

Федеральное государственное автономное
образовательное учреждение высшего образования
«Московский физико-технический институт
(государственный университет)»

На правах рукописи



Некрасов Павел Олегович

**Разработка и анализ механизмов самоорганизации,
направленных на обеспечение качества обслуживания, в
мобильных одноранговых сетях**

05.12.13 – Системы, сети и устройства телекоммуникаций

ДИССЕРТАЦИЯ

на соискание ученой степени

кандидата технических наук

Научный руководитель

д. т. н., профессор

Ляхов Андрей Игоревич

Содержание

Введение	4
Глава 1. Мобильные одноранговые сети	8
1.1. Назначение и особенности мобильных одноранговых сетей	8
1.2. Механизмы доступа к каналу в мобильных одноранговых сетях	11
1.3. Протоколы маршрутизации для мобильных одноранговых сетей	18
1.4. Постановка задач диссертации	25
Глава 2. Анализ механизмов рассылки сетевой информации в узкополосной мобильной одноранговой сети	33
2.1. Узкополосная мобильная одноранговая сеть	33
2.2. Механизм рассылки инкрементальных сообщений	34
2.3. Критерий эффективности рассылки сетевой информации	37
2.4. Методика настройки механизма рассылки сетевой информации	48
2.5. Сравнительный анализ механизмов рассылки сетевой информации	49
2.6. Выводы ко второй главе	51
Глава 3. Анализ механизмов передачи речевых потоков в широкополосной мобильной одноранговой сети	52
3.1. Модель широкополосной мобильной одноранговой сети	52
3.2. Критерий эффективности передачи речевых потоков	55
3.3. Выбор слотов для передачи речевых потоков	55
3.4. Метрики маршрутизации речевых потоков	63
3.5. Результаты имитационного моделирования	65
3.6. Выводы к третьей главе	75
Глава 4. Анализ механизмов выбора ретрансляторов в широкополосной мобильной одноранговой сети	77
4.1. Алгоритмы построения связного доминирующего множества	78
4.2. Алгоритм построения связного доминирующего множества Штейнера	84
4.3. Результаты имитационного моделирования	90
4.4. Выводы к четвертой главе	100

Заключение	102
Литература	104
Приложение А. Акты о внедрении результатов диссертации	116

Введение

Актуальность работы. На сегодняшний день технологии мобильных одноранговых сетей активно применяются для построения сетей профессиональной радиосвязи, тактических сетей, сенсорных сетей, сетей интернета вещей, а также для расширения зоны покрытия сетей доступа к проводной инфраструктуре. Сети такого рода формируются равноправными узлами, которые могут связываться напрямую или через промежуточные ретрансляторы, при этом алгоритмы управления сетью являются распределенными.

Особенно важной задачей при построении мобильных одноранговых сетей является задача самоорганизации узлов сети – автоматическая адаптация узлов под текущую топологию сети, качество соединений, загруженность узлов и т.д. Ключевые механизмы самоорганизации – механизмы распределенного доступа к каналу и механизмы динамической маршрутизации, должны подстраиваться под текущее состояние сети, максимизируя при этом ее пропускную способность и обеспечивая качество обслуживания пользовательских данных. Более того, механизмы самоорганизации должны учитывать специфику мобильных одноранговых сетей, а именно: ненадежность соединений между узлами сети, наличие «скрытых станций», мобильность узлов и отсутствие координатора сети.

Таким образом, на сегодняшний день актуальным направлением исследований мобильных одноранговых сетей является разработка и анализ механизмов распределенного доступа к каналу и механизмов динамической маршрутизации, направленных не просто на доставку данных между узлами сети и максимизацию пропускной способности, а на обеспечение качества обслуживания пользовательских данных, с учетом мобильности узлов, отсутствия координатора и наличия помех в радиоканале.

