

**АЛЕКСЕЕВ ИГОРЬ ВАДИМОВИЧ**

**Адаптивная схема управления потоком для  
транспортного протокола в сетях с коммутацией  
пакетов**

05.13.17. Теоретические основы информатики

**Автореферат**  
диссертации на соискание  
ученой степени кандидата  
физико-математических наук

Ярославль, 2000 г.

Работа выполнена на кафедре Теоретической информатики  
факультета Информатики и вычислительной техники Ярославского  
государственного университета им. П.Г. Демидова

Научный руководитель:	кандидат физико-математических наук, профессор Соколов В.А.
Научный консультант:	доктор физико-математических наук, профессор Тимофеев Е.А.
Официальные оппоненты:	доктор физико-математических наук, профессор Майоров В.В.
	доктор физико-математических наук, профессор Щур Л.Н.
Ведущая организация:	Институт микроэлектроники и информатики РАН.

Защита состоится 28 апреля 2000 года в 15.00 на заседании  
Диссертационного совета К064.12.04 при Ярославском  
государственном университете им. П.Г. Демидова по адресу 150000,  
г. Ярославль, ул. Советская, д. 14.

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке Ярославского  
государственного университета им. П.Г. Демидова по адресу 150000,  
Ярославль, ул. Кирова, д.8/10.

Автореферат разослан \_\_\_\_ марта 2000 года.

Ученый секретарь  
диссертационного  
совета, к.ф.-м.н.

\_\_\_\_\_ Пендюр А.Д.

## Общая характеристика работы

### *Актуальность темы*

Одним из важнейших направлений научно-технического прогресса в настоящее время являются коммуникационные системы, представляющие собой сети передачи информации. Координацию процессов передачи информации в распределенной системе, которой является сеть, осуществляют коммуникационные протоколы.

Принято разделять коммуникационные протоколы по степени общности задач, решаемых ими, на несколько уровней, упорядоченный набор которых образует сетевую архитектуру. Самой распространенной и универсальной сетевой архитектурой является архитектура TCP/IP [Cerf V. 1974]. В рамках TCP/IP все системы в сети делятся на конечные системы, между которыми происходит информационный обмен, и промежуточные системы, не являющиеся конечными или исходными точками обмена. Конечные системы называются узлами сети, а промежуточные - маршрутизаторами.

Двусторонний поток информации между парой смежных систем в сети обеспечивается каналом, связывающим две системы. Каналы характеризуются скоростью информационного потока (пропускной способностью), задержкой передачи и вероятностью битовых ошибок. В каждой точке подключения маршрутизатора к каналу имеется буфер, в котором организуется очередь данных ожидающих отправки по этому каналу. Буферное пространство и пропускная способность (ПС) представляют собой разделяемые ресурсы сети. Если скорость прибытия информации в маршрутизатор превышает максимально возможную скорость ее отправки, то происходит перегрузка сети, выражающаяся в переполнении буферов и потерях информации.

Протокол транспортного уровня занимает важнейшее положение в любой сетевой архитектуре, в том числе и в TCP/IP, поскольку он обеспечивает надежную и эффективную передачу информации непосредственно между конечными системами сети. Для этого транспортный протокол задает согласованный набор правил поведения для участников информационного обмена. Эти правила регулируют совместный доступ узлов к разделяемым ресурсам сети, поэтому эффективность транспортного протокола определяет эффективность работы всей сети в целом. Программа, реализующая алгоритм протокола, называется объектом протокола.

Транспортным протоколом в архитектуре TCP/IP является TCP (Transmission Control Protocol) [Postel J. 1981, Braden R. 1989, Jacobson V. 1992], который обеспечивает надежную двустороннюю связь с контролем скорости передачи. Источник TCP потока получает информацию от пользователя в виде последовательности битов, формирует из нее блоки конечной длины, называемые сегментами и отправляет их к TCP получателю. Получатель, принимая сегменты, формирует из них исходную последовательность и передает ее своему пользователю.

Для осуществления обмена ТСР устанавливает логическое соединение между парой узлов сети, на каждом из которых выполняется алгоритм ТСР. Поток сегментов по ТСР соединению может проходить через упорядоченную последовательность маршрутизаторов и каналов. Пропускная способность соединения в целом ограничена минимальной из ПС каналов, через которые проходит соединение. Алгоритм управления потоком, являющийся частью ТСР, стремится отправлять данные со скоростью, не превышающей меньшее из ПС соединения и скорости потребления информации получателем.

Набор соединений транспортного протокола, разделяющих общий канал, представляет собой сложную самоорганизующуюся систему в смысле Г. Хакена. Поведение каждого из объектов протокола в этой системе определяется алгоритмом протокола, однако, поведение всей системы, как целого, вообще говоря, не описывается совокупностью действий ее компонентов. Каждый объект протокола стремится максимально эффективно адаптироваться к доступным ресурсам сети в условиях кооперации с другими объектами этого протокола.

На сегодняшний момент известен ряд существенных недостатков алгоритма управления потоком протокола ТСР:

1. Для оценки доступной ПС алгоритм управления потоком ТСР постоянно увеличивает скорость отправки сегментов, искусственно вызывая перегрузку сети. Это приводит к частым потерям пакетов и, при устойчивом переполнении буферов, к увеличению задержек сегментов в сети.
2. ТСР интерпретирует потерю сегмента как признак перегрузки сети и реагирует на любую потерю данных снижением скорости передачи, что ведет к существенным ограничениям эффективности ТСР в сетях, где вероятность потери сегментов из-за возникновения ошибок отлична от нуля. Это относится, в частности, ко всем беспроводным сетям.
3. Локальные неравномерности в отправке сегментов ТСР приводят к повышению вероятности потери сегментов при максимальном заполнении буферов.

