

На правах рукописи

КОМИССАРОВ Аркадий Михайлович

**АДАПТИВНАЯ МАРШРУТИЗАЦИЯ
В СЕТЯХ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ
С УЧЕТОМ САМОПОДОБИЯ ТРАФИКА**

**Специальность 05.12.13 –
Системы, сети и устройства телекоммуникаций**

**АВТОРЕФЕРАТ
диссертации на соискание ученой степени
кандидата технических наук**

Уфа – 2011

Работа выполнена на кафедре телекоммуникационных систем
ФГБОУ ВПО «Уфимский государственный авиационный технический
университет»

- Научный руководитель:** д-р техн. наук, проф.
Багманов Валерий Хусаинович
каф. телекоммуникационных систем Уфим-
ского государственного авиационного тех-
нического университета
- Официальные оппоненты:** д-р техн. наук, проф.
Карташевский Вячеслав Григорьевич
каф. мультисервисных сетей и информаци-
онной безопасности Поволжского государст-
венного университета телекоммуникаций и
информатики, г. Самара
- канд. техн. наук,
Кобляков Андрей Владимирович
ООО «ИМАКЛИК», г. Москва
- Ведущая организация:** Уральский технический институт связи
и информатики (филиал) ФГБОУ ВПО
«Сибирский государственный университет
телекоммуникаций и информатики»,
г. Екатеринбург

Защита состоится « 02 » декабря 2011 г. в 10 часов
на заседании диссертационного совета Д 212.288.07
при Уфимском государственном авиационном техническом университете
по адресу: 450000, г. Уфа, ул. К. Маркса, 12

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке университета

Автореферат разослан « 27 » октября 2011 г.

Ученый секретарь
диссертационного совета
д-р. техн. наук, проф.



С.С. Валеев

ОБЩАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ

Актуальность темы

В настоящее время операторы телекоммуникационных сетей расширяют зоны обслуживания, предоставляют новые виды сервисов на базе IP-телефонии, IP-TV, высокоскоростного доступа в Интернет с обеспечением высоких требований к качеству обслуживания – Quality of Service (QoS), что требует увеличения пропускной способности сети, использования высококачественного оборудования функционирующего на основе протоколов стека TCP/IP. Для обеспечения QoS может использоваться, дифференциальное или интегральное обслуживание, в основе которых лежат разделение трафика на классы приоритетного обслуживания и резервирование пропускной способности каналов. В связи с этим возникает задача более эффективного использования ресурсов сети.

Применяемые в IP-сетях протоколы динамической маршрутизации (OSPF, RIP, BGP) при определении эффективного маршрута следования пакетов учитывают либо пропускную способность каналов связи, либо количество узлов в маршруте, но не учитывают загруженность линий, т.е. при неизменной топологии сети маршруты не меняются. В таких случаях одни линии связи могут использоваться более интенсивно, чем другие, т.е. одни ресурсы сети работают с перегрузкой, другие при этом используются не эффективно. Для решения этих задач применяются методы трафик инжиниринга, которые позволяют за счет статического распределения маршрутов повысить эффективность работы сети, но при этом необходимо решать задачу оптимального распределения потоков. Другой подход – использование адаптивных алгоритмов маршрутизации, которые в процессе функционирования сети самостоятельно определяют маршруты в зависимости от загруженности линий связи.

До недавнего времени теоретическую базу для проектирования и моделирования систем распределения информационных потоков обеспечивала теория телетрафика, которая является одной из ветвей теории массового обслуживания, получившая свое развитие в работах ряда авторов: А. К. Эрланг, Л. Клейнрок, Г. П. Башарин, А. Д. Харкевич, В. М. Вишневский и др. Наиболее распространенной моделью потока вызовов в теории телетрафика является стационарный пуассоновский поток, подходящий для сетей с коммутацией каналов. В работах зарубежных (W. Leland, D. Wilson, I. Noros) и российских исследователей (В. И. Нейман, Б. С. Цыбаков, О. И. Шелухин, В.С. Заборовский, А. Я. Городецкий) утверждается, что трафик в сетях с коммутацией пакетов обладает так называемым свойством «самоподобия». В результате теоретические расчеты характеристик современных систем распределения информации по классическим формулам дают некорректные результаты относительно длин очередей и времени задержек пакетов.

Таким образом, разработка моделей и алгоритмов маршрутизации учитывающих загруженность линий и самоподобие трафика является актуальной.

Целью исследований является:

Разработка метода адаптивной маршрутизации, позволяющего уменьшить среднюю задержку пакетов в сети на основе прогноза интенсивности трафика.

Для достижения поставленной цели необходимо решить следующие задачи:

1. На базе статистического анализа временных рядов, описывающих интенсивности и межкадровые интервалы трафика сетей передачи данных, установить наличие свойств стохастического самоподобия трафика сетей уровня распределения и оценить адекватность моделей трафика $f_{bm}/D/1$ (интенсивность следования пакетов описывается фрактальным броуновским движением с постоянным временем обслуживания и одним обслуживающим прибором) и $M/M/1$ (интенсивность следования пакетов описывается пуассоновским потоком с экспоненциальным распределением времени обслуживания и одним обслуживающим прибором).

2. На основе свойства самоподобия временных рядов разработать цифровой фильтр-предсказатель интенсивности трафика, позволяющего скомпенсировать временные задержки распространения в сети служебных пакетов.

3. Разработать метод адаптивной двухпутевой маршрутизации, назначающий разные приоритеты пакетам, передаваемым по разным маршрутам.

4. Разработать методику расчета пороговых значений, для уменьшения средней задержки пакетов на основе предлагаемого метода адаптивной маршрутизации, с учетом приоритетов передаваемых пакетов.

5. Разработать имитационную модель сети передачи данных, для моделей трафика $f_{bm}/D/1$ и $M/M/1$, позволяющей оценивать влияние временных задержек служебных пакетов на эффективность предлагаемого метода маршрутизации.

На защиту выносятся:

1. Результаты анализа временных рядов, описывающих интенсивности и межкадровые интервалы трафика сетей передачи данных на уровне распределения, по статистическим характеристикам и коэффициенту Херста.

2. Фильтр-предсказатель интенсивности трафика, позволяющий компенсировать задержки времени распространения служебных пакетов, в котором используются характеристики и свойства самоподобия предсказываемых рядов.

3. Метод адаптивной маршрутизации, основанный на использовании дополнительного маршрута, где пакеты, передаваемые по второму маршруту, получают низкий приоритет по сравнению с пакетами, для которых используемые каналы в маршруте являются основными.

4. Методика расчета пороговых значений для метода адаптивной маршрутизации с учетом двух приоритетов передаваемых пакетов для моделей

трафика M/M/1 и fbm/D/1.

5. Имитационная модель сети передачи данных для моделей трафика fbm/D/1 и M/M/1, позволяющая оценивать эффективность предлагаемого метода маршрутизации.

