На правах рукописи

ТЮРЛИКОВ Андрей Михайлович

**АЛГОРИТМЫ РАЗРЕШЕНИЯ КОНФЛИКТОВ В СИСТЕМАХ ПЕРЕДАЧИ ИНФОРМАЦИИ СО СЛУЧАЙНЫМ МНОЖЕСТВЕННЫМ ДОСТУПОМ**

Специальность 05.13.01 — Системный анализ, управление и обработка информации (в технике и технологиях)

АВТОРЕФЕРАТ

диссертации на соискание ученой степени доктора технических наук

Санкт-Петербург

2011

Работа выполнена на кафедре безопасности информационных систем в Государственном образовательном учреждении

высшего профессионального образования «Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения»

Научный консультант: Засл. деятель науки РФ,

доктор технических наук, профессор Крук Евгений Аврамович

Официальные оппоненты: доктор технических наук, профессор

Богатырев Владимир Анатольевич

доктор технических наук, профессор Зеленцов Вячеслав Алексеевич

Засл. деятель науки РФ,

доктор технических наук, профессор

Яновский Геннадий Григорьевич

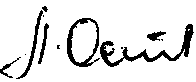
Ведущая организация: «Всероссийский

научно-исследовательский институт радиоаппаратуры» (ОАО «ВНИИРА»)

Защита состоится « » 2011 г. в часов на

заседании диссертационного совета Д 212.233.02 при Государственном образовательном учреждении высшего профессионального образования «Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения» по адресу: 190000, г. Санкт-Петербург, ул. Большая Морская, д. 67

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке университета



Осипов Л. А.

Автореферат разослан « » 2011 г.

Ученый секретарь

диссертационного совета

доктор технических наук, профессор

**ОБЩАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ**

Актуальность проблемы. В последние десятилетия отмечается тенденция активного роста числа систем передачи информации, постро­енных на основе каналов множественного доступа, таких как радиока­налы и спутниковые каналы связи. Среди методов управления досту­пом большого числа абонентов к общему каналу особое место занимают методы случайного множественного доступа с разрешением конфлик­тов. При достаточно низкой интенсивности входного потока сообщений к абонентам конфликты возникают редко, и задержка сообщения ока­зывается существенно меньше, чем при использовании других методов множественного доступа.

Т Г м м м м м

Первой системой, в которой был использован случайный множе­ственный доступ, являлась система «АЛОХА», созданная в конце ше­стидесятых годов двадцатого века для связи между вычислительны­ми машинами Гавайского университета. Алгоритм разрешения кон­фликта, используемый в данной системе, был предложен и исследо­ван Н.Абрамсоном, а затем улучшен Ф.Тобаги. Этот алгоритм прост в реализации, при относительно небольшом числе абонентов обеспечи­вает низкую задержку, и по этим причинам до сих пор широко ис­пользуется в современных системах. Однако в работах Д.Алдоуса и ряда других авторов было доказано, что даже при постоянной сум­марной интенсивности входного потока увеличение числа абонентов приводит к катастрофическому увеличению задержки. Путь решения данной проблемы был предложен Б.С.Цыбаковым, В.А.Михайловым и Дж.Капетанакисом. Этими авторами была впервые введена модель си­стемы случайного множественного доступа бесконечного числа абонен­тов к общему каналу передачи данных при пуассоновском входном по­токе сообщений. Применительно к этой модели были предложены так называемые древовидные алгоритмы разрешения конфликта и было до­казано, что с помощью этих алгоритмов можно получить конечную среднюю задержку при некоторой ограниченной интенсивности вход­ного потока. В теории случайного множественного доступа данная мо­дель является классической и используется в научных трудах отече­ственных и зарубежных ученых, таких как Н.Д.Введенская, Г.С.Евсеев,

Н.Б.Лиханов, Б.Гаек, Дж.Месси, Р.Галлагер и др.

В конце последнего десятилетия прошлого века случайный мно­жественный доступ получил новый импульс в развитии в связи с его применением в беспроводных сетях. В первую очередь это относит­ся к сетям стандарта IEEE 802.11 (Wi-Fi). Анализу соответствующе­го протокола множественного доступа посвящены работы Дж.Бианки,

А.И.Ляхова, В.М.Вишневского и ряда других авторов. Случайный мно­жественный доступ с разрешением конфликтов используется для ре­зервирования общего канала в региональных беспроводных сетях, со­ответствующих стандартам IEEE 802.16 и 3GPP LTE. Имеются лишь единичные работы (Г.Гианнакис, К.Блондиа), в которых предлагаются методы, позволяющие повысить эффективность алгоритмов разреше­ния конфликта, используемых в таких системах. В этих работах рас­сматривается весьма упрощенная модель системы.

Эффективность работы алгоритмов разрешения конфликта, ис­пользуемых в современных системах передачи информации, существен­но снижается с увеличением числа абонентов. Учитывая тенденцию к дальнейшему росту числа абонентов, можно ожидать, что в ближай­шем будущем этот недостаток окажет негативное влияние на развитие систем передачи информации в целом. Алгоритмы, разработанные для классической модели, свободны от этого недостатка. Однако эти ал­горитмы не могут быть непосредственно использованы в современных системах, так как в классической модели не отражены особенности та­ких систем (изменение интенсивности потока во времени, отсутствие достоверной информации о событиях в канале, наличие механизмов ре­зервирования канала и т.п.). Таким образом, одной из основных проблем в теории и практике случайного множественного доступа в настоящее время является разработка новых алгоритмов разрешения конфликта, которые могут быть использованы как в существующих, так и в пер­спективных системах передачи информации с большим числом абонен­тов.

Цель диссертационной работы. Целью диссертационной рабо­ты является разработка и исследование алгоритмов случайного мно­жественного доступа, имеющих существенное значение для повышения эффективности функционирования современных беспроводных систем передачи информации.

В соответствии с целью исследования были поставлены следующие основные задачи.

1. Создание методологической основы для исследования систем слу­чайного множественного доступа.
2. Разработка общего метода исследования древовидных алгорит­мов случайного множественного доступа.
3. Разработка новых алгоритмов случайного множественного досту­па, учитывающих особенности современного приемо-передающего оборудования.
4. Обеспечение стабильной работы системы случайного множествен­ного доступа для случая, когда наблюдения канала не позволяют различить отсутствие передачи в канале от конфликта.
5. Разработка алгоритмов случайного множественного доступа, ис­пользующих адреса абонентов для разрешения как подлинных, так и ложных конфликтов.
6. Построение модели централизованной системы случайного мно­жественного доступа с резервированием, с учетом основных осо­бенностей современных региональных сетей.
7. Построение оценок для показателей производительности (про­пускной способности) централизованной системы случайного мно­жественного доступа с резервированием.
8. Использование предложенных методов и алгоритмов для повы­шения эффективности функционирования централизованной си­стемы случайного множественного доступа.

Методы исследования. При получении основных результатов ра­боты использовались общие методы системного анализа, методы теории вероятностей, теории случайных процессов, в частности регенерирую­щих и марковских процессов, теории систем массового обслуживания, численные методы, а также методы имитационного моделирования.

Научная новизна диссертационной работы заключается в следу­ющем.

1. Впервые классифицированы допущения, используемые при изу­чении систем случайного множественного доступа, и сформулиро­вана методологическая основа для исследования существующих и новых систем.
2. Предложен новый метод анализа характеристик древовидных ал­горитмов случайного множественного доступа, основанный на взаимосвязях между алгоритмами.
3. Разработаны новые алгоритмы случайного множественного до­ступа, использующие возможность приема нескольких сообщений одновременно.
4. Впервые предложен класс алгоритмов, обеспечивающий устойчи­вую работу системы случайного множественного доступа для слу­чая, когда наблюдения канала не позволяют отличить конфликт от отсутствия передачи в канале.
5. Впервые разработаны алгоритмы случайного множественного до­ступа, использующие адреса абонентов для разрешения как под­линных, так и ложных конфликтов.
6. Предложена новая модель централизованной системы случайного множественного доступа с резервированием, отражающая основ­ные особенности современных региональных сетей.
7. Впервые построены оценки для показателей производительности (пропускной способности) централизованной системы случайного множественного доступа с резервированием.
8. Предложены новые способы повышения эффективности функци­онирования централизованной системы случайного множествен­ного доступа.

Практическая ценность работы. На основе результатов рабо­ты сформулирован ряд модификаций существующего протокола регио­нальной беспроводной сети передачи информации, позволяющих суще­ственно повысить уровень качества обслуживания абонентов. Резуль­таты диссертационной работы могут быть использованы при проекти­ровании систем передачи информации с большим числом абонентов, а также для разработки новых телекоммуникационных протоколов, в ко­торых используются алгоритмы случайного множественного доступа.

Теоретические и практические результаты работы использованы в учебном процессе кафедры безопасности информационных систем Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмическо­го приборостроения. Результаты работы используются в разработках ЗАО «Интел А/О». Использование результатов подтверждено соответ­ствующими актами.

Апробация работы. Основные результаты работы докладывались и обсуждались на:

* Всесоюзных школах-семинарах по вычислительным сетям (1982г.- 1990г.);
* Симпозиумах по проблемам избыточности в информационных си­стемах (1983г., 1986г., 1989г., 2007г., 2009г.);
* Советско-шведских симпозиумах по теории информации (1991г., 1993г.);
* Международных симпозиумах по теории информации (1994г., 1995г.);
* Международном семинаре «On Multiple Access Communications» (Санкт-Петербург, Россия, 2008г.);
* 15-й Международной конференции «On Analytical and Stochastic Modeling Techniques and Applications» (Никосия, Республика Кипр, 2008г.);
* 11-м Международном симпозиуме «On Wireless Personal Multimedia Communications» (Финляндия, 2008г.);
* семинарах кафедры информационных систем и кафедры безопас­ности информационных систем Санкт-Петербургского государственно­го университета аэрокосмического приборостроения;
* семинарах Института проблем передачи информации РАН (Москва).