Устранение приведенных выше недостатков ТСР является темой большого числа исследований. В работах на эту тему предлагаются разные варианты усовершенствования транспортного протокола. Большинство протоколов, предлагаемых для использования в сетях с ненулевой вероятностью битовых ошибок, не являются совместимыми с ТСР и требуют введения дополнительных элементов в структуру сети, усложняя ее и нарушая основной принцип транспортного протокола, состоящий в том, что на транспортном уровне соединение устанавливается между непосредственным источником и получателем информации.

Таким образом, важнейшей задачей является разработка нового транспортного протокола в рамках архитектуры ТСР/IP, который был бы более эффективен, чем ТСР. Новый протокол должен быть универсальным в смыс-

ле возможности использования его как в проводных, так и беспроводных сетях, что особенно важно в свете дальнейшего развития сетевых технологий и расширения областей их применения.

В диссертации разработан новый транспортный протокол ARTCP. В среде языка C++ создан класс, полностью описывающий протокол ARTCP, который может стать основой реализации протокола. Разработана универсальная объектно-ориентированная имитационная модель для конструирования сетей с топологией любой сложности. Проведенные эксперименты работы протокола ARTCP для ряда сценариев показали, что он почти всегда превосходит стандартный протокол TCP.

### ***Цель работы***

Целью настоящей работы является разработка нового транспортного протокола (названного ARTCP), способного заменить стандартный протокол TCP в рамках архитектуры TCP/IP и свободного от указанных выше недостатков TCP. Протокол ARTCP должен эффективно функционировать в проводных и беспроводных сетях.

Для изучения характеристик протокола ARTCP и сравнения их с TCP в данной работе была построена имитационная модель, способная конструировать топологические схемы любой сложности и воспроизводить основные характеристики сети, которые и определяют функционирование в ней транспортного протокола: задержку, мультиплексирование, потери и ошибки передачи.

### ***Научная новизна***

Основные научные результаты диссертации состоят в следующем:

Разработан протокол ARTCP, использующий темпоральные показатели потока в качестве входного параметра для алгоритма управления потоком и сочетающий оконный механизм контроля скорости с диспетчеризацией каждого сегмента.

Построена имитационная программная модель (ИПМ), позволяющая моделировать все компоненты сети, влияющие на функционирование транспортного протокола. ИПМ является универсальным инструментом для исследования взаимодействий в сетях и позволяет строить топологические схемы большой сложности.

По данным модельного эксперимента в ИПМ определены важнейшие характеристики ARTCP, а также показано наличие свойства самоподобия у трафика ARTCP. Результаты эксперимента позволяют утверждать, что ARTCP превосходит TCP по основным критериям.

### ***Методы исследования***

Наиболее приемлемым способом исследования сложной корпоративной самоорганизующейся системы является имитационное моделирование. В

данной работе используются методы имитационного модельного эксперимента в сочетании со статистическими методами.

### ***Положения выносимые на защиту***

1. Алгоритм нового транспортного протокола ARTCP и его реализация в виде класса на языке C++. 2. Имитационная модель для конструирования коммуникационных сетей с топологией любой сложности из готового набора компонентов. 3. Результаты экспериментов работы протокола ARTCP для ряда сценариев, показывающие, что он почти всегда превосходит стандартный протокол TCP.

### ***Практическая ценность***

Практическая ценность предлагаемой схемы управления потоком очень высока. Во-первых, протокол ARTCP не доводит сеть до состояния перегрузки для выявления доступной максимальной пропускной способности, поэтому потери пакетов в стабильном состоянии работы сети вообще не происходят. Таким образом, повышается эффективность использования сетевой инфраструктуры, что дает прямой экономический эффект.

Во-вторых, протокол ARTCP не интерпретирует потерю пакета как признак перегрузки сети, что позволяет эффективно применять его в каналах с ненулевой вероятностью ошибок. В настоящее время развитие инфраструктурной части сетей сориентировано в немалой степени именно на беспроводные системы, поэтому ARTCP может найти в таких сетях широкое применение.

В-третьих, средняя длина очередей в маршрутизаторах сети при использовании ARTCP минимальна, поскольку ARTCP не только адаптирует скорость отправки пакетов в сеть к максимальной скорости обслуживания потока, но и обладает механизмом компенсации перегрузки. Таким образом, среднее время транзитной задержки пакетов в сети снижается.

В-четвертых, алгоритм ARTCP не противоречит созданию совместимой с TCP реализации. Поэтому внедрение ARTCP может происходить постепенно, в первую очередь на тех узлах, где применение нового протокола наиболее выгодно.

### ***Апробация работы***

По результатам, полученным в ходе работы, были сделаны доклады на международном семинаре IEEE «Интернет: технологии и сервисы», а также на семинарах ЯрГУ: "Моделирование и анализ информационных систем", "Нейронные сети".

### ***Структура и объем работы***

Диссертация состоит из введения, четырех глав и выводов, изложенных на 145 страницах. В работу входят 74 иллюстрации. Список литературы содержит 101 наименование.