Степень разработанности темы. Исследованию эффективности механизмов доступа к каналу и механизмов динамической маршрутизации в беспроводных сетях посвящено значительное количество работ, среди которых следует особо отметить работы российских и зарубежных ученых: Н.Д. Введенской, А.Н. Красиловой, Е.А. Крука, А.П. Кулешова, А.И. Ляхова, О.Г. Мелентьева, В.И. Неймана, А.Н. Рыбко, К.Е. Самуйлова, А.А. Сафонова, О.Д. Соколовой, С.Н. Степанова, А.М. Тюрликова, Е.М. Хорова, И.И. Цитовича, В.В. Шахова, С.Б. Шлосмана, М.Ю. Якимова, G. Bianchi, T. Clausen, M. Conti, R. Draves, M. Gerla, P. Jacquet, L. Kleinrock, J. Macker, R. Nelson, C. Young и др. Некоторые из них фокусируются на максимизации пропускной способности сети, не рассматривая при

этом вопросы обеспечения качества обслуживания, другие не учитывают наличие помех в радиоканале, третьи предполагают наличие координирующего узла в сети, либо неподвижность узлов. Таким образом, задача обеспечения качества обслуживания с учетом всех особенностей мобильных одноранговых сетей не рассматривалась в должном объеме, что и определило направление исследований, выполненных в диссертации.

Цель диссертационной работы состоит в разработке и анализе механизмов самоорганизации, направленных на обеспечение качества обслуживания, в мобильных одноранговых сетях.

Для достижения поставленной цели в диссертации ставятся и решаются следующие задачи.

1. Разработка аналитической модели для анализа эффективности механизмов рассылки сетевой информации в узкополосной мобильной одноранговой сети.
2. Разработка и анализ алгоритмов резервирования слотов и метрик маршрутизации для передачи речевых потоков в широкополосной мобильной одноранговой сети с детерминированным доступом DTDMA к каналу.
3. Разработка и анализ распределенных алгоритмов выбора ретрансляторов для передачи многоадресных данных в широкополосной мобильной одноранговой сети.

Методы исследования. В диссертации используются методы теории телекоммуникационных сетей, теории вероятностей, теории графов, комбинаторного анализа, а также имитационного моделирования.

Научная новизна. В диссертации впервые:

- разработана новая аналитическая модель механизма инкрементальной рассылки сетевой информации, позволяющая оценить вероятность того, что в случайный момент времени каждый узел сети имеет актуальную информацию обо всех других сетевых узлах в узкополосной мобильной одноранговой сети со случайным доступом к каналу;
- разработан оригинальный метод выбора слотов для многошаговой передачи одноадресных речевых потоков, гарантирующий выполнение ограничений на вероятность потери и задержку доставки пакета при наличии помех в канале и нацеленный на минимизацию вероятности блокировки речевых потоков, в широкополосной мобильной одноранговой сети с детерминированным доступом DTDMA к каналу;
- предложен новый распределенный алгоритм выбора ретрансляторов для передачи

многоадресных данных, использующий лишь информацию о соседних узлах и соединениях между ними и нацеленный на формирование минимального связного доминирующего множества Штейнера, в широкополосной мобильной одноранговой сети.

Практическая ценность и реализация результатов. Использование теоретических и практических результатов, полученных в диссертации, позволит повысить эффективность механизмов самоорганизации, направленных на обеспечение качества обслуживания, в мобильных одноранговых сетях.

Результаты работы внедрены и используются на практике, что подтверждено соответствующими актами. В частности, предложенные в диссертации алгоритмы резервирования слотов и маршрутизации используются в сетевых протоколах широкополосных мобильных одноранговых сетей, разрабатываемых ОАО «ГлобалИнформСервис». Разработанная в диссертации аналитическая модель механизмов рассылки сетевой информации использовалась ЗАО «Телум» для анализа и настройки механизмов рассылки сетевой информации в узкополосных мобильных одноранговых сетях.