Научная новизна работы:

1. Разработан фильтр-предсказатель интенсивности трафика, на основе структурной функции предсказываемого ряда, который в отличие от авторегрессионных фильтров прогнозирует значения интенсивности трафика, используя свойства самоподобия трафика, что позволяет уменьшить погрешность предсказания при больших интервалах анализа.

2. Предложен метод адаптивной двухпутевой маршрутизации на основе сравнения длин очередей с заданными пороговыми значениями, который в отличие от методов маршрутизации, учитывающих задержки пакетов, меняет приоритет пакетов при передаче по дополнительному маршруту, что позволяет устранить циклическую смену маршрутов.

3. Разработана методика расчета пороговых значений длин очередей, на основе учета приоритетов передаваемых пакетов используемая в предлагаемом методе адаптивной маршрутизации, которая в отличие от традиционных подходов к решению задач теории телетрафика, использует модель трафика fbm/D/1, что позволяет уменьшить среднюю задержку пакетов.

4. Разработана имитационная модель сети передачи данных, на основе предложенного метода адаптивной двухпутевой маршрутизации, которая отличается от известных наличием элементов задержек и фрактальных фильтров-предсказателей, что позволяет оценить влияние задержек служебных пакетов.

Методы исследований. В работе использованы методы теории графов, теории случайных процессов, теории очередей. Применены методы математического моделирования, в том числе компьютерного.

Объект исследования. Методы маршрутизации в сетях передачи данных, модели трафика.

Предмет исследования. Методы разделения потоков нагрузки по двум путям, с учетом загруженности маршрутов и приоритетов пакетов.

Практическая ценность работы. Разработанная методика расчета задержек пакетов в сети может быть использована при проектировании и настройке мультисервисных сетей.

Апробация работы. Основные положения и научные результаты работы докладывались и обсуждались на следующих конференциях и семинарах: IV-VIII, X, XI Международной научно-технической конференции «Проблемы техники и технологии телекоммуникаций» (г. Уфа, г. Самара, 2003-2007, 2009, 2010); на VII Международном семинаре «Вычислительная техника и информационные технологии» CSIT (г. Уфа, 2005).

Публикации. Результаты диссертационной работы отражены в 12 публикациях, в том числе в 2 научных статьях в периодических изданиях из списка ВАК, в 10 материалах международных конференций.

Структура и объем работы. Диссертация состоит из введения, четырех глав, заключения и списка литературы, изложена на 129 страницах машинописного текста. Список литературы включает 50 наименований.

СОДЕРЖАНИЕ РАБОТЫ

Во введении обоснована актуальность темы, сформулирована основная цель работы, изложены основные положения, выносимые на защиту.

В первой главе анализируются механизмы и протоколы управления информационными потоками в пакетных телекоммуникационных сетях. Рассматриваются методы, используемые для обеспечения передачи мультимедийного трафика с заданным качеством обслуживания (QoS), т.е. методы интегрального и дифференциального обслуживания. Приводятся описание и принцип действия основных протоколов маршрутизации, наиболее часто используемых в IP-сетях. Выполнен анализ протокола OSPF – динамического протокола внутренней маршрутизации, который широко используется в настоящее время, протокола адаптивной маршрутизации который использовался в первых пакетных сетях передачи данных ARPANET, а также причин вызвавших отказ от использования адаптивных алгоритмов маршрутизации. Описан эксперимент в ходе которого выявлены задержки определения маршрутов протоколом OSPF.

Рассматриваются самоподобные случайные процессы, с помощью которых предлагается описывать трафик в современных сетях с коммутацией пакетов. Рассматриваются самоподобие, фрактальность, медленно и быстро убывающие зависимости, коэффициент Херста, распределения с тяжелыми хвостами.

На основе анализа протоколов маршрутизации ставится задача разработки метода маршрутизации, позволяющего устранить недостатки существующих методов маршрутизации и снизить среднее время задержки пакетов в сетях передачи данных.

Во второй главе проводится анализ реализаций сетевого трафика, различными методами с целью выявления свойств стохастического самоподобия и определения модели трафика. Описывается процедура агрегирования, приведения реализаций сетевого трафика, к виду удобному для анализа. Оцениваются основные статистические характеристики временных рядов, описывающих интенсивность трафика и межкадровые интервалы, такие как среднее значение и дисперсия. Приводятся результаты расчетов плотностей распределения вероятности, автокорреляционных функций, энергетических спектров. Оценивается коэффициент Херста. Полученные характеристики сравниваются с характери-

стиками тестовых рядов, полученных с помощью функций в математических пакетах Matlab и Mathcad (Гауссовский шум и фрактальное броуновское движение)

Анализ гистограмм плотностей распределения вероятности позволяет сделать вывод о том, что исследуемые ряды подчиняются некоторому распределению с «тяжелым хвостом», т.е. обладают высокой пачечностью. Для оценки подчинения распределения заданному закону использовался критерий Колмогорова – Смирнова, были предложены гипотезы о подчинении распределений законам: Гаусса, Вейбулла, Парето. Как показал выполненный анализ, большая часть исследуемых рядов подчиняется законам распределения либо Вейбулла, либо Парето, ряды с большим шагом агрегирования (3 секунды и более) и тестовые ряды подчиняются распределению Гаусса.

Результаты анализа автокорреляционных функций (АКФ) рядов, описывающих сетевой трафик, подтверждают присутствие долговременной зависимости для всех исследуемых случаев.

Анализ графиков спектральной плотности мощности (СПМ) показал, что для исследуемых рядов, вблизи нуля поведение кривых подтверждает присутствие долговременной зависимости. Графики СПМ рядов межкадровых интервалов и рядов с минимальным шагом агрегирования содержат значительные составляющие с высокими частотами, что может свидетельствовать о наличии антиперсистентности.

Оценка коэффициента Херста H производилась тремя методами: по графику изменения дисперсии, методом R/S -статистики и по графику структурной функции. Для всех исследуемых рядов описывающих сетевой трафик коэффициент $H > 0,5$ т. е. полученные реализации трафика можно отнести к классу процессов с длительной памятью.

При анализе распределения длительности кадров выявлено, что в сети чаще всего передаются кадры двух определенных размеров: либо с максимальным, либо с минимальным размерами. Для описания модели трафика предлагается длительность обслуживания кадра брать постоянной.

На основе выполненного анализа трафика предложено использовать в качестве модели обслуживания трафика в узле коммутации систему $fbm/D/1$.

В третьей главе предлагается метод маршрутизации для выбора основного пути в области маршрутизации и дополнительного (если имеется возможность) на основе динамических алгоритмов маршрутизации. Часть пакетов потока отправляют по дополнительному пути, они названы обходными, при этом их приоритет будет меньше, чем приоритет пакетов для которых каналы этого пути являются основными. Определяются параметры и условия работы алгоритма, при которых он позволит более эффективно использовать ресурсы сети.

Для анализа эффективности предлагаемого метода маршрутизации решается задача сравнения потокового алгоритма с адаптивным алгоритмом на трех-

узловой сети, для моделей трафика $fbm/D/1$ и $M/M/1$.