## Основное содержание работы

Во введении приводятся основные понятия, относящиеся к протоколу TCP, принципам управления потоком и обсуждается свойство самоподобия сетевого трафика. В последующих главах диссертации осуществлена постановка задачи, приведено описание разработанного здесь протокола ARTCP, имитационной модели сети. Далее представлено описание проведенных модельных экспериментов с новым протоколом, сравнение его с TCP и обнаруженное свойство самоподобия ARTCP потоков. Работа завершается выводами.

**Части 1.1-1.6 введения** дают обзор основных целей и результатов диссертации, подчеркивают актуальность исследований транспортных протоколов.

**В части 1.7 введения** дается описание всех компонентов транспортного протокола на примере TCP, выделяются элементы, важные для имитационного моделирования: среда исполнения, тип сервиса, предоставляемого пользователю, словарь сообщений. Детально рассмотрены: алгоритм управления потоком по методу скользящего окна, механизмы коррекции ошибок передачи и управления таймерами, поведение окна и тактика подтверждений, составляющие набор процедурных правил стандартного протокола TCP.

Поскольку сеть не гарантирует безошибочной доставки сегментов, то в задачи TCP входит определение ошибок, проявляющихся в виде потерянных, дублированных или переставленных местами сегментов. Ошибки в принятых данных корректируются перед передачей битового потока пользователю.

Отправитель и получатель выделяют определенный объем буферного пространства, в которое помещаются ожидающие отправки в сеть или передачи пользователю сегменты с данными. Каждый байт данных получает уникальный в пределах соединения номер последовательности. Сегмент состоит из заголовка, в который помещается номер последовательности и другая служебная информация и поля данных, где размещаются передаваемые данные.

Отправляя каждый сегмент, TCP устанавливает для него таймер, по срабатыванию которого сегмент считается потерянным и отправляется повторно (ретранслируется). Получатель TCP потока отправляет источнику подтверждение приема последнего порядкового номера сегмента, полученного в непрерывной последовательности увеличения порядковых номеров. Управление скоростью потока в TCP осуществляется механизмом скользящего окна переменного размера, причем в отсутствие потерь сегментов скорость потока растет линейно, а при срабатывании таймера падает до минимума.

**В части 1.8 введения** приведен краткий обзор работ в области экспериментального и теоретического изучения статистических характеристик сетевого трафика. Процесс, суммирующий события прибытия сегментов за оп-

ределенный интервал времени для сетевого трафика, не имеет пуассоновского распределения, а, как показывают результаты обработки больших серий экспериментальных данных [Taqqi M. 1998, Willinger R. 1997], обладает свойствами самоподобия. Причиной этого, как показано в [Taqqi M. 1997], являются особенности распределения длительностей периодов включения/выключения соединений. Однако, поведение самого алгоритма управления потоком может также быть причиной появления свойства самоподобия трафика согласно [Riedi R. 1999, Feldmann A. 1998].

**В части 1.9 введения** дано описание предлагаемых другими авторами алгоритмов управления потоком, таких как: TCP Vegas [Brakmo L. 1995], TRUMP [Tomey K. 1997], PP [Keshav S. 1991], NETBLT [Clark D. 1988], Tri-S [Wang Z. 1991], DUAL [Zhang L. 1993]. Каждый из этих методов обладает определенными недостатками и не применяется в стандартных сетевых архитектурах. Главный недостаток Vegas, Tri-S, DUAL в том, что они основаны на TCP, который реагирует на потерю сегмента снижением скорости, а в отсутствие потерь линейно увеличивает нагрузку на сеть, приводя к переполнению буферов. Схема TRUMP предполагает расширение функциональности маршрутизаторов механизмом, уведомляющим источники о перегрузке в явном виде, что означает отказ от архитектуры TCP/IP. PP предлагает эффективный способ измерения загрузки сети, однако для его работы необходимо выполнение условий, нереализуемых в архитектуре TCP/IP.

**В главе 1** определяется цель работы: разработка и изучение нового транспортного протокола ARTCP, свободного от недостатков TCP. Рассматриваются следующие основные характеристики протокола:

1. Относительное число потерь сегментов (отношение числа потерянных к общему числу отправленных сегментов)
2. Коэффициент использования пропускной способности каналов 
$$U = \frac{\text{число\_принятых\_битов}}{(\text{скорость\_канала}) \times \text{время}}$$
 (отношение числа успешно принятых битов к максимально возможному их числу).
3. Коэффициент равноправия разделения ресурсов 
$$F = \frac{(\sum_{i=1}^n b_i)^2}{n \times (\sum_{i=1}^n b_i^2)}$$
, где  $b_i$  есть доля пропускной способности, занятая  $i$ -м соединением.
4. Средняя длина очереди  $Q$  в маршрутизаторе R1 (рис.1).

В работе проводится сравнение ARTCP и TCP по этим основным характеристикам.