Основные положения, выносимые на защиту

1. Разработанная аналитическая модель для оценки эффективности механизма инкрементальной рассылки сетевой информации в узкополосной мобильной одноранговой сети со случайным доступом к каналу позволяет с достаточно высокой точностью оценить вероятность того, что в случайный момент времени каждый узел сети имеет актуальную информацию обо всех других сетевых узлах;
2. Предложенный алгоритм выбора слотов для многошаговой передачи одноадресных речевых потоков в широкополосной мобильной одноранговой сети с детерминированным доступом TDMA к каналу гарантирует выполнение ограничений на вероятность и задержку доставки пакета до адресата при наличии помех в канале и при этом увеличивает емкость сети до 30 % по сравнению с базовыми алгоритмами;
3. Предложенный распределенный алгоритм выбора ретрансляторов для передачи многоадресных данных в широкополосной мобильной одноранговой сети позволяет до 2,5 раз увеличить число одновременно передаваемых многоадресных потоков с высокой надежностью по сравнению с алгоритмом доставки многоадресных данных с помощью связного доминирующего множества, обеспечивая ту же устойчивость к мобильности узлов сети.

Апробация работы. Основные результаты диссертации докладывались и обсужда-

лись на ведущих международных и российских конференциях: IEEE International Conference on Communications (Великобритания, 2015), International Conference on Computing, Networking and Communications (США, 2015), Military Communications Conference 2014 (США, 2014), Military Communications Conference 2013 (США, 2013), «Информационные технологии и системы» (Россия, 2015 г.), «Кибернетика и высокие технологии» (Россия, 2015 г.), «Радиолокация, навигация, связь» (Россия, 2016 г.), а также на семинарах ИППИ РАН и МФТИ.

Публикации. Материалы диссертации опубликованы в 8 печатных работах, из них 5 статей ([1–5]) в рецензируемых изданиях, входящих в перечень ВАК, 3 статьи ([6–8]) в сборниках трудов конференций. Подготовка к публикации полученных результатов проводилась совместно с соавторами, причем вклад диссертанта был определяющим.

В опубликованных работах диссертантом были разработаны аналитические и имитационные модели для анализа механизмов самоорганизации в мобильных одноранговых сетях, а также предложены новые механизмы самоорганизации, направленные на обеспечение качества обслуживания. Вклад соавторов заключался в проведении сравнительного анализа предложенных диссертантом механизмов и существующих решений с помощью разработанных диссертантом средств моделирования.

Структура и объем диссертации. Диссертация состоит из введения, 4 глав, заключения, библиографии и приложения. Общий объем диссертации 115 страниц, включая 27 рисунков и 6 таблиц. Библиография включает 114 наименований. В приложении на 2 страницах приведены акты о внедрении.

Глава 1

Мобильные одноранговые сети

1.1. Назначение и особенности мобильных одноранговых сетей

Мобильные беспроводные сети получили широкое применение в нашей повседневной жизни. Как правило, такие сети имеют архитектуру с централизованным управлением: узел-координатор (базовая станция или «точка доступа») осуществляет регистрацию новых узлов в сети, выдачу IP-адресов, аутентификацию и контроль доступа к каналу. Однако при отсутствии телекоммуникационной инфраструктуры, например при спасательных операциях, военных действиях, стихийных бедствиях, координатор сети отсутствует. Вследствии чего в таких сценариях требуется организация *мобильной одноранговой сети*, в которой узлы могут связываться напрямую или через промежуточные ретрансляторы, при этом алгоритмы управления сетью являются распределенными, и узлы автоматически подстраиваются под текущую обстановку.

