколам

На рабочих станциях для сбора сетевой статистики была установлена программа Tmeter 7.8.454 предоставляющая пользователю удобный и понятный интерфейс (рис. 5.11). Ограничением демоверсии Tmeter 7.8.454 является возможность использовать только 3 фильтра для сбора статистики, что нас вполне устраивает, так как интересен трафик по протоколам HTTP, FTP, NetBIOS.

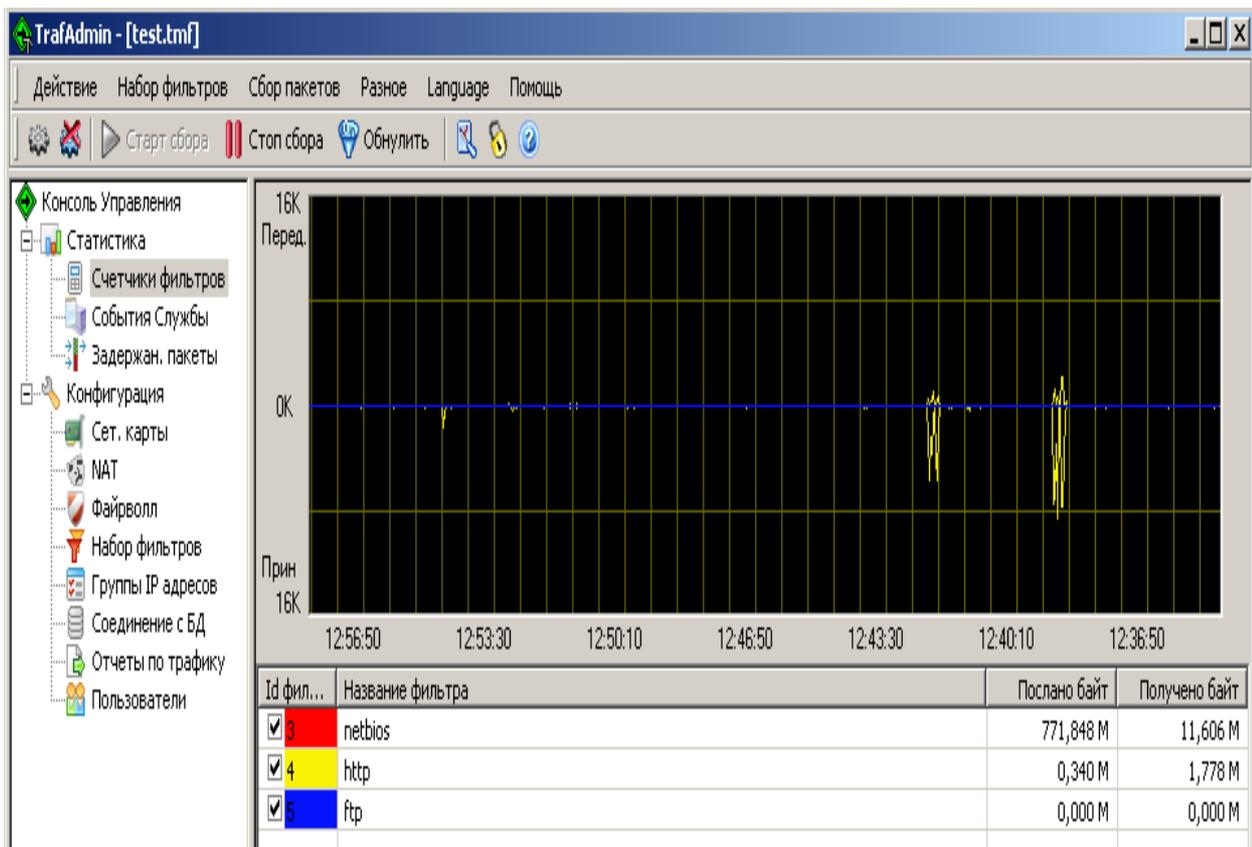


Рис. 5.11 – Главное окно программы Tmeter 7.8.454

5.2.2. Сбор статистики для одного сегмента сети

Сбор данных о трафике продемонстрируем на простом сегменте сети кафедры от сервера до первой подсети LAN1. Полученные данные за 5 рабочих дней сегмента сети кафедры (LAN1- Swich1- Swich0 - Server) сведены в таблице 5.5. Учитывая тот факт, что интенсивности потоков будем рассчитывать в пакетах секунду, то 5 дней дают достаточно длинный отрезок времени.

Таким образом, наиболее выражен трафик HTTP, FTP и NETBIOS. В то же время нельзя не учитывать остальные типы трафика (ICMP,MAIL,Telnet и др.), так как неизбежно их влияние друг на друга. Однако для упрощения и большей наглядности рассмотрим только преобладающий трафик.

Согласно данным таблицы 5.5 получим статистические вероятности передачи данных от сервера к рабочим станциям и обратно. Для этого разделим количество отправленных/полученных килобайт по соответствующему протоколу для каждого ПК на общее количество килобайт трафика, собранного по этому протоколу (таблица 5.6).

Таблица 5.5 – Трафик сегмента сети кафедры ВТ

ПК	HTTP		FTP		NetBIOS	
	Отправлено к серверу, Kb	Получено от сервера, Kb	Отправлено к серверу, Kb	Получено от сервера, Kb	Отправлено к серверу, Kb	Получено от сервера, Kb
ПК1	63031	3287394	2690550	2064407	2811129	2533430
ПК2	43940	3172558	1870759	1032677	2041680	2977826
ПК3	17571	3704948	1779510	2321757	1786775	2182530
ПК4	34617	3991666	814780	3688426	840602	3564348
ПК5	50140	3525107	1250868	2773427	2067734	2372166
ПК6	37077	1933761	1921821	1474577	2007949	1809593
ПК7	74154	186210	1558966	860564	1542830	2090725
ПК8	10336	2179382	1368854	1785967	1337322	1295590
ПК9	20362	1995098	740710	1676558	764184	1620158
ПК10	29494	2073592	1042390	1260649	1879758	1976805
Σ	380721	26049715	15039206	18939008	17079963	22423169

Таблица 5.6 – Статистические вероятности передач данных

ПК	HTTP		FTP		NetBIOS	
	Отправлено к серверу	Получено от сервера	Отправлено к серверу	Получено от сервера	Отправлено к серверу	Получено от сервера
ПК1	0,1641	0,1261	0,1789	0,109	0,1645	0,1129
ПК2	0,1154	0,1217	0,1243	0,0545	0,1195	0,1328
ПК3	0,0461	0,1422	0,1183	0,1225	0,1046	0,0973
ПК4	0,0909	0,1532	0,0546	0,1947	0,0492	0,1589
ПК5	0,1316	0,1353	0,0831	0,1464	0,121	0,1057
ПК6	0,0973	0,0742	0,1277	0,0778	0,1175	0,0807
ПК7	0,1915	0,0076	0,1036	0,0454	0,0903	0,0937
ПК8	0,0696	0,0836	0,091	0,0947	0,0787	0,0577
ПК9	0,0534	0,0765	0,0492	0,0885	0,0447	0,0722
ПК10	0,0401	0,0796	0,0693	0,0665	0,11	0,0881

По данным таблицы 5.6 построим матрицы вероятностей передачи заявок для трех протоколов (HTTP, FTP и NetBIOS). Статистические вероятности передачи заявок от сервера к рабочим станциям через коммутатор переносим в матрицу вероятностей передач. Таким образом, сервер дает ответ на запрос пользовательского приложения с

определенной вероятностью. В то время как вероятность поступления запроса от ПК пользователя на сервер равна 1 (т.к. клиент в любом случае отправит свой запрос вне зависимости от того, получит он ответ или нет, а сервер в свою очередь уже отвечает исходя из текущей загрузки).

Полученные матрицы статистических вероятностей передач данных по различным протоколам приведены в таблицах 5.7-5.9. Их анализ показывает, что статистические вероятности близки к теоретическим значениям вероятностей, но не совпадают с ними. Здравый смысл и интуиция подсказывают, что значения статистических вероятностей в первых строках таблиц 5.7-5.9 должны быть равными 0,1.

Таблица 5.7 - Матрица вероятностей передачи данных для протокола HTTP

	Сервер	ПК 1	ПК 2	ПК 3	ПК 4	ПК 5	ПК 6	ПК 7	ПК 8	ПК 9	ПК 10
Сервер	0	0,13	0,12	0,14	0,15	0,14	0,07	0,01	0,08	0,08	0,08
ПК1	1,0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
ПК2	1,0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
...
ПК10	1,0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

Таблица 5.8 - Матрица вероятностей передачи данных для протокола FTP

	Сервер	ПК 1	ПК 2	ПК 3	ПК 4	ПК 5	ПК 6	ПК 7	ПК 8	ПК 9	ПК 10
Сервер	0	0,12	0,05	0,12	0,19	0,15	0,08	0,05	0,09	0,08	0,07
ПК1	1,0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
ПК2	1,0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
...
ПК10	1,0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

Таблица 5.9 - Матрица вероятностей передачи данных для протокола NetBIOS

	Сервер	ПК 1	ПК 2	ПК 3	ПК 4	ПК 5	ПК 6	ПК 7	ПК 8	ПК 9	ПК 10
Сервер	0	0,11	0,13	0,10	0,16	0,11	0,08	0,09	0,06	0,07	0,09
ПК1	1,0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
ПК2	1,0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
...
ПК10	1,0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

Учитывая тот факт, что в подсети все 10 рабочих станций равноправны, то в первой строке таблиц 5.7-5.9 при расчетах будут значения $p_{ij} = 0,1$ ($i, j=1, \dots, 11$).

Поэтому при последующих расчетах при составлении матрицы вероятностей передач, мы будем использовать свойства симметрии. К примеру, если 3 подсети включают по 10 рабочих станций, то вероятности передачи данных от главного коммутатора к второстепенным, будут равны 1/3.

5.2.3. Определение длины пакета и интенсивности обслуживания

Теперь рассмотрим вопросы, связанные с определением длины пакета (кадра) данных. С ней непосредственно связана и интенсивность обслуживания устройств сети.

Прикладные процессы HTTP, FTP и NETBIOS используют протокол TCP. При этом будет работать стек протоколов процесс/TCP/IP/Ethernet. При поступлении пакета в модуль IP он будет передан в TCP- или UDP-модуль согласно коду, записанному в поле протокола данного IP-пакета.

Кадр, передаваемый каждым узлом, содержит данные маршрутизации, управления и коррекции ошибок. Для сетей Ethernet параметры кадров определены стандартом 802.3 IEEE. Базовая длина кадра может изменяться от 72 до 1526 байтов при типовой структуре, показанной на рисунке 5.12.



Рис. 5.12 - Базовая структура кадра Ethernet

Поля кадра следующие:

- преамбула - каждый кадр начинается с преамбулы длиной семь байтов. Преамбула используется в качестве синхронизирующей последовательности для интерфейсных цепей и способствует декодированию битов.

- SFD (Start-Frame Delimiter) - разделитель начала кадра, состоящий из одного байта. Поле SFD указывает на начало полезной информации.

- MAC-адрес получателя - поле из шести байтов, содержащее адрес конечного узла.

- MAC-адрес отправителя - поле из шести байтов, содержащее адрес исходного узла.

- длина/тип - поле из двух байтов, указывающее на число байтов, содержащихся в поле данных управления логическими связями (LLC - Logical Link Control). В большинстве Ethernet-протоколов это поле содержит постоянную величину, указывающую на тип протокола (в данном случае это поле имеет обозначение EtherType).

- данные MAC-клиента - это поле может содержать от 0 до 1500 байтов данных, предоставленных пользователем.

- заполняющие байты - необязательное поле для заполнения фиктивными данными, используемое для увеличения длины коротких кадров по меньшей мере до 64 байтов.

- контрольная последовательность кадра (FCS) - поле, содержащее четыре контрольных байта, сгенерированных кодом циклического контроля избыточности (CRC). Поле FCS используется для обнаружения ошибок в данных, содержащихся в кадре.

В сетях различают эффективную и номинальную пропускную способность. Номинальная (полная) пропускная способность - это битовая скорость передачи данных, которая поддерживается на интервале передачи одного пакета.

Эффективная (полезная) пропускная способность это средняя скорость передачи пользовательских данных, т.е. данных, содержащихся в поле данных каждого пакета.

Для сетей FastEthernet межкадровый интервал составляет 0,96 мкс. Размер кадра минимальной длины 576 бит (он содержит 8 байт преамбулы, 14 байт служебной информации, 46 байт пользовательских данных и 4 байт контрольной суммы), и на его передачу необходимо 5,76 мкс, то период повторения кадров равен $5,76+0,96=6,72$ мкс. Отсюда

максимальная возможная пропускная способность сегмента равна 148809 кадров в секунду.

Кадр максимальной длины состоит из 1526 байт или 12208 бит. Он содержит 8 байт преамбулы, 14 байт служебной информации, 1500 байт пользовательских данных и 4 байта контрольной суммы.

Время передачи такого кадра равно 122,08 мкс, период повторения кадров равен $122,08+0,96=123,04$ мкс. Отсюда максимальная возможная пропускная способность сегмента равна 8127 кадров в секунду.

Учитывая периоды повторения кадров минимальной и максимальной длины, рассчитанные выше, получим эффективную пропускную способность сети Fast Ethernet.

Для кадров минимальной длины эффективная пропускная способность сети равна $148809 \cdot 46 \cdot 8 = 54,76$ Мб/сек.

Для кадров максимальной длины эффективная пропускная способность сети равна $8127 \cdot 1500 \cdot 8 = 97,52$ Мб/с. Тогда для пакетов длиной 763 байта (1526/2) из-за увеличения вдвое количества межкадровых интервалов эффективная пропускная способность будет еще меньше, порядка 91,56 Мб/с.

Применительно к теории массового обслуживания интенсивность обслуживания в каналах связи рассчитывается по формуле (5.6):

$$\mu_i = \frac{c_i}{B}, \quad (5.6)$$

где c_i - пропускная способность i -го канала, бит/с, B - средняя длина пакета в битах. Отсюда для канала 100 Мб/с

$$\mu = \frac{91,56 \cdot 1000 \cdot 1000}{8 \cdot 763} \approx 15000 \text{ пакетов/с.}$$

Таким образом, учитывая, что длина пакета равна 763 байта, получаем интенсивность обслуживания $\mu = 15000$ пакетов/с. В действительности, конкретная величина μ здесь не столь и важна, а важно лишь то, чтобы интенсивности трафика λ и обслуживания μ измерялись и задавались в

пакетах одной длины. Этот факт не позволит исказить величину коэффициента загрузки $\rho = \lambda/\mu$.

Теперь вернемся к поставленной в начале настоящего раздела задаче, и рассмотрим случай общего (агрегированного) трафика, т.е. без учета конкретных протоколов. Для проверки правильности исследования, будем использовать также расчеты по программе Ornet IT Guru Academic Edition.

Как уже было сказано ранее, ЛВС кафедры ВТ образуют три подсети (каждая подсеть представляет собой компьютерный класс) плюс главный коммутатор и сервер (рис. 5.3). В качестве подсетей используется стандартный объект 100BaseT_LAN, представляющий собой сеть Fast Ethernet коммутируемой топологии (Fast Ethernet LAN in a switched topology). Все ПК обслуживает один сервер. Поддерживаются следующие виды приложений: FTP, HTTP, трафик NetBIOS и другие. Количество рабочих станций в каждой подсети - 10.

Сервер предоставляет возможность работы приложений как по протоколу TCP, так и по UDP. Подключение составляет 100 Мбит и определяется пропускной способностью подключенного канала связи.

У коммутаторов имеется возможность подключать до 16 Ethernet интерфейсов. Алгоритм связывающего дерева (Spanning Tree algorithm) используется для обеспечения топологии без колец. Коммутаторы взаимодействуют между собой путем посылки BPDU (Bridge Protocol Data Units) пакетов. Коммутатор может объединять сети только одного типа (Ethernet - Ethernet, FDDI - FDDI, or Token Ring - Token Ring).

Далее очень кратко опишем используемые в таких сетях протоколы.

- HTTP (HyperText Transfer Protocol — протокол передачи гипертекста) — протокол прикладного уровня передачи данных. Основой протокола HTTP является технология «клиент-сервер», то есть предполагается существование потребителей (клиентов), которые инициируют соединение и посылают запрос, и поставщиков (серверов), которые ожидают соединения для получения запроса, производят

необходимые действия и возвращают обратно сообщение с результатом.

Основным объектом манипуляции в HTTP является ресурс, на который указывает URI (Uniform Resource Identifier) в запросе клиента. Обычно такими ресурсами являются хранящиеся на сервере файлы, но ими могут быть логические объекты или что-то абстрактное. Особенностью протокола HTTP является возможность указать в запросе и ответе способ представления одного и того же ресурса по различным параметрам: формату, кодировке, языку и т.д.

- FTP (File Transfer Protocol — протокол передачи файлов) — протокол, предназначенный для передачи файлов в компьютерных сетях. FTP позволяет подключаться к серверам FTP, просматривать содержимое каталогов и загружать файлы с сервера или на сервер. Кроме того, возможен режим передачи файлов между серверами.

Протокол FTP является одним из старейших прикладных протоколов, появившимся задолго до HTTP, в 1971 году. Относится к протоколам прикладного уровня и для передачи данных использует транспортный протокол TCP. Команды и данные, в отличие от большинства других протоколов передаются по разным портам. Порт 20 используется для передачи данных, порт 21 для передачи команд. В случае, если передача файла была прервана по каким-либо причинам, протокол предусматривает средства для докачки файла, что бывает очень удобно при передаче больших файлов.

- NetBIOS (Network Basic Input/Output System) — протокол для работы в локальных сетях на персональных ЭВМ типа IBM/PC, разработан в виде интерфейса, который не зависит от фирмы-производителя. Он включает в себя интерфейс сеансового уровня (NetBIOS interface), в качестве транспортных протоколов использует TCP и UDP.

Особенностью NetBIOS является возможность его работы поверх разных протоколов, самыми распространёнными и известными из которых являются NetBEUI, IPX и стек протоколов TCP/IP; причём если старые версии Windows ориентировались на более лёгкие в реализации и менее ресурсоёмкие NetBEUI и IPX, то современные Windows ориентируются на TCP/IP. При использовании NetBEUI и

IPX NetBIOS сам обеспечивает надёжность доставки данных (функциональность SPX не использовалась), а при использовании TCP/IP надёжность доставки обеспечивает протокол TCP, за что удостоился отдельного имени «NBТ».

Интерфейс NetBIOS представляет собой стандартный интерфейс разработки приложений (API) для обеспечения сетевых операций ввода/вывода и управления низлежащим транспортным протоколом. Приложения, использующие NetBIOS API интерфейс, могут работать только при наличии протокола, допускающего использование такого интерфейса.

NetBIOS также определяет протокол, функционирующий на сеансовом/транспортном уровнях модели OSI. Этот протокол используется протоколами нижележащих уровней, такими как NBFР (NetBEUI) и NetBT для выполнения сетевых запросов ввода/вывода и операций, описанных в стандартном интерфейсном наборе команд NetBIOS. То есть NetBIOS сам не поддерживает выполнение файловых операций. Эта функция возлагается на протоколы нижележащих уровней, а сам NetBIOS обеспечивает только связь с этими протоколами и NetBIOS API интерфейс.

- Oracle Database поддерживает удаленные подключения клиентских приложений через сеть. Клиентские приложения и база данных взаимодействуют через Oracle Net, который является программным слоем, располагающимся как на удаленном компьютере, так и на сервере Oracle Database. Oracle Net устанавливает соединение между клиентским приложением и базой данных, и поддерживает обмен сообщениями между ними, используя протокол TCP/IP.

5.2.4. Анализ производительности сети кафедры в авторской программной системе

Для решения задачи анализа производительности компьютерных сетей в первую очередь необходима информация о сетевом трафике. Кроме решения этой задачи, она нужна также и по другим причинам. Это и аспекты безопасности, поиск узких мест для оптимизации структуры сети, отладка работы сети, контроль входящего/исходящего трафика для оптимизации работы разделяемого подключения

к сети Интернет др. Знание и прогнозирование характеристик потоков важно также для оптимального или близкого к нему управления ими в сетях.

При помощи бесплатной демоверсии программы NetFlow Analyzer был собран трафик в пакетах за периоды - день, неделя, месяц для его анализа. Один из таких трафиков по типам протоколов сети кафедры ВТ приведен на рис.5.13.



ApplicationIN Report

IP Group Name : VT

Report Start Time: 2009-04-28 08:15

Report End Time: 2009-04-28 21:02

Application	Traffic (434.81 MB)	Percentage of total traffic
HTTP_PROXY_UNPK	374.96 MB	86%
microsoft-ds	41.16 MB	9%
http	10.61 MB	2%
netmeeting	4.28 MB	1%
domain	1.05 MB	<1%
direct_connect	220.13 KB	<1%
icmp	183.79 KB	<1%

Рис.5.13 – Трафик сети кафедры по протоколам

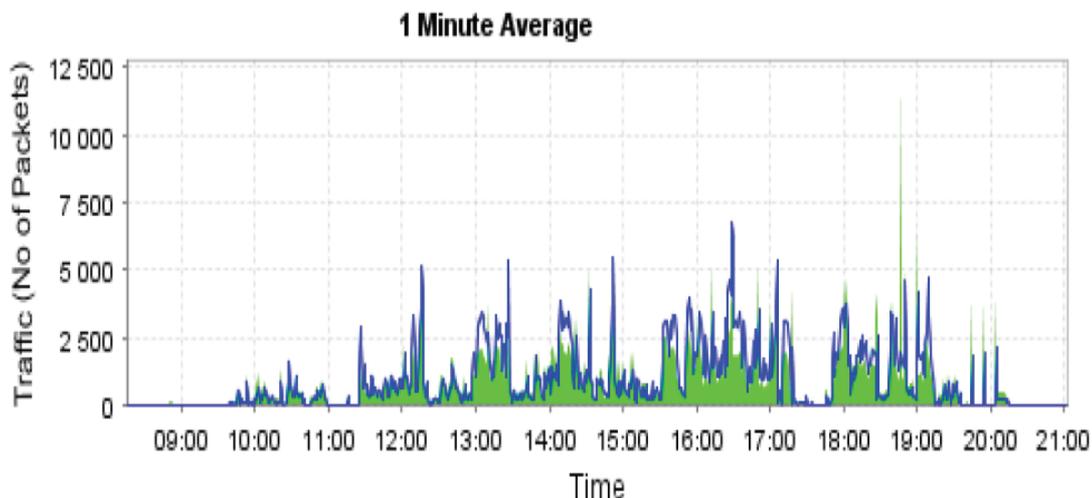
Из рис. 5.13 следует, что почти 90% (88%) от всего трафика, поступающего на сервер, составляет внешний трафик, а 97% трафика сети составляют пакеты, инициированные протоколами HTTP, FTP и NetBIOS, рассмотренными выше в п.5.2.2.

Ниже на рис. 5.14 приведен агрегированный трафик сети кафедры в пакетах в минуту за один рабочий день, т.е. исходный трафик как случайный процесс задан с поминутной дискретизацией.

Traffic Report

IP Group Name : VT Report Start Time: 2009-04-28 08:15
Report End Time: 2009-04-28 21:02

Graph : Packets



Category	Total	Max	Min	Avg	95th Percentile
Traffic IN	596925.0	12153.0	0.0	777,25	-
Traffic OUT	687150.0	6744.0	0.0	894,73	-

Рис.5.14 – Агрегированный трафик сети

По собранному трафику с поминутной дискретизацией (рис.5.14) определяем максимальную интенсивность поступления пакетов от маршрутизатора к серверу, равную 203 пакета/с (12153/60), где средняя длина пакета – 763 байта. Наружу, т.е. от сервера к маршрутизатору поступает по максимуму 112 пакетов/с (6744/60).

Подробное исследование этого трафика с его преобразованием к ступенчатому процессу поступления в терминах массового обслуживания показал, что коэффициент вариации времени между пакетами близок к 2 [5]. Поставим **первую задачу**: какую нагрузку на сеть создает такое максимальное значение трафика?

Ниже на рис. 5.15 приведены исходные данные к расчету модели сети кафедры (рис.5.4), а на рис.5.16 – результаты

расчетов сети по авторской программе [10]. Заметим, что в данной сети 8 устройств (см. рис.5.4).

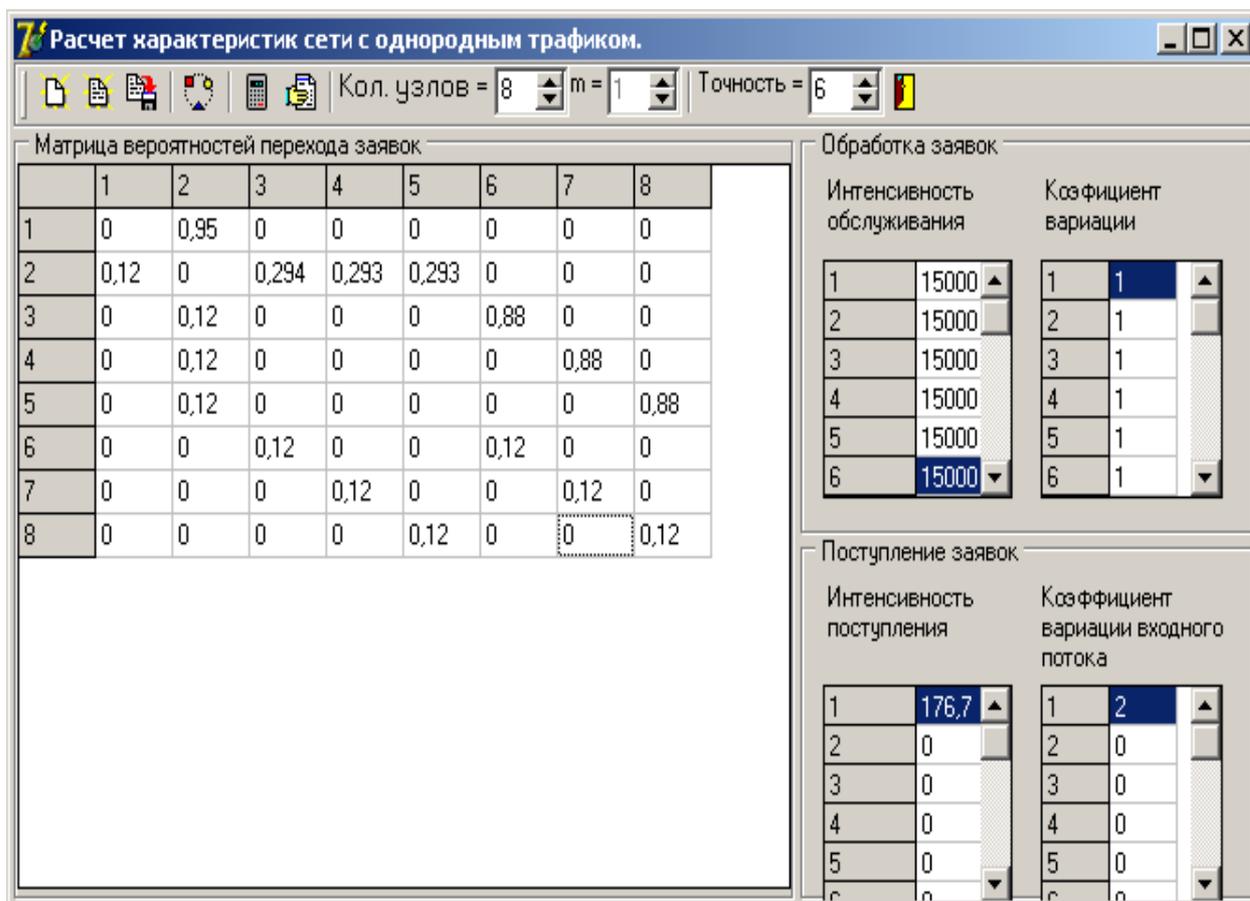


Рис. 5.15 – Исходные данные к расчету сети кафедры в авторской программе

Формирование исходных данных (рис. 5.15) требует пояснения. Для этого обратимся к уравнениям равновесия потоков (2.1.1) и (2.7.2). Уравнения (2.1.1) в данном случае принимают вид:

$$\left\{ \begin{array}{l} \lambda_1 = \lambda_{01} + 0,12\lambda_2 \\ \lambda_2 = 0,95 \lambda_1 + 0,12(\lambda_3 + \lambda_4 + \lambda_5) \\ \lambda_3 = 0,294\lambda_2 + 0,12 \lambda_6 \\ \lambda_4 = 0,293 \lambda_2 + 0,12\lambda_7 \\ \lambda_5 = 0,293 \lambda_2 + 0,12 \lambda_8 \\ \lambda_6 = 0,88 \lambda_3 + 0,12\lambda_6 \\ \lambda_7 = 0,88\lambda_4 + 0,12\lambda_7 \\ \lambda_8 = 0,88\lambda_5 + 0,12\lambda_8 \end{array} \right. \quad (5.7)$$

Здесь λ_{01} - интенсивность потока в 1-й узел извне, а λ_i - интенсивность на входе i -го узла ($i=1,2,\dots,8$). Входящий трафик, поступает в сеть на сервер (узел 1) с вероятностью $p_{01}=1$. Очевидно, что исходящий трафик сети также проходит через сервер. Вероятность передачи из первого узла ко второму (главный коммутатор) $p_{12} = 0,95$, т.к. примерно 5% трафика составляют обновления на сервере (см. рис.5.16). От главного коммутатора трафик поступает к трем второстепенным коммутаторам (узлы 3-5) и обратно на сервер. Расшифровка трафика на сервере (см. рис.5.12) показывает, что 88% трафика сети составляют внешние данные от Проху-сервера (маршрутизатора). Таким образом, интенсивность чисто внешнего трафика сети составляет примерно 177 пакетов/с, т.к мы рассматриваем максимальное значение интенсивности 203 пакета/с. Остальные 12% пакетов, т.е. около 26 пакетов генерируются рабочими станциями подсетей.

Поэтому вероятности передач $p_{21} = 0,12$, $p_{23} = p_{24} = p_{25} = 0,88/3 \approx 0,293$. Остальные строки матрицы вероятностей передач заполняются аналогично, только лишь с учетом разницы в последних 3-х строках. Здесь подсети LAN₁-LAN₃ сами генерируют пакеты (примерно 12% от всего объема трафика), поэтому $p_{66} = p_{77} = p_{88} = 0,12$. Столько же подсети LAN₁-LAN₃ передают данных на главный коммутатор (узел

2), т.е. $p_{63} = p_{74} = p_{85} = 0,12$. остальной трафик в модели сети покидает ее (оседает в подсетях).

Здесь наблюдается полная аналогия с моделями передачи данных на специализированном языке GPSS World, когда обслуженные требования уничтожаются.

Решение системы (5.7) снизу вверх дает: $\lambda_6 + \lambda_7 + \lambda_8 = \lambda_3 + \lambda_4 + \lambda_5$. Из уравнений 3-5 следует равенство $\lambda_3 + \lambda_4 + \lambda_5 = \lambda_2$, что показывает баланс потоков на главном и второстепенных коммутаторах. Из уравнения 2 следует $0,88 \lambda_2 = 0,95 \lambda_1$, а из первого $0,8705 \lambda_1 = \lambda_{01}$. Таким образом, если измеренное значение интенсивности трафика на сервере (узел 1) равно 203 пакета/с, то интенсивность потока извне $\lambda_{01} = 0,8705 \lambda_1 \approx 176,7$ пакета/с, что и задается в таблице рис. 5.15.

Уравнения равновесия относительно дисперсий (2.7.2) будут иметь следующий вид:

$$\left\{ \begin{array}{l} D_{\text{вх}1} = D(\Pi_{01} * \Pi_{2\text{вых},1}) \\ D_{\text{вх}2} = D(\Pi_{1\text{вых},2} * (\Pi_{3\text{вых},2} * (\Pi_{4\text{вых},2} * \Pi_{5\text{вых},2}))) \\ D_{\text{вх}3} = D(\Pi_{2\text{вых},3} * \Pi_{6\text{вых},3}) \\ D_{\text{вх}4} = D(\Pi_{2\text{вых},4} * \Pi_{7\text{вых},4}) \\ D_{\text{вх}5} = D(\Pi_{2\text{вых},5} * \Pi_{8\text{вых},5}) \\ D_{\text{вх}6} = D(\Pi_{3\text{вых},6} * \Pi_{6\text{вых},6}) \\ D_{\text{вх}7} = D(\Pi_{4\text{вых},7} * \Pi_{7\text{вых},7}) \\ D_{\text{вх}8} = D(\Pi_{5\text{вых},8} * \Pi_{8\text{вых},8}) \end{array} \right. , \quad (5.8)$$

где символ $D(\Pi_{ji} * \Pi_{ki})$ обозначает операцию вычисления дисперсии двух агрегируемых выходных потоков Π_{ji} и Π_{ki} , идущих от узлов с номерами j и k на вход i -го узла (см. главу 2).