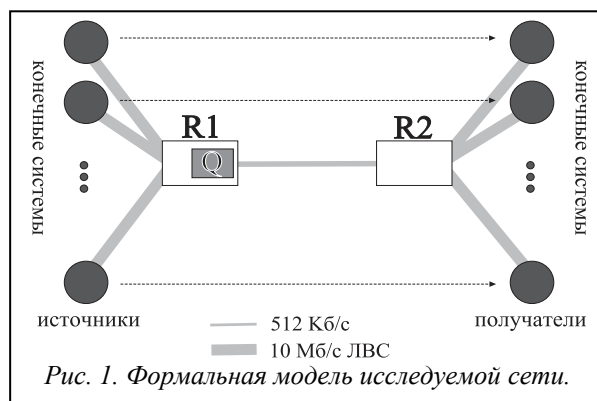
**Формальная модель системы** такова. Имеется сеть, в топологическую схему которой входят несколько узлов, два маршрутизатора и набор каналов соединяющих узлы (рис.1). На каждом узле исполняется объект протокола ARTCP. Узлы объединены в две локальные вычислительные сети (ЛВС), каждая из которых подключена к одному маршрутизатору. Маршрутизаторы



связывают локальные сети, передавая трафик по каналу с малой ПС и большим значением задержки.

### Параметры и переменные модели:

$S$	Размер сегмента в битах
$\tau_s(t)$	Межсегментный интервал, устанавливаемый отправителем
$\tau_r(t)$	Межсегментные интервалы в потоке, измеряемые получателем
$R_s(t)$	Скорость отправки потока, устанавливаемая отправителем
$R_r(t)$	Скорость прибытия потока, измеряемая получателем
$R_e(t)$	Скорость прибытия потока к получателю после того, как отправитель извлечет эту информацию из подтверждений
$A_c(t_i)$	Значение области компенсации, выражающее количество данных, накопившихся в буфере
$Q(t)$	Длина очереди в маршрутизаторе
$Q^{\max}$	Максимально возможная длина очереди
BER	Вероятность битовой ошибки в канале
RTT	Время обращения сегмента (интервал между отправкой сегмента и прибытием его подтверждения)
speedup	Коэффициент, повышающий вероятность роста скорости
slowdown	Коэффициент, повышающий вероятность снижения скорости
$\varepsilon$	Значение точности, применяемое при сравнении, $\varepsilon \ll 1$



Каждый из узлов в одной из ЛВС отправляет сегменты с межсегментным интервалом  $\tau_s(t) = S/R_s(t)$ , где  $R_s(t)$  задается алгоритмом управления потоком ARTSP. Предполагается, что источники потоков всегда имеют информацию для отправки. Источники и приемники трафика находятся в разных ЛВС. Приемники трафика ARTSP отправляют подтверждения в противоположном направлении в виде сегментов, не содержащих данных.

Задача маршрутизатора в том, чтобы осуществлять передачу сегмента по адресу получателя в его заголовке. В буфере маршрутизатора R1 организуется FIFO очередь сегментов, которые отправляются далее к маршрутизатору R2. Очередь имеет конечную длину  $Q \leq Q^{\max}$ . Сегмент, поступающий на выходной интерфейс в момент времени  $t$ , помещается в очередь, если

$S \leq Q^{\max} - Q(t)$ , иначе этот сегмент теряется. Очередь маршрутизатора R1 обслуживается со скоростью канала, соединяющего маршрутизаторы.

Мы рассматриваем следующие характеристики каналов: ПС, задержку передачи и вероятность битовой ошибки. Пропускная способность канала определяет скорость поступления битов в канал, задержка передачи характеризует длительность интервала между поступлением определенного бита в канал и появлением его из канала. Вероятность битовой ошибки BER определяет вероятность потери сегмента как  $1 - (1 - BER)^S$  в зависимости от вероятности ошибки при передаче.

В главе 2 дается подробное описание алгоритма ARTCP. Его важнейшие отличия от стандартного TCP в следующем:

1. ARTCP в качестве сигнала о перегрузке в сети использует не потерю сегмента, а темпоральные характеристики потока. Источник ARTCP делает вывод о начале перегрузки сети, если при увеличении  $R_s(t)$  происходит увеличение времени  $RTT$  и стабилизация скорости потока, измеряемая получателем, т.е.  $R_e(t) < R_s(t - RTT)$ .

2. Сегменты ARTCP отправляются в сеть не в виде всплеска, а разделенные интервалами  $\tau_s(t)$ . Измерение значения межсегментных интервалов  $\tau_r(t)$  у получателя дает значение скорости прибытия потока  $R_r(t)$ . Рост скорости  $R_s(t)$  прекращается, когда начинает расти время  $RTT$ , а значение скорости приема потока становится меньше скорости его отправки. Эти два признака свидетельствуют о достижении системой состояния, когда средняя скорость прибытия сегментов сравнивается со средней скоростью обслуживания и при дальнейшем увеличении скорости отправки начинается рост очереди. Получатель ARTCP в сегментах с подтверждениями указывает также значение скорости  $R_r(t)$ . Получая подтверждение сегмента спустя время  $RTT$  после его отправки, источник ARTCP извлекает из его заголовка информацию о значении скорости, с которой поток, содержащий этот сегмент, прибыл к получателю и использует это значение  $R_e(t)$  в качестве оценки ПС сети.

Таким образом, преимущества алгоритма ARTCP перед стандартным TCP в том, что:

1. Алгоритмы управления потоком и коррекции ошибок передачи полностью независимы в ARTCP, поскольку потеря сегмента не интерпретируется как сигнал о перегрузке сети.

2. ARTCP определяет доступную ПС соединения, не доводя сеть до состояния перегрузки, поэтому средняя длина очередей существенно снижается и устраняются связанные с этим потери сегментов.