Публикации. По теме диссертации опубликовано более 50 печат­ных трудов в научно-технических журналах, сборниках докладов и научно-технических сборниках, в том числе 18 статей в журналах, включенных в Перечень ВАК.

Основные положения, выносимые на защиту.

1. Общий метод анализа характеристик древовидных алгоритмов случайного множественного доступа, основанный на взаимосвя­зях между алгоритмами.
2. Класс алгоритмов случайного множественного доступа, использу­ющих возможность приема нескольких сообщений одновременно.
3. Класс алгоритмов, обеспечивающих стабильную работу системы случайного множественного доступа для случая, когда наблюде­ния канала не позволяют отличить отсутствие передачи от кон­фликта.
4. Алгоритмы случайного множественного доступа, использующие адреса абонентов для разрешения как подлинных, так и ложных конфликтов.
5. Модель централизованной системы случайного множественного доступа с резервированием.
6. Оценки для показателей производительности (пропускной спо­собности) централизованной системы случайного множественного доступа с резервированием.

Структура и объем работы. Диссертационная работа состоит из введения, пяти разделов, заключения, списка использованных источни­ков и пяти приложений. Работа содержит 255 страниц основного маши­нописного текста, 60 рисунков и 8 таблиц. Список литературы включает 178 наименований.

**ОСНОВНОЕ СОДЕРЖАНИЕ РАБОТЫ**

Во ***введении*** обоснована актуальность проблемы.

В ***первом разделе*** дана характеристика области применения мето­дов случайного множественного доступа в современных системах пере­дачи информации и сформулирован ряд актуальных задач, связанных как с теорией, так и с практикой случайного множественного доступа. Основное внимание в первом разделе уделяется описанию классической модели системы случайного множественного доступа и построению рас­ширений классической модели. Предполагается, что имеется некоторое множество абонентов и канал связи, вход и выход которого доступны всем абонентам. Относительно системы в целом, общего канала, обрат­ной связи и работы абонентов в классической модели делается ряд до­пущений. Эти группы допущений подробно рассматриваются в первом разделе диссертационной работы, а в автореферате дается только крат­кое описание допущений.

Допущение 1. У абонентов возникают пакеты, которыми они об­мениваются, используя канал связи. Предполагается, что все пакеты имеют одинаковую длину. Время передачи пакета принимается за еди­ницу времени. Время передачи по каналу разделено на окна. Все окна имеют одинаковую длительность, равную времени передачи одного па­кета. Окна пронумерованы целыми неотрицательными числами, окну с номером ***t*** соответствует интервал времени ***[t —*** 1, t). Далее в работе для краткости изложения окно с номером ***t*** будем называть окном t. Момен­ты разделения окон известны всем абонентам. Абонент может начинать передачу сообщения только в начале очередного окна.

Допущение 2. В каждом окне может произойти одно из трех со­бытий:

* в окне передает один абонент (событие S - success, успех);
* в окне не передает ни один абонент (событие E - empty, пусто);
* в окне передают два или более абонентов (событие C - collision, конфликт).

Допущение 3. Абонент, наблюдая выход канала, к концу окна до­стоверно определяет, какое из трех возможных событий произошло в канале.

Допущение 4. У абонента имеется буфер для хранения одного па­кета. Абонент хранит пакет от момента появления до момента успешной передачи. Пакет, который появился на интервале времени ***[t —*** 2, ***t —*** 1), может быть передан не раньше, чем в окне £ > t.

Допущение 5. В системе имеется бесконечное число абонентов. Интервалы времени между моментами появления новых пакетов в си­стеме являются независимыми случайными величинами, распределен­ными по экспоненциальному закону со средним значением j (число Л называют интенсивностью входного потока пакетов в систему, эта ве­личина равна среднему числу пакетов, которые возникают в системе за единицу времени).

Для классической модели случайного множественного доступа (СМД) алгоритм задается функцией ***А(х, Q(t), v***(x)(t)), принимающей значения на интервале [0,1]. Значение, принимаемое функцией ***A*** в окне ***t***, имеет смысл вероятности события, связанного с передачей абонентом в окне ***t*** пакета, поступившего в момент времени х. Аргументы этой функции имеют следующий смысл:

* первым аргументом является момент времени ***х*** поступления па­кета к абоненту;
* вторым аргументом является последовательность событий ***0(t) = (0\)*** в канале связи. Здесь ***$i = E***, если окно ***i*** пусто, ***0i = S***, если окно ***i*** содержит успешную передачу, и ***$i = C***, если в окне ***i*** произошел конфликт;
* третьим аргументом является последовательность значений

***v(t) = (v^***), связанная с абонентом, у которого в момент

***х*** возник пакет; здесь ***=*** 0, если в окне ***i*** абонент не передавал па- (x) I

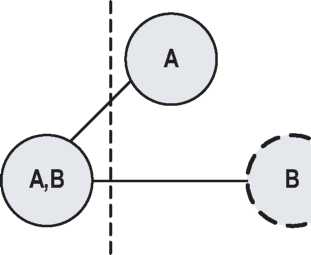
кет, и ***vi*** =1, если передавал.

После введения понятия алгоритма случайного множественного до­ступа дается определение таких его основных характеристик, как сред­няя задержка и скорость. При этом под скоростью понимается та пре­дельная интенсивность входного потока, при которой средняя задерж­ка конечна. Вводится понятие пропускной способности системы СМД. Описаны основные классы алгоритмов случайного множественного до­ступа. Введены новые расширения классической модели, позволяющие учитывать особенности современных систем передачи информации. В частности, введены расширения, в которых рассматриваются дважды стохастические входные потоки.

В конце первого раздела введено расширение классической модели для учета функционирования процедуры последовательной компенса­ции конфликтных сигналов на физическом уровне. Использование этой процедуры применительно к алгоритмам разрешения конфликта впер­вые было исследовано в работах Г.Гианнакиса. Для иллюстрации того, как процедура компенсации конфликтных сигналов позволяет умень­шить время разрешения конфликта, рассмотрим простой пример, при­веденный на рисунке 1.

Будем полагать, что множество абонентов обмениваются между со­бой данными через ретранслятор. Ретранслятор в каждом окне прини­мает сигналы от абонентов и выполняет обработку принятых сигналов. В конце окна ретранслятор передает как информацию о событии в ка­нале, так и некоторую дополнительную информацию всем абонентам. Считается, что эта информация передается мгновенно и безошибочно.

Пусть в окне ***t*** два абонента передают пакеты ***A*** и ***B*** одновременно, что приводит к их наложению. Через ***yt*** обозначим сигнал, принятый к концу окна t, а через ***ха*** и ***хв*** - сигналы, соответствующие пакетам дан­ных ***A*** и ***B*** соответственно. В конце окна ***t*** приемник получает сигнал ***yt***, который формируется в результате наложения на входе приемника сигналов ***ха***, ***хв*** и шумов. Эту «смесь» сигналов ***ха*** и ***хв*** условно бу-



**A,B**

**A**

**Рисунок 1.** Пример работы процедуры компенсации конфликтных сигналов

дем обозначать как ***yt = xa*** + ***хв*** • После обработки сигнала ***yt*** приемник выносит решение о том, что произошел конфликт. Исходная смесь ***yt*** со­храняется. Участки конфликта с вероятностью 1 принимают решение о повторной передаче. Предположим, что в окне принял решение переда­вать только один из участников конфликта. Получив сигнал yt+i = ***xa*** в конце окна ***t*** + 1, приемник успешно ***выделяет*** сигнал ***xa*** . По выде­ленному сигналу ***восстанавливается*** пакет A.

Далее процедура компенсации конфликтных сигналов снова обраба­тывает сохраненный сигнал ***yt*** и ***нейтрализует*** сигнал ***ха*** в сохраненной смеси сигналов ***yt***. Условно эту операцию нейтрализации будем записы­вать ***yt — xa*** . Из полученного сигнала ***yt = yt — xa*** выделяется сигнал ***хв = yt***, по которому успешно восстанавливается пакет ***B***. Таким об­разом, дальнейшее разрешение конфликта не требуется. В рассмотрен­ном примере длительность разрешения конфликта уменьшается на одно окно за счет процедуры последовательной компенсации конфликтных сигналов. Без использования этой процедуры в окне ***t*** + 2 необходимо произвести повторную передачу пакета ***B***.

Предложенные в работах Г.Гианнакиса алгоритмы работают в пред­положении, что всегда успешно выполняется процедура компенсации. Применительно к приведенному примеру это означает, что с вероятно­стью единица по сигналам ***yt*** и ***ха*** восстанавливается пакет ***B***. В диссер­тационной работе вводится модель ***с неполной компенсацией конфликт­ных сигналов***. Для этой модели восстановление пакета ***B*** происходит с вероятностью 1 — ***qs***, ас вероятностью ***qs*** сигнал ***yt = yt — xa*** восприни­мается как конфликт. Применительно к данной модели в конце первого раздела предложен новый алгоритм разрешения конфликтов, отличаю­щийся от ранее известных тем, что обеспечивает устойчивую работу си­стемы при неполной компенсации конфликтных сигналов. Анализ этого алгоритма выполнен во втором разделе.

Модели систем со случайным множественным доступом в канал и способ построения таких моделей, предложенные в первом разделе, яв­ляются методологической основой для исследования различных систем со случайным множественным доступом. В последующих разделах по­дробно исследуются каждая из тех актуальных задач, которые были сформулированы в первом разделе. Каждое из этих исследований бази­руется на результатах данного раздела и строится следующим образом:

* уточняется формулировка и обосновывается актуальность рас­сматриваемой задачи;
* на качественном уровне описывается исследуемая система и вы­бирается одна из моделей, введенных в первом разделе, или строится некоторая новая модель по аналогии с тем, как это было выполнено в первом разделе;
* применительно к введенной модели формулируется алгоритм СМД (или класс алгоритмов) и вводятся в рассмотрение случайные процессы, с помощью которых описывается работа алгоритма;
* исследуются введенные случайные процессы и на основе резуль­татов этих исследований определяются основные характеристики алго­ритма СМД.