Результаты вычислений по программе анализа производительности компьютерных сетей на основе аппроксимативного подхода приведены ниже на рис.5.16.

7 Результаты								
Узловые характеристики:								
Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	203,0	219,1	73,2	73,0	73,0	73,2	73,0	73,0
Загрузка	0,014	0,015	0,005	0,005	0,005	0,005	0,005	0,005
Ср. время ожидания	0,000002	0,000002	0,000000	0,000000	0,000000	0,000000	0,000000	0,000000
Ср. длина очереди	0,000425	0,000450	0,000031	0,000030	0,000030	0,000029	0,000029	0,000029
Ср. задержка (время отклика)	0,000069	0,000069	0,000067	0,000067	0,000067	0,000067	0,000067	0,000067
Ср. число заявок	0,013959	0,015060	0,004912	0,004895	0,004895	0,004910	0,004893	0,004893
Сетевые характеристики:								
Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)		Ср. длина очереди		Производительность			
0,000006	0,000331		0,001054		0,058416			
Время расчета: 0,016с								

Рис. 5.16 – Результаты расчетов входного трафика сети кафедры

Анализ полученных результатов будет проведен в п. 5.3.

Замечание.

При решении данной задачи мы фактически разделили входящий трафик сети на 2 класса: внешний (протокол HTTP) и внутренний (все остальные протоколы - см. рис.5.12). Для этого вернемся к уравнениям равновесия потоков (2.9.1):

$$\lambda_i^{(m)} = \lambda_{0i}^{(m)} + \sum_{j=1}^n p_{ji}^{(m)} \lambda_j^{(m)}, \text{ где } m \text{ определяет класс (тип)}$$

требований, поступающих в систему. Тогда для внешнего потока (для 1-го класса требований) $\lambda_{01}^{(1)} = 176,7$, а для 2-го класса требований $\lambda_{01}^{(2)} = 0$. Таким образом, пакеты трафика класса 1 циркулируют в открытой сети, покидая ее, а класса 2 (около 26 пакетов) – в замкнутой сети. Такой подход предложен в связи с тем, что подобные ЛВС могут функционировать и без сети Интернет. В

телекоммуникационных же сетях в связи с тем, что элементы матрицы вероятностей передач p_{ij} принимают значения 0 при $i=j$ и 1 при $i \neq j$, такой подход не применим.

Это наиболее общий случай сети массового обслуживания рассмотренной в [11], когда некоторые классы требований циркулируют в открытой сети МО, другие классы требований – в замкнутой сети МО. При этом процесс поступления требований в [11] считается простейшим, а распределения времени обслуживания произвольны, но с рациональными преобразованиями Лапласа.

Таким образом, в [11] предложено решение для достаточно общей сети массового обслуживания, которая допускает различные классы требований, весьма интересные дисциплины обслуживания и довольно общие распределения времени обслуживания. Это дает довольно общую модель вычислительной системы со многими ресурсами, широко используемую в настоящее время применительно к вычислительной технике.

В нашем же случае, как процесс поступления, так и процесс обслуживания могут иметь произвольные распределения, тем самым класс решаемых задач расширяется.

Выше были проведены расчеты входящего трафика. Для моделирования и расчета исходящего трафика для данной сети в связи с идентичностью 3-х ее подсетей, воспользуемся той же матрицей вероятностей передач, что и для входящего трафика (рис. 5.15). В других же случаях, требуется определить элементы этой матрицы. При этом учитываем, что интенсивность исходящего трафика «становится» интенсивностью входящего трафика (рис. 5.17). Тогда за величину входящего трафика примем значение $\lambda_{01} = 0,8705\lambda_1 \approx 97,5$ пакетов/с (87% от 112 пакетов/с). Результаты моделирования и расчета исходящего трафика приведены на рис. 5.18.

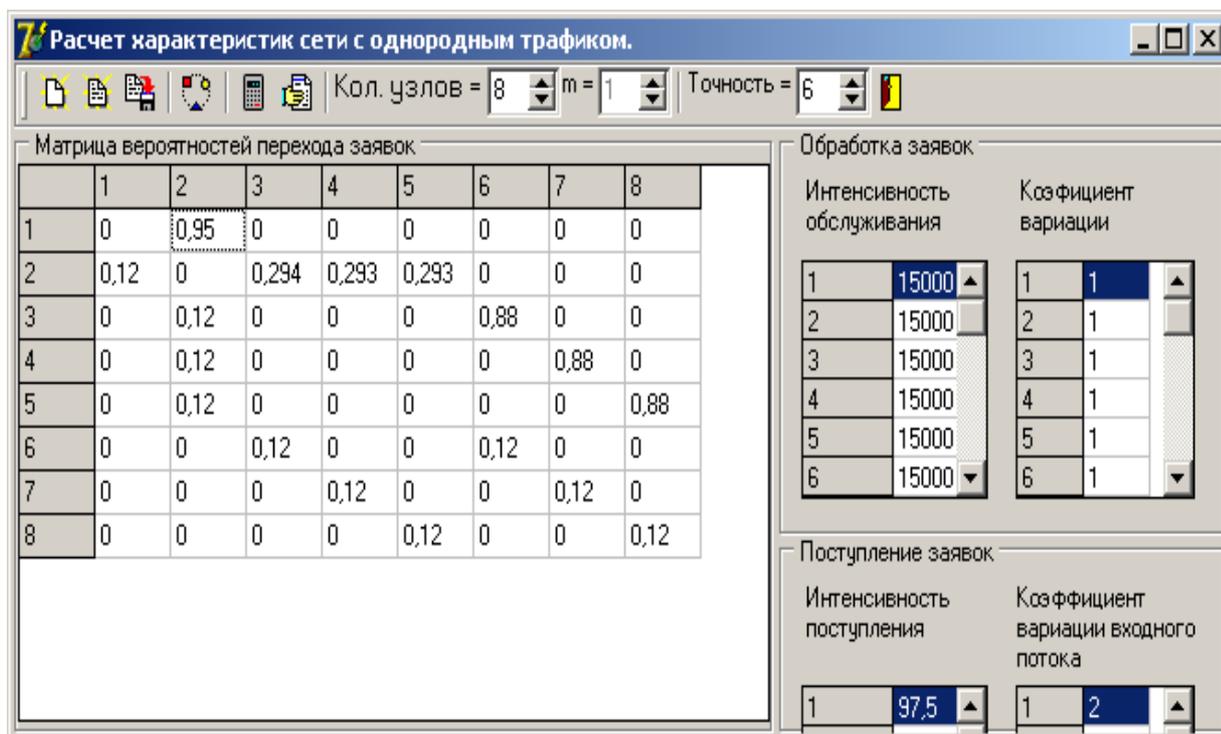


Рис.5.17 – Исходные данные к расчету исходящего трафика

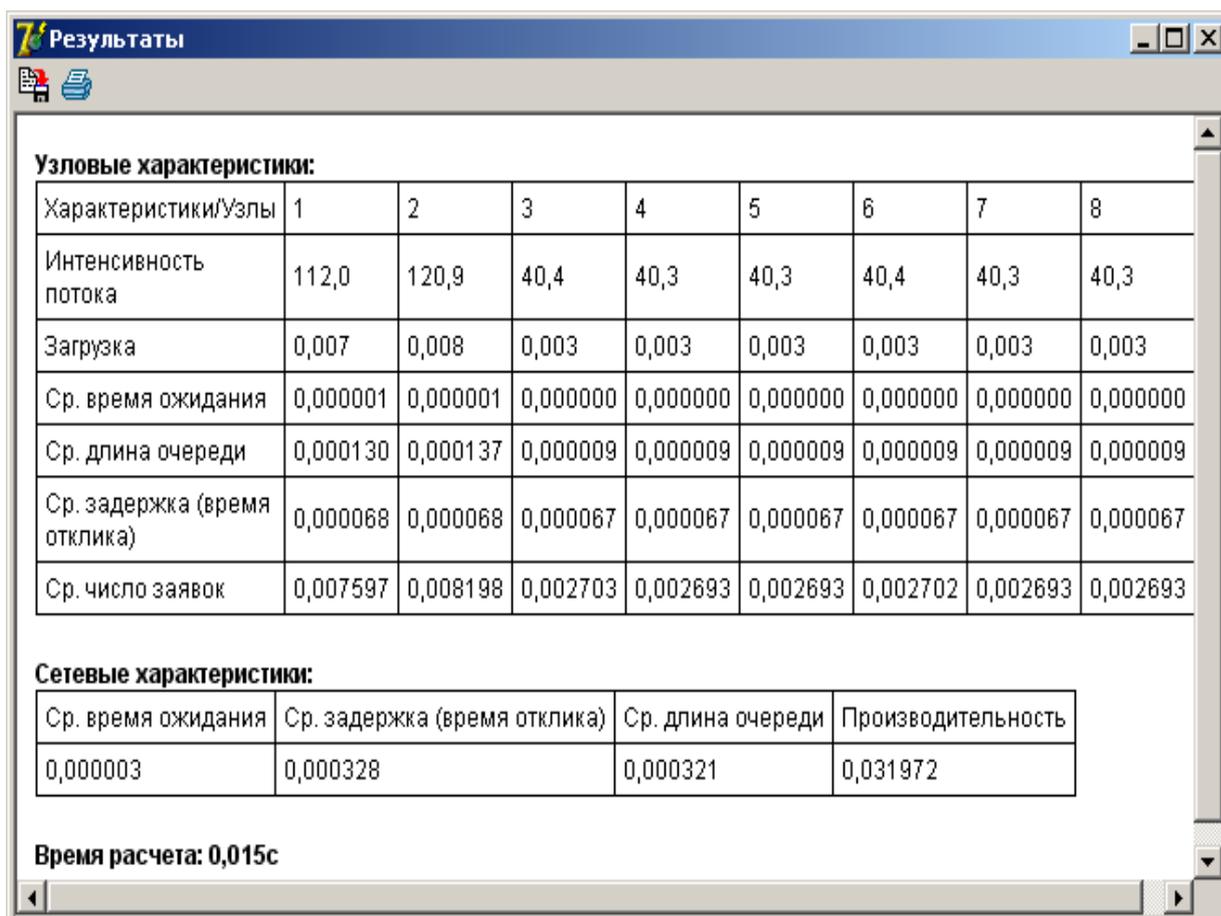


Рис.5.18 – Результаты расчетов для исходящего трафика сети кафедры

Второй способ моделирования таких сетей заключается в том, что можно не делить трафик на чисто внешний и внутренний, а рассматривать его как единый агрегированный трафик. Тогда на вход сети подадим трафик с интенсивностью 203 пакета/с. Сервер также генерирует данные с интенсивностью до 17 пакетов/с. Элементы матрицы вероятностей тогда также изменятся (см. рис. 5.19). Исходные данные для моделирования входящего трафика по второму способу и результаты расчета приведены на рис. 5.19 и 5.20 соответственно.

7 Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 8 m = 1 Точность = 6

Матрица вероятностей перехода заявок

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	1	0	0	0	0	0	0
2	0	0	0,3334	0,3333	0,3333	0	0	0
3	0	0	0	0	0	1	0	0
4	0	0	0	0	0	0	1	0
5	0	0	0	0	0	0	0	1
6	0	0	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0	0
8	0	0	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания		Коэффициент вариации	
1	15000	1	1
2	15000	2	1
3	15000	3	1
4	15000	4	1
5	15000	5	1
6	15000	6	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления		Коэффициент вариации входного потока	
1	203	1	2
2	17	2	1

Рис. 5.19 – Исходные данные к расчету входящего трафика сети кафедры без разделения трафика

Узловые характеристики:

Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	203,0	220,0	73,3	73,3	73,3	73,3	73,3	73,3
Загрузка	0,014	0,015	0,005	0,005	0,005	0,005	0,005	0,005
Ср. время ожидания	0,000002	0,000002	0,000000	0,000000	0,000000	0,000000	0,000000	0,000000
Ср. длина очереди	0,000458	0,000440	0,000032	0,000032	0,000032	0,000032	0,000032	0,000032
Ср. задержка (время отклика)	0,000069	0,000069	0,000067	0,000067	0,000067	0,000067	0,000067	0,000067
Ср. число заявок	0,013991	0,015106	0,004922	0,004921	0,004921	0,004922	0,004921	0,004921

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,000003	0,000203	0,001091	0,058624

Время расчета: 0,063с

Рис. 5.20 – Результаты расчета входящего трафика сети кафедры без разделения трафика

Аналогично рассчитывается и исходящий трафик этой сети. Сравнение результатов двух способов (рис.5.16 и 5.20), показывают их практическое совпадение. Выбор же того или иного способа будет зависеть от характера задачи.

Далее полученные результаты численного моделирования по программе [10] сопоставим с результатами имитационного моделирования.

5.3. Имтитационное моделирование сети кафедры в системе Opnet Modeler

Для моделирования данной сети в пакете Opnet Modeler, задаем в модели сети кафедры (см. рис. 5.4) полученные выше интенсивности 203 и 112 пак/с трафика в соответствующих направлениях, от маршрутизатора к серверу и наоборот (рис. 5.21 и 5.22). Длительность

моделирования укажем один рабочий день (модельное время).

Затем весь входящий и исходящий трафики делим поровну между 3-мя подсетями. Это связано с тем, что количество рабочих станций в классах одинаково, и получаем интенсивность на входе каждой подсети 67 пак/с, а на выходе - 37 пак/с. Зададим эти значения интенсивностей трафика в соответствующих направлениях для всех трех подсетей, как это показано на рис.5.23 и 5.24 для первой подсети.

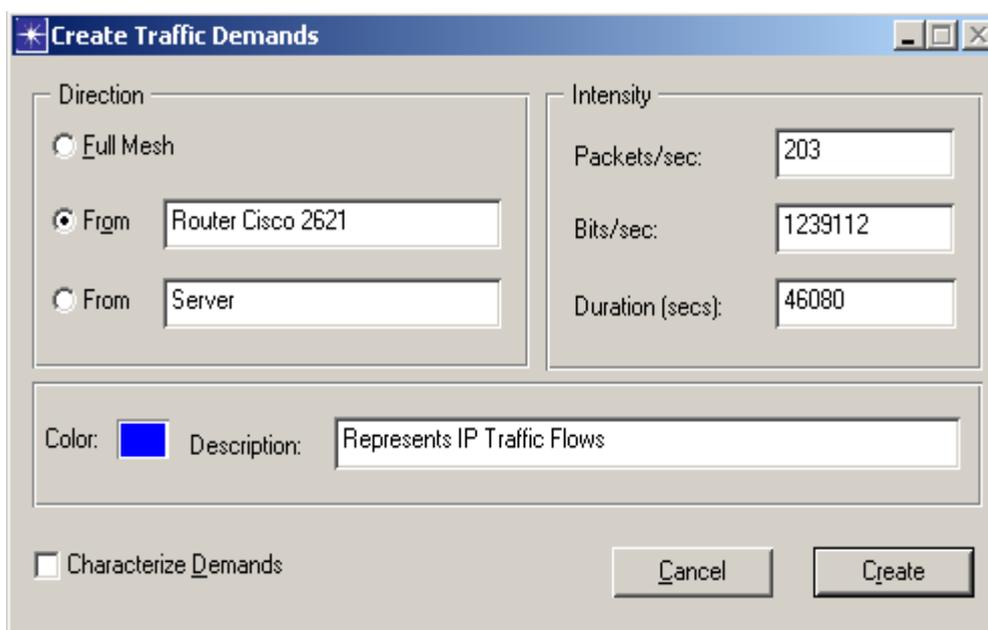


Рис.5.21 – Задание входящего трафика сети кафедры

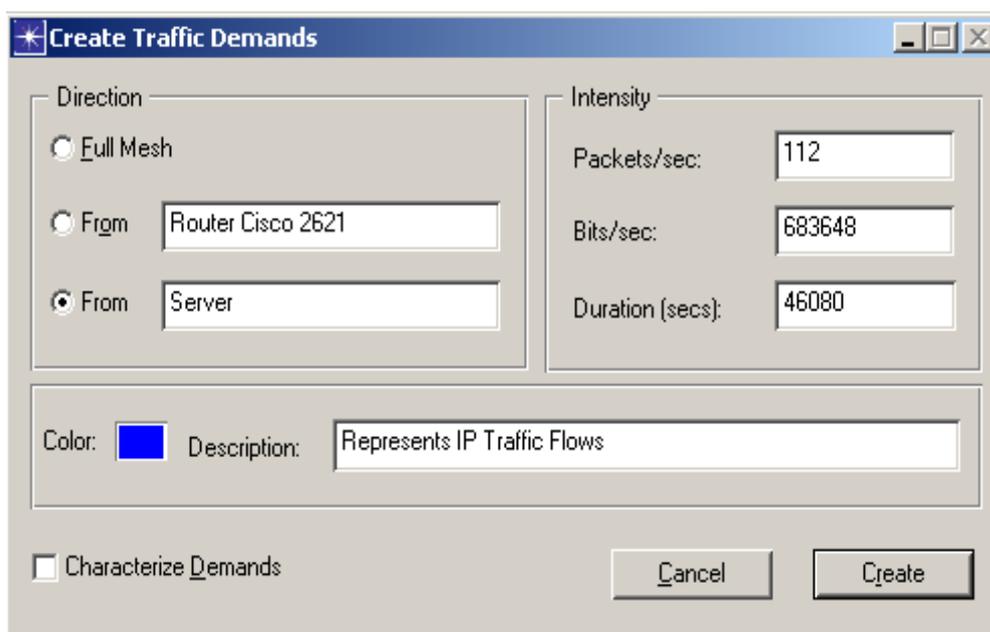


Рис.5.22 – Задание исходящего трафика сети кафедры

Очевидно, что здесь мы явно учитываем идентичность подсетей. Однако в других случаях необходимо учитывать реальное количество рабочих станций в подсетях и входящий трафик делить пропорционально их количеству в каждой подсети.

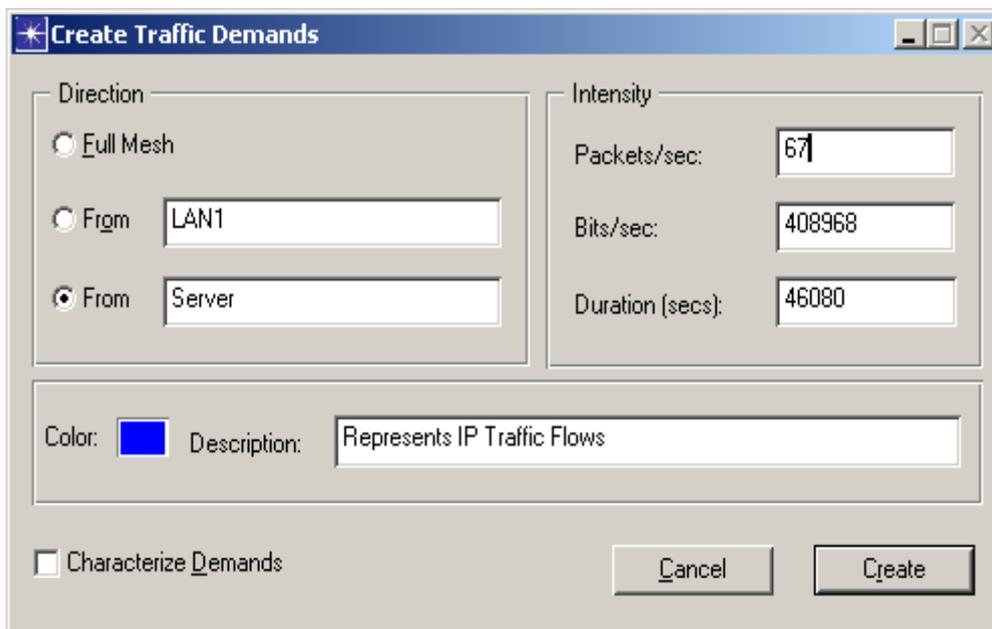


Рис.5.23 – Задание входящего трафика в подсети

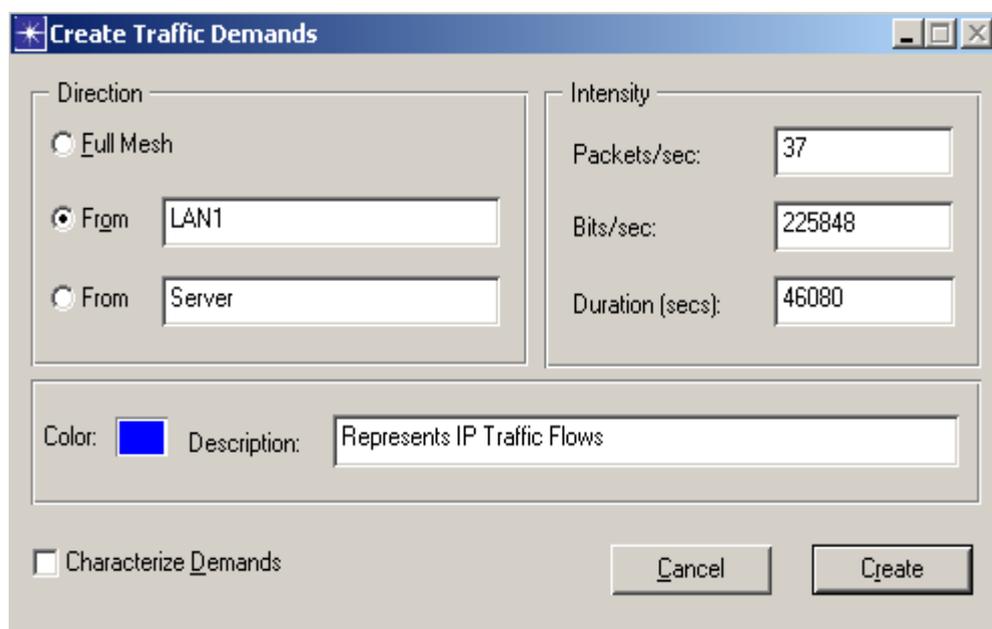


Рис.5.24 – Задание исходящего трафика в подсети

В результате прогона модели получаем следующие данные по загрузкам каналов, как это показано на рис. 5.25.

Сравнение результатов, приведенных на рис. 5.16, 5.18, (численное моделирование) и 5.25 (имитационное моделирование) показывает их совпадение до доли процента. Эти результаты показывают, что загрузки каналов связи на 100 Мбит/с малы, т.к. максимальная загрузка составляет всего 1,5%.

По-видимому, такая ситуация имеет место во всех подобных ЛВС. Это позволяет сделать следующее утверждение:

- такие ЛВС имеют большой запас производительности, т.е. входящий трафик может быть увеличен в несколько десятков раз при условии, что эта сеть работает автономно вне связи с другими сетями;

- очевидно, что реальные загрузки каналов связи и узлов, будут еще меньше, т.к. мы рассматриваем поведение сети при максимальном значении входящего трафика;

- следовательно, существует резерв по пропускной способности, позволяющий задействовать в сети дополнительные сетевые приложения.

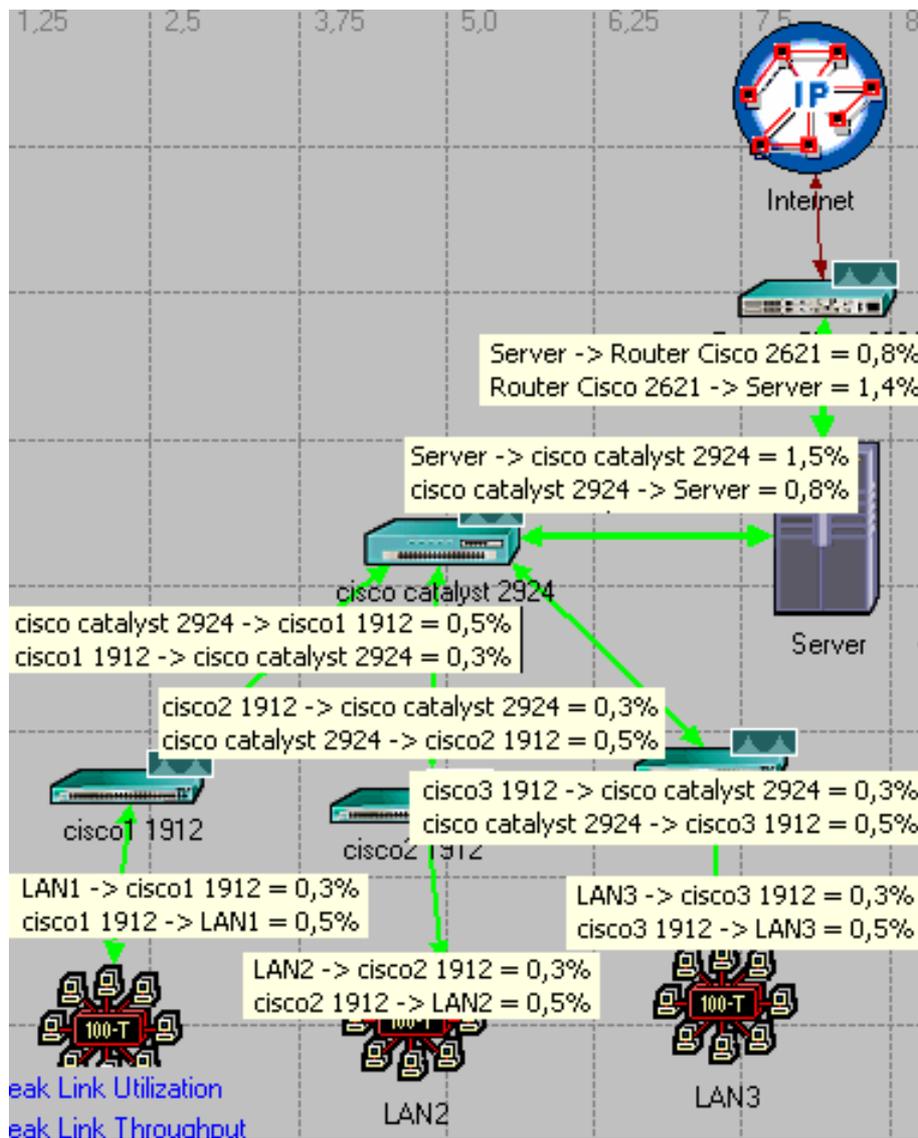


Рис. 5.25 – Результаты имитационного моделирования сети кафедры в системе OPNET Modeler

Для наглядности на рис. 5.26 приведены результаты имитации сети при симметричном трафике: входящий и исходящий трафики равны и составляют 2190 пакетов/с.

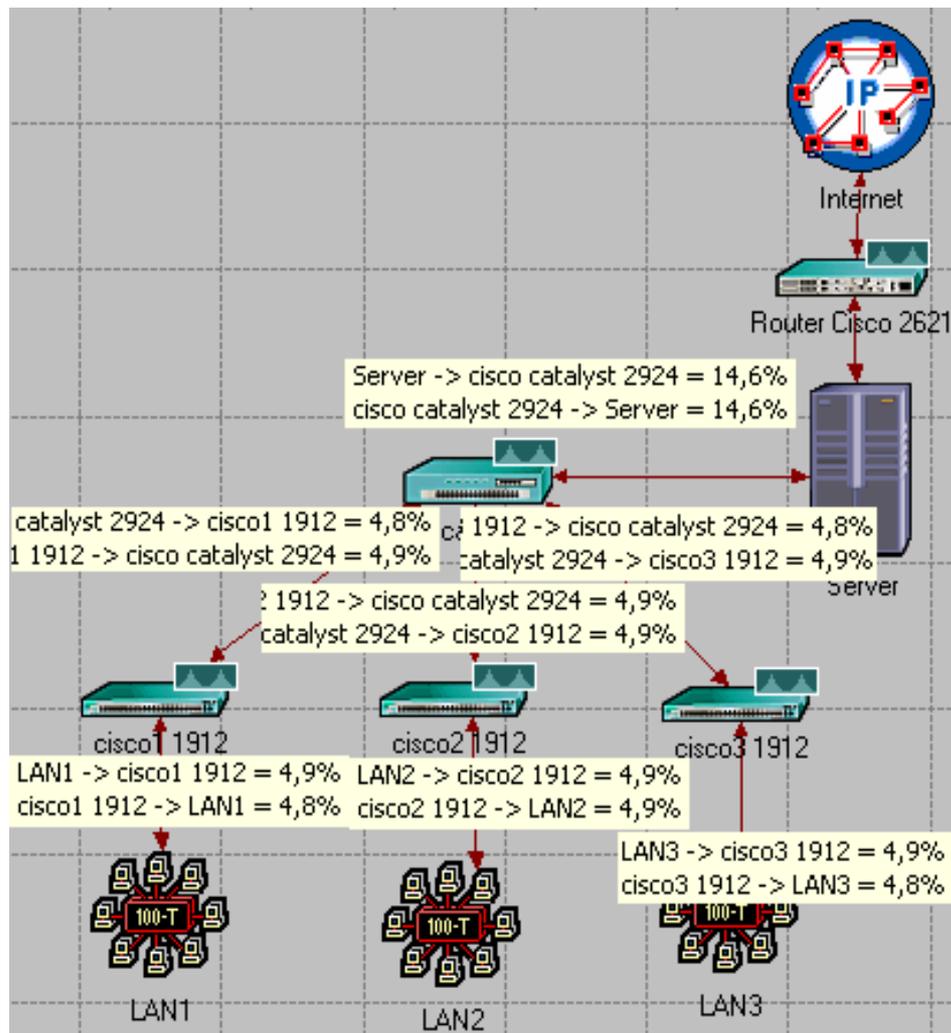


Рис. 5.26 – Результаты имитационного моделирования при симметричном трафике

Действительно, увеличение трафика в десять с лишним раз приводит к такому же увеличению нагрузки на все каналы связи сети.

Согласно последней части утверждения, добавление приложений сети может увеличить нагрузку на каналы. Поэтому в первоначальную модель сети добавим приложение – работу с базами данных с помощью СУБД Oracle. По-видимому, такие приложения могут увеличить нагрузку только лишь на внутренние каналы связи, но не на внешние. Такой факт предоставляют нам результаты моделирования, приведенные на рис. 5.27. Эти данные показывают на увеличение нагрузки на внутренние каналы и то лишь незначительное.

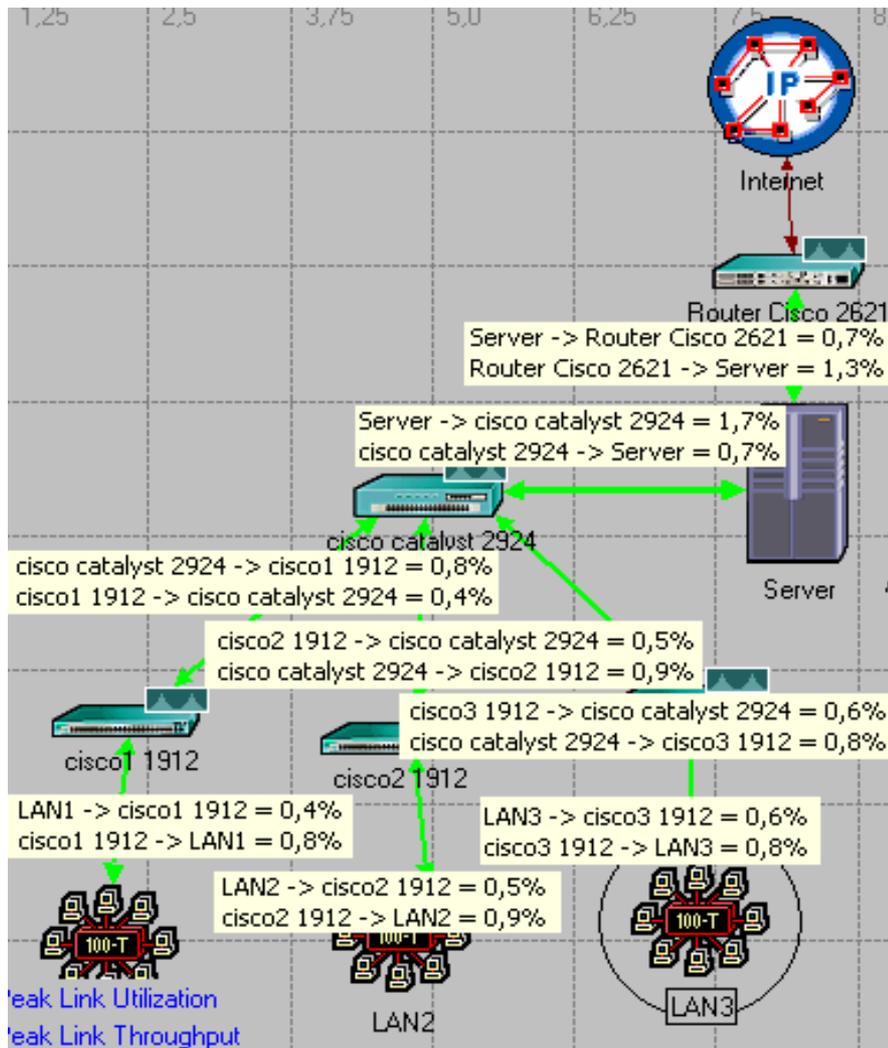


Рис. 5.27 – Результаты имитационного моделирования сети с добавленным приложением

В заключение по анализу сети кафедры отметим, что при ее исследовании как численным, так и имитационным моделированием, нами явно использован метод декомпозиции. Метод декомпозиции сети на подсети упрощает ее исследование, а учет трафика при этом повышает достоверность моделирования. Таким образом, результаты моделирования вполне адекватно могут отражать процессы функционирования реальных сетей.