Первые мобильные одноранговые сети организовывались с помощью узкополосных каналов, которые изначально использовались только для речевой связи. Такие сети получили название – сети пакетной радиосвязи (англ.: Packet Radio Networks) [9, 10] и применялись для автоматизированных систем управления боевыми действиями [11]. Данные сети позволяли передавать пакеты данных в промежутках между передачей речевых потоков с помощью механизмов ALOHA [12] или CSMA (англ.: Carrier Sense Multiple Access – множественный доступ с прослушиванием несущей) [13] для доступа к каналу. В 1990-х годах был разработан стандарт MIL-STD-188-220 [14], который описывает стек протоколов для организации мобильной одноранговой сети с помощью узкополосных каналов. Стандарт поддерживает несколько вариации механизма CSMA для доступа к каналу. Примерно в то же время были разработаны стандарты APCO P25 [15] и TETRA [16] цифровой профессиональной радиосвязи, которые помимо речевой связи также поддерживают пакетную передачу данных, причем оба стандарта позволяют организовать мобильную одноранговую сеть в рамках режимов APCO P25 «conventional» и TETRA DMO. В таком режиме в APCO P25 для доступа к каналу используется «1-настойчивый» CSMA (англ.: 1-persistent CSMA), а в TETRA DMO используется механизм ALOHA. Основным преимуществом узкополосных каналов для организации мобильных одноранговых сетей является боль-

шое расстояние уверенного приема, что позволяет передавать данные без использования промежуточных ретрансляторов. Однако, сети, организованные с помощью узкополосных каналов обладают низкой пропускной способностью (до 10 кбит/сек). Более того, передача данных в такой сети может прерываться речевыми потоками.

Использование широкополосных каналов для построения мобильных одноранговых сетей позволяет значительно повысить их пропускную способность по сравнению с узкополосными каналами, однако из-за увеличения ширины полосы дальность уверенного приема в таких сетях меньше, и для расширения зоны покрытия узлы должны также выполнять роль ретрансляторов, что делает сеть *многошаговой*.

Широкополосные мобильные одноранговые сети активно применяются в области военных телекоммуникаций. В рамках программы ESSOR (англ.: European Secure SOftware defined Radio) был разработан стандарт HDRWF (англ.: High Data Rate WaveForm) [17], специфицирующий стек протоколов для организации широкополосной мобильной одноранговой сети. Аналогичный стандарт WNW (англ.: Wideband Networking Waveform) был разработан в рамках программы JTRS (англ.: Joint Tactical Radio System) [18] вооруженных сил США. В стандарте WNW используется механизм DTDMA (англ.: Dynamic Time Division Multiple Access – множественный доступ с динамическим временным разделением) [19] детерминированного доступа к каналу и проактивный протокол ROSPF (англ.: Radio Open Shortest Path First) [20] динамической маршрутизации.

Гражданские широкополосные мобильные одноранговые сети получили широкое распространение с разработкой стандарта IEEE 802.11 [21] локальных беспроводных сетей, который помимо режима «hotspot» с точкой доступа предусматривает два режима одноранговой сети: «ad-hoc» и «mesh». Режим «ad-hoc» позволяет организовать только одношаговую одноранговую сеть. Для расширения зоны покрытия сети «ad-hoc» узлы могут ретранслировать пакеты на сетевом (IP) уровне с помощью проактивных или реактивных протоколов динамической маршрутизации, разработку которых ведет группа MANET (англ.: Mobile Ad-hoc NETworks) инженерного совета Интернета (англ.: Internet Engineering Task Force, IETF). Для доступа к каналу в режиме «ad-hoc» используется механизм EDCA (англ.: Enhanced Distributed Channel Access), который также известен как CSMA/CA (англ.: Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance). В отличие от режима «ad-hoc», режим «mesh» предусматривает автоматическую ретрансляцию пакетов на канальном уровне с помощью протокола HWMP (англ.: Hybrid Wireless Mesh

Protocol) [22] динамической маршрутизации. Важно отметить, что в режиме «mesh» помимо механизма EDCA случайного доступа к каналу, предусматривается механизм МССА (англ.: Mesh coordination function Controlled Channel Access – метод доступа для mesh-сетей) детерминированного доступа. Механизм МССА позволяет узлу зарезервировать интервал МССАОР (англ.: МССА ORportunity) для передачи данных с учетом передач узлов в двухшаговой окрестности, решая таким образом проблему «скрытых станций» [23], актуальную для механизмов CSMA.