Во ***втором разделе*** рассматривается класс древовидных алгорит­мов СМД и предлагается подход, позволяющий с единых позиций ана­лизировать различные алгоритмы СМД из этого класса.

В классических работах Б.С.Цыбакова, В.А.Михайлова, Дж.Капетанакиса и Дж.Месси рассматривался древовидный ал­горитм разрешения конфликта, который далее будем называть ***базовым алгоритмом.*** В этих работах также отмечалось, что из базо­вого алгоритма можно получить алгоритм, имеющий более высокую скорость, который далее будем называть ***модифицированным алго­ритмом.*** Хотя исследования древовидных алгоритмов проводятся уже более тридцати лет, остается ряд нерешенных задач. Одной из таких задач является разработка общего метода анализа характеристик древовидных алгоритмов и установление взаимосвязи характеристик различных алгоритмов из этого класса. Именно эта задача и решается во втором разделе.

Рассматриваемые во втором разделе алгоритмы относятся к клас­су алгоритмов, для которых работа системы описывается последова­тельностью сеансов. Каждому сеансу соответствует некоторое подмно­жество абонентов, передавших свои пакеты в первом окне сеанса (ок­но ***t***0). Число пакетов ***к,*** переданных в окне ***t***0, называется кратностью конфликта. При наблюдении в окне ***t0*** событий ***E (к*** = 0) и ***S (к*** = 1) первое окно сеанса является также его последним окном. В против­ном случае сеанс завершается не раньше, чем будут успешно переданы все пакеты, столкнувшиеся в окне to. При этом правило определения последнего окна сеанса основано на анализе наблюдаемой последова­тельности событий в окнах, поэтому решения абонентов о завершении сеанса совпадут и будут приняты одновременно. Сеансы во времени сле­дуют друг за другом без пропусков, т.е. первое окно следующего сеан­са непосредственно граничит с последним окном предыдущего сеанса. Рассматриваются так называемые блокированные алгоритмы, для ко­торых все пакеты, возникшие у абонентов во время текущего сеанса, могут быть переданы только в следующем сеансе, т.е. в окнах каждого сеанса передают пакеты только те абоненты, чьи пакеты столкнулись в первом окне сеанса.

Для древовидных алгоритмов функция ***A(x, Q(t), v***(x)***(t))*** может принимать только два значения - 0 или 1, т.е. абонент не передает в некотором окне или передает с вероятностью единица. Вычисление этой функции задается, во-первых, правилом, согласно которому все абонен­ты определяют последнее окно сеанса, и, во-вторых, правилом, согласно которому каждый участник сеанса определяет в сеансе те окна, в кото­рых будет производиться повторная передача.

Для описания базового алгоритма в работе вводится в рассмотре­ние неориентированный граф G, представляющий собой бесконечное двоичное дерево, вершины которого соответствуют окнам в канале свя­зи, а корневая вершина соответствует первому окну сеанса ***t***0, в кото­ром произошел конфликт кратности ***к.*** Пару вершин в дереве ***G*** будем называть смежными, если они имеют общего непосредственного пред­ка. При этом одну из этих вершин будем называть для определенности верхним потомком, а другую - нижним потомком (эти названия оправ­даны, если дерево рисовать слева направо от предков к потомкам). Вер­шины дерева ***G***, являющиеся нижними и верхними потомками, будем для краткости называть верхними и нижними вершинами соответствен­но. В процессе разрешения конфликта абоненты наблюдают на выходе канала последовательность событий из множества ***{E, S,C}*** и помечают соответствующие вершины дерева ***G*** символами ***E, S*** и ***C*** .В результате разрешения конфликта в дереве ***G*** будут помечены все вершины, соот­ветствующие окнам сеанса, и в дереве ***G*** будет выделено конечное дво­ичное поддерево с корневой вершиной ***Proot***, соответствующее сеансу. Это поддерево будем называть ***деревом разрешения конфликта*** (ДРК). Таким образом, для описания алгоритма разрешения конфликта необ­ходимо, во-первых, указать соответствие между окнами сеанса и вер­шинами ДРК, и, во-вторых, указать, в каких окнах должен передавать пакеты каждый участник сеанса. Для базового алгоритма соответству­ющие указания приведены ниже.

1. Соответствие между окнами сеанса и вершинами ДРК зададим по индукции.

Первому окну сеанса ***t0*** соответствует корневая вершина дерева G.

Если текущему окну сеанса соответствует вершина ***Pcur*** в G, поме­ченная символом ***C***, то следующему окну сеанса соответствует верхний потомок вершины ***Pcur*** в G.

Если текущему окну сеанса соответствует вершина ***Pcur*** в G, поме­ченная символом ***E*** или символом ***S***, то следующему окну сеанса соот­ветствует вершина ***Pnext*** в ***G*** со следующими свойствами:

* вершина ***Pnext*** еще не помечена;
* вершина, смежная с ***P***next, уже помечена;

- из всех вершин с указанными свойствами выбирается та, от кото­рой путь до вершины ***Pcur*** содержит наименьшее число ребер.

Если вершина ***Pnext*** с требуемыми свойствами отсутствует, то это возможно только в том случае, когда все вершины дерева помечены. При этом построение ДРК завершается.

1. Правило выбора окон для передачи пакетов участниками сеанса также зададим по индукции.

В первом окне сеанса передают пакеты все участники сеанса.

Если абонент-участник сеанса передавал пакет в окне, соответству­ющем вершине ***Pcur***, которая в конце этого окна получила метку ***S***, то больше этот пакет не передается.

Если абонент-участник сеанса передавал пакет в окне, соответству­ющем вершине ***Pcur***, которая в конце этого окна получила метку ***C***, то он с равными вероятностями выберет для повторной передачи одну из двух вершин, являющихся непосредственными потомками вершины ***P***.

***cur***

В построенном по вышеописанным правилам ДРК все концевые вер­шины дерева имеют метки ***E*** или ***S***, остальные вершины дерева имеют метку ***C***.

Число единиц времени, которое затрачивается на построение дерева, называется временем разрешения конфликта. Для базового алгоритма число вершин в ДРК равно времени разрешения конфликта. Обозначим через ***т*** случайную величину, равную времени разрешения конфликта. Условное математическое ожидание

***Tk*** = ***E[т\разрешается конфликт кратности k*** ]

будем называть средним временем разрешения конфликта кратности к.

В разделе сначала приводится известный результат для базового алгоритма. Если ***R*** - значение скорости некоторого блокированного ал­горитма, то в работах Б.С.Цыбакова было показано, что справедливы следующие оценки

***kk*** limini — ***< R <*** limsup —. (1)

***к — ж Tk k——ж Tk***

Известно, что в асимптотике для базового алгоритма справедливо равенство

***T*** 2 1

***к =*** ln(2) + ***A*** sin(2n log2 (k) + ф) + O(***к***(2)

где ***A =*** 3.127 • 10-6, ***ф =*** 0.9826.

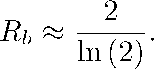
Из (2) и (1) непосредственно следует

( 2 Л-1 \_ ( 2 4-1

ln(2) ***) °*** \ln(2)

+ ***A*** I < ***Rb <*** I - т—г — ***A I ,*** (3)

где ***Rb*** - скорость базового алгоритма. Таким образом



После рассмотрения базового алгоритма предлагается общий метод анализа произвольного блокированного древовидного алгоритма. Клю­чевая идея предлагаемого метода состоит в том, что работу любого из известных древовидных алгоритмов разрешения конфликта можно описать с помощью ДРК базового алгоритма, но при этом на пометку некоторых вершин не затрачивается времени. При проведении анализа выполняются следующие шаги:

* формулируется правило установления соответствия между верши­нами ДРК и числом окон в сеансе разрешения конфликта;
* на основе сопоставления этого правила с аналогичным правилом для базового алгоритма устанавливается соотношение между средним временем разрешения конфликта для базового и исследуемого алгорит­ма;
* с использованием соотношения (1) вычисляются оценки для ско­рости алгоритма.

Для классической модели установлено, что при любом ***k >*** 1 среднее

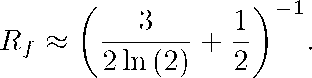
***f***

время разрешения конфликта ***Tk*** для модифицированного алгоритма и среднее время разрешения конфликта ***Tk*** для базового алгоритма свя­заны соотношением

C:\Users\Pavel\AppData\Local\Temp\Rar$DIa0.639\media\image4.png

(5)

Обозначим скорость модифицированного алгоритма через ***Rf*** .С ис­пользованием (1) и (5) для ***Rf*** вычислены верхняя и нижняя оценки, на основании которых получено приближенное значение



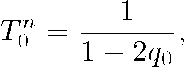
Затем в разделе исследуется работа базового алгоритма в условиях описанного в первом разделе расширения классической модели на слу­чай канала, в котором воздействие шума может приводить к возник­новению ложных конфликтов. Доказано, что для базового алгоритма при любом ***k >*** 1 среднее время разрешения конфликта ***Tkn*** для канала с шумом и среднее время разрешения конфликта ***Tk*** для бесшумного канала связаны соотношением

C:\Users\Pavel\AppData\Local\Temp\Rar$DIa0.639\media\image6.png

***Tkn***

***n***

(6)

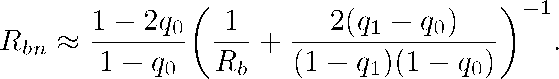


***rn*** ***-±***0 і 'і1

1 (1 — qi)(1 — 2qo) ’