Другие показатели производительности сети приведены в следующем пункте.

5.4. Моделирование сети кампуса

Нами ставилась задача промоделировать компьютерную сеть 14-го и 15-го корпусов (двух факультетов), представляющую собой часть корпоративной сети Оренбургского государственного университета и проанализировать полученные результаты на предмет ее возможной модернизации. Данная сеть состоит из 11 подсетей 2-х факультетов, главного коммутатора, сервера и маршрутизатора, показанных на рис. 5.28.

Подсети здесь представляют собой отдельные ЛВС кафедр и деканатов, объединенные в общую сеть каналами связи на 100 Мбит/с. В качестве такой подсети в предыдущем разделе рассмотрена ЛВС кафедры вычислительной техники. Следует заметить, что все подсети в основном отличаются друг от друга только количеством рабочих станций.

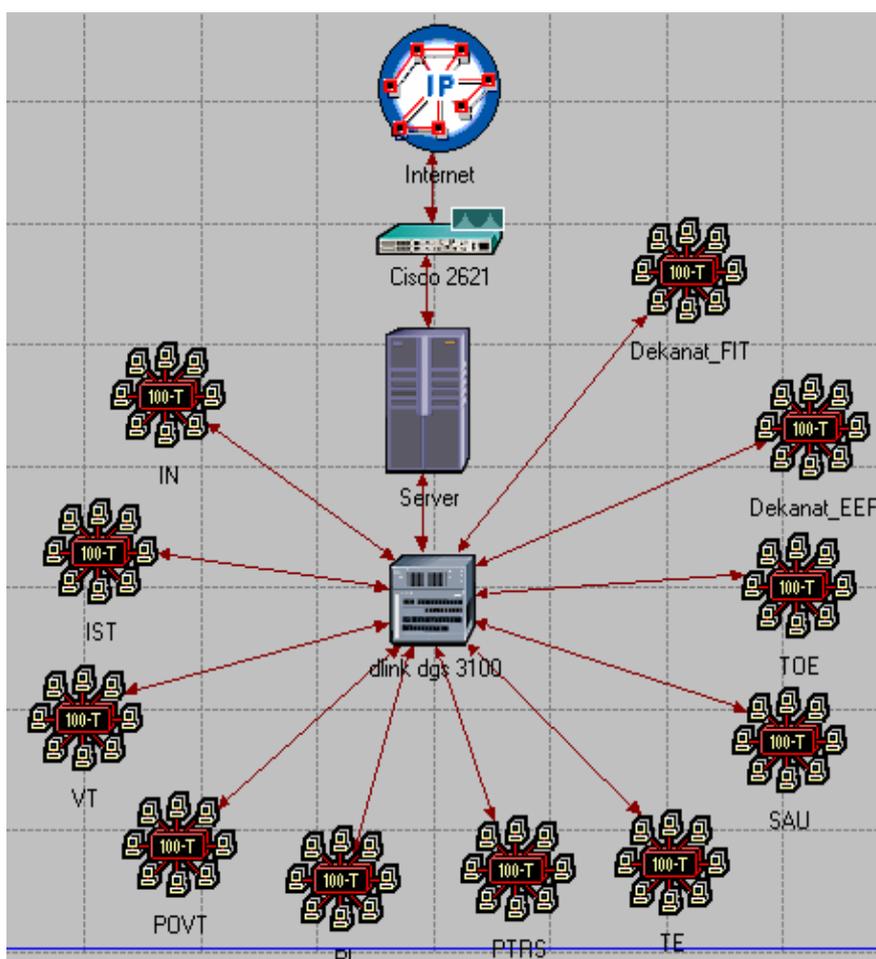


Рис. 5.28 – Модель сети 2-х факультетов ОГУ

5.4.1. Анализ трафика и моделирование сети в авторской программе

Как было отмечено выше, неотъемлемой частью анализа любой компьютерной сети является сбор и анализ циркулирующего в ней сетевого трафика. Необходимость анализа сетевого трафика может возникнуть по нескольким причинам. Кроме показателей производительности, это и аспекты безопасности, поиска узких мест для оптимизации структуры сети, отладки работы сети, контроля входящего/исходящего трафика для оптимизации работы разделяемого подключения к сети Интернет др.

При помощи бесплатной демоверсии программы NetFlow Analyzer был собран трафик в пакетах за периоды - день, неделя, месяц для всех подсетей и всей сети в целом для его анализа. Один из таких трафиков исследуемой сети приведен на рис. 5.29.

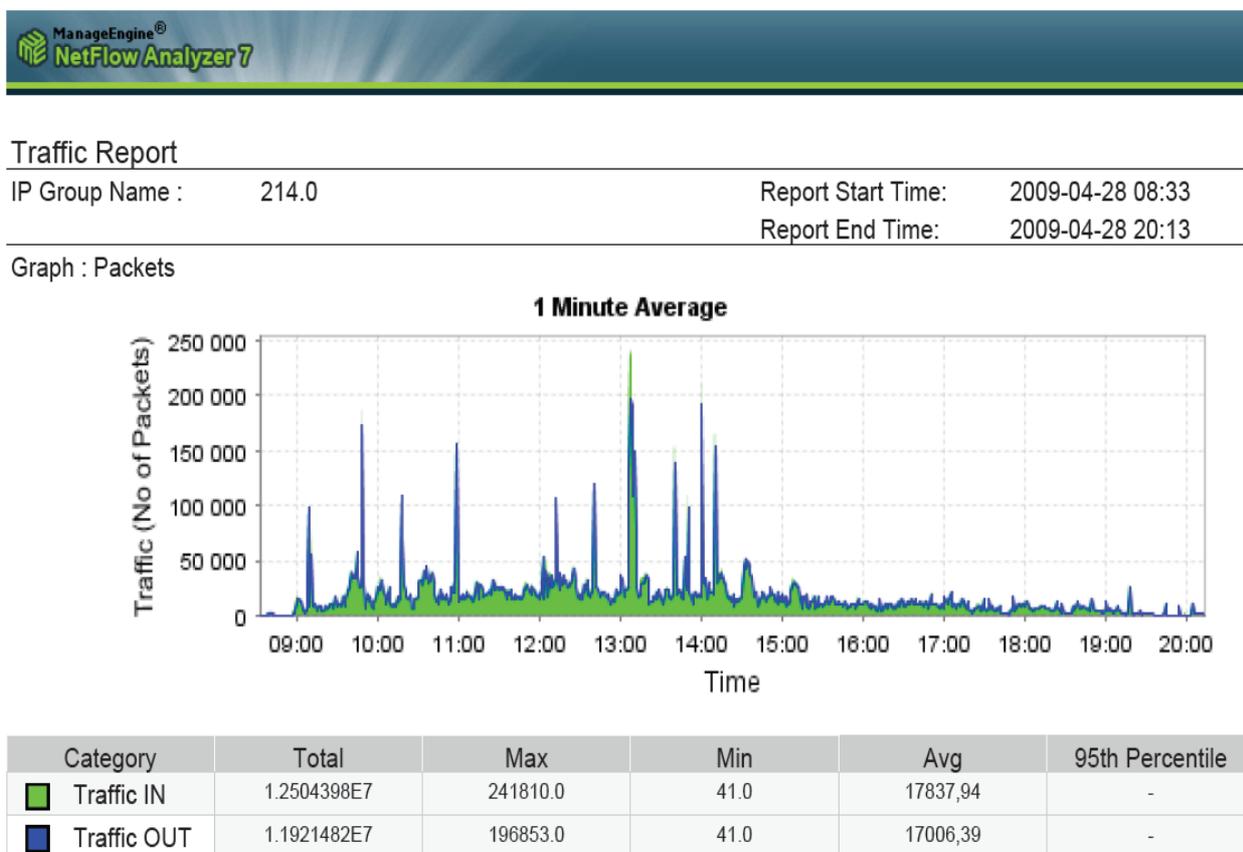


Рис. 5.29 – Трафик сети факультетов в пакетах за один день

По собранному трафику определяем максимальную интенсивность поступления пакетов от маршрутизатора к серверу равную 4030 пакетов/с. Наружу, т.е. от сервера к маршрутизатору поступает по максимуму 3280 пакетов/с.

Расшифровка трафика по протоколам приведена на рис. 5.30.



ApplicationIN Report

IP Group Name : 214.0

Report Start Time: 2009-04-28 08:33

Report End Time: 2009-04-28 20:13

Application	Traffic (8.6 GB)	Percentage of total traffic
HTTP_PROXY_UNPK	4.53 GB	53%
HTTP-Proxy	3.25 GB	38%
TCP_App	341.02 MB	4%
microsoft-ds	222.34 MB	3%
kpop	106.65 MB	1%
domain	49.95 MB	1%
http	32.5 MB	<1%
netbios-ssn	12.02 MB	<1%
netbios-ns	9.02 MB	<1%
smtp	8.6 MB	<1%
pop3	4.25 MB	<1%
netbios-dgm	4.09 MB	<1%
kazaa	3.64 MB	<1%
rmiregistry	2.08 MB	<1%
citrix_metaframe	1.51 MB	<1%
orbix-config	1.37 MB	<1%
ms-sql-s	1.32 MB	<1%
msmq	1.28 MB	<1%
wins	1.15 MB	<1%
jboss-iiop-ssl	1.04 MB	<1%
lotusnote	1.03 MB	<1%
rmiactivation	1.02 MB	<1%

Рис. 5.30 – Структура данных во входящем трафике

Из рисунка 5.30 видно, что 91% трафика составляют данные, поступающие из Интернета (протокол HTTP). Тогда только 9% из всех пакетов входящего трафика, являются внутренними. Результаты анализа трафика за 3 месяца

показывают, что все основные потоки проходят или через центральный коммутатор, или в пределах одного сегмента, ограниченного портом центрального коммутатора. Весь трафик между разрозненными пользователями не превышает 6,5%, причем 5,1% из них – это широковещательный трафик. Причем 84% всего трафика проходит через центральный коммутатор к серверам подразделений.

Аналогично обстоит дело и с исходящим трафиком. Исходя из таких сведений, и составим матрицу вероятностей передач (рис.5.31). Количество рабочих станций в подсетях, а также данные по трафику, приведены в таблице 5.10.

Дополнительные исследования данного трафика показали [5], что коэффициент вариации времени между пакетами примерно равен 2.

Поставим **задачу**: какую нагрузку на эту сеть создает такой максимальный трафик в 4030 пакетов/с и каковы остальные показатели производительности сети? Очевидно, что при остальных значениях интенсивности трафика нагрузка на сеть и задержки будут меньше.

Для корректной подготовки исходных данных, воспользуемся известной информацией о подсетях и их трафике.

Таблица 5.10

Подсеть	Количество рабочих станций	Вх.трафик, пак/с	Исх.трафик, пак/с
ИН	37	420	340
ИСТ	40	452	375
ВТ	55	210	113
ПОВТ	73	820	654
ПИ	24	280	220
ПТРС	31	370	279
ТЭ	15	190	144
САУ	22	260	203
ТОЭ	22	260	203
Дек_ЕЕФ	12	376	310
Дек_ФИТ	10	32	599
Всего		3670	3440

а)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 13 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	0,84	0	0	0	0	0	0
2	0,09	0	0,104	0,112	0,052	0,203	0,069	0,092
3	0	0,09	0,09	0	0	0	0	0
4	0	0,09	0	0,09	0	0	0	0
5	0	0,09	0	0	0,09	0	0	0
6	0	0,09	0	0	0	0,09	0	0
7	0	0,09	0	0	0	0	0,09	0
8	0	0,09	0	0	0	0	0	0,09
9	0	0,09	0	0	0	0	0	0
10	0	0,09	0	0	0	0	0	0
11	0	0,09	0	0	0	0	0	0
12	0	0,09	0	0	0	0	0	0
13	0	0,09	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания	Кэффициент вариации
1 15000	1 1
2 15000	2 1
3 15000	3 1
4 15000	4 1
5 15000	5 1
6 15000	6 1

Поступление заявок

Интенсивность поступления	Кэффициент вариации входного потока
1 3695,2	1 2
2 0	2 0
3 0	3 0
4 0	4 0

б)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 13 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	8	9	10	11	12	13
1	0	0	0	0	0	0
2	0,092	0,047	0,065	0,065	0,093	0,008
3	0	0	0	0	0	0
4	0	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0
8	0,09	0	0	0	0	0
9	0	0,09	0	0	0	0
10	0	0	0,09	0	0	0
11	0	0	0	0,09	0	0
12	0	0	0	0	0,09	0
13	0	0	0	0	0	0,09

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания	Кэффициент вариации
1 15000	1 1
2 15000	2 1
3 15000	3 1
4 15000	4 1
5 15000	5 1
6 15000	6 1

Поступление заявок

Интенсивность поступления	Кэффициент вариации входного потока
1 3695,2	1 2
2 0	2 0
3 0	3 0
4 0	4 0

Рис. 5.31 – Исходные данные для численного моделирования сети: а)-начало и б)-продолжение таблицы

Дадим некоторые пояснения к оформлению исходных данных. От маршрутизатора Cisco 2621 данные поступают на прокси-сервер (узел 1) и далее на главный коммутатор (узел 2) (примерно 84% данных). Остальные 16% трафика относятся к различного рода обновлениям (примерно 5%), а также часть пакетов отбрасывается с применением политики безопасности. Таким образом, на входе главного коммутатора (узел 2) с учетом 9% -го внутреннего трафика, должно быть около 3670 пакетов/с.

В матрице вероятностей передач элементы $p_{12}=0,84$, $p_{21}=0,09$. Остальные вероятности во второй строке определены исходя из объема трафика в подсетях (см. табл. 5.10). Например, $p_{23}=420/4030 \approx 0,104$, $p_{24}=452/4030 \approx 0,112, \dots, p_{2,13}=32/4030 \approx 0,008$. Подсети, начиная с 3-го номера по 13-й, генерируют и передают на главный коммутатор внутренний трафик (всего 9%). Таким образом, вероятности $p_{32}=p_{33}=p_{42}=p_{44}=\dots=p_{13,2}=p_{13,13}=0,09$. По полученной матрице вероятностей передач запишем уравнения равновесия потоков:

$$\left\{ \begin{array}{l} \lambda_1 = \lambda_{01} + 0,09\lambda_2 \\ \lambda_2 = 0,84\lambda_1 + 0,09(\lambda_3 + \lambda_4 + \dots + \lambda_{13}) \\ \lambda_3 = 0,104 \lambda_2 + 0,09\lambda_3 \\ \lambda_4 = 0,112 \lambda_2 + 0,09\lambda_4 \\ \lambda_5 = 0,055 \lambda_2 + 0,09\lambda_5 \\ \lambda_6 = 0,2 \lambda_2 + 0,09\lambda_6 \\ \lambda_7 = 0,069 \lambda_2 + 0,09\lambda_7 \\ \lambda_8 = 0,092 \lambda_2 + 0,09\lambda_8 \\ \lambda_9 = 0,048 \lambda_2 + 0,09\lambda_9 \\ \lambda_{10} = 0,063 \lambda_2 + 0,09\lambda_{10} \\ \lambda_{11} = 0,063 \lambda_2 + 0,09\lambda_{11} \\ \lambda_{12} = 0,098 \lambda_2 + 0,09\lambda_{12} \\ \lambda_{13} = 0,006 \lambda_2 + 0,09\lambda_{13}. \end{array} \right. \quad (5.9)$$

Решение системы (5.9) снизу вверх дает: $(\lambda_3 + \lambda_4 + \dots + \lambda_{13}) = 0,91\lambda_2 + 0,09(\lambda_3 + \lambda_4 + \dots + \lambda_{13})$. Отсюда $\lambda_2 = \lambda_3 + \lambda_4 + \dots + \lambda_{13}$, что означает выполнение баланса потоков на главном коммутаторе и показывает правильность модели. Дальнейшее решение системы (5.9) дает $0,9169\lambda_1 = \lambda_{01}$, откуда следует, что интенсивность трафика извне от маршрутизатора к серверу равна $\lambda_{01} = 4030 \cdot 0,9169 = 3695,2$ пакетов/с.

Аналогичный вид имеет, и система уравнений равновесия относительно дисперсий интервалов времени между пакетами. Только лишь заметим, что в этом случае мультиплексирование потоков происходит в каждом узле сетевой модели (см. систему 5.10), и вероятностное разрежение – для всех потоков.

Ниже, на рис. 5.32 приведены результаты численного моделирования данной сети в авторской программе для входящего трафика. Аналогично смоделируем исходящий трафик. Максимальное значение интенсивности исходящего трафика было 3280 пакетов/с. Тогда значение $\lambda_{01} = 3280 \cdot 0,906 = 2971,8$ пакетов/с. Ниже, на рисунке 5.33 приведены исходные данные для моделирования, а на рисунке 5.34 – результаты моделирования по программе [10].

Сравнение полученных результатов проведем после имитационного моделирования данной сети.

а)

Узловые характеристики:

Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	4030,0	3720,0	425,1	457,8	212,6	829,8	282,1	376,1
Загрузка	0,263	0,243	0,028	0,030	0,014	0,054	0,018	0,025
Ср. время ожидания	0,00006	0,00004	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000
Ср. длина очереди	0,24765	0,16147	0,00084	0,00098	0,00020	0,00344	0,00036	0,00065
Ср. задержка (время отклика)	0,00013	0,00011	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007
Ср. число заявок	0,51104	0,40461	0,02863	0,03090	0,01409	0,05767	0,01879	0,02523

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,00011	0,00032	0,41705	1,16673

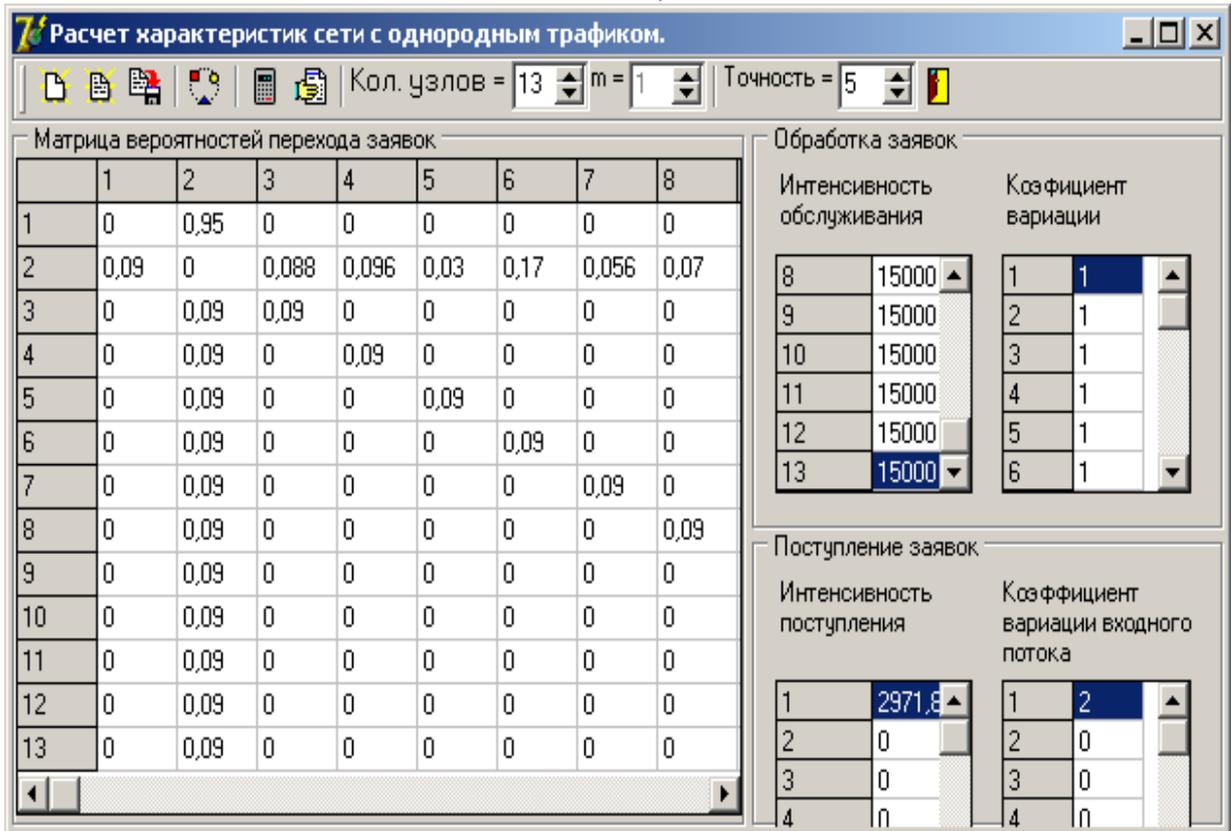
Время расчета: 0,218с

б)

8	9	10	11	12	13
376,1	192,1	265,7	265,7	380,2	32,7
0,025	0,013	0,017	0,017	0,025	0,002
0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000
0,00065	0,00016	0,00032	0,00032	0,00066	0,00000
0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007
0,02523	0,01272	0,01768	0,01768	0,02551	0,00214

Рис. 5.32 – Результаты расчетов сети факультетов для входящего трафика по авторской программе: а) – начало таблицы, б) - продолжение таблицы

а)



б)

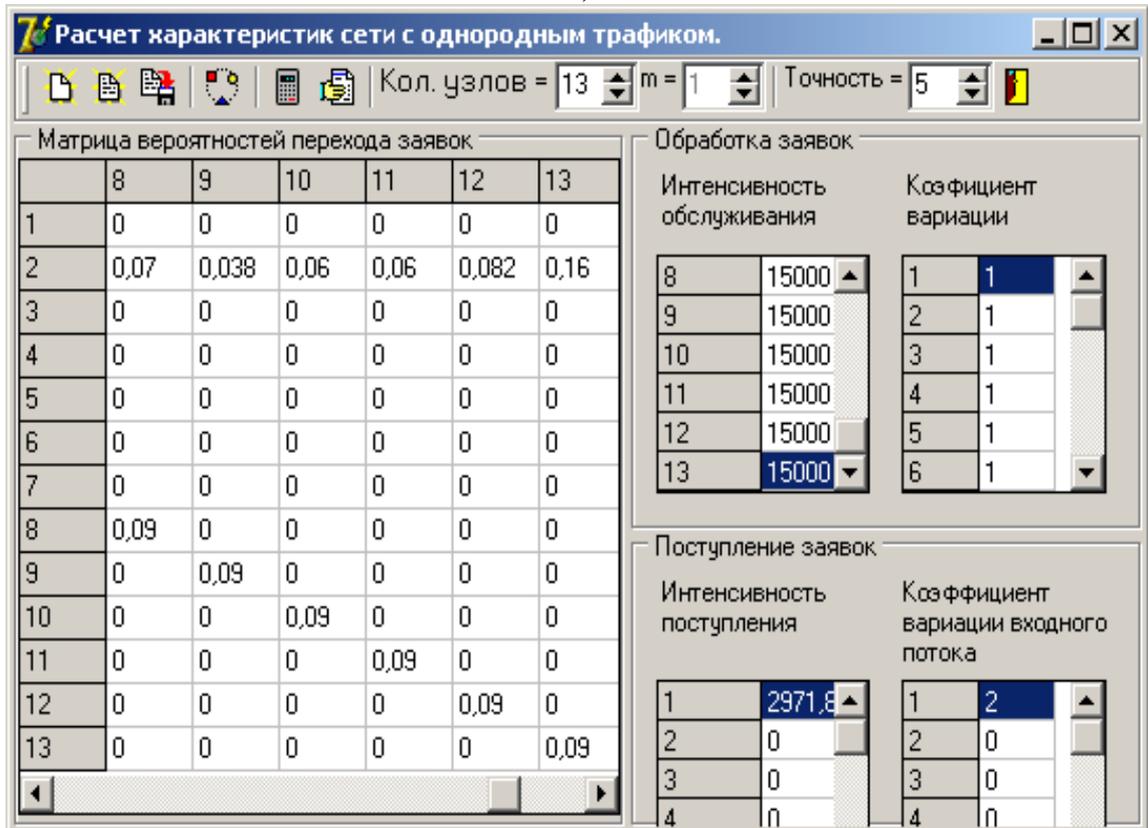


Рис. 5.33 – Исходные данные для расчетов исходящего трафика сети факультетов: а) – начало таблицы; б) – продолжение таблицы

а)

Узловые характеристики:

Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	3280,0	3424,1	331,1	361,2	112,9	639,7	210,7	263,4
Загрузка	0,219	0,228	0,022	0,024	0,008	0,043	0,014	0,018
Ср. время ожидания	0,00005	0,00005	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000
Ср. длина очереди	0,15903	0,15471	0,00053	0,00063	0,00006	0,00211	0,00021	0,00033
Ср. задержка (время отклика)	0,00012	0,00011	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007
Ср. число заявок	0,37769	0,38299	0,02260	0,02471	0,00758	0,04476	0,01426	0,01789

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,00011	0,00034	0,32050	0,99571

Время расчета: 0,203с

б)

8	9	10	11	12	13
263,4	143,0	225,8	225,8	308,5	602,0
0,018	0,010	0,015	0,015	0,021	0,040
0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000
0,00033	0,00009	0,00024	0,00024	0,00046	0,00186
0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007
0,01789	0,00963	0,01529	0,01529	0,02103	0,04199

Рис. 5.34 – Результаты расчетов исходящего трафика сети факультетов: а) – начало таблицы; б) – продолжение таблицы

Аналогично сети кафедры, для моделирования данной сети используем также и второй способ. Исходные данные и результаты расчета входящего трафика представлены на рис. 5.35 и 5.36 соответственно.

а)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 13 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	0,92	0	0	0	0	0	0
2	0	0	0,114	0,123	0,057	0,223	0,076	0,101
3	0	0	0	0	0	0	0	0
4	0	0	0	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0	0
8	0	0	0	0	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0	0	0	0
12	0	0	0	0	0	0	0	0
13	0	0	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

	Интенсивность обслуживания	Коэффициент вариации
1	15000	1
2	15000	1
3	15000	1
4	15000	1
5	15000	1
6	15000	1

Поступление заявок

	Интенсивность поступления	Коэффициент вариации входного потока
1	4030	2
2	0	0
3	0	0
4	0	0

Рис. 5.35 – Исходные данные для расчета входящего трафика сети факультетов: а) – начало таблицы

б)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 13 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	8	9	10	11	12	13
1	0	0	0	0	0	0
2	0,101	0,052	0,071	0,071	0,102	0,009
3	0	0	0	0	0	0
4	0	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0
8	0	0	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0	0
12	0	0	0	0	0	0
13	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания		Коэффициент вариации	
1	15000	1	1
2	15000	2	1
3	15000	3	1
4	15000	4	1
5	15000	5	1
6	15000	6	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления		Коэффициент вариации входного потока	
1	4030	1	2
2	0	2	0
3	0	3	0
4	0	4	0

Рис. 5.35 – Исходные данные для расчета входящего трафика сети факультетов: б) – продолжение таблицы

а)

Узловые характеристики:								
Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	4030,0	3707,6	422,7	456,0	211,3	826,8	281,8	374,5
Загрузка	0,263	0,242	0,028	0,030	0,014	0,055	0,018	0,024
Ср. время ожидания	0,00006	0,00005	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000
Ср. длина очереди	0,25701	0,18971	0,00090	0,00106	0,00021	0,00384	0,00036	0,00065
Ср. задержка (время отклика)	0,00013	0,00012	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007
Ср. число заявок	0,51955	0,43124	0,02908	0,03146	0,01430	0,05896	0,01854	0,02481

Сетевые характеристики:			
Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,00005	0,00017	0,45520	1,20236

Время расчета: 0,172с

б)

8	9	10	11	12	13
374,5	192,8	263,2	263,2	378,2	33,4
0,024	0,012	0,017	0,017	0,024	0,002
0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000
0,00065	0,00016	0,00031	0,00031	0,00067	0,00000
0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00006
0,02481	0,01260	0,01730	0,01730	0,02507	0,00216

Рис. 5.36 – Результаты расчетов входящего трафика сети факультетов: а) – начало таблицы, б) – продолжение таблицы

Сравнение результатов рис. 5.32 и 5.36 так же, как и следовало ожидать, показывает их практическую идентичность.

5.4.2. Имитационное моделирование сети кампуса в системе Opnet Modeler

Зададим полученные значения интенсивности трафика в соответствующих направлениях, от маршрутизатора к серверу и наоборот, как это показано на рис. 5.37.

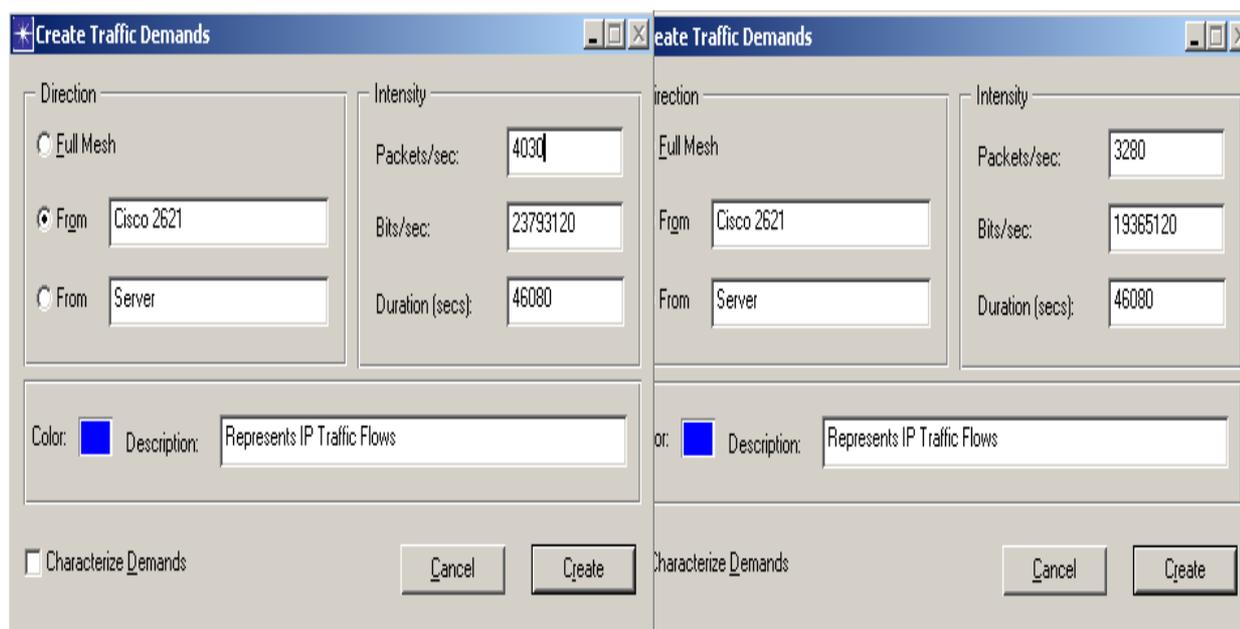


Рис. 5.37 – Задание входящего и исходящего трафиков сети факультетов

Далее весь поступающий трафик распределяем между подсетями согласно измеренным значениям интенсивностей на входе и выходе каждой из них, аналогично рис.5.37. Эти значения интенсивностей на входе и выходе для каждой подсети приведены выше в таблице 5.10.