Адаптация стандарта IEEE 802.11 для связи на большие расстояния используется для построения широкополосных мобильных одноранговых сетей WiLD (WiFi Long Distance) [24, 25], предоставляющих доступ к проводной телекоммуникационной инфраструктуре в сельской местности развивающихся стран. Важно отметить, что для обеспечения качества обслуживания пользовательских данных механизм EDCA случайного доступа заменяется на механизм DTDMA детерминированного доступа [26, 27].

Стандарт IEEE 802.16 (WiMAX) [28] широкополосных городских беспроводных сетей и стандарт ECMA-368 [29] широкополосных персональных беспроводных сетей также поддерживают архитектуру мобильной одноранговой сети, причем в обоих стандартах для доступа к каналу используется механизм DTDMA детерминированного доступа к каналу.

Активное развитие технологий и стандартов для организации мобильных одноранговых сетей вызвало интерес инженеров и исследователей, также обусловленный такими особенностями мобильных одноранговых сетей, как:

- Ненадежность соединений между узлами сети, вызванная помехами в канале, а также замираниями и затенениями сигнала;
- Коллизии пакетов – невозможность декодировать пакет, по причине одновременного приема сигнала от двух или более передатчиков;
- Мобильность узлов сети и отсутствие координирующего узла.

В связи с этим, основным направлением исследований мобильных одноранговых сетей является разработка и анализ механизмов распределенного управления сетью, доступа к каналу и динамической маршрутизации, которые учитывают перечисленные выше особенности и обеспечивают удовлетворительное качество обслуживания пользовательских данных, максимизируя при этом пропускную способность сети.

В данной главе приведен обзор механизмов, используемых для построения мобильных одноранговых сетей, проведен анализ существующих исследований данных механиз-

мов и поставлены задачи диссертации. В разделе 1.2 описаны механизмы доступа к каналу, применяемые в мобильных одноранговых сетях. Раздел 1.3 посвящен механизмам динамической маршрутизации для мобильных одноранговых сетей. В разделе 1.4 проводится анализ существующих работ по данной тематике, и ставятся задачи диссертации.

1.2. Механизмы доступа к каналу в мобильных одноранговых сетях

1.2.1. Механизмы случайного доступа

Множественный доступ ALOHA. Самым первым механизмом случайного доступа к каналу является механизм ALOHA [12], предложенный Абрамсоном в 1970 году. Данный механизм впервые использовался в системе ALOHAnet для организации беспроводной сети передачи данных между Гавайскими островами. Основная идея механизма ALOHA заключается в том, что если у узла появился пакет на передачу, то этот пакет сразу же отправляется в канал. Если передача пакета попала в коллизию с передачей другого узла, то через некоторое время выполняется повторная передача пакета. Было показано, что максимальная пропускная способность механизма ALOHA при бесконечном числе узлов и пуассоновском распределении интенсивности поступающих в канал пакетов составляет $\frac{1}{2e}$, что означает, что успешные передачи пакетов составляют максимум 18,4 % всего времени. В 1972 году Л. Робертс предложил модификацию механизма ALOHA – «слотированная» ALOHA [30], в которой ось времени делится на *слоты* – дискретные интервалы равной длительности. При появлении пакета на передачу узел ждал начала следующего слота и только потом отправлял пакет в канал. Такое улучшение позволило в два раза увеличить максимальную пропускную способность ($\frac{1}{e}$) сети. В настоящее время механизм ALOHA применяется для мобильной и спутниковой связи.

Множественный доступ с прослушиванием канала (CSMA). Л. Клейнрок в 1975 году представил механизм CSMA [13] случайного доступа к каналу, который заключается в том, что узел, прежде чем начать передачу, прослушивает канал. Если канал свободен, то выполняется передача пакета, иначе ожидается освобождение канала, после чего, в зависимости от типа CSMA, пакет либо передается сразу, либо процедура прослушивания канала повторяется через случайное время. В «1-настойчивом» CSMA передача пакета вы-

полняется сразу после освобождения канала. В «ненастойчивом» CSMA через случайное время после освобождения канала заново выполняется процедура прослушивания канала. В « p -настойчивом» CSMA передача пакета после освобождения канала выполняется с вероятностью p , иначе (с вероятностью $1 - p$) через случайное время заново выполняется процедура прослушивания канала.