1 — 2q0 + q1

где ***q0*** и ***q1*** - вероятности ложного конфликта для пустого окна и окна, в котором передавал один абонент. Обозначим скорость базового алгорит­ма в канале с шумом через ***Rb***n. Для ***Rbn*** вычислены верхняя и нижняя оценки, на основании которых получено приближенное значение



Далее, в рамках введенного в первом разделе расширения класси­ческой модели для учета функционирования процедуры последователь­ной компенсации конфликтных сигналов, выполняется анализ ранее известного алгоритма. При анализе этого алгоритма строится дерево разрешения конфликта, полностью идентичное дереву для базового ал­горитма. Отличается только способ установления соответствия между нижними вершинами дерева и окнами. Кроме того, каждой вершине с пометкой ***C*** ставится в соответствие некоторое значение суммарно­го сигнала. Это значение либо определяется непосредственно на основе принятого из канала сигнала, либо вычисляется. Соответствие между вершинами дерева и окнами, а также способ вычисления значения сиг­нала задаются следующим образом. Пусть окну ***t*** соответствует верхняя вершина. Введем следующие обозначения:

***V(P)*** - значение сигнала, соответствующего вершине ***P***;

***Pcur*** - вершина, соответствующая текущему окну t;

***Ptmp*** - смежная с вершиной ***Pcur*** нижняя вершина;

***Pprev*** - вершина, для которой вершины ***Pcur*** и ***Ptmp*** являются по­томками.

Отметим, что с учетом введенных выше обозначений вершина ***Pprev*** имеет пометку ***C***.

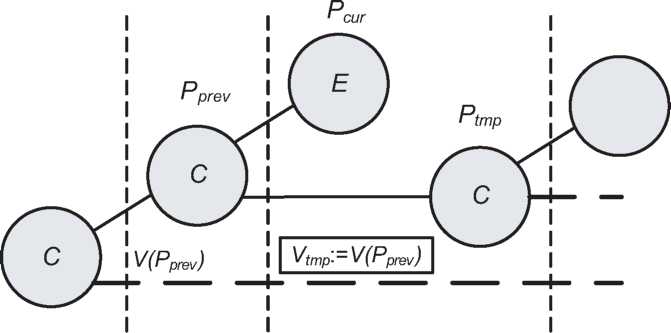
Опишем ситуации, которые могут возникать в окне ***t***.

Ситуация 1. Если в окне ***t*** вершина ***Pcur*** получает пометку ***C***, то в этом окне пометка вершины ***Ptmp*** не производится. B окне ***t*** +1 текущей вершиной становится верхний потомок вершины ***Pcur***.

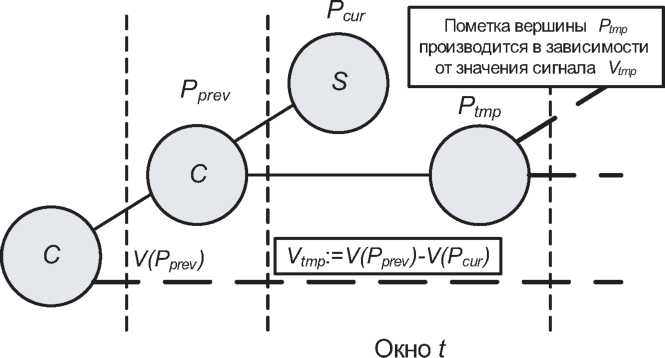
Ситуация 2. Если в окне ***t*** вершина ***Pcur*** получает пометку ***E*** (см. рисунок 2, а), то в этом же окне вершина ***Ptmp*** получает пометку ***C*** и ***V(Ptmp)*** :\_ ***V(Pprev***). B окне ***t*** +1 текущей вершиной становится верхний потомок вершины ***Ptmp***.

Ситуация 3. Если в окне ***t*** вершина ***Pcur*** получает пометку ***S*** (см. рисунок 2, б), то применительно к вершине ***Pprev*** выполняются дей­ствия:

Действие 1. Вычисляется ***Vtmp \_ V (Pprev***) — ***V(Pcur***).



Окно ***t*** Окно ***t + 1***



**Рисунок 2.** Пометка вершин и вычисление значений сигналов в ДРК для алгоритма с компенсацией конфликтных сигналов: а — в окне *t* вершина *Pcur* получает пометку *E*; б — в окне *t* вершина *Pcur* получает пометку *S*

Действие 2. Анализируется значение ***Vtmp***. Если ***Vtmp*** соответству­ет успешно принятому пакету или конфликту, то в этом же окне вер- тттина ***Ptmp*** получает пометку ***S*** или ***C*** соответственно.

Таким образом, в результате этих действий получает пометку ниж­ний потомок вершины ***Pprev***.

Действие 3. Устанавливаются значения сигналов для вершин ***Pprev***

и ***Ptmp*** • ***V (Pprev*** ) ***Vtmp***, ***V (Ptmp***) ***Vtmp***.

Действие 4. Если ***Vtmp*** соответствует успешно принятому пакету, то вершина ***Pprev*** временно рассматривается как текущая. Примени­тельно к этой вершине, смежной вершине, и вершине, для которой дан­ные две вершины являются потомками, применяются три вышеописан­ных действия (т.е. выполняется «просмотр» дерева от этой вершины в направлении корня, в ходе которого могут получить пометки некоторые нижние вершины). Если ***Vtmp*** соответствует конфликту, то в окне ***t*** + 1 текущей вершиной становится верхний потомок вершины ***Ptmp***.

Из приведенного выше описания алгоритма следует, что на пометку нижних вершин время не затрачивается, таким образом справедливо следующее равенство:

***T*** 1

***Тсотр = £к±*** + і (7)

*Zi*

где ***TCComp*** - среднее время разрешения конфликта для алгоритма с ком­пенсацией конфликтных сигналов.

Используя предыдущее равенство и (1), получаем следующие оцен­ки для скорости модифицированного алгоритма:

+ - < ***Rcomp*** < (й — - • (8)

***\Ы*** (2) ***2 J comp*** \ln (2) 2

Для реализации алгоритма с компенсацией конфликтных сигналов требуется иметь неограниченную память. Кроме того, данный алгоритм неустойчив к ошибкам, которые могут возникать при компенсации кон­фликтных сигналов. В диссертационной работе предложен алгоритм, свободный от этих недостатков. Основная идея алгоритма состоит в том, что разрешается компенсировать только один конфликтный сиг­нал. По сравнению с исходным алгоритмом изменяются действия в Си­туации 1 и Ситуации 3. Данный алгоритм будем называть ***алгорит­мом с компенсацией одного конфликтного сигнала,*** а скорость этого алгоритма обозначим через ***Rcompi***. Для ***Rcompi*** вычислены верхняя и нижняя оценки, на основании которых получено приближенное значе­ние

***R*** 2 in (2)

***Rc°mpl*** “ 2 + ***qc*** + ln(2)(l - ***(qc - qs***)0, 721) ’ (9)

где ***qs*** и ***qc*** - вероятность ошибки восстановления после компенсации успешно принятого сигнала и конфликтного сигнала соответственно.

Предложенный во втором разделе метод установления взаимосвязи характеристик различных древовидных алгоритмов разрешения кон­фликта имеет важное значение для развития методов анализа систем с СМД, поскольку позволяет легко получать характеристики для новых древовидных алгоритмов, пользуясь известным знанием относительно базового алгоритма.

В ***третьем разделе*** диссертационной работы рассматриваются алгоритмы случайного множественного доступа для двоичной обратной связи вида «УСПЕХ» - «НЕУСПЕХ».

Известные в настоящее время алгоритмы СМД, которые обеспечи­вают устойчивую работу системы при бесконечном числе абонентов, работают в предположении, что абоненты с высокой степенью достовер­ности могут отличать отсутствие передачи в канале от конфликта. Для большинства реальных систем это предположение несправедливо, что делает актуальной задачу разработки алгоритмов СМД, обеспечиваю­щих устойчивую работу системы для случая, когда наблюдения канала не позволяют различить отсутствие передачи в канале от конфликта. Именно такая задача рассматривается в третьем разделе.

Как и в предыдущих разделах, основой для исследования являет­ся классическая модель системы случайного множественного доступа с бесконечным числом абонентов. При этом Допущение 3 видоизменя­ется следующим образом.

Абонент, наблюдая выход канала, к концу окна достоверно опре­деляет, был успех в канале или нет (т.е. абонент не может отличить событие «КОНФЛИКТ» от события «ПУСТО»).

Сначала рассматривается алгоритм, при работе которого допуска­ются потери пакетов. Этот алгоритм является модификацией древовид­ного алгоритма. Показано, что при низких интенсивностях входного по­тока потери пакетов незначительны. Большая часть раздела посвящена случаю, когда потери пакетов не допускаются. Для этого случая пред­ложен класс алгоритмов, который в работе назван классом алгоритмов с отложенными интервалами. Подробно исследован «простейший» ал­горитм из этого класса. Опишем этот алгоритм.

Как и для классической модели, алгоритм задается функцией ***A(x, 6(t***), v(t)). При этом, в отличие от классической модели элемен­ты вектора ***0(t) = (0\,... ,$t***), описывающие последовательность собы­тий в канале, принимают следующие значения: ***ві = S***, если окно ***i*** содержит успешную передачу, и ***ві = NS*** - в противном случае.

Каждый из абонентов вычисляет эту функцию в два этапа.

1. Все абоненты на основе ***истории канала 0(t —*** 1) к началу окна ***t*** одинаковым образом выбирают на временной оси некоторое множество ***B(t)*** и число ***pt Є*** [0,1].
2. Каждый абонент принимает индивидуальные решения о передаче пакета в окне t. Если ***x Є B (t),*** то пакет ***x*** передается в окне ***t*** с вероятностью ***pt***, иначе пакет не передается (с вероятностью единица).