После прогона модели (модельное время 46080 с), отражающей в этом случае 10,8 часа работы реальной сети, получаем результаты, приведенные на рис. 5.38.

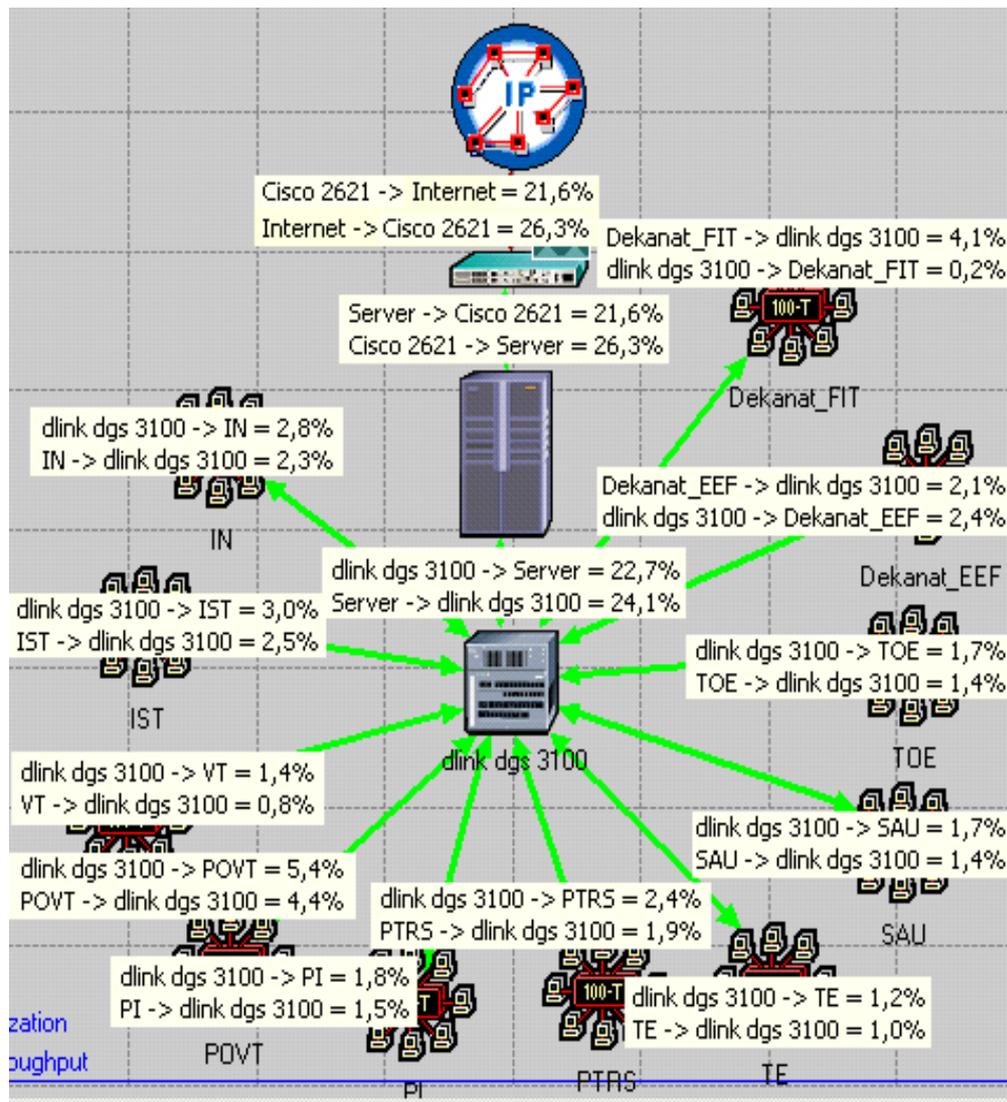


Рис. 5.38 – Результаты имитационного моделирования сети 2-х факультетов

Для большей убедительности сложим полученные загрузки линий всех подсетей в обоих направлениях. Сложение сверху вниз дает 24% ($2,8+3,0+1,4+5,4+1,8+2,4+1,2+1,7+1,7+2,4+0,2=24\%$). В тоже время результаты эксперимента показывают загрузку линии сервер - главный коммутатор в 24,1%. Направление снизу вверх по подсетям (рис. 5.38) дает результат $2,3+2,5+0,8+4,4+1,5+1,9+1,0+1,4+1,4+2,1+4,1=23,4\%$, а по эксперименту получили 22,7%. Как видим, расхождение составляет всего лишь доли процента.

Сравнение результатов численного моделирования (см. рис. 5.32, 5.34 и 5.36) с результатами имитации в системе OPNET Modeler показывает их расхождение на доли

процента, что свидетельствует о высокой степени достоверности результатов моделирования.

Это расхождение связано с тем, что в данной программной системе значения загрузки каналов выводятся лишь с точностью до 0,1%. Сложение же многих слагаемых, заданных с такой точностью, и может привести к такому расхождению.

Разница в загрузках линий маршрутизатор-сервер (26,3/21,6) и сервер-главный коммутатор (24,1/22,7) объясняется тем, что сервер, помимо ответов на запросы пользователей подсетей, еще и сам обменивается данными с Интернетом. В реальной сети это может быть при обновлении операционной системы самого сервера, а также антивирусных программ.

Как видно из рисунка 5.38, максимальная загрузка каналов связи составляет 26,3% (входящего канала) и 21,6% (исходящего канала), и это при пиковом значении нагрузки. Следовательно, реальная загрузка каналов и узлов у этой сети намного меньше и поэтому имеется также большой запас производительности. Учитывая, что указанная сеть двух факультетов в свою очередь является подсетью корпоративной сети ОГУ, куда входят еще сети остальных 13 корпусов, необходимо дополнительно исследовать «вклад» остальных корпусов в общую нагрузку.

Кроме того, необходимо еще проанализировать другие показатели производительности сети. В их числе основным являются задержка сети (время ожидания в очереди плюс время обслуживания). Как показали результаты моделирования при максимальном значении интенсивности входящего трафика, этот показатель для сети кафедры не превышает 0,1 мс (рис.5.39) и - 0,17 мс (рис.5.40) для сети факультетов. Эти показатели в системе OPNET Modeler получены при экспоненциальном распределении интервалов между пакетами.

Численное моделирование для этих показателей при не пуассоновском потоке (коэффициент вариации времени между пакетами равен 2) дают результаты 0,3 мс для сети кафедры и - 0,34 мс для сети факультетов. Эти данные полностью согласуются с результатами главы 3.

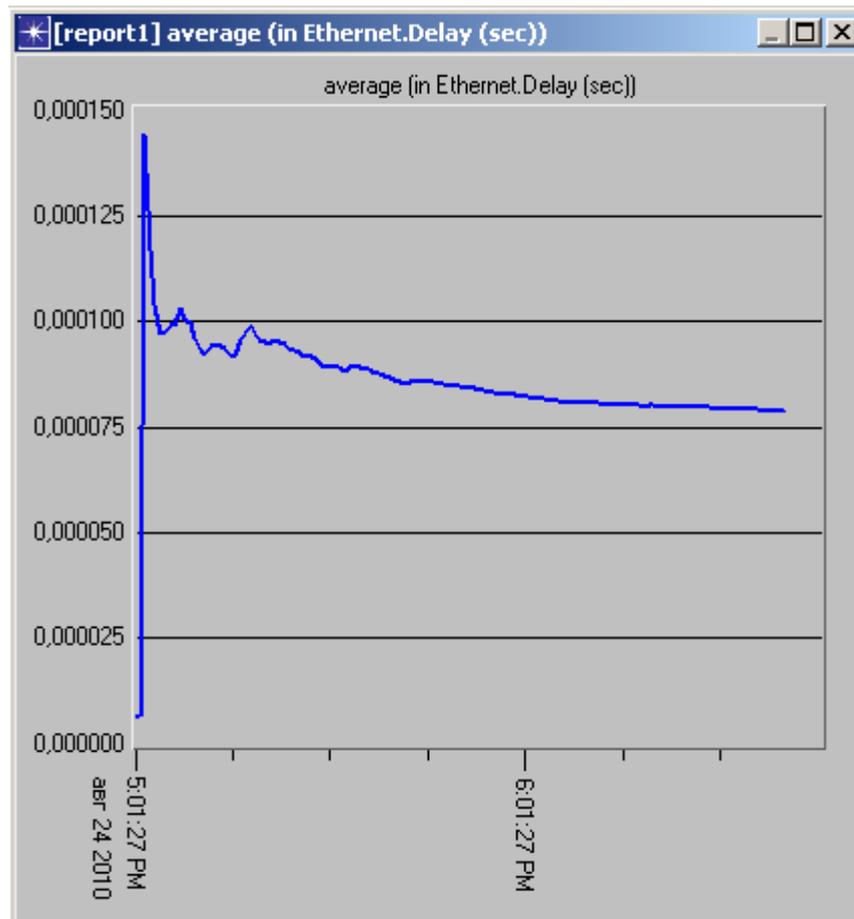


Рис. 5.39 – Задержки Ethernet для сети кафедры

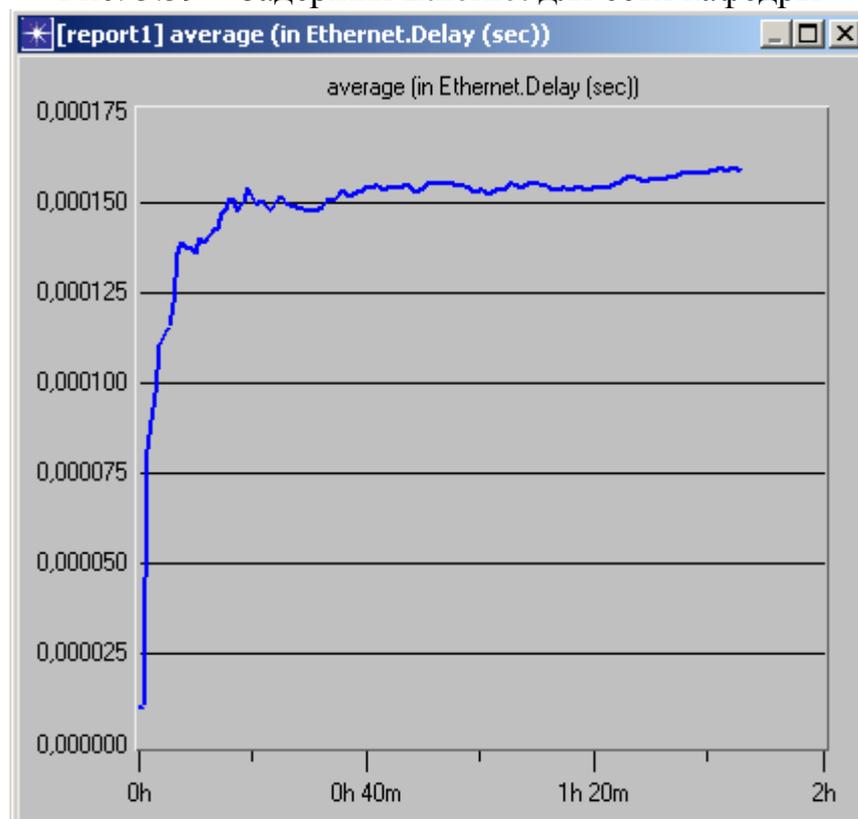


Рис. 5.40 – Задержки Ethernet для сети факультетов

В заключение по анализу вышерассмотренных сетевых структур отметим, что метод декомпозиции сети на подсети

упрощает ее исследование, а учет трафика при этом повышает достоверность моделирования. Таким образом, результаты моделирования вполне адекватно могут отражать процессы функционирования реальных сетей. По результатам экспериментов с сетью факультетов видно, что загрузки внешних линий для сети кафедры 0,8%/1,4% (см. рис.5.25) полностью совпадают с полученными данными для всей сети факультетов – 0,8%/1,4% (рис.5.38).

Результаты моделирования задержки Ethernet – для сети кафедры 0,15 мс, для сети корпусов – 0,2 мс, а также времен отклика приложений порядка 40-50 мс, говорят о том, что сеть работает устойчиво. Поэтому существует резерв пропускной способности, позволяющий задействовать в сети дополнительные сетевые приложения как для сетей кафедр, так и для сети факультетов.

5.5. Моделирование сети факультетов и кафедр с использованием механизма NAT

Механизм преобразования сетевых адресов (Network Address Translator, сокращенно NAT) позволяет подключать локальную сеть к Интернету через единственный IP-адрес, при этом все компьютеры нашей сети работают (с некоторыми ограничениями) так, как если бы каждый из них был подключен к Интернету напрямую. Другими словами, данные от маршрутизатора большой сети ОГУ минуя прокси-сервер, попадают к подсетям через главный коммутатор.

Возможность подключения к Интернету целой сети по одному зарегистрированному IP-адресу обеспечивается тем, что модуль NAT заменяет адреса отправителей пакетов данных, исходящих из локальной сети, адресом того компьютера, на котором установлен программный комплекс WinRoute.

Механизм NAT радикально отличается от разнообразных прокси-серверов и шлюзов, реализованных в виде приложений, которые в принципе не способны поддерживать такое количество протоколов, которое поддерживает NAT.

Кроме этого механизма подключим к прокси-серверу функции веб-сервера с возможностью кэширования файлов.

Веб-сервер обычно принимает HTTP-запросы от клиентов (веб-браузеров) и выдает им HTTP -ответы, обычно вместе с HTML-страницей, изображением, файлом, медиа-поток или другими данными. В качестве веб-сервера может выступать как компьютер, так и специальное программное обеспечение.

Рассмотрим теперь поведение сети 2-х факультетов, представленной на рис. 5.28, при использовании механизмов NAT и кэширования. Предположим, что в схеме сети (рис.5.28) только 75% трафика от маршрутизатора Cisco 2621 передается на прокси-сервер, а остальные 25% минуя его - на главный коммутатор dlink dgs 3100. Прокси-сервер в свою очередь на главный коммутатор передает 90% всего трафика. Предположим также, что внутренний трафик сети составляет 25% вместо 9% в вышерассмотренном случае. Значение интенсивности внешнего трафика с 4030 пакетов/с увеличим до 5670 пакетов/с. Исходные данные для моделирования приведены на рис. 5.41, а результаты расчетов – на рис. 5.42.

а)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком. Кол. узлов = 14 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	0,75	0,25	0	0	0	0	0
2	0	0	0,9	0	0	0	0	0
3	0	0,25	0	0,09	0,12	0,053	0,165	0,045
4	0	0	0,25	0,25	0	0	0	0
5	0	0	0,25	0	0,25	0	0	0
6	0	0	0,25	0	0	0,25	0	0
7	0	0	0,25	0	0	0	0,25	0
8	0	0	0,25	0	0	0	0	0,25
9	0	0	0,25	0	0	0	0	0
10	0	0	0,25	0	0	0	0	0
11	0	0	0,25	0	0	0	0	0
12	0	0	0,25	0	0	0	0	0
13	0	0	0,25	0	0	0	0	0
14	0	0	0,25	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания

1	15000
2	15000
3	15000
4	15000
5	15000
6	15000

Коэффициент вариации

1	1
2	1
3	1
4	1
5	1
6	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления

1	5670
2	0
3	0
4	0
5	0
6	0

Коэффициент вариации входного потока

1	2
2	0
3	0
4	0
5	0
6	0

б)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком. Кол. узлов = 14 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	8	9	10	11	12	13	14
1	0	0	0	0	0	0	0
2	0	0	0	0	0	0	0
3	0,045	0,075	0,03	0,045	0,045	0,075	0,007
4	0	0	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0
8	0,25	0	0	0	0	0	0
9	0	0,25	0	0	0	0	0
10	0	0	0,25	0	0	0	0
11	0	0	0	0,25	0	0	0
12	0	0	0	0	0,25	0	0
13	0	0	0	0	0	0,25	0
14	0	0	0	0	0	0	0,25

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания

1	15000
2	15000
3	15000
4	15000
5	15000
6	15000

Коэффициент вариации

1	1
2	1
3	1
4	1
5	1
6	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления

1	5670
2	0
3	0
4	0
5	0
6	0

Коэффициент вариации входного потока

1	2
2	0
3	0
4	0
5	0
6	0

Рис. 5.41 – Исходные данные для расчета входящего трафика сети двух факультетов: а) - начало, б) - продолжение таблицы

а)

Результаты

Узловые характеристики:

Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	5670,0	6750,0	9990,0	1198,8	1598,4	706,0	2197,8	599,4
Загрузка	0,378	0,450	0,666	0,080	0,107	0,047	0,147	0,040
Ср. время ожидания	0,00011	0,00009	0,00018	0,00001	0,00001	0,00000	0,00001	0,00000
Ср. длина очереди	0,63093	0,61389	1,74978	0,00646	0,01188	0,00223	0,02013	0,00161
Ср. задержка (время отклика)	0,00018	0,00016	0,00024	0,00007	0,00007	0,00007	0,00008	0,00007
Ср. число заявок	1,00893	1,06389	2,41578	0,08638	0,11844	0,04929	0,16665	0,04157

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,00043	0,00074	3,04980	5,20980

Время расчета: 0,609с

б)

Результаты

8	9	10	11	12	13	14
599,4	999,0	399,6	599,4	599,4	999,0	93,2
0,040	0,067	0,027	0,040	0,040	0,067	0,006
0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000
0,00161	0,00448	0,00071	0,00161	0,00161	0,00448	0,00004
0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007
0,04157	0,07108	0,02735	0,04157	0,04157	0,07108	0,00625

Рис. 5.42 – Результаты расчетов входящего трафика сети двух факультетов: а) – начало таблицы; б) – продолжение таблицы

Как видно из результатов моделирования (рис.5.42), увеличение внешнего трафика примерно в 1,4 раза (5670/4030) за счет использования механизма кэширования, увеличивает нагрузку на подсети в 3-3,5 раза по сравнению с результатами п.5.4. Дальнейшее увеличение доли внутреннего трафика, в общем его объеме, приведет к росту нагрузки на подсети. Таким образом, подобный подход позволяет повысить эффективность работы сети.

Рассмотренная в п.п.5.2, 5.3 сеть кафедры ВТ (узел 6) также может быть исследована с использованием тех же механизмов. Как видно из рисунка 5.42, на входе в подсеть кафедры ВТ интенсивность трафика стала 706 пакетов/с вместо 203 ранее.

Далее рассмотрим поведение сети кафедры ВТ при новых условиях. Исходные данные для моделирования приведены на рис. 5.43.

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 8 m = 1 Точность = 6

Матрица вероятностей перехода заявок

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	0,95	0	0	0	0	0	0
2	0,25	0	0,25	0,25	0,25	0	0	0
3	0	0,5	0	0	0	0,5	0	0
4	0	0,5	0	0	0	0	0,5	0
5	0	0,5	0	0	0	0	0	0,5
6	0	0	0,25	0	0	0,5	0	0
7	0	0	0	0,25	0	0	0,5	0
8	0	0	0	0	0,25	0	0	0,5

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания	Коэффициент вариации
1 15000	1 1
2 15000	2 1
3 15000	3 1
4 15000	4 1
5 15000	5 1
6 15000	6 1

Поступление заявок

Интенсивность поступления	Коэффициент вариации входного потока
1 370,68	1 2

Рис. 5.43 – Исходные данные для расчета входящего трафика сети кафедры

7 Результаты								
Узловые характеристики:								
Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	706,0	1341,4	447,1	447,1	447,1	447,1	447,1	447,1
Загрузка	0,047	0,089	0,030	0,030	0,030	0,030	0,030	0,030
Ср. время ожидания	0,000006	0,000008	0,000002	0,000002	0,000002	0,000002	0,000002	0,000002
Ср. длина очереди	0,004067	0,011297	0,000958	0,000958	0,000958	0,000909	0,000909	0,000909
Ср. задержка (время отклика)	0,000072	0,000075	0,000069	0,000069	0,000069	0,000069	0,000069	0,000069
Ср. число заявок	0,051134	0,100724	0,030767	0,030767	0,030767	0,030717	0,030717	0,030717
Сетевые характеристики:								
Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)		Ср. длина очереди		Производительность			
0,000057	0,000907		0,020964		0,336311			
Время расчета: 0,047с								

Рис. 5.44 – Результаты расчетов входящего трафика сети кафедры

Как видно из результатов расчетов сети кафедры (рис.5.44), использование механизмов NAT и кэширования на сервере позволяют повысить производительность сети. В данном случае нагрузка подсетей выросла с 0,5% до 3% - в 6 раз. Это демонстрирует возможности и механизмы повышения производительности сети путем управления нагрузкой на сеть.

5.6. Выводы по главе 5

1. С помощью авторской программы на основе разработанных методов и моделей, проведено моделирование основного фрагмента сети Центробанка РФ как многофазной СМО. Результаты моделирования работы многопроцессорного сервера обработки данных позволили рассчитать текущую (40%) и прогнозируемую нагрузку (70%) на основную подсеть данной сети, а также задержки заданий (отчетов) и производительность подсети.

2. На основе разработанных математических моделей трафика в виде уравнений равновесия потоков проведено моделирование ЛВС кафедры ВУЗа (сети нижнего уровня) и сети двух корпусов ОГУ (сети второго уровня). В связи с тем, что предлагаемая методика исследования сетей использует уравнения равновесия потоков на уровне средних значений и дисперсий времен поступления и обслуживания, проведен подробный анализ входящего трафика с определением моментных характеристик времени между пакетами.

3. При анализе производительности таких ЛВС, предложен новый подход, использующий разделение трафика сети на чисто внешний (протокол НТТР), и внутренний (все остальные протоколы). Тем самым, рассмотрена сеть МО, в которой часть трафика (внешний трафик) циркулирует в открытой сети МО, а часть (внутренний трафик) – в замкнутой сети МО. Результаты анализа показывают, что примерно 90% всей нагрузки на сеть, а следовательно, и других показателей производительности, создает внешний трафик и только примерно 10% этих показателей зависит от внутреннего трафика.

4. Сравнительный анализ полученных результатов загрузки с результатами дискретно-событийного моделирования в системе OPNET Modeler показал, что они совпадают с точностью до доли процента. При моделировании обоими методами в качестве исходных данных использовано максимальное значение интенсивности трафика. Следовательно, при остальных значениях загрузки каналов и задержки пакетов будут еще меньше.

5. При исследовании указанных сетей как численным, так и имитационным моделированием, нами явно использован метод декомпозиции. Метод декомпозиции сети на подсети упрощает ее исследование, а учет трафика при этом повышает достоверность моделирования. Таким образом, результаты моделирования вполне адекватно могут отражать процессы функционирования реальных сетей.

6. Результаты расчетов сетей показали, что использование механизмов NAT и кэширования позволяет повысить производительность сети. В данном случае нагрузка на подсети выросла в 6 раз. Это демонстрирует возможности и

механизмы повышения производительности сети путем управления нагрузкой.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК К ГЛАВЕ 5

1. Бахарева, Н.Ф. Моделирование мультисервисной сети Центробанка РФ / Н.Ф. Бахарева, А.Л. Коннов // Инфокоммуникационные технологии. – 2008. – Том 6, №1. – С. 76-79.
2. Бахарева, Н.Ф. Проектирование и моделирование мультисервисной сети кафедры вуза / Н.Ф. Бахарева, А.Л. Коннов, // Инфокоммуникационные технологии. – 2008. – Т.6, №3. – С. 132 - 138.
3. Бахарева, Н.Ф. Проектирование и моделирование сетей ЭВМ в системе OPNET Modeler. Лабораторный практикум. / В.Н. Тарасов, Н.Ф. Бахарева, А.Л. Коннов, Ю.А. Ушаков. – Самара, 2008. – 233 с.
4. Бахарева, Н.Ф. Программная система анализа производительности компьютерных сетей на основе аппроксимационного подхода / Н.Ф.Бахарева // Инфокоммуникационные технологии. – 2010. - Том 8, №3. - С. 54-60.
5. Бахарева, Н.Ф. Исследование производительности компьютерных сетей на основе анализа их трафика / Н.Ф. Бахарева, В.Н. Тарасов, А.Л. Коннов // Избранные труды Междунар. конф. ПИТ-2010. Самара, СГАУ. С. 259-263.
6. Бахарева, Н.Ф. Исследование компьютерных сетей методом декомпозиции на подсети / Н.Ф. Бахарева, В.Н. Тарасов, А.Л. Коннов//Труды Междунар. конф. «Наука и образование:фундам. основы, технологии, инновации» 2010. Оренбург, ОГУ. - С. 220-224.
7. Бахарева, Н.Ф. Исследование и моделирование трафика в компьютерных сетях / Н.Ф.Бахарева, А.Л.Коннов, В.Н.Тарасов //Труды 9-й Всеросс. межвузовской научно-практ. конф. 2010. - Самара, СамГТУ. - С. 6-9.
8. Бахарева, Н.Ф. Исследование сети кампуса в системе OPNET Modeler / Н.Ф.Бахарева, В.Н.Тарасов, А.Л.Коннов // Материалы XI Междунар.научно-техн. конф. «Проблемы техники и технологии телекоммуникаций 2010. - Уфа. - С. 151-153.
9. Бахарева, Н.Ф. Анализ производительности компьютерных сетей на основе аппроксимативного подхода. Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ №20100613539. Роспатент, М., 28.05.2010.
10. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями: /Л. Клейнрок, пер. с англ. Под ред. д.т.н. Б.С. Цыбакова – М.: Мир, 1979. - 600с.
11. Тарасов, В.Н. Исследование реального трафика в телекоммуникационных и компьютерных сетях / В.Н. Тарасов, И.В. Карташевский// Инфокоммуникационные технологии. – 2010. – Т.8, №4. – С. 25-29.

ГЛАВА 6.

АНАЛИЗ ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ КОРПОРАТИВНЫХ СЕТЕЙ

6.1. Анализ структуры трафика сети ВУЗа

В предыдущей главе был проведен анализ трафика двух факультетов ОГУ, где было отмечено, что 91% всего трафика составляет Интернет трафик. Анализ же общего университетского трафика показывает, что доля Интернет трафика в нем составляет 92%. Видимо, такая структура трафика характерна для всех подобных сетей ВУЗов.

На основе анализа трафика сети ОГУ за 3 месяца получены следующие результаты. Все основные потоки курсируют или через центральный коммутатор, или в пределах одного сегмента, ограниченного портом центрального коммутатора. Примерно 70% всего трафика от прокси-сервера проходит через центральный коммутатор к серверам подразделений, и около 30% трафика локализуется в пределах сегментов корпусов и факультетов. Данные анализа трафика по подразделениям, приведены в таблице 6.1.

Таблица 6.1 – Исходные данные к моделированию подсетей

Подсеть	Количество рабочих станций	Входящий трафик, пакетов/с	Исходящий трафик, пакетов/с
Транспортный ф-т	83	455	442
Юридический ф-т	44	220	235
УНПК	503	3940	3387
16 корпус	69	358	384
17 корпус	271	1419	1443
2 корпус	283	1212	1517
1 корпус	403	2190	2180
3 корпус	451	2438	2416
4 корпус	87	482	471
6 корпус	186	978	987
Хоз. часть	17	83	88
Всего	2397	13775	13550

Из таблицы 6.1. следует, что график загрузки сетевых каналов ожидается крайне неравномерным, в связи с разнородностью подразделений. Анализ трафика с целью распознавания закона распределения трафика представляет значительные трудности. Однако все же удается оценить его отличие от пуассоновского потока. Ниже, на рис. 6.1 приведен аппроксимированный по принципу наименьших квадратов в среде Mathcad график загрузки центрального коммутатора за день. По оси X показаны минуты, по Y – интенсивность трафика на коммутаторе в пакетах/с (длина пакета 64 байта).



Рис. 6.1 - График дневной загрузки центрального коммутатора

В результате обработки этих данных в пакете Statistica получаем теоретическое распределение, показанное на рис.6.2 [2]. Вероятность $p=0,14$ позволяет не отвергать гипотезу о законе распределения гамма с соответствующими параметрами. На данном рисунке параметр Scale гамма распределения (α) в пакете «Statistica 6» равняется 4240,53, параметр Shape (β) = 1,8236.

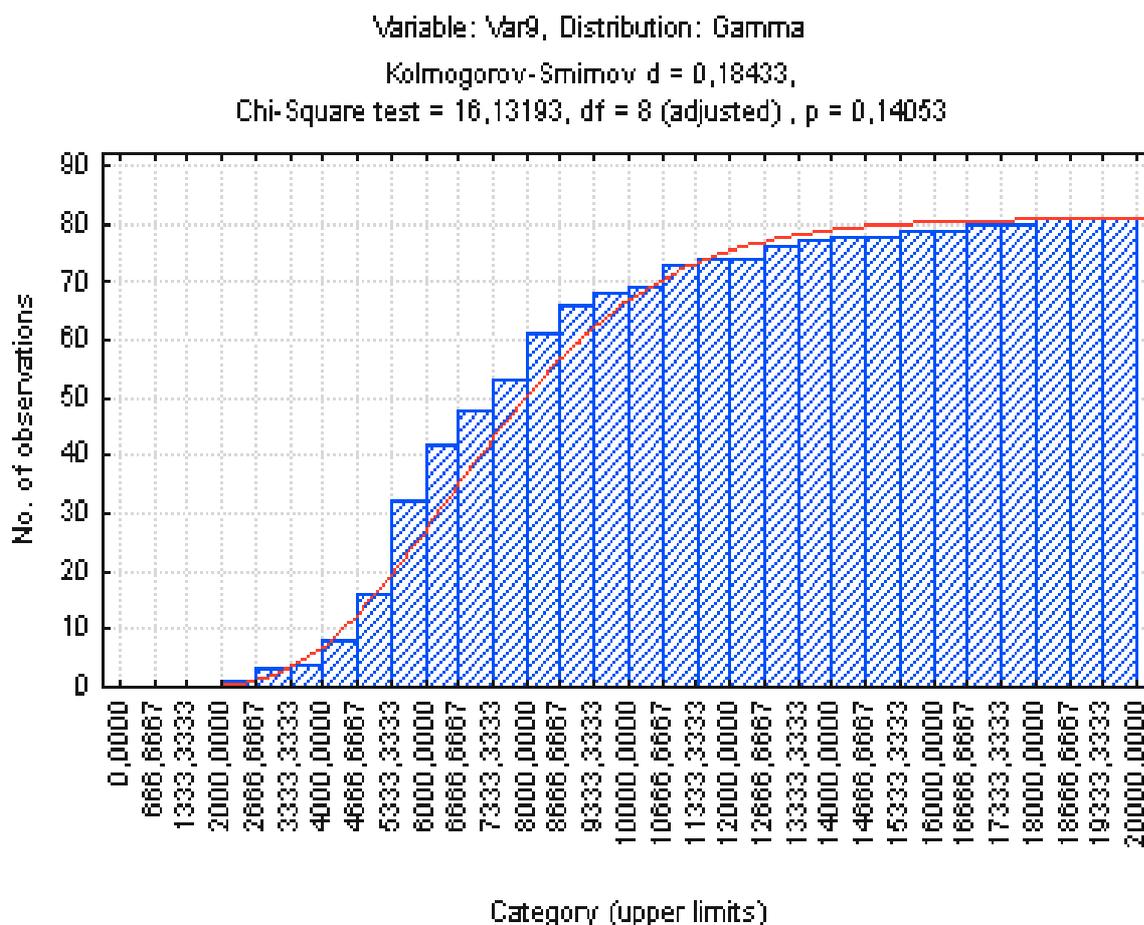


Рис. 6.2 – Теоретическое и эмпирическое распределения трафика

Тогда среднее значение трафика в пакетах равно произведению значений этих параметров – 7733, а дисперсия ($\alpha \cdot \beta^2$) – 14102. Следовательно, рассматриваемый трафик отличается от пуассоновского потока. Дальнейшие исследования показали, что коэффициент вариации интервалов между пакетами близок к значению 2,5.

Автором ставилась задача промоделировать компьютерную сеть Оренбургского государственного университета как корпоративную сеть и проанализировать полученные результаты на предмет ее возможной модернизации. Данная сеть включает 11 подсетей корпусов и факультетов (порядка 2400 рабочих станций), 6 подсетей филиалов, главный коммутатор, сервер и маршрутизатор, показанных на рис. 6.3. При этом в дальнейшем сети филиалов при моделировании напрямую исключаются, т.к. их трафик по отношению к сети ОГУ будет внешним.