Рассматривается полносвязная трехузловая сеть с симметричными входными потоками $\gamma_{ij} = \gamma$; $i, j = 1, 2, 3$ и одинаковыми линиями связи с равными пропускными способностями – C . Предполагается, что входные потоки и длительность обслуживания по каждому ребру определяется моделью обслуживания $fbm/D/1$ или $M/M/1$.

При решении задачи оптимального распределения потоков среднее время доведения при оптимальном распределении потоков – $T = 1/(C-\gamma)$, потоки нагрузки пойдут по кратчайшим путям без использования обходных маршрутов.

В предлагаемом алгоритме маршрутизации часть пакетов каждого потока направляется по обходному маршруту по следующему правилу.

Пусть $n_{ij}^{(2)}$ – число пакетов потока ij , стоящих в очереди на передачу в канал (линию) (i, j) , а m_{ij} – число пакетов того же потока, находящихся в очередях обходного пути, т. е. в очередях каналов (i, k) и (k, j) (Далее будет употребляться термин «обходные» пакеты). Задаются два натуральных числа D и R – параметры алгоритма и через A обозначается следующее событие: в момент поступления пакета потока ij выполняется: $n_{ij}^{(2)} \geq D$, $m_{ij} \leq R$. Таким образом, если в момент поступления пакета потока ij осуществляется событие A , то пакет посылается по обходному маршруту; в противном случае, т. е. при выполнении события \bar{A} , пакет становится в очередь на передачу в канал (i, j) . Предполагается, что пакеты потока ij , находящиеся в очереди в канале (i, j) , имеют более высокий приоритет перед пакетами других потоков (рисунок 1).

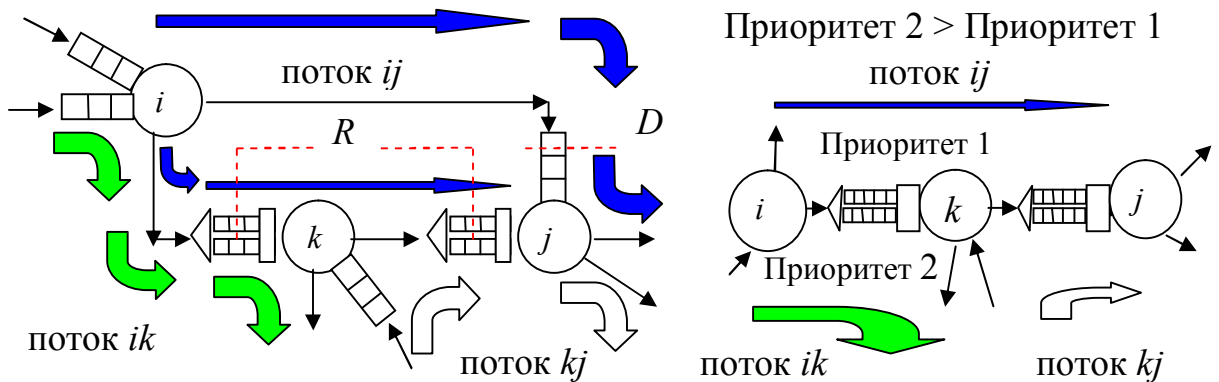


Рисунок 1 – Схема работы алгоритма маршрутизации с использованием дополнительного пути с неприоритетным обслуживанием обходных пакетов

Пусть $T^{(2)}$ – среднее время доведения пакетов при использовании описанного алгоритма маршрутизации, а $T^{(1)}$ – среднее время доведения пакетов при использовании алгоритма направляющего пакеты по одному кратчайшему пути.

Необходимо показать, что для любого $R \geq 1$ найдется такое $D = D(R, \lambda, C)$, что верно неравенство $T^{(2)} < T^{(1)}$.

Для этого оценивается величина $\Delta = T^{(1)} - T^{(2)}$.

Из формулы полной вероятности имеем:

$$\begin{aligned} \Delta &= ((T^{(1)} | A) - (T^{(2)} | A)) \cdot P(A) + ((T^{(1)} | \bar{A}) - (T^{(2)} | \bar{A})) \cdot P(\bar{A}) = \\ &= P(A) \cdot \Delta' + P(\bar{A}) \cdot \Delta''. \end{aligned} \quad (1)$$

Поскольку в любой момент времени в канале ij выполнено неравенство: $n_{ij}^{(1)} \geq n_{ij}^{(2)}$, то получается следующее неравенство $(T^{(1)} | A) \geq P(A) D/C$

Значение $(T^{(2)} | A)$ есть среднее время прохождения через сеть обходного пакета, которое складывается из двух величин: времени ожидания окончания периода занятости, образованного «прямыми» пакетами, и времени передачи с учетом возможных прерываний тех обходных пакетов, которые находятся в рассматриваемом канале в момент поступления отмеченного обходного пакета, включая и его самого.

Неравенство $T^{(2)} < T^{(1)}$ выполняется, если D выбрать следующим образом:

$$D \geq \left(\frac{2(1+z)\rho_2}{(1-\rho_2)^2} + \frac{R}{(1-\rho_2)} + 1 \right). \quad (2)$$

где ρ – коэффициент загрузки создаваемый потоком (по условию задачи одинаковый), z – отношение низкоприоритетного обходного потока к приоритетному потоку, для которого каналы составляют основной маршрут. Задавая параметры регулирования R и D , можно отправлять часть пакетов по обходному пути, более равномерно загружая маршруты в сети, однако необходимо учитывать вероятность события A , $P(A)$ – вероятность того, что пакеты пойдут по обходному пути. Для моделей М/М/1 вероятность того, что в системе будет находиться не менее чем D пакетов – ρ^D , а также вероятность, что в системе менее R пакетов – $(1-\rho^R)$. Вероятность совместного наступления событий:

$$P(A) = (1 - \rho_{ikj}^{R_k}) \cdot (1 - \rho_{ikj}^{R_j}) \cdot \rho_{ij}^D, \quad (3)$$

где $R_k + R_j = R$ – параметр ограничения на число обходных пакетов в узлах k и j ; $\rho_{ikj} = \lambda_{ikj} \cdot x_{\text{ЭКВ}} = z \cdot \lambda_{ij} \cdot x_{\text{ЭКВ}}$ коэффициент загрузки неприоритетных пакетов, с учетом приоритетного потока, где длительность обслуживания неприоритетных пакетов $x_{\text{ЭКВ}}$ соответствует циклу обслуживания (рисунок 2):

$$x_{\text{ЭКВ}} = \frac{x}{(1 - \rho_{h.p.})}, \quad (4)$$

где $\rho_{h.p.}$ – коэффициент загрузки характеризующий обслуживание высокоприоритетных пакетов. Отсюда:

$$\rho_{ikj} = \frac{z \cdot \rho_{ik}}{(1 - \rho_{ik})}. \quad (5)$$

Формула (3) с учетом (5) имеет вид:

$$P(A) = \left(1 - \left(\frac{z \cdot \rho_{ik}}{1 - \rho_{ik}} \right)^{R_k} \right) \cdot \left(1 - \left(\frac{z \cdot \rho_{kj}}{1 - \rho_{kj}} \right)^{R_j} \right) \cdot \rho_{ij}^D. \quad (6)$$