При описании алгоритма будем пользоваться следующей термино­логией. Моментам возникновения пакетов будем ставить в соответствие точки на временной оси - пакету ***x*** ставится в соответствие точка с ко­ординатой ***x***. Если пакет успешно передан, то соответствующая точка удаляется. Если к началу окна ***t*** выбрано подмножество временной оси ***B(t) = B*** и число ***pt = p,*** то будем говорить, что множество ***B про­сматривается с вероятностью p*** в окне t. Для краткости при ***p = 1*** будем говорить, что множество ***просматривается,*** и только при ***p < 1*** будем указывать, что множество ***просматривается с вероятностью p.*** Если множество ***B просматривается,*** то при ***e(t) = S*** оно оказывает­ся ***просмотренным,*** и ***частично просмотренным*** - в противном случае (т.е. при ***e(t) = NS***). Объединение просмотренных множеств является просмотренным множеством, т.е. если некоторое множество ***B*** являет­ся таковым к концу окна ***t***, то это означает, что все пакеты, которые возникли в моменты времени из этого множества, получили успешную передачу в окне ***t*** или ранее, и покинули систему.

Используя вышевведенную терминологию, опишем функционирова­ние алгоритма. Все время работы разбито на сеансы. Временная ось делится на (полу)интервалы длины ***A*** + ***B***, где числа ***A*** и ***B*** явля­ются параметрами алгоритма. Сеанс с номером 0 завершается в мо­мент времени 0. Сеанс с номером ***к*** начинается с просмотра интервала ***[(к — 1)(A*** + ***B),k(A*** + ***B***)). При ***к > 1*** обозначим через ***sk*** и ***ek*** момен­ты, соответственно, начала и окончания ***к***-го сеанса. При завершении очередного сеанса (скажем, с номером ***к — 1*** ) следующий (***к***-й) сеанс начинается сразу же ***(sk = ek-1***), если ***ek-1 > k(A*** + ***B***). В противном случае происходит «простой» (интервалы не просматриваются, пакеты не передаются) в течение ***\(k(A*** + ***B***) — ek-i)] окон и после этого к-й сеанс начинает работу, т.е. ***Sk = ek-1*** + ***\(к(A*** + ***B***) — ***ek-1***)], где ***\.~]*** - ближайшее целое сверху.

В каждом очередном сеансе, например с номером ***к > 1*** , выполня­ются следующие действия:

Шаг 1. В окне ***Sk*** + 1 просматривается интервал времени ***[(к —*** 1)(A + ***B)^(A + B***)), который ранее не просматривался и состоит из двух последовательных непересекающихся интервалов с длинами ***A*** и ***B*** соответственно. В дальнейшем для краткости исходный интервал длины ***A + B*** и интервалы с длинами ***A*** и ***B*** будем называть интервалом ***A + B***, интервалом ***A*** и интервалом ***B*** соответственно.

Если ***0(sk +*** 1) = ***S***, то интервал ***A + B*** становится просмотренным, и сеанс заканчивается, иначе выполняется Шаг 2.

Шаг 2. В окне ***Sk***+2 просматривается интервал A. Если в результате просмотра ***0(sk*** + 2) = ***NS***, то весь интервал ***A + B*** ставится в очередь отложенных интервалов, и сеанс заканчивается.

В противном случае интервал ***A*** становится просмотренным, из чего следует, что интервал ***B*** непуст.

При этом есть три возможности:

Шаг 2.1. Если отложенных интервалов нет в наличии, то ***проце­дура просмотра непустого множества*** применяется к интервалу ***B***. По завершении работы ***процедуры просмотра непустого множества*** интервал ***B*** оказывается просмотренным (и удаляется из дальнейшего рассмотрения), и сеанс завершается.

Шаг 2.2. Если есть только один отложенный интервал, то интер­вал ***B*** объединяется с отложенным интервалом, и затем к этому объеди­нению применяется ***процедура просмотра непустого множества***, опи­санная ниже. По завершении работы ***процедуры просмотра непустого множества*** как интервал ***B***, так и присоединенный к нему интервал оказываются просмотренными (и удаляются из последующего рассмот­рения), и сеанс завершается.

Шаг 2.3. Если есть более одного отложенного интервала, то ин­тервал ***B*** объединяется с первыми двумя из отложенных интервалов, и затем к этому объединению применяется ***процедура просмотра непу­стого множества,*** описанная ниже. По завершении работы ***процедуры просмотра непустого множества*** как интервал ***B***, так и присоединен­ные к нему два интервала оказываются просмотренными (и удаляются из последующего рассмотрения), и сеанс завершается.

Осталось описать ***процедуру просмотра непустого множества***.

Применительно к некоторому множеству ***V***, про которое известно, что оно не пусто, эта ***процедура*** состоит в выполнении следующих дей­ствий. Полагаем ***V \_ V0***.

Действие 1. Множество ***V0 просматривается с вероятностью еди­ница***. Если при этом происходит ***S***, то множество ***V***0 оказывается про­смотренным и процедура завершена. В противном случае переходим к Действию 2.

Действие 2. Множество ***V0 просматривается с вероятностью а.*** Если событие в канале ***NS***, то Действие 2 повторяется снова - до тех пор, пока не произойдет событие ***S***. Это означает, что был успешно передан пакет, который появился в некоторый момент времени ***x Є V0***. Точка ***x*** удаляется из множества ***V0***. Устанавливаем ***V0 :\_ V0 \ {x}*** и переходим снова к Действию 1.

Здесь ***а Є*** (0,1) - параметр ***процедуры просмотра непустого мно­жества***.

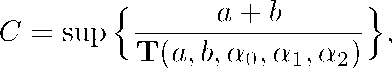
Описанный выше алгоритм задается пятью параметрами:

* длинами интервалов ***A*** и ***B***;
* параметрами ***а0 ,а1*** и ***а2***, которые используются в ***процедуре просмот­ра непустого множества*** на !Шагах 2.1, 2.2 и 2.3, соответственно. Индекс у параметра ***а*** показывает, сколько интервалов извлекается из очереди.

Зафиксировав эти пять параметров, можно получить конкретный алгоритм и для этого алгоритма определить ту предельную интенсив­ность входного потока, при которой система работает устойчиво и со­ответственно средняя задержка конечна. Напомним, что эта величина называется скоростью алгоритма. Если параметры не фиксированы, то имеется целое подмножество алгоритмов и можно определить верхнюю грань для скоростей алгоритмов из этого подмножества. Эта верхняя грань является пропускной способностью для данного подмножества алгоритмов. Так как все алгоритмы из данного подмножества выпол­няют одинаковую последовательность действий, а отличаются только значениями параметров, вместо термина пропускная способность под­множества алгоритмов будем использовать термин ***пропускная способ­ность алгоритма.***

В разделе предлагается следующий метод вычисления пропускной способности алгоритма, который сводится к задаче определения усло­вий эргодичности двумерной марковской цепи. Для этого проделыва­ются следующие действия.

* Вводится в рассмотрение последовательность векторов ***(Wk ,Qk***), где ***Wk*** - длина непросмотренного интервала входного потока и ***Qk*** - количество отложенных интервалов в момент окончания сеанса с номе­ром ***k***.
* Доказывается, что последовательность (Wk, ***Qk***) является вложен­ной двухмерной марковской цепью и второе измерение ***Qk*** также явля­ется цепью Маркова.
* Вычисляется стационарное распределение этой одномерной мар­ковской цепи ***Qk***.
* Исследуется работа процедуры просмотра непустого множества интервалов и вычисляется среднее время работы этой процедуры.
* На основе стационарного распределения одномерной марковской цепи и среднего времени работы ***процедуры просмотра непустого мно­жества*** вычисляется средняя длина сеанса.



* Описываются условия положительной возвратности и эргодично­сти двумерной марковской цепи. Затем формулируется и доказывается теорема, согласно которой пропускная способность алгоритма является решением следующей оптимизационной задачи:

(10)

C:\Users\Pavel\AppData\Local\Temp\Rar$DIa0.639\media\image12.png

1

***2ae-a*** (1 — ***e***-b)

где T(a, ***b, а0 ,а1 ,а***2) - средняя длина сеанса при интенсивности вход­ного потока равной единице и фиксированных параметрах алгоритма ***a,b*** (длины интервалов), ***а0,а1 ,а2*** (вероятности передачи, которые ис­пользуются в процедуре просмотра непустого множества). При этом супремум берется по всем возможным значениям ***а0 ,а1 ,а***2, лежащим в интервале (0,1), и неотрицательным значениям параметров ***a,b,*** для

которых

В диссертационной работе описывается способ решения оптимиза­ционной задачи (10) и показывается, что пропускная способность приве­денного выше алгоритма равна 0***,*** 3098. Предложенный в разделе метод вычисления пропускной способности обобщается на весь класс алгорит­мов с отложенными интервалами. В результате этого обобщения уста­навливается, что в данном классе существует алгоритм с пропускной способностью 0,318, и данное значение является конструктивной ниж­ней оценкой для пропускной способности системы СМД с таким видом обратной связи. При этом высказывается гипотеза, что верхняя граница для пропускной способности равна ***e-*** 1 .

Основным результатом раздела являются алгоритмы, которые обес­печивают устойчивую работу системы при обратной связи «УСПЕХ» - «НЕУСПЕХ». Данные алгоритмы могут быть использованы при раз­работке современных систем передачи информации с большим числом абонентов, поскольку именно такой обратной связью, как правило, рас­полагают абоненты.

В ***четвертом разделе*** рассматривается использование адресов абонентов при разрешении конфликтов.