В схеме сети, представленной на рис. 6.3 как сети третьего уровня, учтены подробно структурные связи

подсетей факультетов и корпусов вплоть до сетей кафедр и отделов, т.е. сетей второго и нижнего уровней. К примеру, сеть двух факультетов УНПК (сеть 2-го уровня), представленная в общей сети как подсеть UNPK, исследована в главе 5. Эта сеть в свою очередь включает сети кафедр как сети нижнего уровня. Одна из таких сетей представлена сетью кафедры ВТ (подсеть VT) и исследована подробно также в главе 5.

Подсети здесь представляют собой отдельные ЛВС кафедр, факультетов и корпусов, объединенные в общую сеть каналами связи на 100 Мбит/с. Канал связи интернет ↔ маршрутизатор Cisco364 от трех провайдеров суммарно имеет ширину полосы до 100 Мбит/с. Каналы маршрутизатор Cisco364 ↔ прокси-сервер ↔ главный коммутатор Cisco4506 представляют собой гигабитные каналы.

6.2. Моделирование сети ВУЗа в авторской программе

Требуется определить загрузки каналов связи и других ресурсов данной сети, а также оценить задержки пакетов в сети.

Для решения задачи используем данные о трафике сети ОГУ за месяц. Входящий трафик, измеренный на маршрутизаторе, за месяц составил 34213 Гб, а исходящий трафик - 27846 Гб.

По имеющимся данным о трафике, определяем максимальное значение интенсивности входящего трафика из сети Интернет на маршрутизатор Cisco 3640. Это значение составляет 14500 пакетов/с. Исходящий трафик от маршрутизатора Cisco 3640 в сеть Интернет составляет по максимуму 13550 пакетов/с. Эти значения интенсивностей используем в качестве исходных данных для численного и имитационного моделирования всей сети ОГУ.

Исходными данными для всех подсетей будут значения интенсивностей трафика подразделений, приведенные в таблице 6.1.

передаются с вероятностью $p_{12}=1$. Значение $p_{23}=0,95$, т.к. только 95% трафика от прокси-сервера проходит через центральный коммутатор к серверам подразделений. Остальной трафик либо отсекается из-за применения политики безопасности, либо относится к обновлениям сервера. С учетом этого факта к подсетям (узлы с номерами $j=4,5,\dots,14$) может поступать примерно 13775 пакетов/с из максимального значения интенсивности 14500 пакетов/с.

Тогда матрица вероятностей передач имеет соответствующие элементы, как показано на рис. 6.4. Элементы p_{3j} ($j=4, 5,\dots,14$) определяются согласно таблице 6.1, пропорционально объему входящего трафика в подсетях.

Определим остальные элементы матрицы вероятностей передач. Например,

$$p_{34} = 455/13775 \approx 0,033, \quad p_{35} = 220/13775 \approx 0,016,$$

$$p_{36} = 3940/13775 \approx 0,286, \quad p_{37} = 358/13775 \approx 0,026,$$

$$p_{38} = 1419/13775 \approx 0,103, \quad p_{39} = 1212/13775 \approx 0,088,$$

$$p_{3,10} = 2190/13775 \approx 0,159, \quad p_{3,11} = 2438/13775 \approx 0,177,$$

$$p_{3,12} = 482/13775 \approx 0,035, \quad p_{3,13} = 978/13775 \approx 0,071,$$

$$p_{3,14} = 83/13775 \approx 0,006.$$

Остальные элементы матрицы вероятностей передач равны 0.

а)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 14 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	1,0	0	0	0	0	0	0
2	0	0	0,95	0	0	0	0	0
3	0	0	0	0,033	0,016	0,286	0,026	0,103
4	0	0	0	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0	0
8	0	0	0	0	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0	0	0	0
12	0	0	0	0	0	0	0	0
13	0	0	0	0	0	0	0	0
14	0	0	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания	Коэффициент вариации		
1	15180	1	1
2	15100	2	1
3	15100	3	1
4	15000	4	1
5	15000	5	1
6	15000	6	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления	Коэффициент вариации входного потока		
1	14500	1	2,5
2	0	2	0
3	0	3	0
4	0	4	0
5	0	5	0

б)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 14 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	8	9	10	11	12	13	14
1	0	0	0	0	0	0	0
2	0	0	0	0	0	0	0
3	0,103	0,088	0,159	0,177	0,035	0,071	0,006
4	0	0	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0
8	0	0	0	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0	0	0
12	0	0	0	0	0	0	0
13	0	0	0	0	0	0	0
14	0	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания	Коэффициент вариации		
1	15180	1	1
2	15100	2	1
3	15100	3	1
4	15000	4	1
5	15000	5	1
6	15000	6	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления	Коэффициент вариации входного потока		
1	14500	1	2,5
2	0	2	0
3	0	3	0
4	0	4	0
5	0	5	0

Рис.6.4 – Исходные данные для расчета входящего трафика сети ВУЗа:
а) – начало, б) - продолжение

Запишем теперь уравнения баланса интенсивностей потоков сетевой модели (уравнения 6.1).

$$\left\{ \begin{array}{l}
 \lambda_1 = \lambda_{01} \\
 \lambda_2 = \lambda_1 \\
 \lambda_3 = 0,95\lambda_2 \\
 \lambda_4 = 0,033\lambda_3 \\
 \lambda_5 = 0,016\lambda_3 \\
 \lambda_6 = 0,286\lambda_3 \\
 \lambda_7 = 0,026\lambda_3 \\
 \lambda_8 = 0,103\lambda_3 \\
 \lambda_9 = 0,088\lambda_3 \\
 \lambda_{10} = 0,159\lambda_3 \\
 \lambda_{11} = 0,177\lambda_3 \\
 \lambda_{12} = 0,035\lambda_3 \\
 \lambda_{13} = 0,071\lambda_3 \\
 \lambda_{14} = 0,006\lambda_3.
 \end{array} \right. \quad (6.1)$$

Из уравнений (6.1) следует $\lambda_3 = \lambda_4 + \lambda_5 + \dots + \lambda_{14}$, что свидетельствует о балансе потоков на главном коммутаторе, т.е. сумма интенсивностей потоков к подсетям (узлы 4, 5, ..., 14) равна интенсивности потока на входе главного коммутатора (узел 3).

Ниже, на рис.6.5 и рис.6.7 приведены результаты моделирования в авторской программе. Их анализ будет проведен после имитационного моделирования.

а)

Результаты

Узловые характеристики:

Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	14500,0	14500,0	13775,0	454,6	220,4	3939,6	358,2	1418,8
Загрузка	0,955	0,096	0,091	0,030	0,015	0,263	0,024	0,094
Ср. время ожидания	0,00442	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00003	0,00000	0,00001
Ср. длина очереди	64,10938	0,01536	0,01355	0,00094	0,00022	0,10722	0,00057	0,00940
Ср. задержка (время отклика)	0,00449	0,00001	0,00001	0,00007	0,00007	0,00009	0,00007	0,00007
Ср. число заявок	65,06458	0,11138	0,10477	0,03124	0,01491	0,36986	0,02429	0,10336

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,00002	0,00009	64,32716	66,39047

Время расчета: 0,344с

б)

Результаты

8	9	10	11	12	13	14
1418,8	1212,2	2190,2	2438,2	482,1	978,0	82,7
0,094	0,081	0,147	0,164	0,032	0,066	0,006
0,00001	0,00001	0,00001	0,00001	0,00000	0,00000	0,00000
0,00940	0,00698	0,02293	0,03502	0,00107	0,00450	0,00003
0,00007	0,00007	0,00008	0,00008	0,00007	0,00007	0,00007
0,10336	0,08834	0,16993	0,19866	0,03343	0,07014	0,00558

Рис. 6.5 – Результаты расчета сети для входящего трафика ВУЗа:
а)-начало таблицы, б)- продолжение

а)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 14 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	1,0	0	0	0	0	0	0
2	0	0	0,95	0	0	0	0	0
3	0	0	0	0,033	0,016	0,286	0,026	0,103
4	0	0	0	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0	0
8	0	0	0	0	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0	0	0	0
12	0	0	0	0	0	0	0	0
13	0	0	0	0	0	0	0	0
14	0	0	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания		Коэффициент вариации	
1	15180	1	1
2	15100	2	1
3	15100	3	1
4	15000	4	1
5	15000	5	1
6	15000	6	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления		Коэффициент вариации входного потока	
1	13550	1	2,5
2	0	2	0
3	0	3	0
4	0	4	0
5	0	5	0

б)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 14 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	8	9	10	11	12	13	14
1	0	0	0	0	0	0	0
2	0	0	0	0	0	0	0
3	0,103	0,088	0,159	0,177	0,035	0,071	0,006
4	0	0	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0
8	0	0	0	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0	0	0
12	0	0	0	0	0	0	0
13	0	0	0	0	0	0	0
14	0	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания		Коэффициент вариации	
1	15180	1	1
2	15100	2	1
3	15100	3	1
4	15000	4	1
5	15000	5	1
6	15000	6	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления		Коэффициент вариации входного потока	
1	13550	1	2,5
2	0	2	0
3	0	3	0
4	0	4	0
5	0	5	0

Рис. 6.6 – Исходные данные для расчета исходящего трафика сети ВУЗа:
а)- начало таблицы, б)- продолжение таблицы

а)

7 Результаты								
Узловые характеристики:								
Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	13550,0	13550,0	12872,5	424,8	206,0	3681,5	334,7	1325,9
Загрузка	0,893	0,090	0,085	0,028	0,014	0,245	0,022	0,088
Ср. время ожидания	0,00177	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00003	0,00000	0,00001
Ср. длина очереди	24,00319	0,01485	0,01306	0,00082	0,00019	0,09703	0,00050	0,00834
Ср. задержка (время отклика)	0,00184	0,00001	0,00001	0,00007	0,00007	0,00009	0,00007	0,00007
Ср. число заявок	24,89581	0,10459	0,09831	0,02914	0,01392	0,34246	0,02267	0,09614
Сетевые характеристики:								
Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)		Ср. длина очереди		Производительность			
0,00001	0,00009		24,20106		26,12919			
Время расчета: 0,328с								

б)

7 Результаты						
8	9	10	11	12	13	14
1325,9	1132,8	2046,7	2278,4	450,5	913,9	77,2
0,088	0,076	0,137	0,153	0,030	0,061	0,005
0,00001	0,00001	0,00001	0,00001	0,00000	0,00000	0,00000
0,00834	0,00618	0,02073	0,03122	0,00094	0,00397	0,00003
0,00007	0,00007	0,00008	0,00008	0,00007	0,00007	0,00007
0,09614	0,08221	0,15809	0,18414	0,03118	0,06531	0,00521

Рис. 6.7 –Результаты расчета исходящего трафика сети ВУЗа:
а)- начало таблицы, б)- продолжение таблицы

6.3. Имитационное моделирование сети ВУЗа в системе OPNET Modeler

Имитационное моделирование сети начнем с задания исходных данных для входящего и исходящего трафика всей сети.

а)

The screenshot shows the 'Create Traffic Demands' dialog box. Under the 'Direction' section, the 'From' radio button is selected, and the text 'Cisco 3640' is entered in the adjacent text box. The 'Intensity' section contains three input fields: 'Packets/sec' with the value '14500', 'Bits/sec' with the value '88508000', and 'Duration (secs)' with the value '3600'. The 'Color' is set to blue, and the 'Description' field contains the text 'Represents IP Traffic Flows'. At the bottom, there is a checkbox for 'Characterize Demands' which is unchecked, and two buttons labeled 'Cancel' and 'Create'.

б)

The screenshot shows the 'Create Traffic Demands' dialog box. Under the 'Direction' section, the 'From' radio button is selected, and the text 'Cisco 3640' is entered in the adjacent text box. The 'Intensity' section contains three input fields: 'Packets/sec' with the value '13550', 'Bits/sec' with the value '82709200', and 'Duration (secs)' with the value '3600'. The 'Color' is set to blue, and the 'Description' field contains the text 'Represents IP Traffic Flows'. At the bottom, there is a checkbox for 'Characterize Demands' which is unchecked, and two buttons labeled 'Cancel' and 'Create'.

Рис. 6.8 – Задание исходных данных: а) – для входящего трафика сети ВУЗа, б) – для исходящего трафика

Задание исходных данных от прокси-сервера к главному коммутатору, а от него к коммутаторам подразделений и обратно происходит по той же схеме, которая показана на рис. 6.8.

Полученные в ходе прогона имитационной модели результаты (рис.6.9) показывают максимальные значения загрузки каналов и устройств сети. Как и следовало ожидать, узким местом данной сети является канал связи с провайдером (95,5%), а из подсетей наиболее загружены участки сети УНПК, корпусов 3, 1, 2 и 17 соответственно.

Максимальная загрузка канала главный коммутатор ↔ коммутатор УНПК равна 26,3%. При моделировании сети 2-факультетов в главе 5, загрузка этого канала равнялась также 26,3%. Таким образом, имеем полное совпадение результатов.

Следовательно, и в сети ОГУ кроме интернет канала имеется приличный запас пропускной способности, как минимум в два раза. У многих подсетей этот запас еще больше. Необходимо заметить, что эти значения производительности получены при максимальных значениях интенсивности входящего и исходящего трафика. На самом деле эти показатели будут меньше полученных значений по модели.

Для большей убедительности сложим полученные загрузки линий всех подсетей в обоих направлениях (рис.6.9). Фактически это означает проверку выполнения уравнений баланса потоков. Сложение сверху вниз дает:

$$3,1+1,6+26,3+2,5+9,5+8,1+14,7+16,4+3,3+6,6+0,6=92,7\%.$$

Учитывая, что канал прокси сервер ↔ главный коммутатор Cisco4506 гигабитной пропускной способности, то в пересчете суммарная загрузка каналов всех подсетей дает величину 9,27%. В тоже время результаты эксперимента показывают результат загрузки линии сервер - главный коммутатор в 9,1%. Это очень хорошее совпадение, особенно, если учесть, что результаты по загрузке каналов выводятся с точностью до 0,1%.

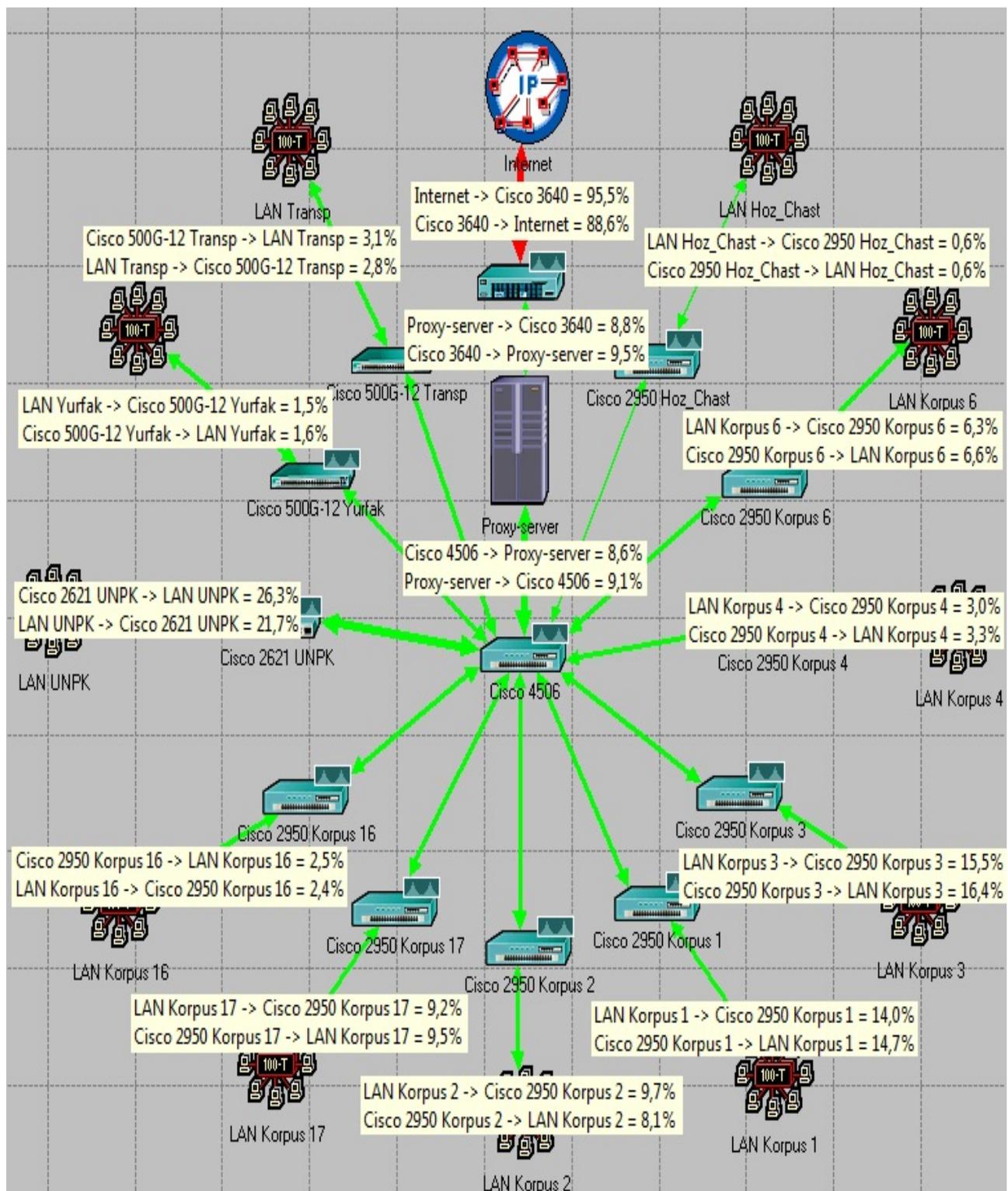


Рис. 6.9 – Результаты моделирования сети ВУЗа в системе OPNET Modeler

Сложение нагрузок снизу вверх по подсетям (рис.6.9) дает результат:
 $2,8+1,5+21,7+2,4+9,2+9,7+14,0+15,5+3,0+6,3+0,6=86,7\%$, что в пересчете на гигабитный канал дает $8,67\%$. В тоже время по эксперименту получили значение $8,6\%$. Как видим, расхождение результатов в обоих направлениях составляет

менее 0,2%. Такое расхождение также можно объяснить тем, что сложение многих слагаемых, заданных с точностью до 0,1% может давать и большую погрешность.

Разница в загрузках линий маршрутизатор ↔ сервер (9,5/8,8) и сервер ↔ главный коммутатор (9,1/8,6) объясняется тем, что сервер, помимо ответов на запросы пользователей подсетей, еще сам обменивается данными с Интернетом. В реальной сети это может быть при обновлении операционной системы самого сервера и антивирусных программ.

Сравнение результатов численного (рис.6.5 и 6.7) и имитационного (рис.6.9) моделирования входящего и исходящего трафиков свидетельствуют об их полной адекватности, т.к. расхождение составляет всего 0,1-0,2%. Сравнение полученных результатов с данными имитационного моделирования свидетельствуют о высокой степени достоверности результатов. Анализ данной сети сверху вниз: сеть ОГУ → сеть 2-х факультетов → сеть кафедры и наоборот, показывает также полное соответствие полученных результатов. Зная полученные результаты, легко можно определить задержки пакетов от маршрутизатора до любого подразделения большой сети, складывая полученные задержки на определенных участках сети. Например, для пользователей сети кафедры ВТ, рассмотренной в главе 5, задержка пакетов \bar{U} складывается из задержек в трех каналах сети ОГУ, двух каналов сети УНПК и самой задержки в сети кафедры. И так имеем: $\bar{U} = 0,01 + 0,01 + 0,09 + 0,13 + 0,11 + 0,33 = 0,68$ мс.

Величины задержки пакетов в сети и других ее показателей производительности подтверждают ее устойчивую работу и разумную организацию.

6.4. Моделирование сети ВУЗа с использованием механизма NAT

Рассмотрим теперь поведение сети ОГУ, представленной на рис. 6.3, при использовании механизмов NAT и кэширования на веб-сервере, как это было сделано в п.5.5 для сети 2-х факультетов. Обычно большинство сетей организаций так и работает. В связи с тем, что в

академической версии программы OPNET Modeler IT GURU эти механизмы напрямую не поддерживаются, проверить результаты численного моделирования в этой программе не удастся.

Теперь предположим, что в схеме сети (рис.6.3) только 75% трафика от маршрутизатора Cisco 3640 передается на прокси-сервер, а остальные 25% минуя его - на главный коммутатор Cisco 4506 и далее к подсетям подразделений. Предположим также, что внутренний трафик сети увеличится до 25% вместо 8% в вышерассмотренном случае, за счет обмена данными с веб-сервера. Значение интенсивности внешнего трафика оставим без изменения 14500 пакетов/с. Исходные данные для моделирования приведены на рис. 6.10, а результаты расчетов – на рис. 6.11.

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 14 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	0,75	0,25	0	0	0	0	0
2	0	0	0,9	0	0	0	0	0
3	0	0,25	0	0,025	0,015	0,167	0,023	0,10
4	0	0	0,25	0,25	0	0	0	0
5	0	0	0,25	0	0,25	0	0	0
6	0	0	0,25	0	0	0,25	0	0
7	0	0	0,25	0	0	0	0,25	0
8	0	0	0,25	0	0	0	0	0,25
9	0	0	0,25	0	0	0	0	0
10	0	0	0,25	0	0	0	0	0
11	0	0	0,25	0	0	0	0	0
12	0	0	0,25	0	0	0	0	0
13	0	0	0,25	0	0	0	0	0
14	0	0	0,25	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания		Коэффициент вариации	
1	15200	1	1
2	15000	2	1
3	15000	3	1
4	15000	4	1
5	15000	5	1
6	15000	6	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления		Коэффициент вариации входного потока	
1	14500	1	2,5
2	0	2	0
3	0	3	0
4	0	4	0
5	0	5	0

Рис.6.10 – Исходные данные для расчета входящего трафика сети ВУЗа: а)-начало

б)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 14 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	8	9	10	11	12	13	14
1	0	0	0	0	0	0	0
2	0	0	0	0	0	0	0
3	0,10	0,078	0,093	0,152	0,023	0,065	0,005
4	0	0	0	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0	0
6	0	0	0	0	0	0	0
7	0	0	0	0	0	0	0
8	0,25	0	0	0	0	0	0
9	0	0,25	0	0	0	0	0
10	0	0	0,25	0	0	0	0
11	0	0	0	0,25	0	0	0
12	0	0	0	0	0,25	0	0
13	0	0	0	0	0	0,25	0
14	0	0	0	0	0	0	0,25

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания	Коэффициент вариации	
1	15200	1
2	15000	1
3	15000	1
4	15000	1
5	15000	1
6	15000	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления	Коэффициент вариации входного потока	
1	14500	2,5
2	0	0
3	0	0
4	0	0
5	0	0

Рис.6.10 – Исходные данные для расчета входящего трафика сети ВУЗа: б)-продолжение

а)

Узловые характеристики:								
Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	14500,0	17245,7	25482,9	849,4	509,7	5674,2	781,5	3397,7
Загрузка	0,954	0,115	0,170	0,057	0,034	0,378	0,052	0,227
Ср. время ожидания	0,00429	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00004	0,00000	0,00002
Ср. длина очереди	62,23104	0,01881	0,04210	0,00322	0,00116	0,23047	0,00272	0,06446
Ср. задержка (время отклика)	0,00436	0,00001	0,00001	0,00007	0,00007	0,00011	0,00007	0,00009
Ср. число заявок	63,18499	0,13378	0,21199	0,05985	0,03513	0,60875	0,05482	0,29098

Сетевые характеристики:			
Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,00005	0,00018	62,88795	65,81656

Время расчета: 0,813с

б)

8	9	10	11	12	13	14
3397,7	2650,2	3159,9	5164,5	781,5	2208,5	169,9
0,227	0,177	0,211	0,344	0,052	0,147	0,011
0,00002	0,00001	0,00002	0,00003	0,00000	0,00001	0,00000
0,06446	0,03688	0,05418	0,18005	0,00272	0,01999	0,00013
0,00009	0,00008	0,00008	0,00010	0,00007	0,00008	0,00007
0,29098	0,21356	0,26484	0,52435	0,05482	0,16723	0,01145

Рис. 6.11 – Результаты расчета входящего трафика сети ВУЗа: а)-начало таблицы, б)-продолжение

Как видно из результатов расчетов сети ОГУ, использование механизмов NAT и кэширования на сервере повышают нагрузку на сервер (с 9,5% до 11,5%) и главный коммутатор (с 9,1% до 17%) сети. Нагрузка подсетей выросла (на примере сети 2-х факультетов УНПК) с 26,3% до 37,8%, примерно в 1,44 раза. Это демонстрирует возможности и механизмы повышения производительности сети путем управления нагрузкой на сеть.

6.5. Корпоративная сеть энергосбытовой компании

ОАО «Оренбургэнергосбыт» - гарантирующий поставщик электрической энергии потребителям на территории Оренбургской области. Предоставление комплекса качественных услуг ЖКХ в целях удобства и экономии времени клиентов осуществляется посредством развития сети биллинговых центров.

Для развития сети сервисных и биллинговых центров, в режиме реального времени предоставляющих услуги населению и организациям, необходима качественная мультисервисная интегрированная корпоративная сеть передачи данных.

Проектное решение объединяет в единую сеть передачи данных узлы на большой территории с различными условиями доступности каналов связи, различными размерами и потребностями, сеть необходимо было строить на основе типовых решений. Данный подход унифицирует используемое оборудование и топологию, сокращая затраты на настройку, обслуживание и монтаж.

Для соединения с удаленными офисами необходимо предусмотреть безопасные каналы данных. Наиболее распространенным и надежным решением является организация виртуальной частной сети (VPN) с шифрованием трафика и проверкой подлинности. Возможные алгоритмы шифрования – DES/3DES и ГОСТ 28147-89.

Также необходимо иметь резервные точки подключения к центральному офису, поэтому логическая топология выбрана частично связанная (partial mesh), представленная на рис. 6.12. Так как необходимо резервирование не только

центрального офиса и подключения к нему, но и резервирование провайдеров в удаленных офисах, необходимо использовать по 4 VPN туннеля на один удаленный офис. Это не VPN соединения, предоставляемые провайдером, это внутренние шифрованные VPN туннели между оборудованием.

Среда передачи данных организуется в форме корпоративной сети протокола IP (“Intranet”) с единым пространством IP-адресации. Сегменты среды (IP подсети) разделяются маршрутизаторами, входящими в состав узлов. На маршрутизаторах используется протокол динамической маршрутизации, поддерживающий множественные пути, имеющий малое время сходимости и реагирования, создающий минимальный служебный трафик. Служебный трафик должен возникать только в VPN соединениях.

Вся сеть должна обладать коннективностью на 3 уровне модели OSI между любыми узлами, для которых это и определит политика безопасности.

Физически, будет существовать 1 основной провайдер услуг доступа, и до 3-х резервных (ширина полосы суммарно до 100 Мбит/с). При этом подключение к основному провайдеру должны иметь все удаленные офисы, а подключение к конкретному резервному провайдеру решается на местах. Головной и резервный офисы должны иметь полное подключение ко всем выбранным провайдерам. Логическая топология для этого случая показана на рисунке 6.12.

Так как технические средства сети должны обеспечивать транспортировку между объектами не только данные приложений по протоколу IP, но и данные телефонии (голосовой и факсимильной связи), то необходима поддержка в активном оборудовании протоколов VoIP(SIP, H.232) и качества обслуживания (QoS).

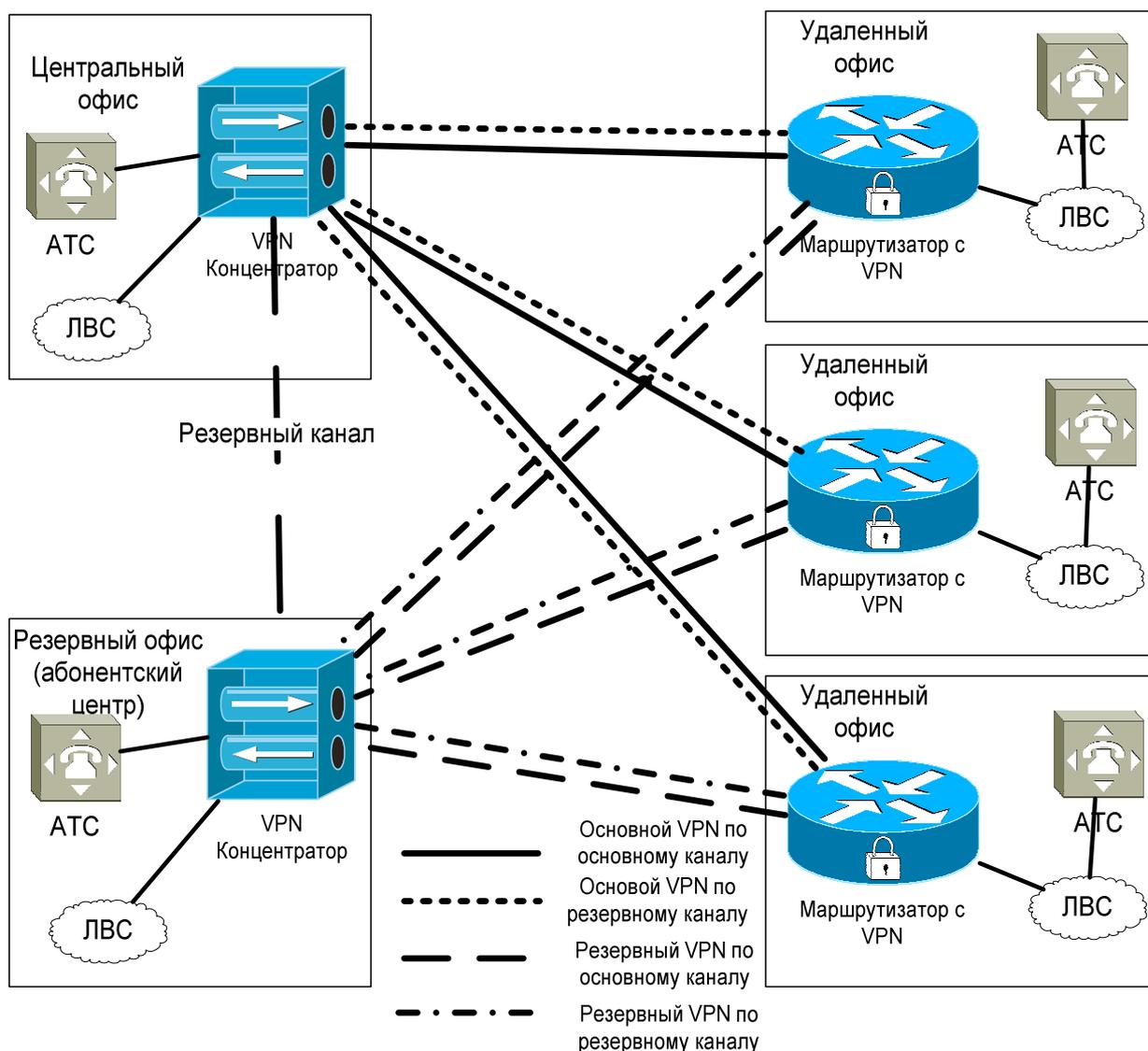


Рис. 6.12 – Логическая топология VPN

Поддержка QoS необходима как у провайдера, так и в VPN туннеле. Необходимо, чтобы флаги QoS транслировались сквозь VPN на пакеты IP для провайдера.

Техническое решение должно предусматривать предоставление всем абонентам полного набора функций телефонной связи, необходимых для организации современного производственного процесса. Набор функций включает в себя телефонию, единый план нумерации, предоставление удаленным офисам выход на прямой городской Оренбургский номер, конференц-связь, IVR, голосовую почту.

Среда передачи голоса должна обеспечивать интеграцию голосового IP трафика и аналоговое подключение

существующих абонентов, выход в ТФОП (PSTN) и единое управление голосовой инфраструктурой. Также необходимо предусмотреть возможность расширения перечня услуг и количества абонентов. Резервирование каналов доступа должно включать в себя и резервирование голосовых потоков.

Голосовая инфраструктура должна обеспечивать конечных абонентов набором требуемых услуг, при этом объединив все голосовые кластеры в единую голосовую сеть. При этом схема локальных коммуникаций будет подобна показанной на рис. 6.13 модели. VoIP шлюз обеспечивает агрегацию аналоговой и цифровой телефонии, выполняя базовую роль мини АТС.

Технические средства сети должны иметь достаточную производительность для передачи трафика приложений и голоса. Для обеспечения нормального режима работы терминальных служб (основного приложения) необходимо, чтобы значение времени отклика приложения было в пределах 50мс.