Если все узлы сети «слышат» передачи друг друга и задержка распространения сигнала много меньше чем время передачи пакета, то механизм CSMA позволяет увеличить пропускную способность сети и уменьшить задержку передачи пакета по сравнению с механизмом ALOHA. Однако, если в сети есть так называемые «скрытые станции» – узлы, которые не «слышат» передачи друг друга, то эффективность механизмов CSMA значительно ухудшается, и, как показано в работе [23], в большинстве сценариев со скрытыми станциями предпочтительнее использовать механизм «слотированная» ALOHA.

Механизм CSMA получил широкое распространение с разработкой стандарта IEEE 802.3 (Ethernet) [31], в котором используется механизм CSMA/CD (англ.: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection – множественный доступ с прослушиванием несущей и детектированием коллизий), и стандартов IEEE 802.11 (WiFi) [21] и IEEE 802.15.4 (ZigBee) [32], в которых используется механизм CSMA/CA (англ.: Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance – множественный доступ с прослушиванием несущей и избеганием коллизий). Различные исследования [33–35] механизма CSMA/CA подтверждают, что при наличии скрытых станций эффективность механизмов случайного доступа с прослушиванием канала значительно ухудшается.

Таким образом, можно сделать вывод, что механизм CSMA является подходящим решением для доступа к каналу в узкополосных мобильных одноранговых сетях, в которых за счет большого расстояния уверенного приема все узлы «слышат» передачи друг друга. Однако, в широкополосных мобильных одноранговых сетях, которые являются многошаговыми, наличие скрытых станций ограничивает возможности CSMA в обеспечении высокой пропускной сети и требуемого качества обслуживания. Данная проблема особенно актуальна для потоков реального времени, чувствительных к задержке и надежности доставки. Более подходящим решением для доступа к каналу в широкополосных мобильных одноранговых сетях являются механизмы детерминированного доступа, речь о которых пойдет в следующем разделе.

1.2.2. Механизмы детерминированного доступа

В отличие от механизмов случайного доступа, при использовании механизмов детерминированного доступа узлы заранее знают, в какой интервал времени они могут передавать, причем в данном интервале времени гарантируется отсутствие коллизий с передачами других узлов.

Множественный доступ со статическим временным разделением (TDMA). Самым простым механизмом детерминированного доступа является механизм TDMA (англ. Time-Division Multiple Access) множественного доступа со статическим временным разделением. В механизме TDMA ось времени делится на кадры одинакового размера, состоящие из слотов одинакового размера. При планировании сети каждому узлу выделяется один или несколько слотов в кадре, причем слот может использоваться только одним узлом, гарантируя таким образом отсутствие коллизий. Механизм TDMA используется для доступа к каналу в тактических системах связи EPLRS (англ.: Enhanced Position Location Reporting System), LINK-16 [18], а также в системах мобильной связи.

В работе [36] представлено улучшение механизма TDMA для многошаговых беспроводных сетей – механизм STDMA (англ.: Spatial Time-Division Multiple Access) множественного доступа со статическим пространственно-временным разделением. Идея данного механизма заключается в том, что два удаленных друг от друга узла могут использовать один и тот же слот, если их передача не приводит к коллизиям при приеме пакетов другими узлами. Также в работе [36] предлагается алгоритм выбора слотов для механизма STDMA, минимизирующий среднее время ожидания слота для передачи пакета. В работах [37, 38] решается задача поиска такой минимальной длины кадра STDMA, что у каждого узла сети есть хотя бы один слот в кадре. Важно отметить, что механизм STDMA применим только для неподвижных сетей, в противном случае при каждом изменении топологии сети должно быть выполнено перераспределение слотов для гарантии отсутствия коллизий.