В современных сетях возрастает удельный вес трафика, для которо­го критична задержка. При использовании чисто случайного механизма для разрешения конфликтов задержка может достигать сколь угодно большой величины, что делает недопустимым использование этих ме­ханизмов для передачи такого трафика. Хотя уже в семидесятых го­дах двадцатого века описывались алгоритмы СМД, которые основаны на использовании адресов абонентов для разрешения конфликтов и га­рантируют разрешение конфликта за заданное время, такие алгоритмы к настоящему времени исследованы недостаточно полно, особенно при наличии шумов в каналах. Это делает актуальной задачу исследования и разработки таких алгоритмов, особенно применительно к реальным каналам связи.

В разделе рассматривается модель системы случайного множествен­ного доступа с конечным числом абонентов и бернуллиевским входным потоком (т.е. соответствующим образом изменены допущения номер 4 и 5 классической модели). В рассматриваемой модели у каждого абонента имеется очередь для хранения не более чем двух пакетов и используется определенная дисциплина работы с очередью - так называемая модель абонента с двухпакетной очередью. В рамках этой модели исследует­ся работа базового и модифицированного древовидных алгоритмов для случая, когда для разрешения конфликта используются адреса абонен­тов. Введено понятие скорости алгоритма как отношение числа пакетов, переданных в сеансе кратности ***M***, к средней длительности сеанса, где ***M*** - общее число абонентов в системе. Предложен метод расчета сред­ней задержки передачи пакета для модели абонента с двухпакетной очередью.

Основная часть раздела посвящена разработке и исследованию ал­горитмов для канала с шумом. Рассматривается введенное в первом разделе расширение классической модели, в котором воздействие шу­ма может приводить к возникновению ложных конфликтов. На базе ранее рассмотренных алгоритмов, использующих адреса абонентов для разрешения конфликтов, предложены алгоритмы для канала с шумом. По сравнению с исходными алгоритмами порядок действий абонента в канале изменяется следующим образом.

Для каждой вершины, в которой абонент наблюдает конфликт, определяется, является вершина концевой или нет. Если вершина не концевая, то продолжается работа исходного алгоритма. Для концевой вершины выполняются следующие действия.

* Если абонент передавал в данном окне, то абонент повторяет свою передачу в последующих окнах до того момента, пока его пакет не будет успешно передан. После успешной передачи абонент продолжает работу по обычному алгоритму.
* Если абонент не передавал в данном окне, то абонент наблюдает за выходом канала и продолжает работу по обычному алгоритму, после того как в канале будет иметь место ситуация ***E*** или ***S***.

Доказано, что скорость алгоритмов не зависит от вероятности лож­ного конфликта в пустом окне q0 и при большом числе абонентов зна-

\* 1 - qi

чение скорости приблизительно равно , где ***q1*** - вероятность лож-

2 - qi

ного конфликта в окне, в котором передавал один абонент.

Для введенных алгоритмов предложен метод расчета средней за­держки пакета. Показано, что выигрыш по средней задержке в канале с ложными конфликтами существенно превышает подобный выигрыш в канале без шума. Как и для случая алгоритмов, рассмотренных во втором разделе, ключевым моментом метода расчета является вычис­ление среднего времени разрешения конфликта заданной кратности. Пусть ***Tk,i*** - среднее время разрешения конфликта кратности ***k*** в вер­шине для случая, когда в системе имеется 2і абонентов. В диссертации доказывается, что величины ***Tk,i*** могут быть вычислены по следующему рекуррентному правилу:

min(k,2—1)

***Tk,i = 1 + Qk ^2 Фk,i,i*** (***Ti,i-i + Tk-i,i-i***), (11)

i=max(0,k- 2—1)

(2‘\_1 ***)(2k***-1) ***і*** qo***,k*** = o

где ***фk,i,i =*** —l-2j-——, ***Qk*** = < qi ***,k*** = 1

(2k) I 1,k > 2.

Рекуррентные вычисления осуществляются с использованием на­чальных условий:

T0,0 = ^ ,T1,0 =

i,0

1 ***- q***0 1 ***- q***i

В целом результаты исследований, выполненных в четвертом раз­деле, показывают, что алгоритмы, использующие адреса абонентов для разрешения конфликтов, оказываются более устойчивыми к проявле­нию ложных конфликтов, чем алгоритмы, основанные на чисто слу­чайном способе разрешения конфликтов. Это позволяет рекомендовать их к использованию в реальных системах передачи информации при отправке пакетов, чувствительных к задержке.

В ***пятом разделе*** рассматривается централизованная система пе­редачи данных, в которой передача осуществляется с предварительным резервированием.

Основные особенности функционирования современных систем, по­строенных на основе стандартов IEEE 802.16 и LTE, могут быть сфор­мулированы следующим образом. Обычно выделяют работу нисходяще­го и восходящего каналов, направленных от базовой станции к абонен­там и в обратном направлении, соответственно. В восходящем канале абонент вначале отправляет запрос, который принимается базовой стан­цией. Обрабатывая запросы, базовая станция формирует расписание

передач и рассылает его в нисходящем канале. Абонент принимает рас­писание и передает пакеты данных в отведенном специально для него частотно-временном ресурсе. При необходимости базовая станция так­же может передать пакет данных абоненту. Таким образом, различают процесс резервирования и процесс непосредственного обмена пакетами данных.

Основные результаты, полученные в пятом разделе, можно разде­лить на две части. Первая часть - это построение расширения клас­сической модели СМД на случай централизованной системы, в кото­рой совместно рассматриваются процессы передачи запросов и переда­чи данных и построение оценок пропускной способности для этой моде­ли. Вторая часть - это использование данной модели как для анализа существующих централизованных систем передачи данных, так и для выработки предложений, направленных на повышение эффективности функционирования данных систем.

При построении модели изменим набор допущений классической мо­дели СМД.

Допущение 1. Время работы системы разделяется на равные ин­тервалы времени, длительность каждого из которых соответствует дли­тельности кадра. Кадры нумеруются целыми неотрицательными числа­ми. Интервал резервирования каждого кадра содержит ***К > 1*** равных слотов опроса, предназначенных для передачи запросов. Длительность передачи запроса принимается равной ***а < 1*** единиц времени. Кроме то­го, кадр содержит ***L > 1*** интервалов времени единичной длительности, которые называются окнами и предназначаются для передачи пакетов. Длительность передачи пакета совпадает с длительностью окна. Числа ***K*** и ***L*** полагаются постоянными в течение всего периода времени ра­боты системы. Базовая станция и все абоненты знают моменты начала i-го кадра ***(i —*** 1)(аК + ***L), j***-го окна ***j — 1 + аК х*** и ***k-го*** слота

опроса ***(k — 1)а + L х*** , где ***i,j, k Є*** 1, 2,..., ***\\_.\*** - ближайшее целое,

не превосходящее аргумент.

Допущение 2. Для каждого поступающего в систему пакета ге­нерируется отдельный запрос. Моменты поступления пакетов образу­ют пуассоновский процесс интенсивности Л пакетов в единицу време­ни. Каждый абонент, имеющий новый пакет, передает базовой стан­ции запрос для того, чтобы зарезервировать время восходящего кана­ла. Успешная передача запроса в некотором кадре является признаком того, что в одном из последующих кадров будет зарезервировано окно для передачи пакета, который соответствует этому запросу. Для устра­нения неоднозначности при резервировании в каждом кадре абоненту разрешено делать не более одной попытки передачи запроса.

Допущение 3. В каждом слоте опроса ***l Є*** {1, ***2,..., К}*** кадра с номером ***(t —*** 1) возможно возникновение одного и только одного из следующих событий:

* только один из абонентов передает запрос ***= 1*** или ***S***);
* ни один из абонентов не передает запрос (#(1) = 0 или ***E***);

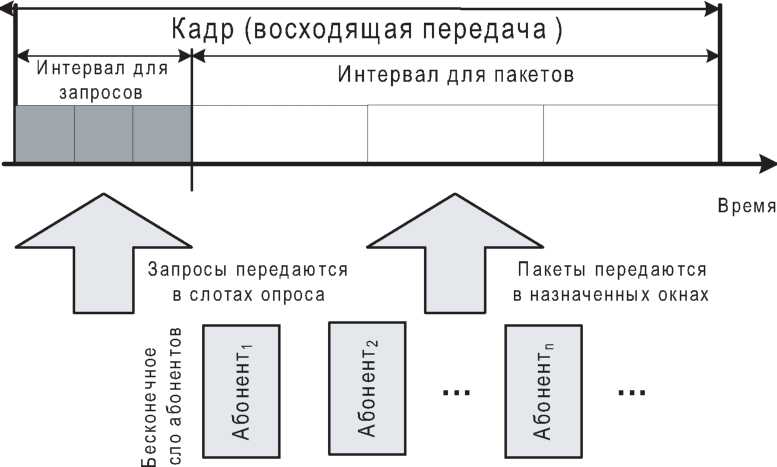
- два и более абонента передают запросы одновременно, что при­водит к искажению всех передаваемых запросов на БС (O(1) = 2 или ***C***).

Допущение 4. К началу каждого ***t-го*** кадра базовая станция пере­дает всем абонентам по нисходящему каналу информацию о событиях во всех слотах опроса предыдущего кадра (t — 1). Эта информация пред­ставляет собой вектор обратной связи ***6t =*** (O(1), O(2),..., ***O***(KK).

Допущение 5. Абонент получает от БС информацию обратной свя­зи ***0t*** относительно своих передач в кадре ***t — 1*** к началу кадра t, т.е. один раз за ***K*** слотов опроса.

Модель полностью четырьмя параметрами ***K***, L, Л, ***а*** и приведена на рисунке 3.





*т* П уассоновский входной поток пакетов

**Рисунок 3.** Модель централизованной системы случайного множественного доступа с резервированием

БС

По аналогии с классической моделью системы случайного множе­ственного доступа для расширенной модели вводится понятие алгорит­ма случайного множественного доступа и пропускной способности.