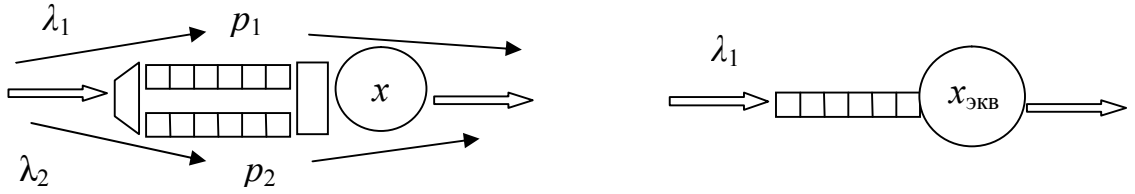


Рисунок 2 – Замена системы из двух очередей с приоритетами, системой без высокоприоритетных требований с заменой времени обслуживания неприоритетных требований эквивалентным временем обслуживания

При решении данной задачи, когда потоки разные – $\gamma_{ij} > \gamma_{ik} = \gamma_{kj}$; в формулах необходимо рассчитать коэффициент z . Он определяется из решения задачи оптимального распределения потоков (рисунок 3).

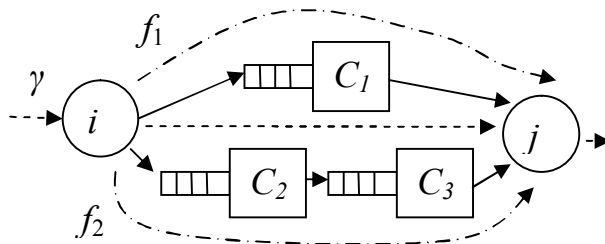


Рисунок 3 – Схема задачи распределения потока γ между двумя путями на потоки f_1 и f_2 ,

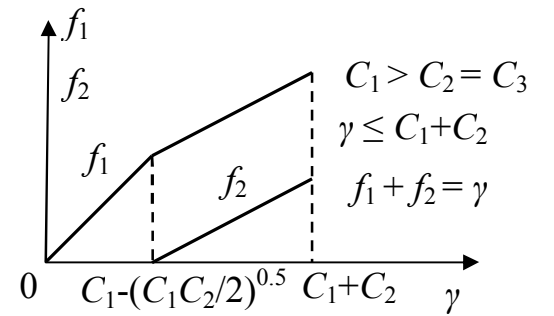


Рисунок 4 – Оптимальные путевые потоки f_1 и f_2

Приравняв производные времени задержек по потокам в путях, получаем:

$$\frac{dT_1(f_1)}{df_1} \leq \frac{dT_2(f_2)}{df_2} + \frac{dT_3(f_2)}{df_2} \text{ для М/М/1 (с учетом } C_2=C_3) \quad \frac{C_1}{(C_1 - f_1)^2} \leq \frac{2C_2}{(C_2 - f_2)^2}.$$

Отсюда определяются оптимальные потоки (Рисунок 4):

$$f_1 = \frac{\sqrt{C_1}(\gamma - (C_2 - \sqrt{2C_1C_2}))}{\sqrt{C_1} + \sqrt{2C_2}}; \quad f_2 = \frac{\sqrt{C_2}(\sqrt{2}\gamma - (\sqrt{2}C_1 - \sqrt{C_1C_2}))}{\sqrt{C_1} + \sqrt{2C_2}}, \quad (7)$$

где C_2 определяется по формуле $C_2 = C_1(1 - \rho_{ik})$.

Коэффициент z определяется: $z = \rho_1^{(ikj)} / \rho_2^{(ik)} = f_2 / \lambda_2^{(ik)}$.

Вероятность появления обходного пакета, характеризует эффективность применимости алгоритма (рисунок 5):

$$P(A) = \left(1 - \left(\frac{z \cdot \rho_2^{(ik)}}{1 - \rho_2^{(ik)}}\right)^{R_k}\right) \cdot \left(1 - \left(\frac{z \cdot \rho_2^{(kj)}}{1 - \rho_2^{(kj)}}\right)^{R_j}\right) \cdot \rho_{ij}^D \approx \left(1 - \left(\frac{z \cdot \rho_2^{(ik)}}{1 - \rho_2^{(ik)}}\right)^R\right)^2 \cdot \left(\frac{\gamma_{ij}}{C} - z \cdot \rho_2^{(ik)}\right)^D \quad (8)$$

где $z = \frac{\sqrt{(1 - \rho_2^{(ik)})}(\sqrt{2}\gamma_{ij} - C \cdot (\sqrt{2} - \sqrt{(1 - \rho_2^{(ik)})}))}{(1 + \sqrt{2(1 - \rho_2^{(ik)})}) \cdot \lambda_2^{(ik)}}.$

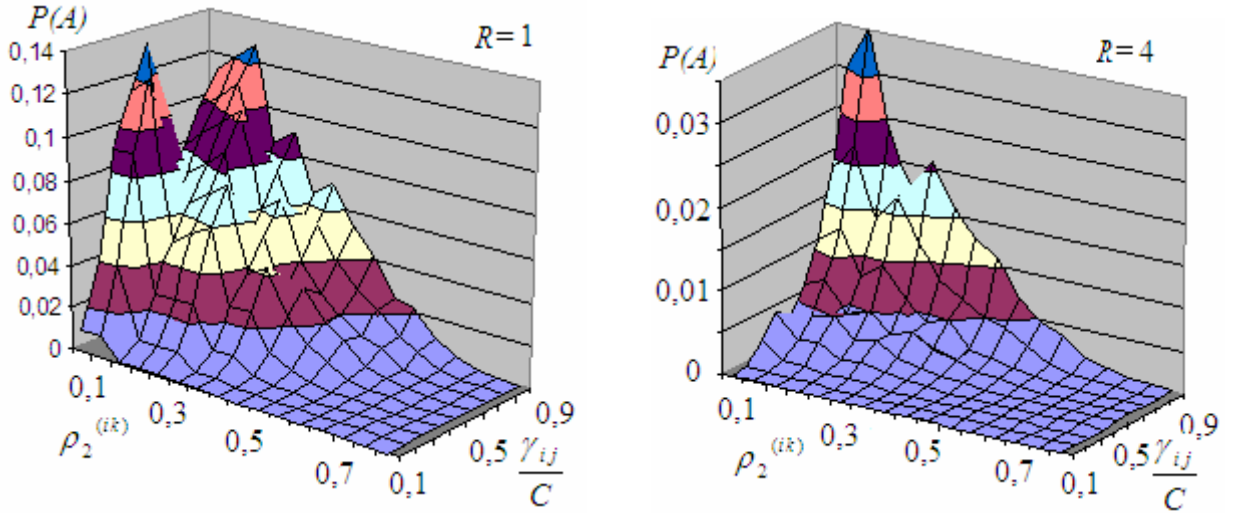


Рисунок 5 – Графики зависимости вероятности появления обходного пакета для модели трафика M/M/1 от коэффициента загрузки создаваемого потоками приоритетных пакетов в обходном пути $\rho_2^{(ik)}$, коэффициента загрузки потока пакетов алгоритма без обходного пути γ_{ij}/C и параметра R – ограничение на число обходных пакетов

Для модели обслуживания трафика fbm/D/1 вероятность того, что в системе требований b больше, чем N :

$$P(b > N) \sim \exp\left(-\frac{b^{2(1-H)}}{2a \cdot \rho \cdot (1-H)^2} \left(\frac{(1-\lambda) \cdot (1-H)}{H}\right)^{2H}\right), \quad (9)$$

где H – показатель Херста [0,5: 1); a – коэффициент вариации (отношение с.к.о. к среднему значению интервалов времени между пакетами) $a > 0$.