Общим недостатком механизмов TDMA и STDMA является неэффективное использование канала при неоднородном характере трафика – если у большинства узлов сети трафик почти всегда отсутствует, а остальные узлы генерируют высокоинтенсивный трафик, либо ретранслируют трафик других узлов, то суммарная пропускная способность сети с этими механизмами окажется низкой. Другой проблемой обоих механизмов явля-

ется предположение о том, что число узлов сети, а в случае механизма STDMA еще и топология сети, заранее определены. В мобильных одноранговых сетях не всегда возможно заранее предсказать интенсивность трафика, генерируемого узлами сети, число узлов и топологию сети. Данные проблемы решаются механизмом DTDMA множественного доступа с *динамическим* временным разделением, описание которого приведено в следующем разделе.

Множественный доступ с динамическим временным разделением (DTDMA).

При использовании механизма DTDMA (англ.: Dynamic Time Division Multiple Access) слоты динамически распределяются между узлами сети в зависимости от интенсивности трафика и топологии сети. Для этого часть слотов кадра DTDMA отводится для передачи контрольной информации механизмов динамического распределения остальных слотов.

В работе [39] вводится классификация конфликтов распределения слотов при использовании механизма DTDMA в многошаговых беспроводных сетях. Если узел i использует слот s для передачи узлу j (передача «точка-точка» без квитиования), то конфликт в слоте s возникнет, если соседи узла j передают в слоте s , либо соседи узла i принимают в слоте s . Механизмы распределения слотов, учитывающие данный конфликт, называются механизмами множественного доступа с «активацией соединения» (англ.: Link Activation Multiple Access, LAMA). Если узел i использует слот s для передачи всем своим соседями (широковещательная передача), то конфликт в слоте s возникнет, если соседи узла i или двухшаговые соседи узла i (соседи соседей узла i) передают в слоте s . Механизмы распределения слотов, учитывающие данный конфликт, называются механизмами множественного доступа с «активацией узла» (англ.: Node Activation Multiple Access, NAMA). Важно отметить, что механизмы с «активацией узла» также учитывают конфликты распределения слотов при передаче «точка-точка».

Множество работ [39–42] посвящено разработке распределенных механизмов с «активацией соединения» и «активацией узла» при использовании DTDMA, нацеленных на максимизацию суммарной пропускной способности сети.

В работе [43] предлагается практически применимый механизм распределения слотов с активацией узла для мобильной одноранговой сети. Основная идея механизма заключается в том, что узлы рассчитывают хэш-функцию от идентификатора узла и номера слота, и если данный узел имеет наибольшее значение хэш-функции среди двухшаговых соседей для слота, то этот узел является владельцем слота и может в нем передавать. Таким об-

разом, в среднем слоты делятся поровну между узлами сети. Для учета неоднородности трафика предложена модификация алгоритма, которая заключается в том, что каждый узел рассчитывает свой вес в зависимости от интенсивности трафика, который он передает. Чем больше вес узла, тем более вероятно, что именно этот узел будет владельцем слота. Таким образом, слоты делятся пропорционально интенсивности трафика, передаваемого узлами. В работе [44] предлагается улучшение данного механизма, основанное на латинских квадратах, которое гарантирует определенную задержку передачи.

Описанные выше механизмы, несомненно, обеспечивают высокую суммарную пропускную способность мобильной одноранговой сети, учитывая движение узлов и неоднородность трафика, однако, они лишь позволяют поровну или с некоторыми весами поделить канал между узлами сети. Таким образом, нет гарантий, что определенный узел получит необходимое число ресурсов для передачи своих данных, что является ключевым для обеспечения качества обслуживания пользовательского трафика. Более того, даже если у узла достаточно ресурсов, но во время передачи данных у другого узла возникла необходимость передавать свои данные, то при очередном перераспределении слотов может оказаться так, что у передающего узла не окажется нужного количества слотов (отсутствует механизм «admission control»). Для решения данных проблем были разработаны механизмы распределенного резервирования слотов [19, 45], позволяющие узлу сети зарезервировать необходимое число слотов на время передачи потока данных. Механизм резервирования слотов гарантирует необходимое число ресурсов и отсутствие конфликтов с передачами других узлов, что особенно важно для обеспечения качества обслуживания трафика, чувствительного к задержке и надежности доставки.