3. Благодаря механизму диспетчеризации сегментов их отправка в сеть происходит без всплесков, более равномерно. Поэтому, во-первых, снижает-

ся потребность в буферном пространстве маршрутизаторов, а во-вторых, уменьшается разброс времени задержки сегментов в сети.

Главным отличием ARTCP от TCP является новый алгоритм управления потоком, который задает скорость отправки потока, отслеживая значения  $R_e(t)$  и  $RTT$ .

**Алгоритм управления потоком ARTCP.** Сегменты, в пределах объявленного отправителем окна, отправляются в сеть со скоростью задаваемой алгоритмом адаптации, задача которого в том, чтобы отправлять поток в сеть со скоростью, равной скорости его обслуживания, и компенсировать возможные перегрузки.

В работе алгоритма управления скоростью ARTCP потока выделяются несколько режимов (рис. 2). Сначала алгоритм максимально быстро определяет доступную ПС, а затем переходит в режим тонкой настройки, удерживающей скорость потока, равной доступной ПС. Алгоритм управления потоком получает на вход значение  $R_e(t)$  и  $RTT$  и, в зависимости от их значений и текущего состояния, совершает переход в новый режим и рассчитывает значение  $R_s(t)$ . Значение  $R_s(t)$  используется механизмом диспетчеризации для

установки длительности межсегментного интервала.

**Режимы алгоритма управления потоком ARTCP.** На момент времени  $t$  источник имеет оценку  $R_e(t)$  доступной ПС сети и может сравнить значение скорости отправки потока в момент  $t-RTT$  и скорости его прибытия к получателю. В момент времени  $t$  источник получает подтверждения приема сегментов, отправленных до момента  $t-RTT$ .



Рис. 2 Режимы алгоритма управления потоком ARTCP

**Режим ускоренного старта (SS)**

имеет цель максимально быстро увеличить скорость потока от минимального

значения до значения, равного или превосходящего ПС канала сразу после инициализации соединения. Для этого скорость увеличивается экспоненциально. Выход из режима SS происходит, когда  $R_e(t_i) < (1 - \varepsilon) \times R_s(t_i - RTT)$ .

**Режим мультипликативного сброса (MD1)** следует за режимом SS. После выхода из SS значение  $R_s(t)$  будет превышать  $R_e(t)$ , поэтому в режиме MD1 скорость потока скачкообразно устанавливается заведомо ниже  $R_e(t)$ . После снижения скорости алгоритм переходит в режим восстановления.

**Режим восстановления (REC)** имеет целью, линейно увеличивая скорость, довести ее до уже известного значения ПС канала:  $R_e(t)$ , компенсируя возникшую в режиме SS перегрузку. В режиме REC вычисляется значение

площади области компенсации  $A_c(t_i)$  как площадь криволинейной фигуры ABC (рис. 3), образованной значениями  $R_s(t)$  над прямой  $R_e(t_i)$  за время, пока  $R_s(t_i) > R_e(t_i)$  в режиме SS. Смысл  $A_c(t_i)$  в том, что это значение выражает объем данных, накопившихся в буфере маршрутизатора, пока скорость отправки сегментов превышала скорость их обслуживания. Линейный рост скорости в режиме REC происходит так, чтобы число отправленных сегментов было меньше их максимального числа (при отправке потока со скоростью  $R_e(t_i)$ ) на величину  $A_c(t_i)$ . Это означает равенство площади треугольника CDF (рис. 3) и  $A_c(t_i)$ . Выход из режима REC происходит по условию:  $R_s(t) \geq R_e(t)$ .

**Режим тонкой настройки (FT)** следует за режимом REC, в режиме FT скорость отправки данных медленно подстраивается под ПС канала. Отношение коэффициентов *speedup* и *slowdown* в состоянии FT определяет вероятность снижения или повышения скорости на каждом шаге. Коэффициент *speedup*, отвечающий за повышение скорости обратно пропорционален скорости данного соединения. Коэффициент *slowdown*, отвечающий за снижение скорости, пропорционален отношению измеряемого *RTT* к минимальному значению *RTT*. Значение *speedup* больше при меньших значениях  $R_s(t)$ , что дает медленным соединениям преимущество для получения доступа к большей относительной доле ПС. Значение *slowdown* одинаково для всех соединений и растет при росте *RTT*. Таким образом, вероятность повышения скорости для медленных соединений больше, а вероятность снижения скорости одинакова для всех соединений. Выход из режима FT происходит в случае скачкообразного изменения измеряемого *RTT*.

**Режим мультипликативного сброса (MD2)** необходим для быстрого снижения скорости при условии резкого роста *RTT*. Снизив скорость, алгоритм совершает переход в режим FT.

Схема поведения значения скорости потока приведена на рис. 3, где показан процесс адаптации ARTCP к каналу с ПС = 96 Кб/с.

В главе 3 описывается созданная для исследования возможностей ARTCP и отработки его механизмов имитационная программная модель (ИПМ) самого протокола и сетевых компонентов, в среде которых функционирует ARTCP.

ИПМ состоит из набора объектов протокола ARTCP и всех элементов сети, поведение которых оказывает влияние на алгоритм управления потоком. ИПМ построена в виде сети из требуемого количества взаимодействующих объектов, объединенных в определенную топологическую схему. Объект протокола ARTCP и объекты всех компонентов сети реализованы как классы на языке C++. Универсальность ИПМ в том, что набор компонентов сети: узел, маршрутизатор, канал позволяют сконструировать сетевую топологию любой требуемой сложности, а индивидуальные настройки экземпля-

ров всех классов модели - задавать любые условия функционирования системы. Ниже приведено краткое описание основных компонентов ИПМ.