Формула для среднего числа требований в системе:

$$N = \rho^{\frac{1}{2(1-H)}} / (1-\rho)^{\frac{H}{1-H}} \quad (10)$$

Производя необходимые замены в формулах для задачи с моделью M/M/1 получаем выражения для параметров D и R :

$$D \geq \frac{(1+\rho_2) \left(\exp\left(-\frac{(1-z\rho_2)^{2H} (1-H)^{2H-2}}{2az\rho_2 H^{2H}}\right) + \exp\left(-\frac{(1-\rho_2)^{2H} (1-H)^{2H-2}}{2a\rho_2 H^{2H}}\right) \right) + R}{1-\rho_2} + \frac{2\rho_2^{\frac{3-2H}{2(1-H)}}}{(1-\rho_2)^{\frac{1}{1-H}}} + 1$$

Вероятность появления обходного пакета (рисунок 6):

$$P(A) \sim \exp\left(-\frac{D^{2(1-H)}}{2a \cdot \rho_{ij} \cdot (1-H)^2} \left(\frac{(1-\rho_{ij}) \cdot (1-H)}{H}\right)^{2H}\right) \times \left(1 - \exp\left(-\frac{R^{2(1-H)}}{2a\rho_{ikj} (1-H)^2} \left(\frac{(1-\rho_{ikj})(1-H)}{H}\right)^{2H}\right)\right). \quad (11)$$

$$\text{где } \rho_{ikj} \sim \frac{z \cdot \rho_{ik}}{\left(1 - \exp\left(-\frac{(1 - \rho_{ik})^{2H} (1 - H)^{2H-2}}{2a\rho_{ik} H^{2H}}\right)\right)}$$

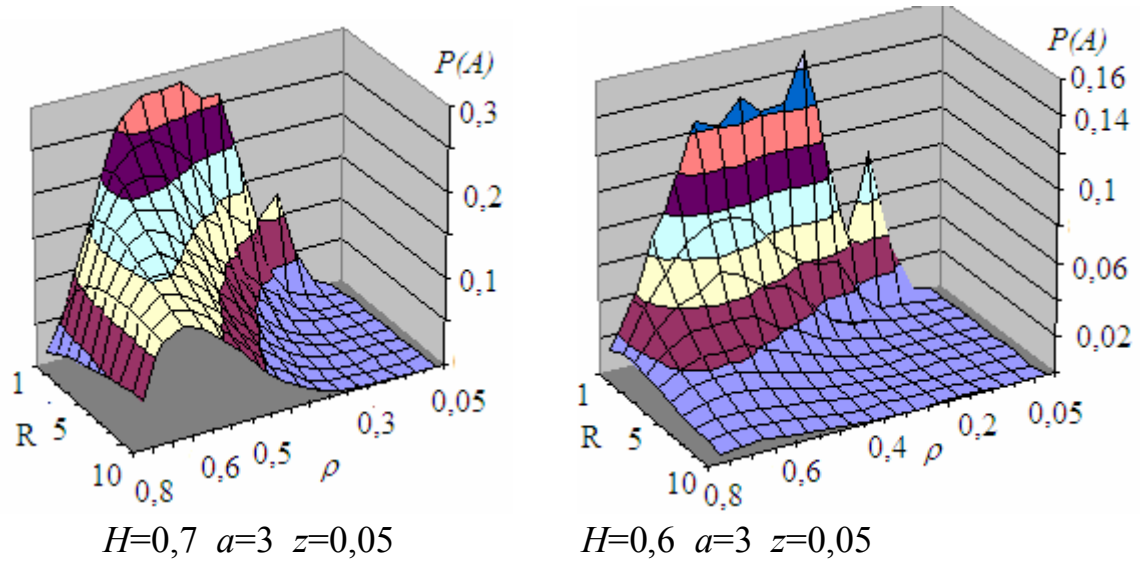


Рисунок 6 – Графики зависимости вероятности появления обходного пакета от ρ – коэффициента использования узлов, параметра R – ограничение на число обходных пакетов в очереди, разные графики зависимости от коэффициента Херста – H , коэффициента вариации – a , коэффициент z – 0,05

При решении данной задачи, когда потоки разные – $\gamma_{ij} > \gamma_{ik} = \gamma_{kj}$; в формулах необходимо рассчитать коэффициент z . Он определяется из решения задачи оптимального распределения потоков.

Приравнивая производные времени задержек по потокам в путях, получаем:

$$\frac{(f_1 C_1)^{\frac{2H-1}{2(1-H)}}}{(1-H)(C_1 - f_1)^{\frac{H}{1-H}}} \left(\frac{1}{2} + \frac{f_1 C_1}{C_1 - f_1} \right) = \frac{2((\gamma - f_1) C_2)^{\frac{2H-1}{2(1-H)}}}{(1-H)(C_2 - \gamma + f_1)^{\frac{H}{1-H}}} \left(\frac{1}{2} + \frac{(\gamma - f_1) C_2}{C_2 - \gamma + f_1} \right). \quad (12)$$

Параметр C_2 определяется как эквивалентная пропускная способность, с учетом того, что трафик описывается моделью fbm/D/1:

$$C_2 = C_1 \left(1 - \exp\left(-\frac{(1 - \rho_{vp})^{2H} (1 - H)^{2H-2}}{2a\rho_{vp} H^{2H}}\right) \right). \quad (13)$$

Уравнение (12) решалось методом секущих в пакете Mathcad. Решение определяется при значениях коэффициентов загрузок потока подлежащего делению γ_{ij} : для $H=0,9$ с 0,4 до 0,9; для $H=0,6$ с 0,5 до 0,9; приоритетного потока $\rho_2^{(ik)}$ с 0,05 до 0,55. Коэффициент вариации существенно меняет z (в 2–3 раза) при значениях $\rho_2^{(ik)}$ больше 0,2.