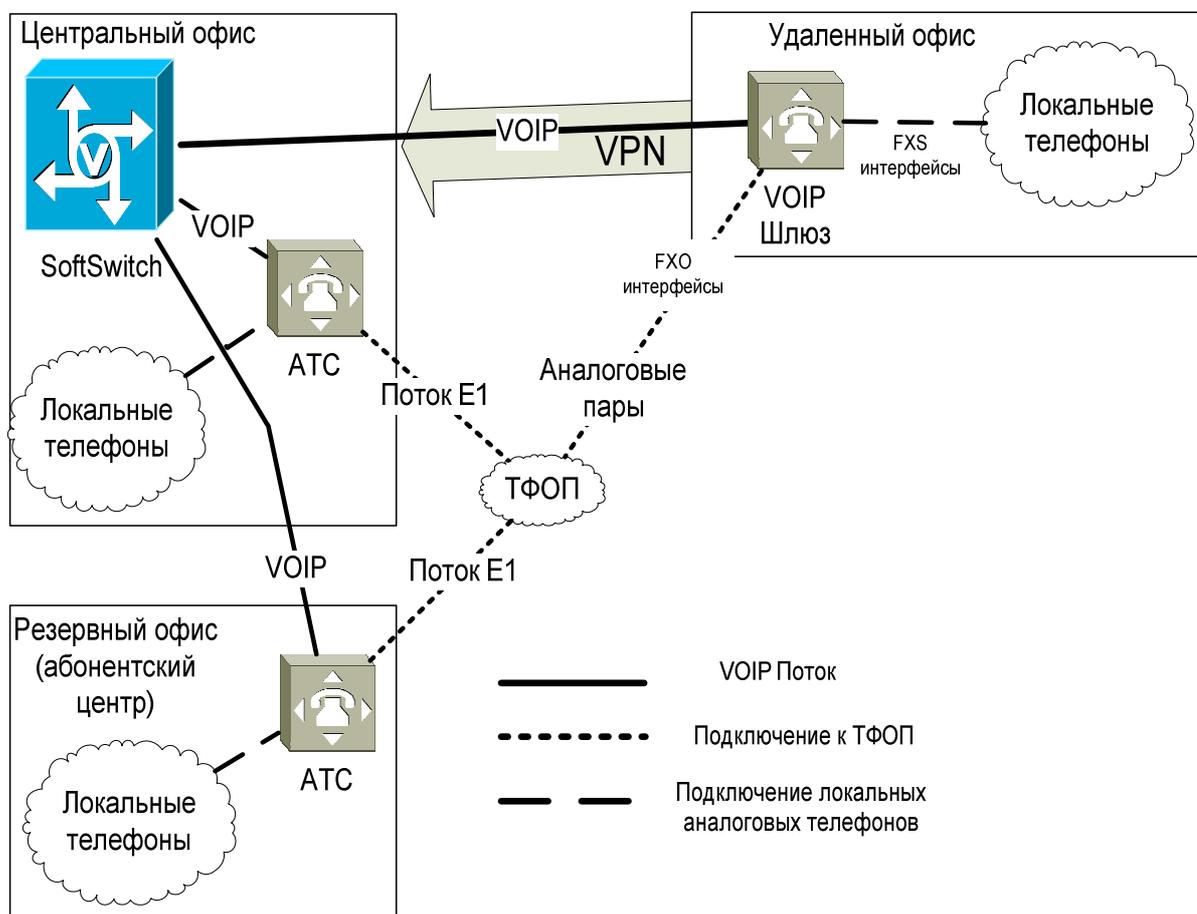


Рис. 6.13 – Схема потоков голосовой информации

6.6. Анализ и расчет параметров глобальных каналов связи удаленных офисов компании

Так как проектное решение создается на базе определенного оборудования, необходимо, на начальном этапе, снять характеристики производительности и качества предоставления услуг на базе пилотной сети [9].

Такая сеть была создана с Орским филиалом (рис. 6.14). На базе пилотной сети определены параметры существующих каналов связи и их возможности, а также проведено стресс-тестирование для определения пиковых показателей.

Все клиенты работают с серверами в режиме терминальной сессии, то есть как тонкие клиенты. Службы терминалов Windows, работающие по протоколу RDP (Remote Desktop Protocol), используют не так уж и много пропускной способности канала. К тому же эти протоколы менее требовательны к задержкам, чем, например, протоколы FTP и NFS. Но, для печати документов, обрабатываемых в терминальной сессии, на локальном принтере нужно получить этот документ из центра обработки данных.

Если пропускная способность канала связи с центральным офисом невелика (до 256Кбит/с), то передача заданий на печать может заблокировать терминальную сессию и работа станет невозможной.

Для успешного функционирования двухстороннего терминального режима с удаленными принтерами необходимо, чтобы:

- ширина полосы пропускания для удаленной сессии должна быть не менее 40 Кб/с с возможностью временного расширения полосы до 256 кб/с;
- сервер баз данных и терминальный сервер должны быть соединены со скоростью не ниже 100 Мб/с и находиться в одной IP-сети;
- процент потери пакетов не должен превышать 1%.

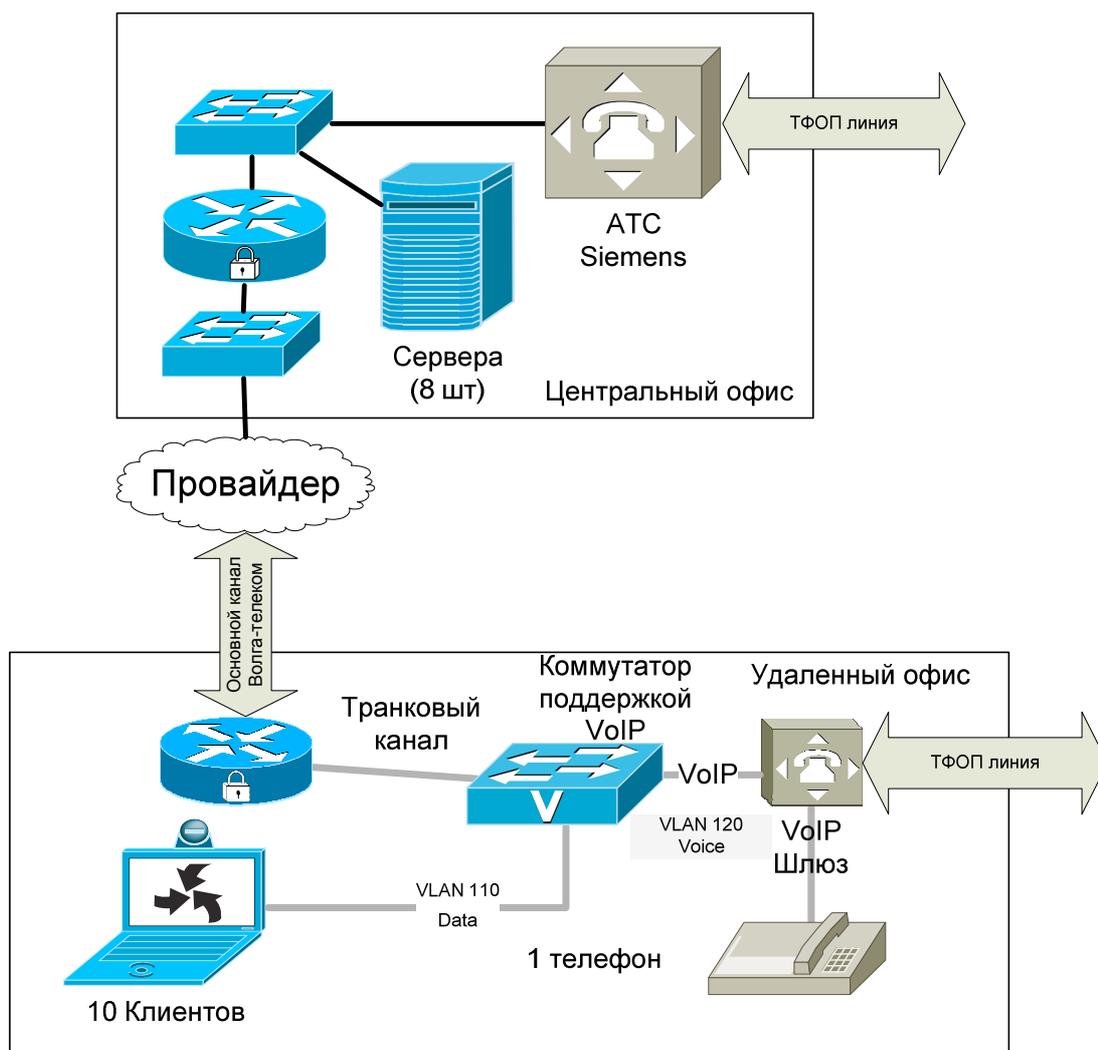


Рис. 6.14 – Пилотный сегмент корпоративной сети

Размер пакета данных терминальной сессии приближается к максимальному значению при сетевой печати. Так как специфика организации такова, что печатать приходится постоянно в течение рабочего дня, необходимо убедиться в работоспособности канала.

При максимальном количестве одновременных терминальных сессий, равном 15, полоса пропускания для терминальных клиентов не должна быть менее 700 кбит/с. Еще нужен резерв для печати не менее 500 кбит/с. Для голосового трафика, при условии не более 2-х одновременных разговоров с центральным офисом по протоколам G.726 или G.711 – не менее 192 кбит/с (таблица 6.2).

Таблица 6.2 – Параметры потока VoIP трафика

Кодек	Размер сегмента	Полоса пропускания	Полоса пропускания со сжатием	Количество одновременных звонков на 512кбит/с (без/с сжатием)
G.711 (64 kbps)	160	83	68	6/7
G.726 (32 kbps)	60	57	36	8/14
G.726 (24 kbps)	40	52	29	9/17
G.728 (16 kbps)	40	35	19	14/26
G.729(8 kbps)	20	26	11	19/46
G.723(6.3 kbps)	24	18	8	28/64
G.723(5.3 kbps)	20	17	7	30/73

Итого на один удаленный офис требуется канал передачи данных не менее 1,5 Мбит/с. Если учесть, что это минимальная ширина канала, то рекомендуемая ширина составляет 2 Мбит/с (Е1).

Рассмотрим среди удаленных офисов наиболее загруженный участок сети офис г.Орска ↔ центральный офис с максимальной интенсивностью трафика 600 пакетов/с. Длина пакета 763 байта, а канал связи от провайдера до 5 Мбит/с.

Результаты расчета этого канала приведены в таблице 6.3.

Таблица 6.3

Результаты**Узловые характеристики:**

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	600,0
Загрузка	0,800
Ср. время ожидания	0,01270
Ср. длина очереди	7,61906
Ср. задержка (время отклика)	0,01403
Ср. число заявок	8,41906

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,01270	0,01403	7,61906	8,41906

Время расчета: 0,109с

Расчеты показывают, что этот канал высоконагруженный (загрузка 80%), средняя задержка пакетов составляет 14мс, что является хорошим показателем даже для голосового трафика. Если учесть, что 600 пакетов/с это максимальная интенсивность трафика, то при разумной передаче данных (отчетов различной формы), можно обойтись каналом связи от провайдера в 2 Мбит/с, о чем было сказано выше.

Такой канал могут предоставить большинство провайдеров. Обычно он предоставляется по выделенной телефонной линии (SDSL, SHDSL) или по выделенному каналу связи (оптоволоконный ввод, Ethernet, WiFi).

При передаче голосового трафика все же предпочтительным является использование кодеков с высокой степенью компрессии голосового трафика (g.729ab, g.723), требующих полосу пропускания менее 20 Кбит/с на один голосовой вызов в идеальных условиях, и не менее 30 Кбит/с для реальных соединений.

Для обеспечения комфортного качества деловых телефонных переговоров должны соблюдаться специфические требования к параметрам передачи голосового трафика:

– задержка в среде передачи данных не должна превышать 150 мс;

– потери более 1% голосовых пакетов не допускаются.

Значение третьего критичного параметра среды передачи – jitter (вариация задержки) голосовых пакетов не должно превышать допустимого значения, устанавливаемого производителем оборудования телефонии. Допустимое значение определяется возможностями оборудования конкретного производителя по компенсации jitter.

Оборудование передачи голоса должно поддерживать специальные функции улучшения качества: echo cancellation и comfort noise.

Транспортная среда должна поддерживать различные режимы качества обслуживания (Quality-of-Service - QoS) для голоса и данных. Механизмы обеспечения QoS различаются для различных технологий связи. Однако, в случае использования для передачи голоса пакетной сети внешнего провайдера связи, недостаточно обеспечить QoS на узлах. QoS должна поддерживаться оборудованием сети провайдера, и в SLA (Service Level Agreement) данного провайдера, обязательно должно присутствовать требование обеспечения QoS. В противном случае комфортное качество телефонных переговоров не может быть гарантировано.

При использовании каналов связи с полосой пропускания менее 2 Мбит/с должны быть предприняты меры по ограничению максимального размера фрейма данных. Это необходимо для уменьшения составляющей значения jitter, связанной с задержкой сериализации данных.

В условиях одновременной работы нескольких приложений в корпоративной сети возникает ситуация, когда трафик данных различных приложений конкурирует за полосу пропускания канала связи. Следствием такой конкуренции может быть недопустимое возрастание времени отклика интерактивных приложений, а также нарушение голосовой связи.

Решением данной проблемы является введение приоритизации трафика данных, предусматривающей:

- более приоритетное обслуживание каналом связи голосового трафика и трафика интерактивных приложений;

- менее приоритетное обслуживание каналом связи трафика пакетных приложений (файловый трансферт, почта и др.).

Приоритезация должна быть реализована на портах маршрутизаторов узлов, подключаемых к межофисной телекоммуникационной сети, то есть в точке входа трафика данных в зону сети с ограниченной пропускной способностью.

Также на портах маршрутизаторов узлов, подключаемых к межофисной телекоммуникационной сети, должен быть применен режим ограничения интенсивности исходящего трафика на уровне CIR (traffic shaping).

Произведем расчет каналов связи и загрузки оборудования на основе собранных в пилотной сети данных при условии не более 2-х одновременных VoIP сессий G711 и 20 пользователей ЛВС офиса. Рассчитаем задержку в канале связи при использовании политики QoS с ToS=4 (Streaming Media) при условии использования клиентских приложений. В таблице 6.4 показаны основные параметры потоков трафика пилотной сети за 1 рабочий день (8 часов).

Здесь клиентами 1 рода являются операторы расчетного отдела, они используют преимущественно только терминальные сессии RDP и обновления антивирусов по FTP. Также выполняется сетевая печать. Клиенты 2 рода – администраторы и техперсонал. Они выполняют функции поддержки сети, управление обновлением ПО, регламентные работы. Клиент 3 рода – руководители подразделений, главные менеджеры и директора филиалов. Они используют в основном функции Интернет и E-mail [9].

Таблица 6.4 – Структура трафика пилотной сети

Протокол	Источник	Входящий кбайт	Исходящий на сервер 1 кбайт	Исходящий на сервер 2 кбайт	Исходящий в ЛВС/ интернет кбайт
RDP	Клиент 1 рода	240960	10200	0	0
	Клиент 2 рода	30240	1860	153	0
	Клиент 3	0	0	0	0

Протокол	Источник	Входящий кбайт	Исходящий на сервер 1 кбайт	Исходящий на сервер 2 кбайт	Исходящий в ЛВС/ интернет кбайт
	рода				
HTTP	Клиент 1 рода	0	0	0	0
	Клиент 2 рода	2110	1100	0	1010
	Клиент 3 рода	36210	1200	0	9208
FTP	Клиент 1 рода	21000	300	240	0
	Клиент 2 рода	21000	300	240	0
	Клиент 3 рода	21000	300	240	0
SMB/ Netbios	Клиент 1 рода	2560	512	0	640
	Клиент 2 рода	298090	59618	0	74523
	Клиент 3 рода	4320	864	0	1080
E-MAIL	Клиент 1 рода	0	0	0	0
	Клиент 2 рода	3560	0	712	890
	Клиент 3 рода	6490	0	1298	1623
TCP- Print	Клиент 1 рода	8413	0	0	120190
	Клиент 2 рода	147	0	0	2100
	Клиент 3 рода	1540	0	0	22000
Broadcast	Клиент 1 рода	10292	0	0	10292
	Клиент 2 рода	10292	0	0	10292
	Клиент 3 рода	10292	0	0	10292
Итого	Клиент 1 рода	283225	11012	240	131122

Протокол	Источник	Входящий кбайт	Исходящий на сервер 1 кбайт	Исходящий на сервер 2 кбайт	Исходящий в ЛВС/ интернет кбайт
	Клиент 2 рода	365439	62878	1105	88815
	Клиент 3 рода	79852	2364	1538	44203
Всего		728516	76254	2883	264139

Клиентов 1-го рода в пилотном офисе насчитывается 8 рабочих станций, 2-го и 3-го рода – по 1 рабочей станции.

Также активно используется функция корпоративной IP телефонии. В день, в среднем выполняется до 40 звонков средней продолжительностью 3 минуты, из них около 20% переадресовываются в центральный офис. Структура телефонных разговоров представлена в таблице 6.5. Результаты исследования структуры телефонных разговоров показали, что наибольшее влияние на канал и трафик оказывают длительные разговоры. Суммарное время всех разговоров по IP составляет 135 минут, суммарный трафик – около 89 Мбайт.

Таблица 6.5 – Структура и параметры телефонных разговоров

Длительность	Источник	Перенаправлен ие в ЦО по IP, шт	Количество	Трафик, кбайт
<1 минуты	Местный городской вызов	0	1	0
	Вызов сотрудника из ЦО по IP	0	2	1683
	Работник офиса	1	3	765
	Междугородный городской вызов	0	1	0
	Перенаправление из ЦО по IP	0	1	802
<2	Местный городской	0	2	0

Длительность	Источник	Перенаправлен ие в ЦО по IP, шт	Количество	Трафик, кбайт
минуты	вызов			
	Вызов сотрудника из ЦО по IP	0	2	3213
	Работник офиса	0	1	1614
	Междугородний городской вызов	0	1	0
	Перенаправление из ЦО по IP	0	2	3289
<3 минуты	Местный городской вызов	1	5	2372
	Вызов сотрудника из ЦО по IP	0	2	4896
	Работник офиса	0	0	0
	Междугородний городской вызов	0	0	0
	Перенаправление из ЦО по IP	0	1	2448
<5 минут	Местный городской вызов	0	3	0
	Вызов сотрудника из ЦО по IP	0	2	8568
	Работник офиса	1	1	3902
	Междугородний городской вызов	0	1	0
	Перенаправление из ЦО по IP	0	0	0
>5 минут	Местный городской вызов	2	2	17442
	Вызов сотрудника из ЦО по IP	0	1	5355
	Работник офиса	1	1	6120
	Междугородний городской вызов	1	5	7038
	Перенаправление из ЦО по IP	0	4	19125
Всего			44	88632

Для расчета показателей производительности этой сети, воспользуемся пакетом Ornet Modeler. Для этого создадим схему сети (рис. 6.15) эквивалентную пилотной. Исходные данные по трафику берем из таблиц 6.4 и 6.5.

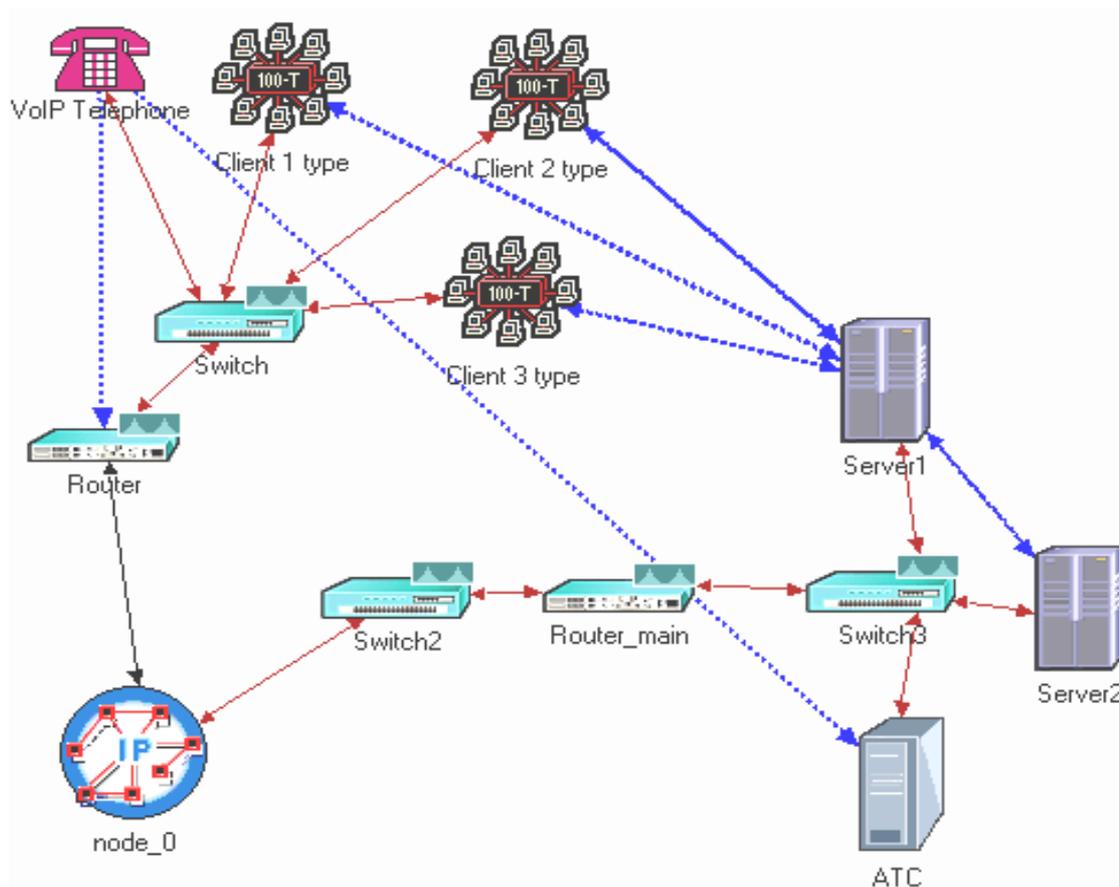


Рис. 6.15 – Схема пилотной сети в Ornet Modeler

Узкое место данной сети – глобальный канал связи с провайдером. В пилотной сети пропускная способность канала в обе стороны равна 2 Мбит/с. При виртуальном стресс-тестировании данной сети эмулировалась максимально возможная нагрузка по используемым приложениям без использования сетевой печати.

В канале связи использовались функции QoS, 1 голосовой вызов, 8 сеансов удаленного терминала, 5 сеансов HTTP связи, 3 сеанса FTP связи. В результате загрузка канала связи приблизилась к максимальному значению (выше 90%) (рис. 6.15) в направлении от удаленного в центральный офис, обратная загрузка не превышает 25%.

Результаты численного моделирования этого случая для канала удаленный офис ↔ центральный офис, приведены в таблице 6.6. Здесь входной трафик 275 пакетов/с, канал связи с провайдером 2 Мбит/с.

Таблица 6.6

Узловые характеристики:

Характеристики/Узлы	1
Интенсивность потока	275,0
Загрузка	0,917
Ср. время ожидания	0,03695
Ср. длина очереди	10,16076
Ср. задержка (время отклика)	0,04028
Ср. число заявок	11,07743

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,03695	0,04028	10,16076	11,07743

Время расчета: 0,093с

Ниже, на рис. 6.16 приведены результаты моделирования глобального канала г. Орск ↔ центральный офис.

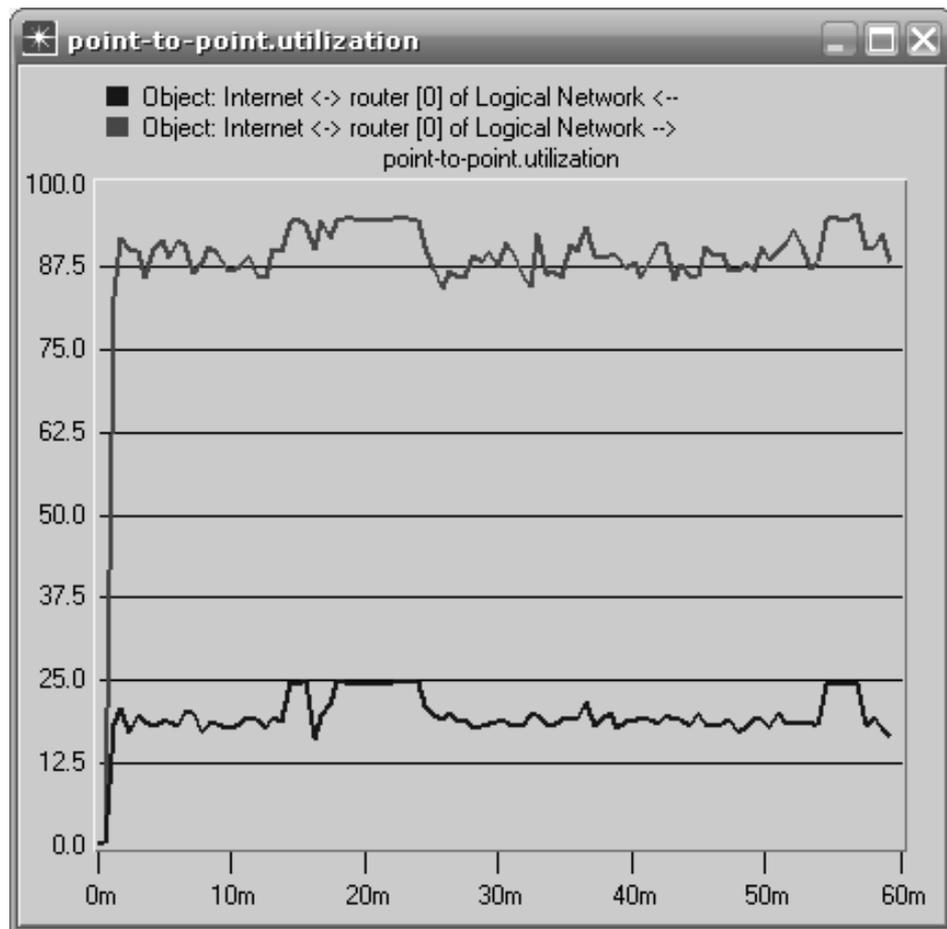


Рис. 6.16 – Загрузка глобального канала связи

Сравнение результатов таблицы 6.6 и рис. 6.16 по загрузке канала от удаленного офиса к центральному офису показывает их близкое совпадение (около 92%). Загрузка обратного канала связи не превышает 25%. Средняя задержка в 40 мс нормальная для любого вида трафика.

В заключение по каналам связи с удаленными офисами отметим, что для подключения к основному провайдеру рекомендуется использовать технологию SDSL по 2-м проводам, обеспечивающую канал 2 Мбит/с с минимальными задержками. Каналы асинхронного доступа ADSL не удовлетворяют требованиям по задержкам.

6.7. Численное моделирование корпоративной сети энергосбытовой компании

Выше основное внимание было уделено описанию и анализу глобальных каналов связи корпоративной сети с удаленными офисами, как важному сегменту данной сети.

Далее рассмотрим всю корпоративную сеть, где удаленные офисы будут изображены в виде IP-облака, откуда в сеть поступают данные извне. Модель данной сети в системе OPNET Modeler представлена на рис. 6.17.

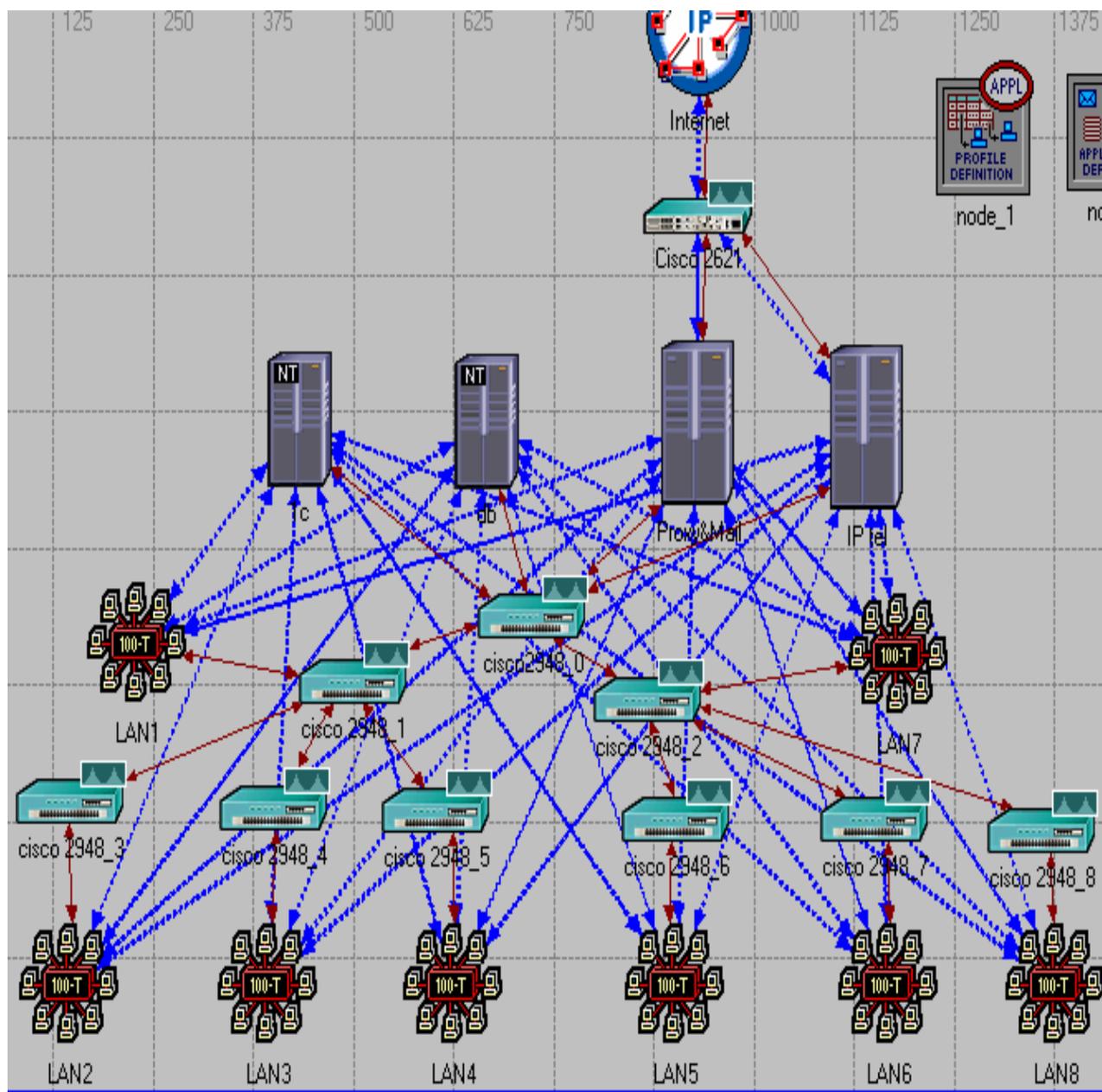


Рис. 6.17 – Модель корпоративной сети в системе OPNET Modeler с отображением трафика

Здесь канал связи Интернет провайдер ↔ маршрутизатор Cisco 2621 имеет суммарную ширину полосы до 50Мбит/с. В модели для удобства все каналы от провайдеров объединены в один общий канал. Основные каналы Cisco 2621 ↔ прокси-сервер ↔ коммутатор Cisco 2948 0 ↔ коммутаторы Cisco

2948 1, Cisco 2948 2, сервер 1с, сервер БД и сервер IP-телефонии – гигабитные. Все остальные каналы связи до коммутаторов Cisco 2948 3 - Cisco 2948 8 и до подсетей расчетных отделов LAN1 – LAN8 имеют пропускную способность 100Мбит/с (см. табл.6.7).

Далее для численного моделирования необходимо определить элементы матрицы вероятностей передач между узлами сети. Для этого воспользуемся структурой трафика сети, представленной на рис. 6.17. После этого определимся со структурой сетевой модели, узлы и производительности которых приведены в таблице 6.7. Для удобства моделирования (сокращения числа узлов в модели), каналы LAN2 – LAN8 с коммутаторами Cisco 2948 3 - Cisco 2948 8 объединены в подсети.