**Объектная структура модели.** Моделируемая сеть конструируется из набора узлов, каналов и маршрутизаторов. Объекты протоколов ARTCP или CBR привязываются к узлам сети.

Генерируемые активными источниками сегменты, передаются по сети, последовательно проходя все ее компоненты на пути к получателю. Все объекты в составе ПМ создают файлы отчетов и регистрации событий, по которым исследуется динамика поведения модели.

**Объект протокола ARTCP** полностью реализует алгоритм протокола ARTCP. Он осуществляет начальную синхронизацию соединения, управление скоростью передачи, генерацию и диспетчеризацию отправки сегментов, прием сегментов и отправку подтверждений, ретрансляцию по таймеру и быструю ретрансляцию. При этом обмен между двумя объектами ARTCP может одновременно происходить в двух направлениях. Внутренняя структура класса ARTCP включает в себя несколько экземпляров класса очереди, реализующих стандартный буфер приема и передачи для управления потоком по методу скользящего окна и коррекции ошибок передачи.

**Объект протокола CBR** (Constant bit rate) отправляет данные в сеть с заранее заданной постоянной скоростью, не управляя скоростью потока и не ретранслируя потерянные данные.

**Объект узла** в ИПМ служит платформой для разворачивания протоколов ARTCP и CBR. Каждый узел имеет уникальный в пределах моделируемой сети адрес, указываемый в заголовке сегмента. Функции узла заключаются в передаче прерывания активному объекту протокола, передаче сегмента, принимаемого с канала, объекту активного протокола (по значению содержимого заголовка сегмента) и отбрасыванию сегментов, не адресованных данному узлу. Принимая сегмент от объекта активного протокола, узел делает попытку отправить его в канал и возвращает статус этой операции объекту протокола.

**Объект маршрутизатора** моделирует современное межсетевое устройство с неблокирующей коммутационной матрицей и буферизацией на выходе. Маршрутизатор включает в свой состав несколько подчиненных объектов: набор интерфейсов (по одному на каждый двусторонний канал) и матрицу коммутации.

Функции маршрутизатора в том, чтобы передавать сегменты на нужный выходной интерфейс в соответствии с адресом получателя в заголовке сегмента. Каждый интерфейс имеет в своем составе очередь, в которую помещаются ожидающие отправки сегменты. Получая сегмент с канала, объект интерфейса передает его матрице коммутации. Сегменты, принимаемые от матрицы, могут быть отброшены, если очередь в данном интерфейсе не мо-

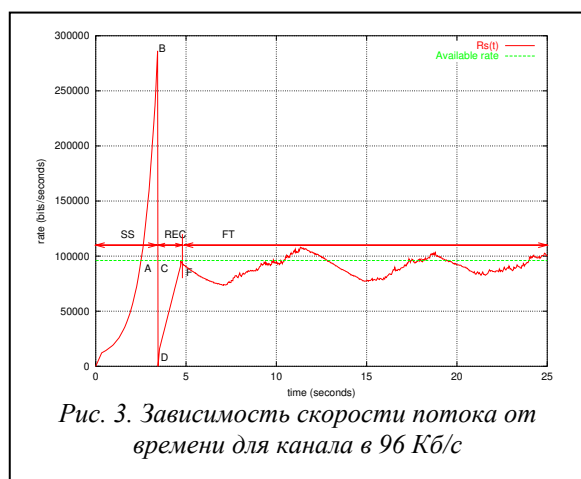
жет вместить сегмент. Обслуживание очереди происходит со скоростью передающего канала.

**Объект канала** связывает узлы и маршрутизаторы в ИПМ. Он характеризуется битовой скоростью, временем задержки и вероятностью битовых ошибок. Эти параметры устанавливаются индивидуально для каждого канала. Передача сегментов в двух направлениях моделируется парой простых каналов.

На ИПМ был проведен ряд модельных экспериментов с протоколом ARTCP. Результаты моделирования ARTCP, сравнение его характеристик с TCP и характеристика свойства самоподобия потоков ARTCP приведены в главе 4.

Задача модельного эксперимента состоит в определении характеристик протокола ARTCP: коэффициента использования ПС, коэффициента равноправия разделения ПС, среднего значения длины очереди для соединений в установившемся режиме, среднего числа отправленных и ретранслированных сегментов. Было также проведено сравнение ARTCP с TCP. Эксперименты проводились в нескольких сценариях, укладывающихся в схему соединения двух ЛВС через канал с ограниченной ПС. Каналы внутри ЛВС обладают ПС = 10 Мб/с, задержкой = 0.01 с, BER = 0. В различных сценариях между ЛВС создаются несколько ARTCP потоков и поток CBR.

В автореферате приводятся лишь наиболее репрезентативные результаты моделирования.



Для пояснения принципов функционирования ARTCP рассмотрим сценарий с **одним потоком ARTCP**, ограниченным каналом с ПС 96 Кб/с и задержкой 0.1 с. Максимальная длина очереди в маршрутизаторе R1 составляет 16 Кбайт. На рис. 3 приведен график зависимости скорости отправки потока от времени. На графике отмечены режимы SS, MD1, REC, FT, через которые проходит алгоритм. Потерь пакетов в данном эксперименте не происходит.