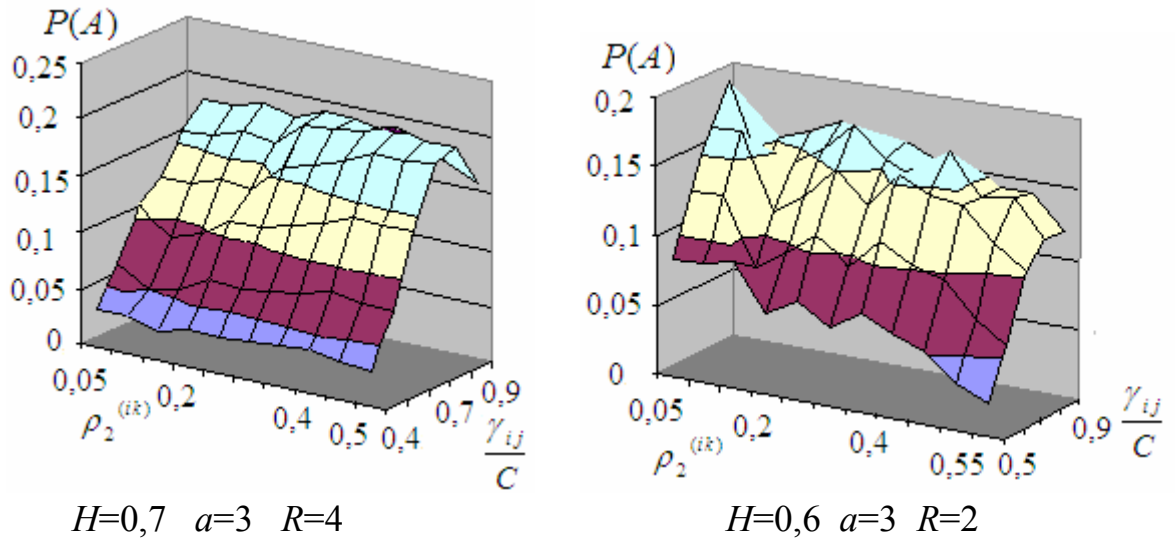


Рисунок 7 – Графики зависимости вероятности появления обходного пакета от коэффициента загрузки создаваемого потоками приоритетных пакетов в обходном пути $\rho_2^{(ik)}$, коэффициента загрузки потока пакетов алгоритма без обходного пути γ_{ij}/C , параметра R – ограничение на число обходных пакетов в очереди, коэффициента Херста, коэффициента вариации.

Графики сравнивались при различных значениях коэффициента Херста (0,6; 0,7; 0,8; 0,9) и различных значениях коэффициента вариации (0,5; 3; 10). При коэффициенте вариации $a=3$ и $a=10$, для разных значений коэффициента Херста можно подобрать значения R так, чтобы вероятность появления обходных пакетов имела более равномерные значения, в таблице 1 представлены значения $P(A)$ в зависимости от заданного коэффициента Херста и выбранного параметра R .

Таблица 1

Зависимость вероятности появления обходного пакета $P(A)$ при подобранном параметре R в зависимости от коэффициента Херста и коэффициента вариации a

	$a=10$		$a=3$	
H	R	$P(A)$	R	$P(A)$
0,6	10–12	0,2–0,4	1, 2	0,1–0,18
0,7	30–40	0,2–0,4	2, 3	0,15–0,19
0,8	400–500	0,2–0,3	8–16	0,1–0,21
0,9	10^6	0,1–0,2	500–800	0,1–0,2

При сравнении полученных результатов по рисункам 5 и 7 видно, что предлагаемый в работе метод маршрутизации для моделей обслуживания в маршрутизаторах fbm/D/1 позволяет более эффективно использовать пропускную способность сети, чем при модели обслуживания трафика M/M/1.

В четвертой главе предлагается решение задачи по синтезу фильтра-предсказателя интенсивности трафика с учетом свойств самоподобия трафика. Представлена имитационная модель в пакете Matlab трехузловой сети, используемая для оценки эффективности предлагаемого алгоритма маршрутизации

Необходимо, чтобы информация о загрузке портов маршрутизаторов доходила до регулятора потока своевременно, для этого необходимо прогнозировать интенсивность трафика. Пусть на отрезке времени $[0, t]$ задано некоторое множество $\{\xi(i)\}$ значений информационного потока, i – дискретные моменты времени принадлежащие отрезку $[0, t]$. На основе данной информации требуется определить спрогнозированное значение $\xi(t+\lambda)$ информационного потока в будущей момент времени $t+\lambda$, где $\lambda \geq l$.

Известно, что оптимальным в смысле среднеквадратической ошибки предсказания является фильтр Колмогорова – Винера:

$$\xi(t+\lambda) = \sum_{i=0}^t h(i; \lambda) \xi(t-i), \quad (14)$$

коэффициенты которого $h(i; \lambda)$ определяются из решения системы уравнений:

$$\sum_{i=0}^t h(i; \lambda) R(\tau-i) = R(\tau+\lambda), \quad \tau = \overline{0, t}, \quad (15)$$

где $R(\tau)$ – корреляционная функция случайного процесса $\xi(t)$.

Структурную функцию процесса $\xi(t)$ можно представить в виде:

$$\langle (\xi(t+\tau) - \xi(t))^2 \rangle = a\tau^{2H}. \quad (16)$$

Из соотношения (16) следует, что корреляционная функция будет определяться соотношением:

$$R(\tau) = \sigma_\xi^2 - \frac{a}{2} \tau^{2H}, \quad (17)$$

где σ_ξ^2 – дисперсия процесса $\xi(t)$.

При решении данной задачи выражение (14) принимает вид:

$$\xi(t+\lambda) = \xi(t) \cdot \left(1 - \frac{a\lambda^{2H}}{2\sigma^2} \right) + \int_0^t h^*(t; \lambda) \xi(t-\tau) d\tau. \quad (18)$$

Первый член в выражении (18) может быть представлен в виде $\xi(t) \cdot \frac{R(\lambda)}{R(0)}$,

где $R(x)$ – корреляционная функция процесса $\xi(t)$. Фильтр типа:

$$\xi(t+\lambda) = \xi(t) \cdot \frac{R(\lambda)}{R(0)}. \quad (19)$$

соответствует решению задачи прогнозирования стационарного случайного процесса по наблюдению этого процесса в момент времени t .

Эффективность работы фильтра предсказателя оценивалась по относительной ошибке предсказания:

$$\varepsilon = \left| \frac{\tilde{\xi}(t+\lambda) - \xi(t+\lambda)}{\xi(t+\lambda)} \right|, \quad (20)$$

где $\tilde{\xi}$ и ξ – предсказанное и текущее значение ряда соответственно.

На рисунке 8 приведена гистограмма характеризующая относительные погрешности предсказания производимые фрактальным фильтром и автокорреляционным фильтром на исследуемых рядах, для различных шагов предсказания $\lambda=1$; $\lambda=5$; $\lambda=10$. Каждый столбец представляет собой усредненную величину по интервалу τ . Погрешность предсказания для фрактального и автокорреляционного фильтров для шага предсказания $\lambda=1$ и $\lambda=5$ примерно одинаковая и составляет от 0,05 до 0,3 для рядов обладающих свойством персистентности. Выявлено, что фрактальный фильтр имеет меньшую относительную погрешность на достаточных интервалах упреждения τ (начиная с 40-50).