Алгоритмом СМД для централизованной системы с резервиро­ванием назовем правило, которое основывается на событиях в слотах опроса предыдущих кадров и используется абонентами в начале оче­редного кадра для того, чтобы

* определить, передавать ли запрос в каких-либо слотах опроса те­кущего кадра или отложить его передачу;
* определить, передавать ли пакет в каких-либо окнах текущего кадра или отложить его передачу.

Аналогично классической модели определим ***A*** как функцию четы­рех аргументов.

* Первым аргументом является ***K*** - число слотов опроса в кадре.
* Вторым аргументом является ***x*** - момент времени, когда пакет был сгенерирован.
* Третьим аргументом является ***0(t) \_ (в1, 02,..., 0t)*** - последова­тельность векторов обратной связи, известных к началу кадра ***t***.
* Четвертым аргументом является последовательность векторов ***v (t,x) \_ (v 1 (x), v 2 (x),..., vt (x)),*** связанная с абонентом, который сге­нерировал пакет в момент времени ***x***. Компоненты вектора

***v t (x) \_*** (v(1) ***(x),v(2 (x),...,v(K ^ (x))*** принимают следующие значения:

***(x) \_*** 0, если абонент, пакет которого был сгенерирован в момент x,

не передавал запрос в ***l-м*** слоте опроса ***(t —*** 1)-го кадра и ***(x) \_ 1*** - в противном случае.

Областью значений функции ***A(K,x, 0(t), v(t,x))*** является множе­ство векторов ***p \_*** (p(1)***,...,p(K***)) длины ***K***, а также множество

векторов ***r \_*** (r(1)***,r(2^,...,r(L)*** длины L. Каждый элемент ***p***пред­ставляет собой вероятность передачи запроса в г-м слоте опроса t-го кадра, а каждый элемент ***r(j*** - вероятность передачи пакета в ***j***-м окне t-го кадра.

Задержкой ***пакета*** в централизованной системе с резервировани­ем ***8 a (K, L, Л)*** назовем случайную величину, равную интервалу времени с момента возникновения пакета до момента его успешной передачи.

В произвольный момент времени ***t*** введем в систему дополнитель­ный пакет, задержку которого обозначим через ***8^ (K,L,*** Л).

/г~Ч О О м

Средней задержкой пакета для заданной интенсивности входного потока Л, числа слотов опроса ***K***, числа окон ***L*** и алгоритма СМД ***A*** назовем

(12)

***Da(K, L,*** Л) ^ limsup ***E[8{£(K,L,*** Л)].

Скоростью ***алгоритма A*** назовем верхнюю грань интенсивностей входного потока, который может быть передан с конечной средней задержкой посредством некоторого алгоритма СМД A, и некоторой структуры кадра ***K***, ***L***:

(13)

***Ra(K, L)*** = sup^ : ***Da(K, L, Л) < o}.***

Пропускной способностью централизованной системы СМД с резервированием назовем верхнюю грань скоростей передачи алгорит­мов СМД:

***C(K, L)*** = sup ***Ra(K,L),*** (14)

***AEA(K,L)***

где ***A(K, L)*** - множество всех алгоритмов СМД, определенных для си­стемы с ***K*** слотами опроса и с ***L*** окнами.

В диссертационной работе доказывается, что пропускная способ­ность ограничена сверху величиной

1 + a/C ’ (15)

где ***C*** - пропускная способность классической модели СМД (C < 0.568).

Нижняя оценка пропускной способности построена конструктивным способом. Для этого описан конкретный алгоритм СМД и указан способ вычисления скорости алгоритма в виде некоторой функции от ***K***, ***L*** и ***а.*** Доказано, что при K = \_L- эта функция принимает максимальное зна­чение равное, ***o+Rpjt*** ~~t~~, где ***Rpt*** ~ 0, 4877 - скорость алгоритма дробления

для классической модели.

В оставшейся части раздела введенная модель используется как для анализа существующего способа передачи запросов в протоколе IEEE 802.16, так и для выработки предложений по повышению эффективно­сти передачи запросов.

Предложен класс алгоритмов передачи запросов с так называемой распределенной очередью. Показано, как при заданном числе слотов ***K*** в данном классе алгоритмов выбрать алгоритм, который обеспечивает передачу запросов с максимальной интенсивностью. Способы разреше­ния конфликтов с использованием адресов абонентов, предложенные в четвертом разделе, обобщены на случай модели с базовой станци­ей. Предложен алгоритм управления доступом, распределенный между абонентами и базовой станцией. Показано, каким образом в распреде­ленном алгоритме может быть устранена зависимость задержки от ад­реса абонента.

В конце пятого раздела введена модель системы передачи видеоин­формации в нисходящем канале централизованной сети передачи дан­ных, в которой методы СМД используются для передачи служебной информации по восходящему каналу. Показано, что такой вариант ис­пользования СМД может улучшить качество передачи видеоинформа­ции.

Таким образом, в пятом разделе построены оценки для показателей производительности (пропускной способности) централизованной си­стемы случайного множественного доступа с резервированием и решен ряд важных практических задач, возникающих в современных центра­лизованных системах передачи информации. Успешное решение этих задач приводит к повышению эффективности функционирования та­ких систем и, как следствие, к улучшению качества обслуживания их абонентов.

В ***заключении*** приведены основные результаты, полученные в дис­сертационной работе.

**ОСНОВНЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ РАБОТЫ**

Основные результаты, полученные в диссертационной работе, мож­но сформулировать следующим образом.

1. Классифицированы допущения, используемые при изучении си­стем случайного множественного доступа, и сформулирована ме­тодологическая основа для исследования существующих и новых систем.
2. На основе системы допущений описаны известные и введены но­вые расширения классических моделей случайного множествен­ного доступа, позволяющие в большей степени учитывать особен­ности современных систем передачи данных.
3. Введено расширение классической модели для учета функциони­рования процедуры последовательной компенсации конфликтных сигналов на физическом уровне. Применительно к данной моде­ли предложен новый алгоритм разрешения конфликтов, отлича­ющийся от ранее известных тем, что обеспечивает устойчивую работу системы при неполной компенсации конфликтных сигна­лов.
4. Предложен подход к анализу характеристик древовидных алго­ритмов, позволяющий с единых позиций анализировать различ­ные алгоритмы разрешения конфликта, используя в качестве ос­новы анализа базовый алгоритм разрешения конфликта. Приме­нимость данного подхода продемонстрирована как для классиче­ской модели системы случайного множественного доступа, так и для ряда расширений классической модели. Анализ блокирован­ных древовидных алгоритмов, выполненный для пуассоновского входного потока, без каких-либо изменений может быть применен к пульсирующему входному потоку, который является частным случаем дважды стохастического входного потока.
5. В рамках классической модели установлена связь между скоро­стью базового алгоритма и скоростью модифицированного алго­ритма в бесшумном канале.
6. Для расширения классической модели на случай канала, в кото­ром воздействие шума может приводить к возникновению лож­ных конфликтов, получено соотношение между скоростью базо­вого алгоритма в канале с шумом и в канале без шума.
7. Проведен анализ для расширения классической модели на случай, когда возможна компенсация конфликтных сигналов. Установле­но соотношение между скоростью базового алгоритма и скоро­стями как ранее известного алгоритма, так и нового алгоритма, обеспечивающего устойчивую работу при неполной компенсации конфликтных сигналов.
8. Для двоичной связи вида «УСПЕХ» - «НЕУСПЕХ» предложен и исследован класс алгоритмов, обеспечивающий устойчивую ра­боту для этого вида обратной связи.
9. Предложены и исследованы алгоритмы, использующие адреса абонентов для разрешения конфликтов в канале с шумом, кото­рый может привести к ложным конфликтам.
10. Выполнено расширение классической модели для случая центра­лизованной системы с резервированием. Для этой модели введено понятие алгоритма случайного множественного доступа и про­пускной способности.
11. Для модели централизованной системы с резервированием по­строены верхняя и нижняя границы для пропускной способности.
12. Для модели централизованной системы с резервированием пред­ложен класс алгоритмов передачи запросов с так называемой рас­пределенной очередью. Показано, как при заданном числе слотов опроса в данном классе алгоритмов выбрать алгоритм, который обеспечивает передачу запросов с максимальной интенсивностью.
13. Способы разрешения конфликтов с использованием адресов або­нентов обобщены на случай модели централизованной системы с резервированием. Предложен алгоритм управления доступом, распределенный между абонентами и базовой станцией. Пока­зано, каким образом в распределенном алгоритме может быть устранена зависимость задержки от адреса абонента.
14. Приведена модель системы передачи видеоинформации в нисхо­дящем канале централизованной сети передачи данных, в которой методы случайного множественного доступа используются для передачи служебной информации по восходящему каналу. Пока­зано, что такой вариант использования случайного множествен­ного доступа может улучшить качество передачи видеоинформа­ции.

**ОСНОВНЫЕ ПУБЛИКАЦИИ ПО ТЕМЕ ДИССЕРТАЦИИ**

(статьи 1-18 опубликованы в изданиях, включенных в Перечень ВАК.)