Таблица 6.7

Узлы	Каналы (подсети)	Пропускная способность Мбит/с
1	Интернет↔маршрутизатор Cisco 2621	50
2	Cisco 2621 ↔ прокси-сервер	1000
3	Cisco 2621 ↔сервер IP tel	1000
4	Прокси-сервер ↔cisco 2948 0	1000
5	Сервер IP tel↔cisco 2948 0	1000
6	Сервер 1с ↔ Cisco 2948 0	1000
7	Сервер БД ↔ Cisco 2948 0	1000
8	Cisco 2948 0 ↔ Cisco 2948 1	1000
9	Cisco 2948 0 ↔ Cisco 2948 2	1000
10	Cisco 2948 1 ↔ LAN1	100
11	Cisco 2948 1 ↔ Cisco 2948 3 ↔ LAN2	100
12	Cisco 2948 1 ↔ Cisco 2948 4 ↔ LAN3	100
13	Cisco 2948 1 ↔ Cisco 2948 5 ↔ LAN4	100
14	Cisco 2948 2 ↔ Cisco 2948 6 ↔ LAN5	100
15	Cisco 2948 2 ↔ Cisco 2948 7 ↔ LAN6	100
16	Cisco 2948 2 ↔ Cisco 2948 8 ↔ LAN8	100
17	Cisco 2948 2 ↔ LAN7	100

Примечание. В таблице 6.7 при рассмотрении входящего трафика стрелки каналов считаем направленными вправо, а для исходящего трафика – влево.

Как видно из рис.6.17, на самом деле число каналов в сети - 23. Для сокращения их количества в модели, мы узлы 11 – 16 сделали составными.

На основе данных о потоках в сети запишем значения элементов матрицы вероятностей передач (см.рис.6.18). Заметим, что серверы 1С и БД в этой модели являются источниками и приемниками заявок в терминах сетей массового обслуживания.

Извне, в основном от удаленных офисов, в сеть поступает трафик с максимальной интенсивностью 6800 пакетов/с, в том числе 1800 пакетов/с составляет голосовой трафик. Тогда вероятности передач $p_{12}=0,735$, $p_{13}=0,265$. Обновления на прокси-сервере составляют примерно 3% от объема трафика ($p_{24}=0,97$), а сервер IP-tel передает трафик на главный коммутатор Cisco 2948 0 с вероятностью $p_{35}=1$. От всех серверов трафик поровну передается через главный коммутатор на коммутаторы Cisco 2948 1 и Cisco 2948 2, и в силу симметричности подсетей, значения вероятностей передач

$$p_{48}=p_{49}=p_{58}=p_{59}=p_{68}=p_{69}=p_{78}=p_{79}=0,5.$$

Коммутаторы Cisco 2948 1 (узел 8) и Cisco 2948 2 (узел 9) передают трафик своим 4 подсетям каждой поровну, т.к. во всех подсетях (расчетные отделы) по 30-40 рабочих станций. Таким образом, значения

$$p_{8,10}=\dots=p_{8,13}=p_{9,14}=\dots=p_{9,17}=0,25.$$

Серверы 1С и БД генерируют трафик к подсетям с максимальной интенсивностью 8000 пакетов/с. Таким образом, интенсивность входящего трафика на главном коммутаторе может достигнуть примерно 22650 пакетов/с.

Все исходные данные для моделирования входящего трафика показаны в таблицах рис.6.18. Результаты численного моделирования по программе [1] приведены на рис. 6.19.

а)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 17 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	0,735	0,265	0	0	0	0	0
2	0	0	0	0,97	0	0	0	0
3	0	0	0	0	1,0	0	0	0
4	0	0	0	0	0	0	0	0,5
5	0	0	0	0	0	0	0	0,5
6	0	0	0	0	0	0	0	0,5
7	0	0	0	0	0	0	0	0,5
8	0	0	0	0	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0	0	0	0
12	0	0	0	0	0	0	0	0
13	0	0	0	0	0	0	0	0
14	0	0	0	0	0	0	0	0
15	0	0	0	0	0	0	0	0
16	0	0	0	0	0	0	0	0
17	0	0	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания		Коэффициент вариации	
1	8000	1	1
2	16000	2	1
3	16000	3	1
4	16000	4	1
5	16000	5	1
6	14500	6	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления		Коэффициент вариации входного потока	
1	6800	1	2
2	0	2	0
3	0	3	0
4	0	4	0
5	0	5	0
6	0	6	0

б)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 17 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	9	10	11	12	13	14	15	16	17
1	0	0	0	0	0	0	0	0	0
2	0	0	0	0	0	0	0	0	0
3	0	0	0	0	0	0	0	0	0
4	0,5	0	0	0	0	0	0	0	0
5	0,5	0	0	0	0	0	0	0	0
6	0,5	0	0	0	0	0	0	0	0
7	0,5	0	0	0	0	0	0	0	0
8	0	0,25	0,25	0,25	0,25	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	0,25	0,25	0,25	0,25
10	0	0	0	0	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0	0	0	0	0
12	0	0	0	0	0	0	0	0	0
13	0	0	0	0	0	0	0	0	0
14	0	0	0	0	0	0	0	0	0
15	0	0	0	0	0	0	0	0	0
16	0	0	0	0	0	0	0	0	0
17	0	0	0	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания		Коэффициент вариации	
1	8000	1	1
2	16000	2	1
3	16000	3	1
4	16000	4	1
5	16000	5	1
6	14500	6	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления		Коэффициент вариации входного потока	
3	0	3	0
4	0	4	0
5	0	5	0
6	8000	6	2
7	8000	7	2
8	0	8	0

Рис. 6.18- Исходные данные для численного моделирования входящего трафика сети: а)-начало, б)-продолжение

а)

7 Результаты								
Узловые характеристики:								
Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	6800,0	4998,0	1802,0	4848,1	1802,0	8000,0	8000,0	11325,0
Загрузка	0,850	0,031	0,011	0,030	0,011	0,055	0,055	0,075
Ср. время ожидания	0,00166	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000
Ср. длина очереди	11,27950	0,00136	0,00014	0,00127	0,00014	0,00761	0,00761	0,00874
Ср. задержка (время отклика)	0,00178	0,00001	0,00001	0,00001	0,00001	0,00001	0,00001	0,00001
Ср. число заявок	12,12950	0,03259	0,01141	0,03157	0,01141	0,06278	0,06278	0,08325
Сетевые характеристики:								
Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)			Ср. длина очереди		Производительность		
0,00002	0,00009			11,70291		14,40634		
Время расчета: 0,688с								

б)

7 Результаты								
9	10	11	12	13	14	15	16	17
11325,0	2831,3	2831,3	2831,3	2831,3	2831,3	2831,3	2831,3	2831,3
0,075	0,189	0,189	0,189	0,189	0,189	0,189	0,189	0,189
0,00000	0,00002	0,00002	0,00002	0,00002	0,00002	0,00002	0,00002	0,00002
0,00874	0,04848	0,04848	0,04848	0,04848	0,04848	0,04848	0,04848	0,04848
0,00001	0,00008	0,00008	0,00008	0,00008	0,00008	0,00008	0,00008	0,00008
0,08325	0,23723	0,23723	0,23723	0,23723	0,23723	0,23723	0,23723	0,23723

Рис. 6.19 – Результаты расчетов сети компании для входящего трафика: а)-начало таблицы, б)-продолжение

Моделирование исходящего трафика можно провести двумя способами. Первый способ заключается в задании трафика от 8 подсетей: они генерируют запросы к серверам 1С и БД с максимальной интенсивностью в 200 пакетов/с к каждому (по 1600 к каждому), к серверу IP-tel – 100 пакетов/с (всего 800). Все 8 подсетей направляют данные к прокси серверу, максимальная интенсивность трафика при этом достигает $375 \cdot 8 = 3000$ пакетов/с. Итого каждая из 8-и подсетей генерирует трафик с максимальной интенсивностью 800 пакетов/с. Интенсивность исходящего трафика от Cisco 2621 составляет 3800 пакетов/с.

Второй способ заключается в задании полученного трафика сверху вниз, используя технологию задания для входящего трафика. При этом поменяются местами направления каналов связи. Для расчетов исходящего трафика нами выбран второй способ.

Вероятности передач $p_{12} = 0,79$, $p_{13} = 0,21$, т.к. интенсивность исходящего трафика от прокси сервера 3000 пакетов/с, а от сервера IP-tel – 800 пакетов/с. Тогда $p_{12} = 3000/3800 = 0,79$. Вероятность $p_{24} = 0,8$, остальные 20% трафика связаны с обновлениями прокси сервера. Исходные данные и результаты расчетов исходящего трафика приведены в таблицах рис.6.20 и 6.21.

а)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 17 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	0	0,79	0,21	0	0	0	0	0
2	0	0	0	0,8	0	0	0	0
3	0	0	0	0	1,0	0	0	0
4	0	0	0	0	0	0	0	0,5
5	0	0	0	0	0	0	0	0,5
6	0	0	0	0	0	0	0	0,5
7	0	0	0	0	0	0	0	0,5
8	0	0	0	0	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	0	0	0
10	0	0	0	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0	0	0	0
12	0	0	0	0	0	0	0	0
13	0	0	0	0	0	0	0	0
14	0	0	0	0	0	0	0	0
15	0	0	0	0	0	0	0	0
16	0	0	0	0	0	0	0	0
17	0	0	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания	Коэффициент вариации	
1	8000	1
2	15000	1
3	15000	1
4	15000	1
5	15000	1
6	16000	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления	Коэффициент вариации входного потока	
1	3800	1
2	0	0
3	0	0
4	0	0
5	0	0
6	1600	1

б)

Расчет характеристик сети с однородным трафиком.

Кол. узлов = 17 m = 1 Точность = 5

Матрица вероятностей перехода заявок

	9	10	11	12	13	14	15	16	17
1	0	0	0	0	0	0	0	0	0
2	0	0	0	0	0	0	0	0	0
3	0	0	0	0	0	0	0	0	0
4	0,5	0	0	0	0	0	0	0	0
5	0,5	0	0	0	0	0	0	0	0
6	0,5	0	0	0	0	0	0	0	0
7	0,5	0	0	0	0	0	0	0	0
8	0	0,25	0,25	0,25	0,25	0	0	0	0
9	0	0	0	0	0	0,25	0,25	0,25	0,25
10	0	0	0	0	0	0	0	0	0
11	0	0	0	0	0	0	0	0	0
12	0	0	0	0	0	0	0	0	0
13	0	0	0	0	0	0	0	0	0
14	0	0	0	0	0	0	0	0	0
15	0	0	0	0	0	0	0	0	0
16	0	0	0	0	0	0	0	0	0
17	0	0	0	0	0	0	0	0	0

Обработка заявок

Интенсивность обслуживания	Коэффициент вариации	
1	8000	1
2	15000	1
3	15000	1
4	15000	1
5	15000	1
6	16000	1

Поступление заявок

Интенсивность поступления	Коэффициент вариации входного потока	
1	3800	1
2	0	0
3	0	0
4	0	0
5	0	0
6	1600	1

Рис. 6.20- Исходные данные для расчетов исходящего трафика сети компании: а)-начало, б)-продолжение

7 Результаты

Узловые характеристики:

Характеристики/Узлы	1	2	3	4	5	6	7	8
Интенсивность потока	3800,0	3002,0	798,0	2401,6	798,0	1600,0	1600,0	3199,8
Загрузка	0,475	0,020	0,005	0,016	0,005	0,010	0,010	0,021
Ср. время ожидания	0,00011	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000
Ср. длина очереди	0,42782	0,00040	0,00003	0,00026	0,00003	0,00010	0,00010	0,00044
Ср. задержка (время отклика)	0,00024	0,00001	0,00001	0,00001	0,00001	0,00001	0,00001	0,00001
Ср. число заявок	0,90282	0,02041	0,00535	0,01627	0,00535	0,01010	0,01010	0,02149

Сетевые характеристики:

Ср. время ожидания	Ср. задержка (время отклика)	Ср. длина очереди	Производительность
0,00000	0,00008	0,45238	1,46278

Время расчета: 0,047с

7 Результаты

9	10	11	12	13	14	15	16	17
3199,8	800,0	800,0	800,0	800,0	800,0	800,0	800,0	800,0
0,021	0,053	0,053	0,053	0,053	0,053	0,053	0,053	0,053
0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000	0,00000
0,00044	0,00284	0,00284	0,00284	0,00284	0,00284	0,00284	0,00284	0,00284
0,00001	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007	0,00007
0,02149	0,05617	0,05617	0,05617	0,05617	0,05617	0,05617	0,05617	0,05617

Рис. 6.21 - Результаты расчетов исходящего трафика сети компании

Анализ полученных данных выполним после проведения имитационного моделирования.

6.8. Имитационное моделирование корпоративной сети энергосбытовой компании

Сначала дадим описание сетевых ресурсов модели.

Прокси-сервер выполняет следующие приложения:

- FTP Medium Load;
- HTTP HeavyBrowsing;
- HTTP LightBrowsing.
- E-mail Low Load.

1С сервер выполняет следующие приложения:

- 1с database (подразумевается Database с High Load нагрузкой).

IPtel сервер выполняет следующие приложения:

- IP Telephony.

Рабочие станции поддерживают следующие приложения:

- FTP Medium Load;
- HTTP HeavyBrowsing;
- E-mail Low Load;
- 1с database (подразумевается Database с High Load нагрузкой).

Для перечисленных приложений задаются следующие параметры в Application Definition:

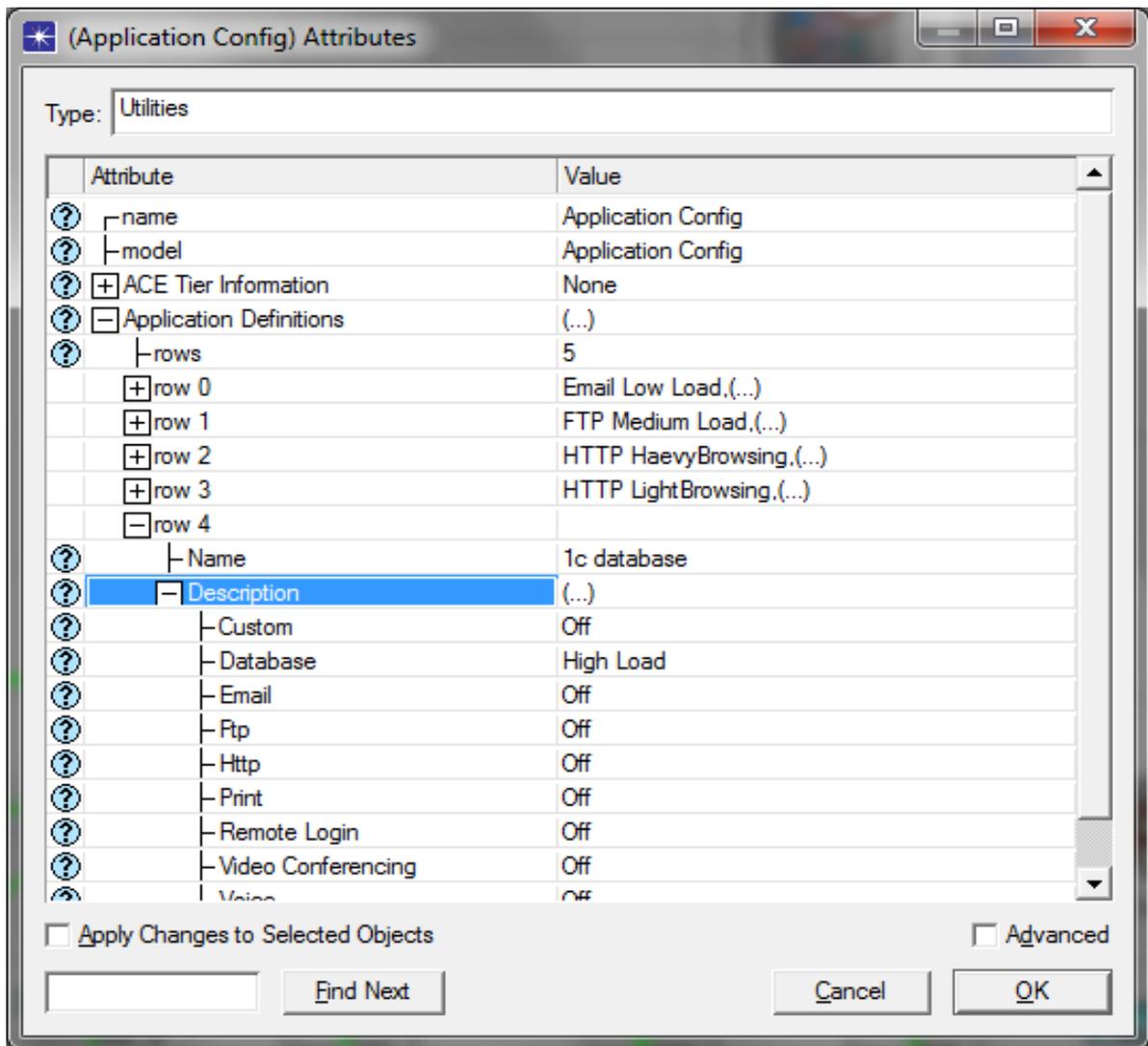


Рис.6.22 - Выбор приложений и параметров

Параметры для серверов:

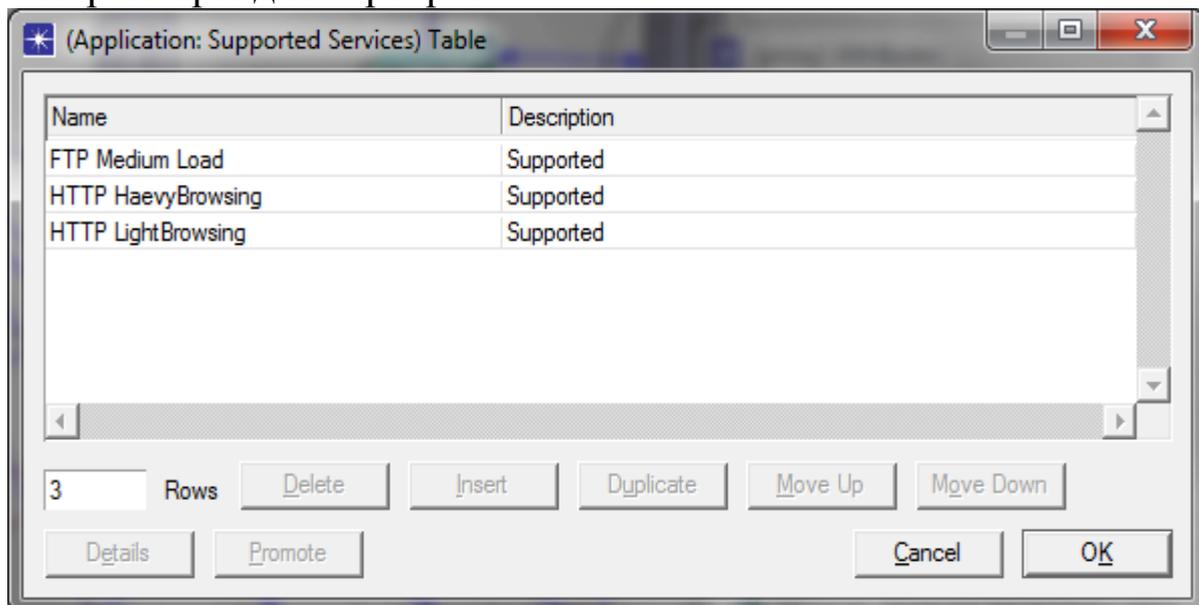


Рис. 6.23 – Выбор приложений на Proxu-сервере

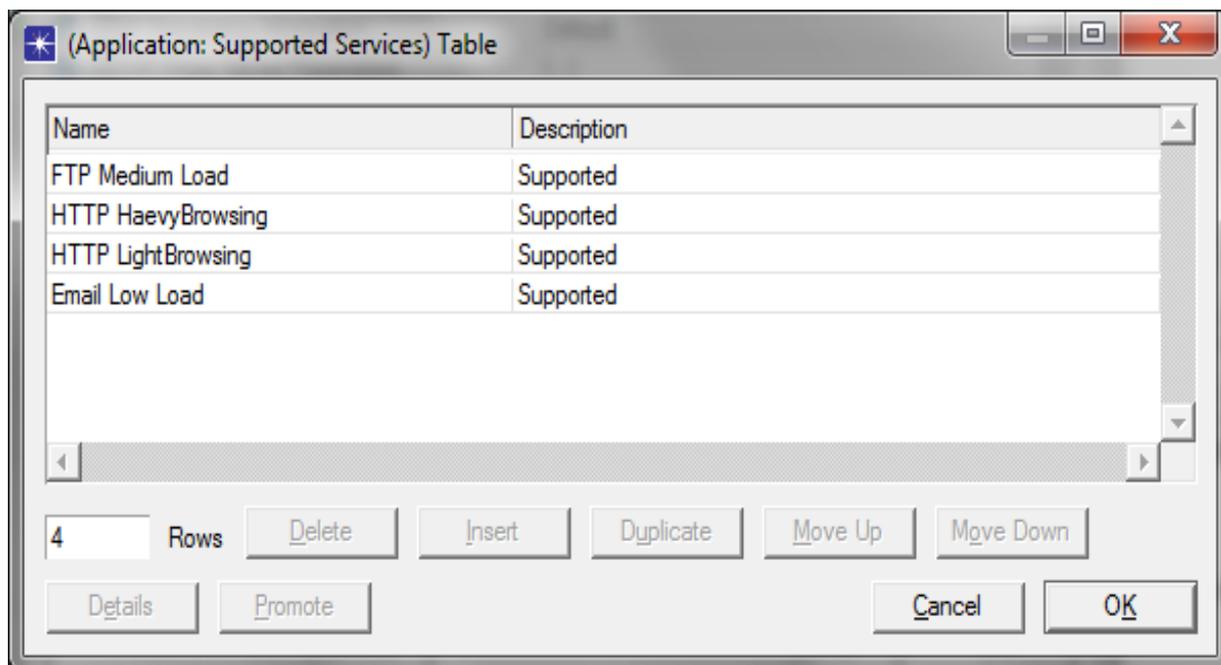


Рис. 6.24 – Выбор приложений на 1с-сервере

Параметры для рабочих станций:

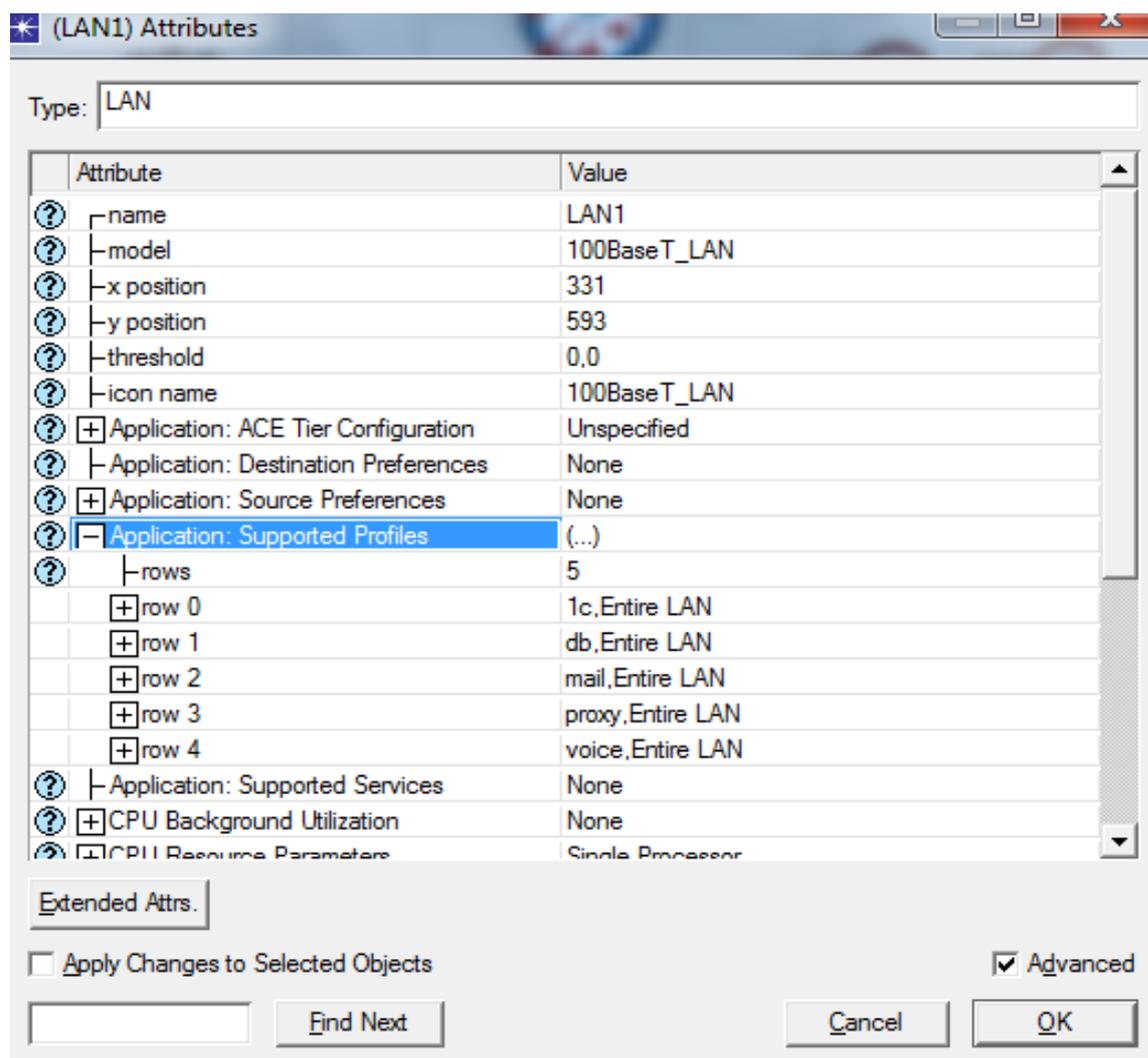


Рис. 6.25 - Выбор приложений на рабочих станциях

Задаем значения интенсивностей входящего/ исходящего трафика от маршрутизатора к серверу и обратно, а также по подсетям, как это показано на рисунках ниже (рис.6.27-6.31). Все задаваемые значения интенсивностей потоков в точности совпадают с соответствующими значениями при численном моделировании.

На входе: из сети интернет с интенсивностью 5000 пакетов/с трафик поступает на маршрутизатор cisco 2621 и обратно – с интенсивностью 3000 пакетов/с.

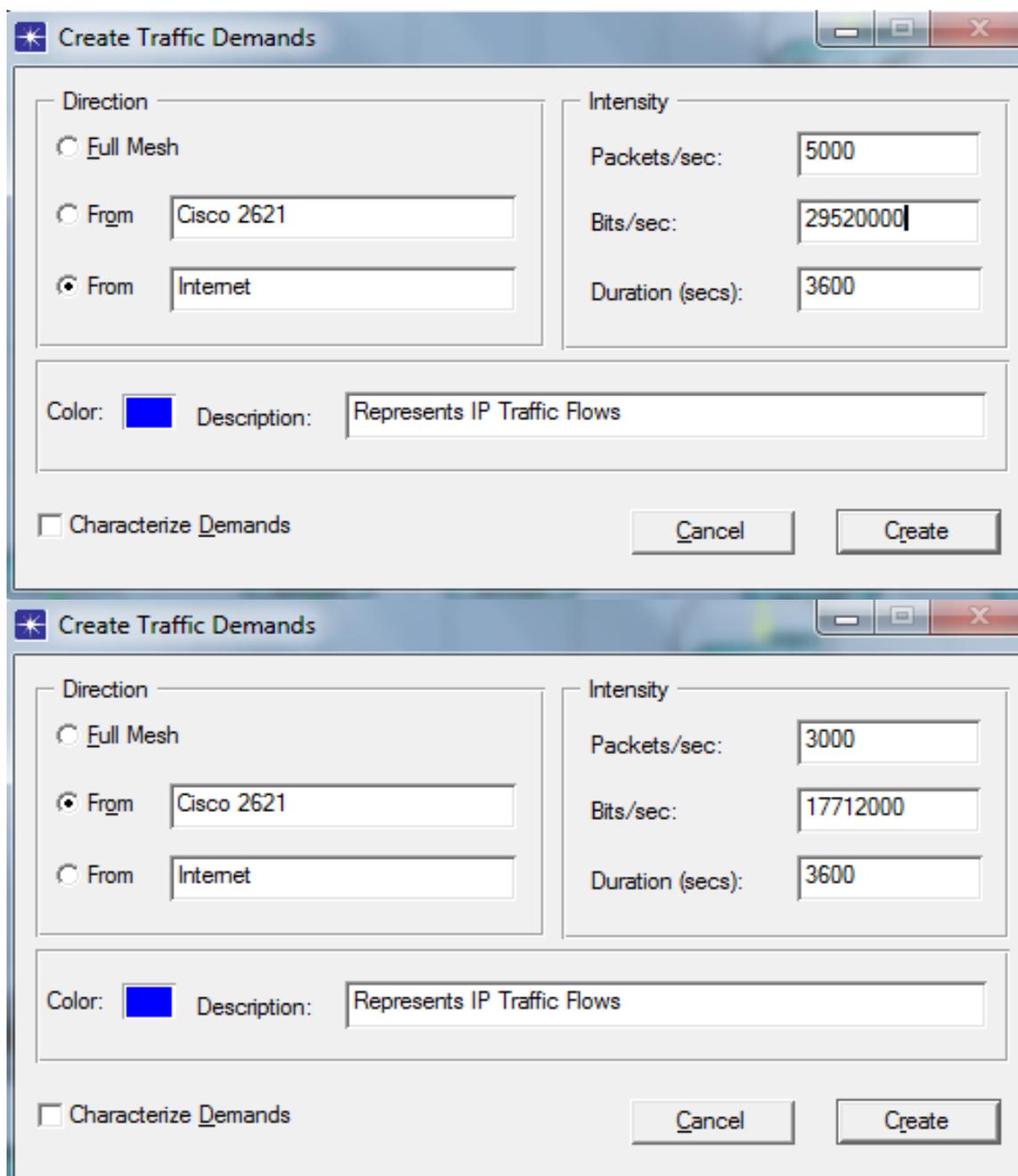


Рис. 6.26 – Задание трафика от интернета к маршрутизатору и обратно

От каждой подсети до остальных трех серверов направим трафик с интенсивностью 200 пакетов/с каждому, обратно - 1000 пакетов/с.

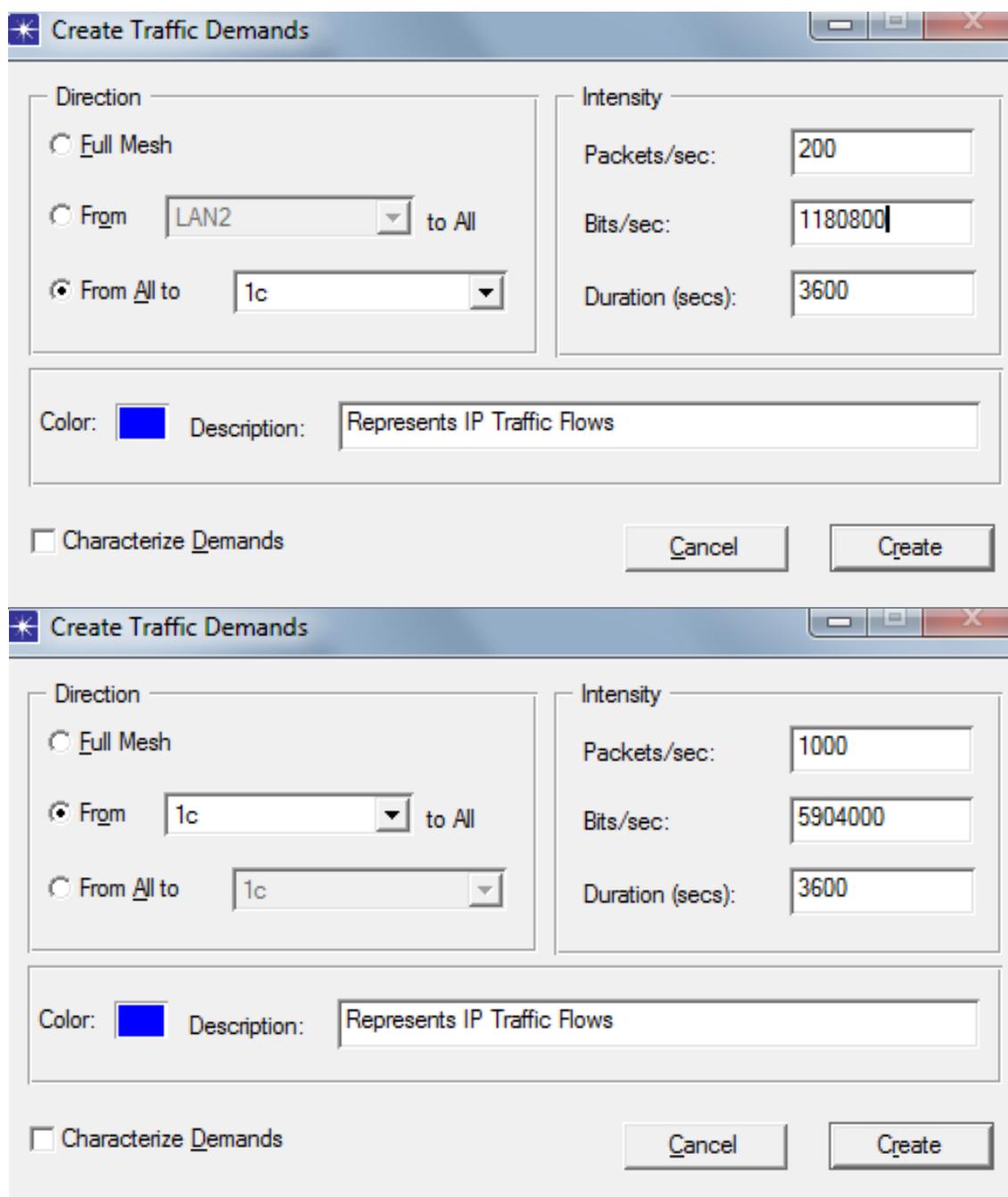


Рис. 6.27 – Задание трафика от подсетей к серверу 1С и обратно

Аналогично поступаем с серверами БД и IP-tel.