В случае взаимодействия **двух ARTCP потоков с потоком CBR**, при асинхронном запуске и останове каждого из потоков, необходимо убедиться в корректности поведения протокола и установить последовательность его переходов в различные режимы функционирования. В данном сценарии случайным образом выбираются моменты включения и выключения потоков, а также скорость CBR.

Использовалась топология, состоящая из трех пар узлов "источник-получатель" и двух маршрутизаторов, соединенных каналом с ПС 256 Кб/с и задержкой 0.1 с. Размер буфера R1 равен 32 Кбайт. В каждом из 100 экспериментов этого сценария один поток ARTCP запускается при  $t = 0$ , моменты старта второго потока ARTCP и потока CBR выбираются случайно с равномерным распределением из интервалов 90-110 и 190-210 секунд соответственно. Случайно выбираются также время останова первого ARTCP потока в интервале 390-410 секунд и скорость CBR источника в интервале 50-200 Кб/с.

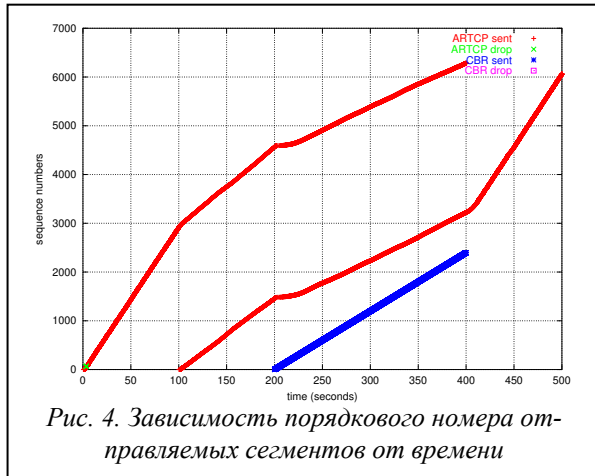


Рис. 4. Зависимость порядкового номера отправляемых сегментов от времени

Полученные результаты таковы: для двух ARTCP потоков в присутствии CBR потока  $U = 0.981 \pm 0.012$ ; для двух ARTCP потоков в отсутствие CBR потока  $U = 0.971 \pm 0.023$ ; число потерянных сегментов во всех случаях равно нулю; для двух ARTCP потоков в присутствии CBR потока  $F = 0.989 \pm 0.011$ ; для двух ARTCP потоков в отсутствие CBR потока  $F = 0.97 \pm 0.028$ . (Указано среднее значение  $\pm$  среднеквадратичное отклонение). На рис. 4 приведен график зависимости порядковых номеров отправляемых сегментов от времени в типичном эксперименте.

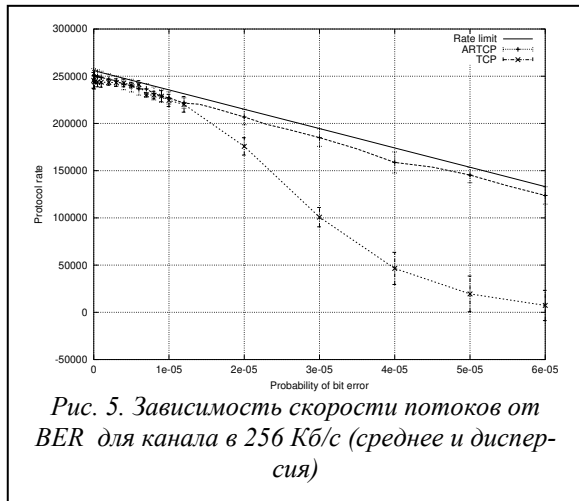


Рис. 5. Зависимость скорости потоков от BER для канала в 256 Кб/с (среднее и дисперсия)

**Сравнение с TCP.** Для изучения влияния потерь сегментов, не связанных с перегрузкой, трафик 10 TCP и 10 ARTCP потоков пропускаться через канал с ПС 256 Кб/с, задержкой 0.1 с и с различными значениями BER. Для каждого из значений BER (до  $6 \times 10^{-5}$ ) проводилось 50 экспериментов длительностью 500 с. Все потоки запускаются синхронно в момент времени  $t = 0$ .

Результаты модельного эксперимента в этом сценарии указывают на существенное преимущество протокола ARTCP перед TCP, поскольку с увеличением BER, для протокола ARTCP скорость потока остается близкой к максимальной, а скорость TCP испытывает резкое снижение. Различия между скоростями потоков ARTCP и TCP увеличиваются с ростом BER (на рис. 5 приведена зависимость среднего по 50 экспериментам для каждого значения BER и среднеквадратичная погрешность).

В следующем сценарии производится сравнение коэффициентов использования ПС и равноправия разделения ПС для ARTCP и TCP. Для обоих



протоколов было произведено 100 экспериментов длительностью 500 с на 10-ти вариантах сетевой топологии, содержащей соответственно от 2 до 20 узлов (1-10 одновременных потоков).