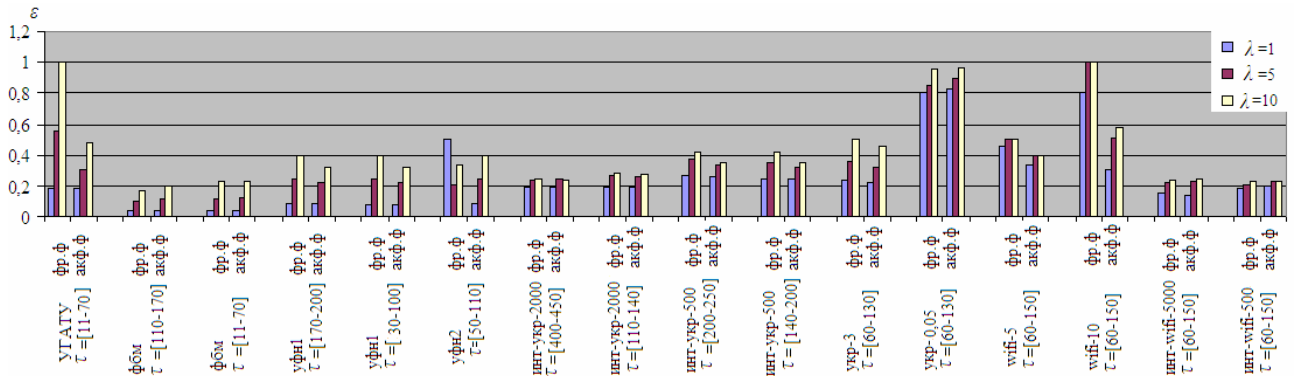


Рисунок 8 – График средней относительной ошибки предсказания в зависимости от шага предсказания λ , интервала анализа τ , используемого фильтра для различных реализаций трафика

Для оценки эффективности работы предлагаемого метода маршрутизации в пакете Simulink/Matlab была разработана имитационная модель (рисунок 9) трехузловой сети, схема которой представлена на рисунке 1. Сравнивались следующие виды алгоритмов маршрутизации: однопутевой алгоритм без учета свойств трафика (алгоритм применяемый в рабочих сетях); двухпутевой алгоритм отклоняющий поток на основе текущих длин очередей в маршрутах (принимается за эталонный алгоритм); исследуемый двухпутевой адаптивный алгоритм маршрутизации без задержек служебных сообщений; исследуемый алгоритм с задержками служебных сообщений, исследуемый алгоритм с задержками служебных сообщений и фильтрами предсказателями. При моделировании использовались модели трафика M/M/1 и fbm/D/1.

По результатам опытов, проводимых на модели, можно сказать, что исследуемый алгоритм дает долю отклонения потока, сравнимую с расчетными значениями полученными в главе 3 (рисунок 5, рисунок 7).

Однако результат оказывается хуже чем результат алгоритма, работающего по метрике учитывающей текущее значение длин очередей в прямом и

обходном маршрутах, и по доле отклоняемого потока и по времени задержки, это можно объяснить тем, что в предлагаемом алгоритме оценка длины очереди и коэффициент загрузки усредняются за заданный интервал времени, для улучшения показателей можно ввести корректировку значения параметра D . Введение задержек для сообщений о длине очередей коэффициентах загрузки незначительно увеличивают параметры времени задержки в пределах 5–12% (заметно увеличивается максимальное время задержки), что можно объяснить наличием персистентности трафика. Применение фильтров предсказателей позволяет скомпенсировать задержки служебных сообщений и улучшить время задержки на 1–5 %, при этом уменьшается джиттер (максимальное время задержки).

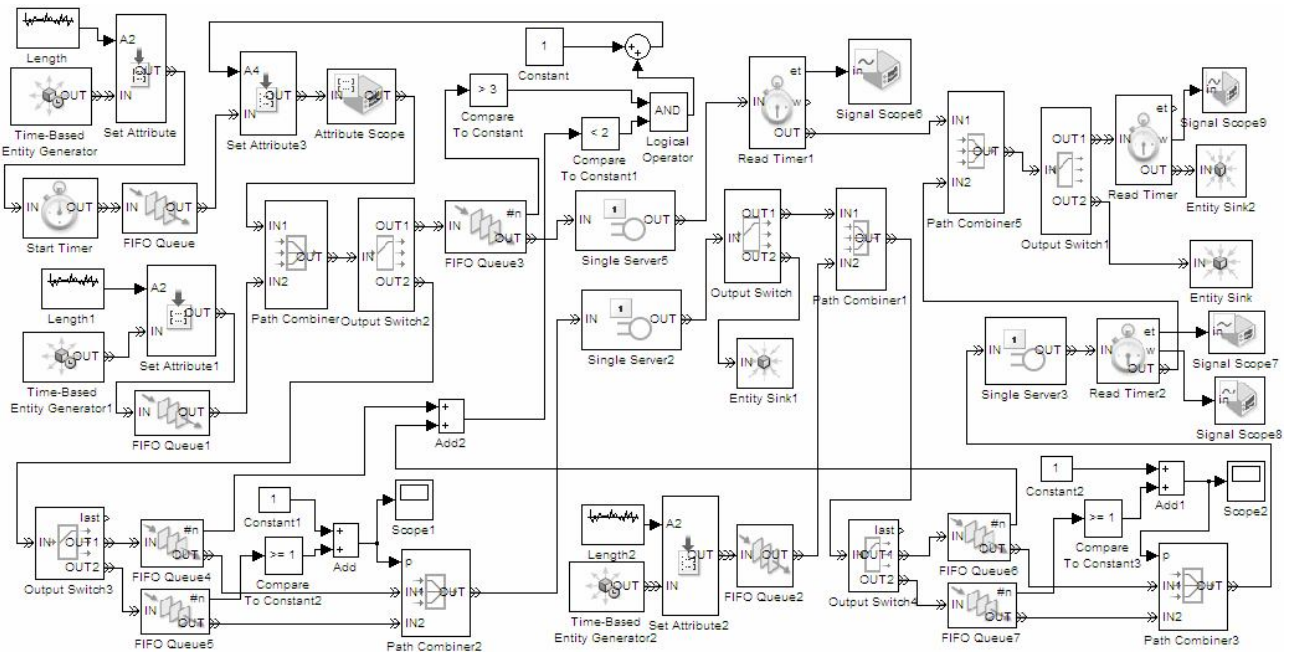


Рисунок 9 – Схема имитационной модели трехузловой сети передачи данных

Для трафика $fbm/D/1$ предлагаемый алгоритм маршрутизации в 2–3 раза уменьшает среднее время задержки, по сравнению с однопутевым алгоритмом маршрутизации. Для трафика $M/M/1$ предлагаемый алгоритм маршрутизации в 1,1–1,4 раза уменьшает среднее время задержки, по сравнению с однопутевым алгоритмом маршрутизации.