От каждой подсети до Proху&Mail сервера направим трафик с интенсивностью 375 пакетов/с, обратно - 625 пакетов/с.

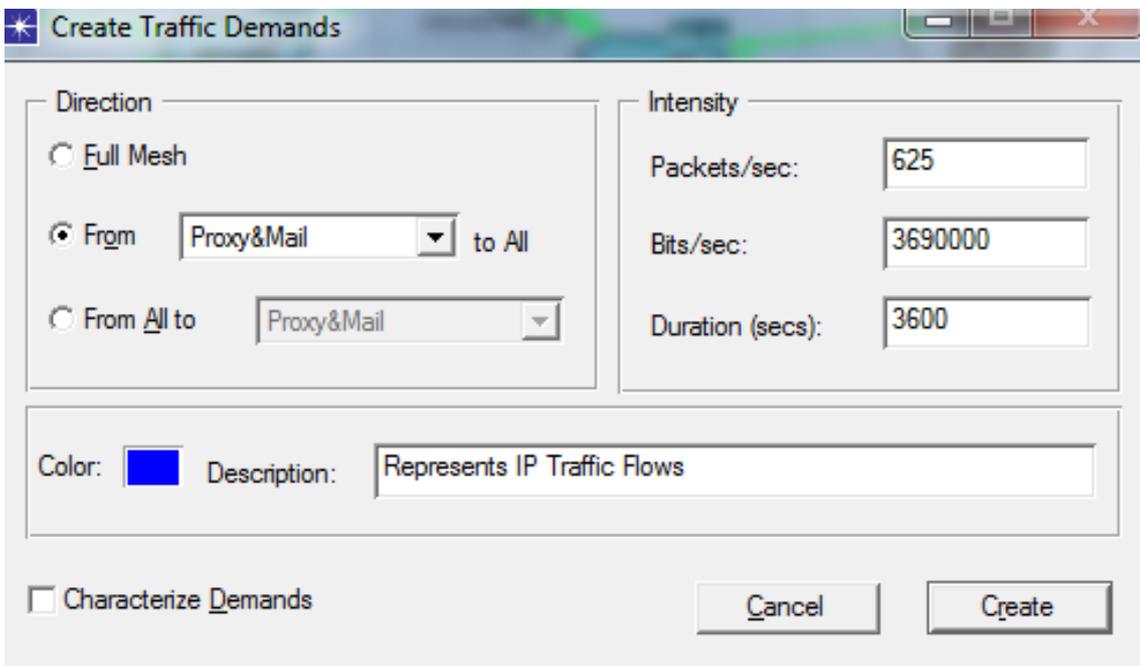
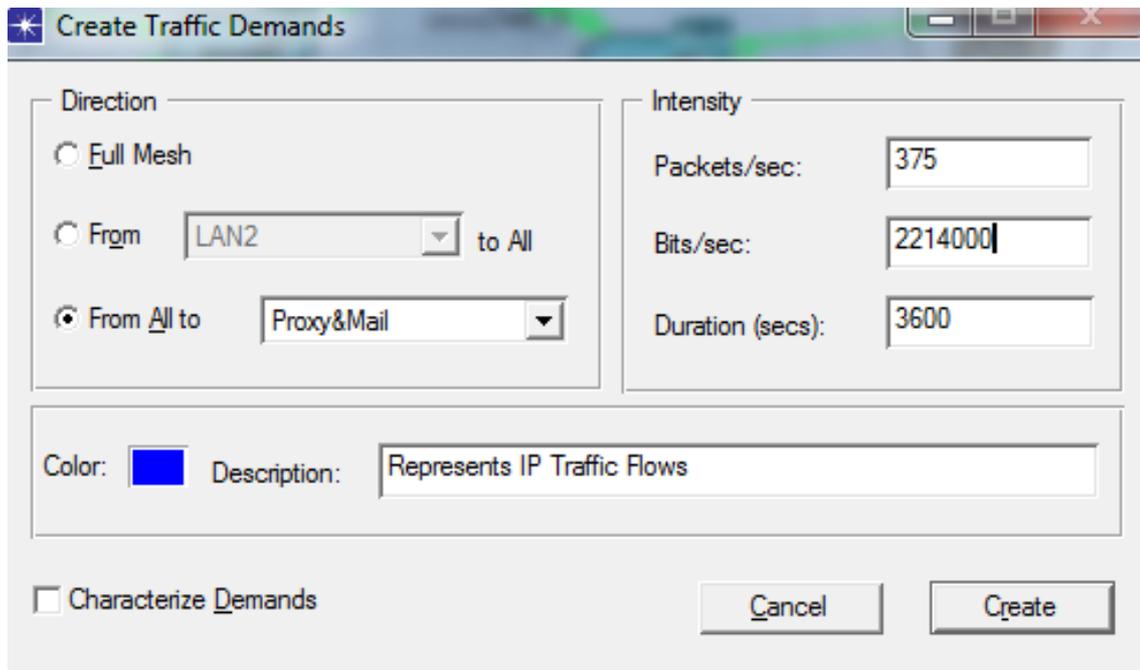


Рис. 6.28 – Задание трафика от подсетей к прокси-серверу и обратно

Примечание. Чтобы не настраивать трафик к каждой подсети отдельно, следует выделить сервер и все подсети, для которых нужно задать трафик, после чего задавать трафик. Тогда в поле from можно выбрать сервер, а под to All будут подразумеваться выделенные подсети. При настройке трафика от 1с сервера следует руководствоваться этим же методом.

Локальные соединения выбраны как 1000BaseX (от коммутаторов до подсетей 100BaseT):

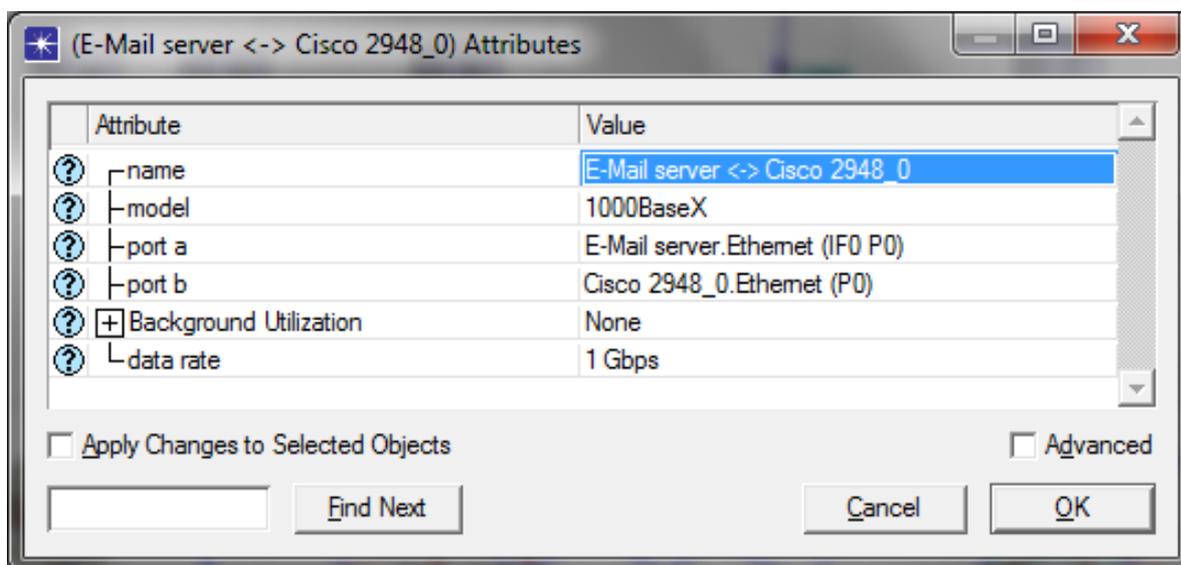


Рис. 6.29 – Параметры локальных соединений

Соединение Интернета и маршрутизатора выбрано как WAN соединение со скоростью 50 Мб/с:

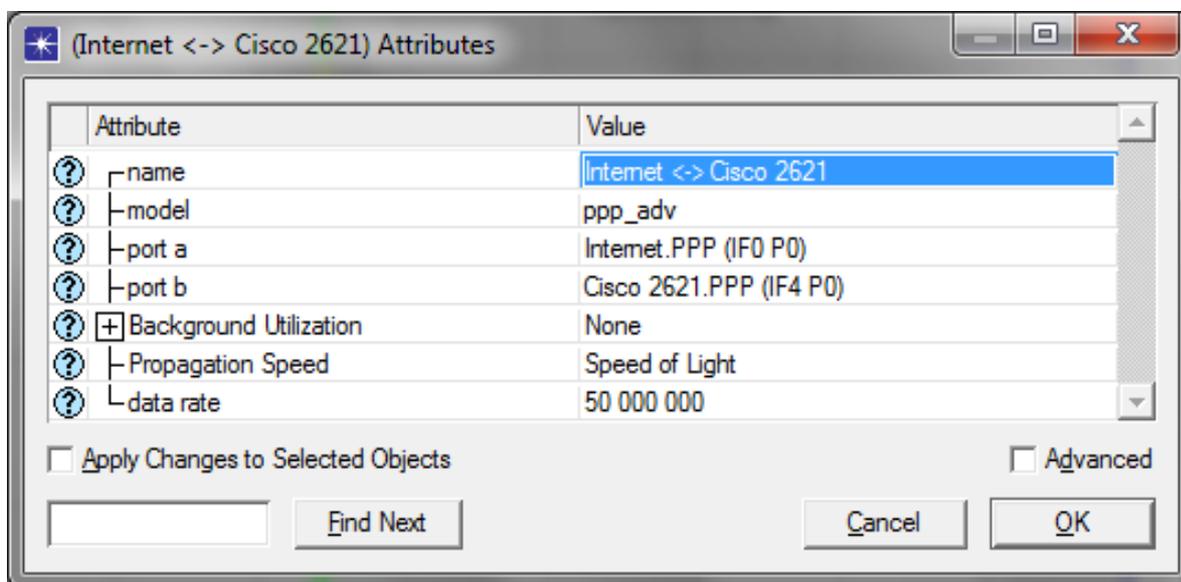


Рис. 6.30 – Параметры соединения интернета и маршрутизатора

Полученные после прогона модели результаты приведены на рис. 6.31.

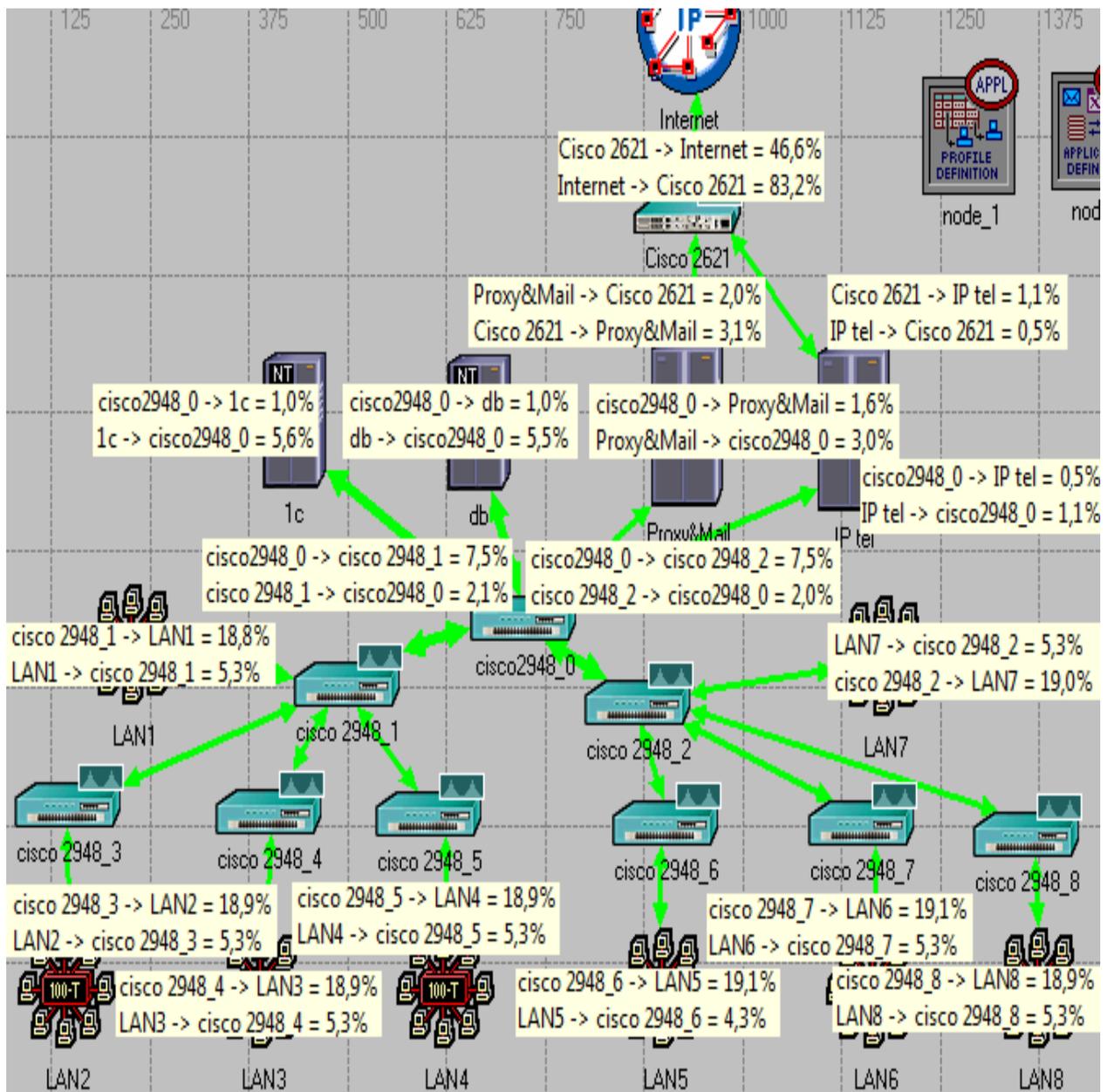


Рис.6.31 – Результаты моделирования сети в системе OPNET Modeler

Анализ полученных данных имитации работы сети

Проверим сначала выполнение баланса потоков на коммутаторах cisco 2948_1 и cisco 2948_2.

Для входящего трафика на cisco 2948_1 от 2948_0 имеем 7,5% на линии 1000Мбит/с. Для входящего трафика на cisco 2948_1 от всех подсетей с линиями 100Мбит/с имеем $18,8+18,9+18,9+18,9=75,5$, что в пересчете на линию 1000Мбит/с дает 7,55%. Следовательно, баланс потоков на коммутаторе cisco 2948_1 выполняется. Аналогично обстоит дело и на коммутаторе cisco 2948_2.

Исходящий трафик от коммутатора cisco 2948_1 равен 2,1% на линии 1000Мбит/с.

Суммируем нагрузки снизу вверх от подсетей для cisco 2948_1: $5,3+5,3+5,3+5,3=21,2\%$ для линий по 100Мбит/с, что для линии 1000Мбит/с дает 2,12%. С учетом того, что программа выдает результаты с точностью до 0,1%, баланс исходящих потоков на cisco 2948_1 выполняется. Точно также обстоит дело с балансом исходящих потоков на cisco 2948_2.

Перейдем теперь к главному коммутатору cisco 2948_0. Нагрузка на него от всех серверов составляет $5,6+5,5+3,0+1,1=15,2\%$, а сам он передает дальше на коммутаторы cisco 2948_1 и cisco 2948_2 нагрузку $7,5+7,7=15,0\%$. Расхождение составляет $15,2-15,0=0,2\%$. Это расхождение можно объяснить, к примеру, тем, что часть трафика связана с обновлениями серверов.

Сравнение результатов численного (рис.6.19, 6.21) и имитационного моделирования (рис.6.31) по нагрузкам на каналы связи показывает их полное совпадение. По 8-и подсетям (узлы 10-17) результаты имитации колеблются от 18,8% до 19,1%, в то время как результаты численного моделирования – 18,9%. Относительная погрешность составляет примерно 1%. Для внешнего канала относительная погрешность по загрузке составляет около 2%. По всем остальным каналам имеем полное совпадение нагрузок, что свидетельствует о высокой степени достоверности результатов расчетов.

Далее отметим следующую важную особенность исследуемой сети в отличие от вышерассмотренных случаев, когда доля внутреннего трафика составляла всего 8-9%. На входе сети энергосбытовой компании мы наблюдали максимальную интенсивность внешнего трафика в 6800 пакетов/с. В установленном режиме на входе главного коммутатора cisco 2948_0 получили интенсивность входного трафика 22650 пакетов/с. Следовательно, в данном случае доля внутреннего трафика составляет примерно 70%, т.е. почти в 8 раз превышающую долю внутреннего трафика сетей ВУЗа. В этом и заключается разница между сетями ВУЗов и корпоративными сетями организаций.

6.9. Выводы по главе 6

1 При исследовании сети ГОУ ВПО ОГУ использована декомпозиция большой сети на логические сегменты (нисходящая декомпозиция сверху вниз): сеть ОГУ ↔ сети факультетов (корпусов) ↔ сети кафедр (отделов и т.д.). Аналогичный подход использован и при исследовании корпоративной распределенной сети ОАО «Оренбургэнергосбыт». Для повышения достоверности моделирования этих сетей подробно анализирован их трафик.

2. По результатам расчетов подтверждена адекватность примененного метода сбора информации сети, точность построения матрицы вероятностей передач и совпадение результатов моделирования по авторской программе и в пакете OPNET Modeler с точностью до долей процента.

3 На основе проведенных расчетов создана система рекомендаций по оптимизации и модернизации физической и логической топологии, а также коммутационных и маршрутных узлов сети передачи данных ОГУ, содержащей 18 серверов, 2400 рабочих станций, 5 удаленных филиалов, 18 глобальных каналов связи и 4 Интернет канала.

4 Корпоративная сеть ОАО «Оренбургэнергосбыт» анализировалась с учетом территориальной распределенности. Использование результатов моделирования данной сети позволило повысить скорость проектирования сегментов сети и эффективность использования имеющегося оборудования в модернизируемых схемах, сократить затраты на проведение натурных испытаний и аудита сети передачи данных.

5. Результаты исследования сетей ВУЗа и энергосбытовой компании показывают существенное различие в их функционировании. Если в сетях ВУЗов мала доля внутреннего трафика, то в сетях крупных организаций наоборот, мала доля внешнего трафика.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК К ГЛАВЕ 6

1. Бахарева, Н.Ф. Анализ производительности компьютерных сетей на основе аппроксимативного подхода. Свидетельство об

официальной регистрации программы для ЭВМ №2010613539. Роспатент, М., 28.05.2010.

2. Бахарева, Н.Ф. Управление нагрузкой на сети ЭВМ распознаванием и моделированием трафика / Н.Ф.Бахарева, Ю.А.Ушаков // Инфокоммуникационные технологии. – 2008. - Том 6, №3. - С. 56-62.

3. Бахарева, Н.Ф. Анализ и расчет непуассоновских моделей трафика в сетях ЭВМ / Н.Ф.Бахарева, И.В.Карташевский, В.Н.Тарасов // Инфокоммуникационные технологии. – 2009. - Том 7, №4. - С. 61-66.

4. Бахарева, Н.Ф. Исследование и моделирование трафика в компьютерных сетях / Н.Ф.Бахарева, А.Л.Коннов, В.Н.Тарасов // Труды 9-й Всеросс. межвузовской научно-практ. конф. 2010. Самара, СамГТУ. - С. 6-9.

5. Бахарева, Н.Ф. Исследование компьютерных сетей методом декомпозиции на подсети / Н.Ф.Бахарева, В.Н.Тарасов, А.Л.Коннов // Труды Междунар. конф. «Наука и образование: фундам. основы, технологии, инновации» 2010. Оренбург, ОГУ. - С. 220-224.

6. Бахарева, Н.Ф. Анализ производительности корпоративной сети ОГУ в системе OPNET Modeler / Н.Ф.Бахарева, В.Н.Тарасов, А.Л.Коннов // Труды 2-й Всеросс. научно-практ. конф. «Новые технологии в промышл., науке и образовании» 2010. Оренбург, ВТУ. - С. 288-284.

7. Бахарева, Н.Ф. Исследование сети кампуса в системе OPNET Modeler / Н.Ф.Бахарева, В.Н.Тарасов, А.Л.Коннов // Материалы XI Междунар.научно-техн. конф. «Проблемы техники и технологии телекоммуникаций 2010. Уфа. - С. 151-153.

8. Бахарева, Н.Ф. Исследование производительности компьютерных сетей на основе анализа их трафика / Н.Ф.Бахарева, В.Н.Тарасов, А.Л.Коннов // Избранные труды Междунар. конф. ПИТ-2010 г. Самара, СГАУ. - С. 259-263.

9. Ушаков, Ю.А. Формирование оценок производительности корпоративных компьютерных сетей на основе аппроксимативного подхода [Текст] : дис. канд. техн. наук: 05.13.13 / Ушаков Юрий Александрович. – Самара, 2009. - 180 с.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

1. В настоящей монографии на основе известных авторам литературных источников, изложено современное состояние и тенденции развития методов и средств исследования производительности компьютерных сетей. Необходимо выделить два основных направления: методы моделирования на основе теории массового обслуживания и методы дискретно-событийного (имитационного) моделирования. Показана ограниченность методов теории массового обслуживания в описании современного телетрафика моделями с пуассоновскими входными потоками ($M/M/1$, $M/G/1$ и др.) и их неадекватность в случае не пуассоновского входного трафика.

2. Проведенный анализ состояния развития средств моделирования и анализа основных показателей производительности и качества предоставления услуг корпоративных сетей передачи данных показал, что наиболее существенного повышения их эффективности можно было бы добиться путем интеграции многих серийно-выпускаемых программных и аппаратных средств анализа производительности сети со средой моделирования сетей в комплекс автоматизированного моделирования и анализа КСПД.

В тоже время, как показал анализ, ни одна из рассмотренных имитационных систем моделирования не удовлетворяет требованиям интеграции в систему мониторинга и анализа в реальном времени. Это связано с имеющимися ограничениями современных программных продуктов для проектирования и моделирования сетей передачи данных: с одной стороны по причине их высокой стоимости, а с другой стороны эти программные продукты являются «закрытыми», что не позволяет их модифицировать под нужды конкретного исследователя.

3. Обоснована необходимость использования моделей массового обслуживания типа $G/G/1$ или $G/G/m$ с тяжелохвостными входными распределениями для описания ресурсов сетей. В тоже время для этих моделей не известны аналитические результаты в конечной форме. Этот фактор в свое время и послужил мощным толчком к созданию систем имитационного моделирования для решения задач анализа производительности сетей.

4. Создание собственного математического и программного инструментария для анализа производительности сетевых структур потребовало разработки адекватного математического аппарата для описания и расчета трафика компьютерной сети. В свою очередь для этого потребовалось создать вспомогательные программы имитации математических операций мультиплексирования и демуплексирования потоков.

5. В работе на основе доказанных утверждений, получены математические модели операции мультиплексирования (агрегирования) двух и более потоков, позволяющие определить моментные характеристики интервалов между событиями в результирующем потоке. Первая модель получена на основе аппроксимации произвольных функций распределений гипер и гипо экспоненциальными распределениями, в зависимости от коэффициентов вариаций компонент результирующего потока, а вторая – на основе диффузионной аппроксимации дискретных потоков.

6. Полученные результаты позволяют сделать вывод о том, что в условиях неполной информации о потоках в сети, дисперсия и моменты высших порядков распределения времени между событиями в агрегированном потоке не могут быть точно, в элементарных функциях, выражены через моментные характеристики компонент результирующего потока.

7. На основе доказанного утверждения получена математическая модель демуплексирования (вероятностного разрежения) потока, позволяющая определить точно среднее значение и дисперсию распределения интервалов между событиями в разреженном потоке.

8. Для проверки адекватности полученных математических моделей разработаны специальные программы для операций с потоками: *Мих* – для операции мультиплексирования, *Детих* – для демуплексирования. Проведенные эксперименты на широком классе законов распределений с различными коэффициентами вариаций, показали относительную погрешность моделирования в пределах 5%.

9. Совместно, полученные модели математического мультиплексирования и демуплексирования потоков, позволяют записать уравнения их равновесия относительно средних значений и дисперсий интервалов времени между

соседними заявками в сетях МО при произвольных законах поступления и обслуживания. Эти уравнения равновесия обобщены на случай неоднородных и избыточных потоков.

10. Полученные уравнения равновесия позволяют декомпозировать сети МО общего вида на отдельные узлы для дальнейшего расчета их характеристик. Для их решения необходимо знать средние значения и дисперсии распределения интервалов времени в выходных потоках узлов, а также уметь рассчитывать характеристики СМО общего вида $G/G/m/k$. Для этих целей разработана аппроксимативная модель массового обслуживания общего вида $G/G/m/k$.

11. При общих допущениях о вероятностных распределениях времени между соседними заявками во входных потоках и времени обслуживания в узлах, разработанная аппроксимативная модель позволяет определить среднее значение и дисперсию распределения выходного потока системы, а также все основные показатели функционирования таких систем как без ограничения на длину очереди, так и с конечной очередью и потерями.

12. Точность аппроксимативной модели узла исследована для широкого диапазона изменения параметров трафика (коэффициента загрузки от 0,01 до 0,995 и коэффициентов вариаций распределений длин интервалов между заявками во входном потоке и времени обслуживания от 0 до 5). Полученные результаты сравнивались с результатами известных методов теории массового обслуживания и с результатами имитационного моделирования. Относительная погрешность в среднем не превышает 5%.

13. Проведенные расчеты на модели узла показывают существенную зависимость показателей производительности от коэффициентов вариаций распределений интервалов поступления и обслуживания заявок, а моменты более высокого порядка, чем второй, как показывает имитационное моделирование, оказывают на них менее существенное влияние. Таким образом, учет дисперсий распределений интервалов времен в потоках, позволяет повысить степень адекватности моделей массового обслуживания и математической модели трафика в виде систем уравнений равновесия потоков.

С другой стороны, показатели описания структуры трафиковых процессов (дескрипторы) такие как: индекс

дисперсий интервалов IDI, индекс дисперсии для отчетов IDC, принцип РТС (Poisson Traffic Comparison), позволяют использовать величину коэффициента вариации интервалов времени в трафиковом процессе в качестве характеристики для описания структуры трафика. Установленная взаимосвязь между коэффициентами вариации и Херста позволяет использовать разработанные автором методы и модели также для анализа и расчета самоподобного трафика.

14. Расчеты, проведенные в работе, наглядно демонстрируют, что пуассоновские модели сетевого трафика обеспечивают слишком оптимистические показатели производительности. Например, фактические задержки пакетов в сети могут быть в несколько раз выше, чем показывают классические модели массового обслуживания.

Установлено, что подкласс субэкспоненциальных распределений, включающий распределения Вейбулла, гамма, логнормальное и гиперэкспоненциальное с коэффициентами вариации, большими 1, позволяет описывать трафики с тяжелохвостными распределениями интервалов времени между пакетами.

15. Предложенные методы реализованы в виде программной системы «Анализ производительности компьютерных сетей на основе аппроксимативного подхода». С ее применением решены следующие задачи:

- проведено моделирование основного фрагмента сети филиала Центробанка РФ как многофазной СМО. Результаты моделирования работы многопроцессорного сервера обработки данных позволили рассчитать текущую (40%) и прогнозируемую нагрузку (70%) на основную подсеть данной сети, а также задержки заданий (отчетов) и производительность подсети;

- проведено моделирование ЛВС кафедры ВУЗа (сети нижнего уровня) и сети двух корпусов ОГУ (сети второго уровня). В связи с тем, что предлагаемая методика исследования сетей использует уравнения равновесия потоков на уровне средних значений и дисперсий времен поступления и обслуживания, проведен подробный анализ входящего трафика с определением моментных характеристик времени между пакетами.

16. При анализе производительности ЛВС, предложен новый подход, использующий разделение трафика сети на чисто внешний (протокол HTTP), и внутренний (все остальные протоколы). Тем самым, рассмотрена сеть МО, в которой часть трафика (внешний трафик) циркулирует в открытой сети МО, а часть (внутренний трафик) – в замкнутой сети МО. Результаты анализа показывают, что примерно 90% всей нагрузки на сеть ВУЗа, и, следовательно, и других показателей производительности, создает внешний трафик и только примерно 10% этих показателей зависит от внутреннего трафика.

17. При исследовании сети ВУЗа использована декомпозиция большой сети на логические сегменты (нисходящая декомпозиция сверху вниз): сеть ВУЗа ↔ сети факультетов (корпусов) ↔ сети кафедр (отделов и т.д.). Аналогичный подход использован и при исследовании корпоративной распределенной сети ОАО «Оренбургэнергосбыт». Для повышения достоверности моделирования этих сетей подробно анализирован их трафик.

Сравнительный анализ полученных результатов загрузки с результатами дискретно-событийного моделирования в системе OPNET Modeler показал, что они совпадают с точностью до доли процента. При моделировании обоими методами в качестве исходных данных использовано максимальное значение интенсивности трафика. Следовательно, при остальных значениях загрузки каналов и задержки пакетов будут еще меньше.

По результатам расчетов подтверждена адекватность примененного метода сбора информации сети, точность построения матрицы вероятностей передач и совпадение результатов моделирования по авторской программе и в пакете OPNET Modeler с относительной погрешностью менее 1%.

18. При исследовании указанных сетей как численным, так и имитационным моделированием, в работе явно использован метод декомпозиции. Метод декомпозиции сети на подсети упрощает ее исследование, а подробный учет трафика при этом повышает достоверность моделирования. Таким образом, результаты моделирования на основе теории массового обслуживания вполне адекватно могут отражать процессы функционирования реальных сетей.

19. Результаты исследования сетей ВУЗа и энергосбытовой компании показывают существенное различие в их функционировании. Если в сетях ВУЗов мала доля внутреннего трафика, то в сетях крупных организаций наоборот, мала доля внешнего трафика.

Как показали результаты расчетов сетей, использование механизмов NAT и кэширования позволяют повысить производительность сети. Например, использование этих механизмов может увеличить нагрузку на подсети сети ВУЗа в 6 раз. Это демонстрирует возможности и механизмы повышения производительности сети путем управления нагрузкой.

20. На основе проведенных расчетов создана система рекомендаций по оптимизации и модернизации физической и логической топологии, а также коммутационных и маршрутных узлов сети передачи данных ОГУ, содержащей 18 серверов, 2400 рабочих станций, 5 удаленных филиалов, 18 глобальных каналов связи и 4 Интернет канала.

21. Корпоративная сеть ОАО «Оренбургэнергосбыт» анализировалась с учетом территориальной распределенности филиалов. Использование результатов моделирования данной сети позволило повысить скорость проектирования сегментов сети и эффективность использования имеющегося оборудования в модернизируемых схемах, сократить затраты на проведение натурных испытаний и аудита сети передачи данных.