1. ***Евсеев Г. С., Тюрликов А. М.*** Анализ пропускной способности одного алгоритма свободного множественного доступа, устойчивого к воздействию шумов // ***Проблемы передачи информации.*** — 1986. — Т. 22, № 2. — С. 104—109.
2. ***Тюрликов А. М., Марковский С. Г.*** Использование адресов абонентов для организации доступа к высокоскоростному каналу связи // ***Информационно- управляющие системы.*** — 2003. — Т. 1. — С. 32—38.
3. ***Марковский С. Г., Тюрликов А. М.*** Использование адресов абонентов для разрешения конфликтов в канале с шумом // ***Информационно-управляющие системы.*** —
4. — Т. 2. — С. 27-37.
5. ***Андреев С. Д., Семенов С. А., Тюрликов А. М.*** Методики оценки параметров радиоканала // ***Информационно- управляющие системы.*** — 2007. — Т. 29, № 4. — С. 37-43.
6. ***Беляев Е. А., Тюрликов А. М., Уханова А. С.*** Адаптивное арифметическое кодирование в стандарте JPEG2000 // ***Информационно-управляющие системы.*** — 2007. — Т. 31. — С. 28-33.
7. ***Беляев Е. А., Тюрликов А. М.*** Оценка вероятности появления символа при адаптивном двоичном арифметическом кодировании в задачах сжатия видеоинформации // ***Цифровая обработка сигналов.*** —
8. — Т. 3. — С. 20-24.
9. ***Беляев Е. А., Тюрликов А. М.*** Управление

скоростью и ошибкой кодирования в системе сжатия и передачи видеоинформации с ограничениями на память передающего и принимающего устройств // ***Компьютерная оптика.*** — 2007. — Т. 31, № 2. — С. 69-76.

1. ***Винель А. В., Кобляков В. А., Тюрликов А. М.*** Класс алгоритмов случайного множественного доступа с очередью для централизованных сетей передачи данных // ***Информационные технологии.*** — 2007. — Т. 5. — С. 32-41.
2. ***Евсеев Г. С., Тюрликов А. М.*** Взаимосвязь

характеристик блокированных стек-алгоритмов

случайного множественного доступа // ***Проблемы передачи информации.*** — 2007. — Т. 43, № 4. — С. 83-92.

1. Investigation of bandwidth request mechanisms under point- to-multipoint mode of WiMAX networks / Q. Ni, A. Vinel, Y. Xiao, A. Turlikov, T. Jiang // ***IEEE Communications Mag­azine.*** — 2007. — Vol. 45, № 5. — P. 132-138.
2. ***Андреев С. Д., Нилова А. В., Тюрликов А. М.*** Использование конкурентного опроса в широкополосных беспроводных сетях // ***Информационно-управляющие системы.*** — 2008. — Т. 37, № 6. — С. 44—53.
3. ***Беляев Е. А., Тюрликов А. М.*** Алгоритмы оценки движения в задачах сжатия видеоинформации на низких битовых скоростях // ***Компьютерная оптика.*** — 2008. — Т. 32, № 3. — С. 403-413.
4. ***Марковский С. Г., Тюрликов А. М.*** Использование идентификаторов абонентов для резервирования канала множественного доступа // ***Информационно-управляющие системы.*** — 2008. — Т. 2. — С. 28-35.
5. ***Марковский С. Г., Тюрликов А. М.*** Использование адресов абонентов для разрешения конфликтов при передаче запросов к базовой станции // ***Вопросы радиоэлектроники. Серия: Системы и средства***

***отображения информации и управления специальной техникой.***— 2008.— Т. 1.— С. 119-126.

1. ***Андреев С. Д., Пустовалов Е. В., Тюрликов А.***

***М.*** Древовидный алгоритм разрешения конфликта, устойчивый к неполному погашению интерференции // ***Автоматика и телемеханика.*** — 2009. — Т. 3. — С. 78-96.

1. ***Винель А. В., Тюрликов А. М., Федоров К.***
2. Использование последовательного погашения интерференции при организации случайного

множественного доступа в централизованных сетях // ***Информационно-управляющие системы.*** — 2009. — Т. 2. — С. 46-55.

1. ***Тюрликов А. М., Фосс С. Г.*** Об эргодических алгоритмах в системах случайного множественного доступа с обратной связью «успех-неуспех» // ***Проблемы передачи информации.*** — 2010. — Т. 46, № 2. — С. 91-109.
2. Анализ алгоритмов распространения тревожного

сообщения с глобальным знанием в беспроводных сетях передачи данных с линейной топологией / Винель А.

1. , Дудин А. Н., Андреев С. Д., Тюрликов А. М. // ***Информационно-управляющие системы.*** — 2010. — Т. 3. —
2. 56-60.
3. ***Andreev S., Dubkov K, Turlikov A.*** IEEE 802.11 and 802.16 coopera­tion within multi-radio stations // ***Wireless Personal Communications Journal (WIRE).*** — 2010.
4. Capacity analysis of reservation-based random access for broadband wireless access networks / A. Vinel, Q. Ni, D. Staehle, A. Turlikov // ***IEEE Journal on Selected Areas in Communications***. — 2009. — Vol. 27, № 2. — P. 172-181.
5. ***Евсеев Г. С., Тюрликов А. М.*** Оценка эффективности одного класса алгоритмов случайного доступа к системе из двух каналов // VIII симпозиум по проблеме избыточности в информационных системах. — № 2. — 1983. — С. 15-17.
6. ***Евсеев Г. С., Тюрликов А. М.*** Алгоритм свободного множественного доступа, устойчивый к воздействию шумов // IX Всесоюзная школа-семинар по вычислительным сетям. — Т. 3. — 1984. — С. 150— 153.
7. ***Тюрликов А. М.*** Анализ вариантов использования параллельных каналов в системе со свободным доступом // IX Всесоюзная школа- семинар по вычислительным сетям. — № 3.1. — 1984. — С. 198-201.
8. ***Евсеев Г. С., Тюрликов А. М.*** Алгоритмы случайного доступа к системе параллельных каналов с зависимым шумом // X Всесоюзная школа-семинар по вычислительным сетям. — № 2. — 1985. — С. 18-23.
9. ***Тюрликов А. М.*** Численные оценки для вероятностно-временных характеристик стек-алгоритма множественного доступа // X Всесоюзная школа-семинар по вычислительным сетям.— № 1.— 1985. — С. 188-191.
10. ***Евсеев Г. С., Тюрликов А. М.*** Стек-алгоритм в системе с узкополосными каналами // IX симпозиум по проблеме избыточности в информационных системах. — Т. 4. — 1986. — С. 159-162.
11. ***Евсеев Г. С., Тюрликов А. М.*** Уменьшение задержки при передаче копий пакета в канале СМД // IX симпозиум по проблеме избыточности в информационных системах. — Т. 4. — 1986. — С. 163-166.
12. ***Малков А. Ю, Тюрликов А. М.*** Алгоритм случайного множественного доступа в канале с асинхронным шумом // ***XI Всес. семинар по вычисл. сетям.***— М.-Рига: 1986.— Т. 1.— С. 166-169.
13. ***Малков А. Ю, Тюрликов А. М.*** Один подход к описанию древовидных алгоритмов множественного доступа // I Всесоюзная конференция по информационным системам множественного доступа. — 1989. — С. 166-169.
14. ***Малков А. Ю., Тюрликов А. М.*** Варианты организации передачи «нетерпеливых» пакетов в системе с СМД //X симпозиум по проблеме избыточности в информационных системах. — 1989. —
15. 193-195.
16. ***Evseev G., Turlikov A.*** The multiple-random-access algorithms analy­sis based on tree properties // 5th Joint Soviet-Swedish International Workshop on Information Theory. — 1991.
17. ***Malkov A. Y., Turlikov A. M.*** Random-access communication with success-failure feedback // Proc. of the 6th Joint Swedish-Russian In­ternational Workshop on Information Theory. — 1993. — P. 107-111.
18. ***Malkov A., Turlikov A.*** Random multiple access protocols for commu­

nication systems with «success-failure» feedback // Proc. of the IEEE International Workshop on Information Theory. — 1995. — P. 39.

1. ***Turlikov A., Markovsky S.*** Improved blocked algorithm in the channel of multiple access with false conflicts // Proc. of the International Sym­posium on Problems of Modular Information Systems and Networks (ISC-NET’97). — St-Petersburg: 1997. — P. 31-32.
2. Performance analysis of the random access in IEEE 802.16 / A. Vinel, Y. Zhang, M. Lott, A. Tiurlikov // Proc. of the 16th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications. — Vol. 3. — 2005. — P. 1596-1600.
3. ***Kobliakov A., Turlikov A., Vinel A.*** Distributed queue random multiple access algorithm for centralized data networks // Proc. of the 10th IEEE International Symposium on Consumer Electronics (ISCE’06). — St.-Petersburg, Russia: 2006. — P. 290-295.
4. ***Turlikov A., Vinel A.*** Capacity estimation of centralized reservation- based random multiple-access system // Proc. of the XI International Symposium on Problems of Redundancy in Information and Control Systems. — 2007. — P. 154-160.
5. ***Andreev S., Turlikov A., Vinel A.*** Performance analysis of a high-speed ultra-wideband WPAN MAC // Proc. of the 14th International Con­ference on Analytical and Stochastic Modeling Techniques and Appli­cations. — 2007. — P. 44-49.
6. ***Andreev S., Turlikov A., Vinel A.*** Contention-based polling efficien­cy in broadband wireless networks // Proc. of the 15th International Conference on Analytical and Stochastic Modeling Techniques and Ap­plications. — 2008. — P. 295-309.
7. ***Andreev S., Dubkov K, Turlikov A.*** IEEE 802.11 and 802.16 coopera­tion within multi-radio stations // Proc. of the 11th International Sym­posium on Wireless Personal Multimedia Communications. — 2008.
8. ***Andreev S., Pustovalov E, Turlikov A.*** SICTA modifications with sin­gle memory location and resistant to cancellation errors // Proc. of the 8th International Conference on Next Generation Teletraffic and Wired/Wireless Advanced Networking. — 2008. — P. 13-24.
9. Overall delay in IEEE 802.16 with contention-based random access /

S. Andreev, Zs. Saffer, A. Turlikov, A. Vinel // Proc. of the 16th Con­ference on Analytical and Stochastic Modeling Techniques and Appli­cations. — 2009. — P. 89-102.

Формат бумаги 60 x 84 1/16. Бумага офсетная. Печ. л. 1,25.

Тираж 100 экз. Зак. №

Отпечатано в редакционно-издательском центре ГУАП 190000, Санкт-Петербург, Б. Морская ул., 67