ОСНОВНЫЕ ВЫВОДЫ И РЕЗУЛЬТАТЫ

1. Установлено на основе исследования рядов, описывающих интенсивности и межкадровые интервалы трафика сетей уровня распределения, по статистическим характеристикам и коэффициенту Херста, что трафик обладает свойствами стохастического самоподобия. Исследование рядов показало, что приемлемой моделью трафика, сетей передачи данных уровня распределения явля-

ется – $fbm/D/1$, которая в отличие от традиционной для сетей связи модели трафика – $M/M/1$, позволяет адекватно оценивать задержки в сетях передачи данных.

2. Разработан фильтр-предсказатель интенсивности трафика, который, в отличие от авторегрессионных фильтров, при вычислении использует характеристики и свойства самоподобия предсказываемого ряда. Это позволяет компенсировать задержки времени, возникающие при передаче служебных пакетов переносящих информацию состоянии сети (с относительной погрешностью 0,05 -0,2 для трафика обладающего свойствами стохастического самоподобия).

3. Разработан метод адаптивной двухпутевой маршрутизации на основе сравнения длин очередей в прямом и обходном маршрутах с заданными пороговыми значениями, где пакеты передаваемые по второму маршруту получают низкий приоритет по сравнению с пакетами, для которых используемые каналы в маршруте являются основными. Предложенный метод отличается от адаптивного метода маршрутизации сети ARPA, пересчитывающего таблицу маршрутизации на основе изменения задержек пакетов имеющих одинаковый приоритет. Это позволяет устранить циклическую смену маршрутов.

4. Разработана методика расчета пороговых значений для предлагаемого метода адаптивной маршрутизации, на основе теории очередей с учетом двух приоритетов передаваемых пакетов для моделей трафика $M/M/1$ и $fbm/D/1$, позволяющая уменьшить среднюю задержку пакетов в сети в 2–5 раз для трафика $fbm/D/1$.

5. Разработана имитационная модель сети передачи данных в пакете Matlab, включающая разработанный метод адаптивной двухпутевой маршрутизации с использованием фрактального фильтра предсказателя, позволяющая моделировать работу сети с различными алгоритмами маршрутизации и моделями трафика $fbm/D/1$, $M/M/1$. Это позволило оценить эффективность работы предлагаемого метода маршрутизации, с учетом задержек служебных пакетов протокола маршрутизации и включением фильтров-предсказателей. Средняя задержка пакетов в сети уменьшается 2–3 раз для трафика модели $fbm/D/1$.

ОСНОВНЫЕ ПУБЛИКАЦИИ

В рецензируемых журналах из списка ВАК

1. Модификация алгоритма адаптивной маршрутизации в корпоративных сетях передачи данных на основе вероятностного подхода / Султанов А.Х., Кузнецов И.В., Комиссаров А.М. // Инфокоммуникационные технологии: периодич. науч.-техн. и информ.-аналит. журнал. 2005. Том 3, №4. С. 35–38.

2. Прогнозирование телетрафика на основе фрактальных фильтров сети / Султанов А.Х., Багманов В.Х., Комиссаров А.М. // Вестник УГАТУ: научн. журн. Уфимск. гос. авиац. техн. ун-та. 2007. Т.9, № 6(24). С. 217–221.

В других изданиях

3. Анализ пропускной способности в пакетных сетях с приоритетами / Комиссаров А.М. // Проблемы техники и технологии телекоммуникаций: Сб. докл. IV Междунар. научн.-техн. конф. – Уфа, УГАТУ, 2003. С. 106–107.
4. Методы оценки пропускной способности в пакетных сетях с различными типами нагрузки / Комиссаров А.М. // Проблемы техники и технологии телекоммуникаций: Сб. докл. V Междунар. научн.-техн. конф. – Самара, ПГАТИ, 2004. С. 54–55.
5. Модификация алгоритма адаптивной маршрутизации / Комиссаров А.М. // Принятие решений в условиях неопределенности: Межвузовский сборник, часть 2. – Уфа, УГАТУ, 2005. С. 253–256.
6. Подход к расчету размера кадра в пакетных сетях связи для уменьшения задержки передачи информации / Комиссаров А.М. // Проблемы техники и технологии телекоммуникаций: Сб. докл. VI Междунар. научн.-техн. конф. – Уфа, УГАТУ, 2005. С. 98–101.
7. Модификация алгоритма адаптивной маршрутизации в корпоративных сетях передачи данных / Султанов А.Х., Кузнецов И.В., Комиссаров А.М. // Компьютерные науки и информационные технологии (CSIT' 2005): матер. VII Междунар. науч. сем. – Уфа, 2005, Т. 2. С. 260–262. (Статья на англ. языке)
8. Моделирование самоподобного трафика пакетных сетей передачи данных в среде GPSS / Комиссаров А.М. // Проблемы техники и технологии телекоммуникаций: Сб. докл. VII Междунар. научн.-техн. конф. – Самара, ПГАТИ, 2006. С. 104–105.
9. Постановка задачи для построения квазистатических адаптивных алгоритмов маршрутизации / Комиссаров А.М. // Проблемы техники и технологии телекоммуникаций: Сб. докл. VIII Междунар. научн.-техн. конф. – Уфа, УГАТУ, 2007. С. 116–119.
10. Расчет пропускной способности каналов низкоприоритетного трафика в сетях с дифференциальным обслуживанием / Комиссаров А.М. // Проблемы техники и технологии телекоммуникаций: Сб. докл. X Междунар. научн.-техн. конф. – Самара, ПГУТИ, 2009. С. 139–140.
11. Методы повышения эффективности использования пропускной способности каналов связи в пакетных сетях с дифференциальным обслуживанием / Комиссаров А.М. // Электронные устройства и системы: межвузовский научный сборник. – Уфа, УГАТУ, 2010. С. 172–178.
12. Задача сравнения потоковых и адаптивных алгоритмов маршрутизации для модели трафика $fbm/D/1$ / Комиссаров А.М. // Проблемы техники и технологии телекоммуникаций: Сб. докл. XI Междунар. научн.-техн. конф. – Уфа, УГАТУ, 2010. С. 74–78.

КОМИССАРОВ Аркадий Михайлович

АДАПТИВНАЯ МАРШРУТИЗАЦИЯ
В СЕТЯХ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ
С УЧЕТОМ САМОПОДОБИЯ ТРАФИКА

Специальность 05.12.13 –
Системы, сети и устройства телекоммуникаций

АВТОРЕФЕРАТ
диссертации на соискание ученой степени
кандидата технических наук

Подписано в печать 24.10.2011. Формат 60×84 1/16.
Бумага офсетная. Печать плоская. Гарнитура Times New Roman.
Усл.печ.л. 1,0. Усл. кр.-отт. 1,0. Уч.-изд.л. 0,9.
Тираж 100 экз. Заказ № 333

ФБГОУ ВПО Уфимский государственный
авиационный технический университет
Центр оперативной полиграфии
450000, Уфа - центр, ул. К. Маркса, 12