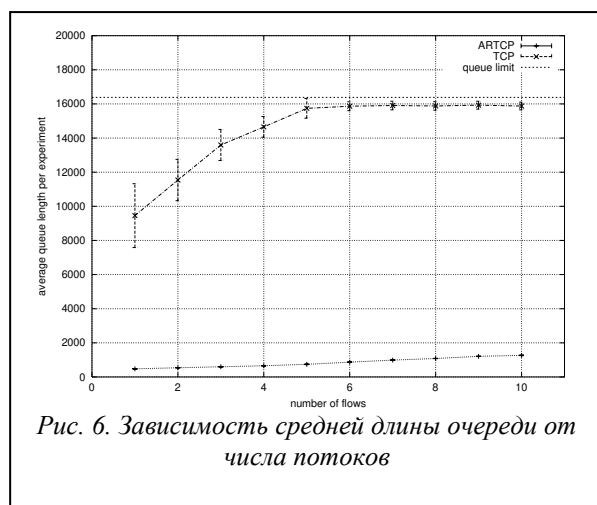


Рис. 6. Зависимость средней длины очереди от числа потоков

При небольшом числе активных соединений эффективность использования ПС канала для TCP несколько выше. С ростом количества соединений коэффициент использования ARTCP ресурсов канала приближается к единице, в то время как для TCP эффективность использования канала снижается из-за ретрансляций.

Соединения протокола ARTCP более равноправны между собой, чем TCP, причем с ростом числа соединений для протокола ARTCP значение  $F$  возрастает.

Поскольку TCP переполняет буфер сети, определяя ее пропускную способность, то для TCP средняя длина очереди всегда близка к максимальной. Для ARTCP такая проблема отсутствует, поскольку доступная пропускная способность определяется по измерениям скважности потока и времени  $RTT$ . Поэтому средняя длина очереди для ARTCP всегда существенно ниже, чем для TCP, у которого длина очереди приближается к максимальной, как видно из рис. 6.

**Свойство самоподобия ARTCP трафика.** Основным методом анализа коммуникационных сетей является теория систем массового обслуживания. Однако большинство результатов этой теории получено в предположении о конечности дисперсий как интервалов между поступлениями сегментов, так и длительностей их обслуживания. Экспериментальное изучение трафика в TCP/IP сетях (В. Леланд и др.) показало, что такое предположение о конечности дисперсии неверно. В классических работах В. Виллингера и М. Таггу показано, что трафик в сетях архитектуры TCP/IP обладают свойством самоподобия.

На настоящий момент теория массового обслуживания для самоподобных потоков только начинает развиваться и в ней отсутствуют изученные теоретические модели для систем, моделирующих сетевой трафик. Поэтому модельный эксперимент является основным способом изучения TCP/IP трафика.

Для определения того, обладает ли трафик свойством самоподобия обычно вычисляется коэффициент Хёрста. Для вычисления коэффициента Хёрста ARTCP трафика, был проведен модельный эксперимент, результатом которого явилась серия из 147036 измерений, суммирующих события прихода сегментов с данными на маршрутизатор R1 от 10-и активных источников.



Полученная исходная серия подверглась статистической обработке с применением методов R/S статистики и aggregated variance. По результатам применения обоих методов был вычислен коэффициент Хёрста: по методу R/S он равен 0.63, по методу aggregated variance: 0.65. Таким образом, трафик ARTCP, как и другой сетевой трафик [Willinger R. 1997, Taqqu M. 1998], обладает свойством самоподобия. Наличие свойства самоподобия у трафика, полученного на имитационной модели, так же как и у трафика реальных сетей, указывает на то, что разработанная модель хорошо воспроизводит процессы, происходящие в реальных сетях.

Итак, использование метода имитационного моделирования протокола ARTCP является в настоящий момент единственно возможным средством его исследования.

### **Основные результаты и выводы**

В настоящей работе предложен новый транспортный протокол ARTCP, сглаживающий неравномерности передачи, не вызывающий перегрузок сети благодаря использованию измеренных значений межсегментных интервалов и *RTT* потока для управления скоростью потока. Приведено описание алгоритма протокола ARTCP и создана его модельная реализация в виде класса C++.

Для исследования свойств протокола ARTCP создана универсальная имитационная программная модель, позволяющая изучать процессы, происходящие в сети с точки зрения транспортного протокола. Эта модель, построенная с помощью объектно-ориентированных методов, дает возможность конструировать топологические схемы большой сложности и задавать любые условия функционирования.

Результаты модельного эксперимента, проведенного на имитационной модели, показывают существенное превосходство адаптивного алгоритма управления скоростью потока протокола ARTCP по сравнению с TCP.

### **Публикации автора по теме диссертации**

1. Алексеев И.В., Соколов В.А. Протокол TCP с адаптацией скорости // Моделирование и анализ информационных систем. - 1999. - том. 6, №1. - С.4-12
2. Алексеев И.В. Математическая модель протокола TCP с адаптацией скорости // Моделирование и анализ информационных систем. – 1999. - том 6, №2 - С.51-53.
3. Алексеев И.В. Интегрированные услуги нового поколения Internet // Сети. – 1999. - №10, С.102-108
4. Алексеев И.В. Введение в архитектуру MPLS // Сети. – 1999. - №12, С.48-53

5. Alekseev I.V., Sokolov V.A. Compensation Mechanism for Adaptive Rate TCP // In proc. of First IEEE/Popov workshop on Internet Technologies and Services, (October 25-28 1999), vol. 2, p. 68-75
6. Alekseev I.V., Bezzubov S.A., Rusakov A.I. Building Regional Wide Area Network // In proc. of 7-th Joint European Networking Conference (May 13-16 1996), p. 172:1-172:9