Исследованию механизмов резервирования слотов при использовании DTDMA посвящено множество работ. В работах [46, 47] авторы аналитически оценивают время установления резервирования слотов в механизме DTDMA. Работы [48, 49] посвящены разработке алгоритмов резервирования слотов, нацеленных на минимизацию задержки передачи пакетов. В работах [50–52] авторы решают задачу резервирования слотов совместно с задачей выбора маршрутов. В работе [53] предлагается механизм резервирования слотов для передачи TCP-потоков.

Механизм DTDMA применяется для организации городских, локальных и персональных мобильных одноранговых сетей. Множество работ [47, 48, 54, 55] посвящено механизму DTDMA стандарта IEEE 802.16 [28]. В стандарте IEEE 802.11 [21] используется

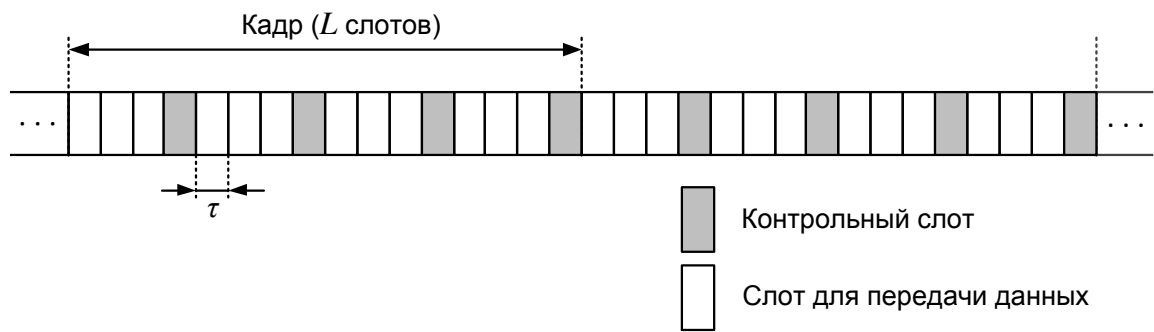


Рис. 1.1. Структура кадра DTDMA.

механизм МССА детерминированного доступа, который по сути не является DTDMA-механизмом, однако использует тот же подход для резервирования канальных ресурсов. В механизме МССА узел может зарезервировать интервал времени МССАОР, в течение которого гарантируется отсутствие конфликтов с другими узлами. Узлы анонсируют информацию о резервированиях МССАОР в служебных сообщениях, оповещая таким образом соседей и двухшаговых соседей о резервированиях. Исследованию механизма МССА посвящено множество работ (см. например, [56–59]). Механизмы, основанные на DTDMA, также применяются в стандартах IEEE 802.11aa [60] и IEEE 802.11ad [61].

Таким образом, можно сделать вывод, что механизм DTDMA является наиболее подходящим решением для доступа к каналу в широкополосной мобильной одноранговой сети. В диссертации рассматривается механизм DTDMA с распределенным резервированием слотов (как например, [19, 45]), позволяющий узлу сети зарезервировать необходимое число слотов для передачи пользовательских данных. Кадр механизма DTDMA состоит из L слотов длительности τ (см. рис. 1.1), часть которых используется для контрольной информации (контрольные слоты), часть – для передачи данных (слоты для передачи данных). Контрольные слоты статически закреплены за узлами сети и используются для установления резервирований в слотах для передачи данных, синхронизации узлов, определения списка соседей и рассылки сетевой информации протоколов верхнего уровня (например, протоколов маршрутизации). Также, контрольные слоты используются для блочного квитирования успешного приема пакетов в слотах для передачи данных. Данное решение обусловлено тем, что квитирование непосредственно после успешного приема в слоте требует дополнительного резервирования обратного канала. В силу того, что квитирование в контрольных слотах происходит с некоторой задержкой, для потоков реального времени (например, речевых потоков) квитирование не выполняется. Вместо этого для

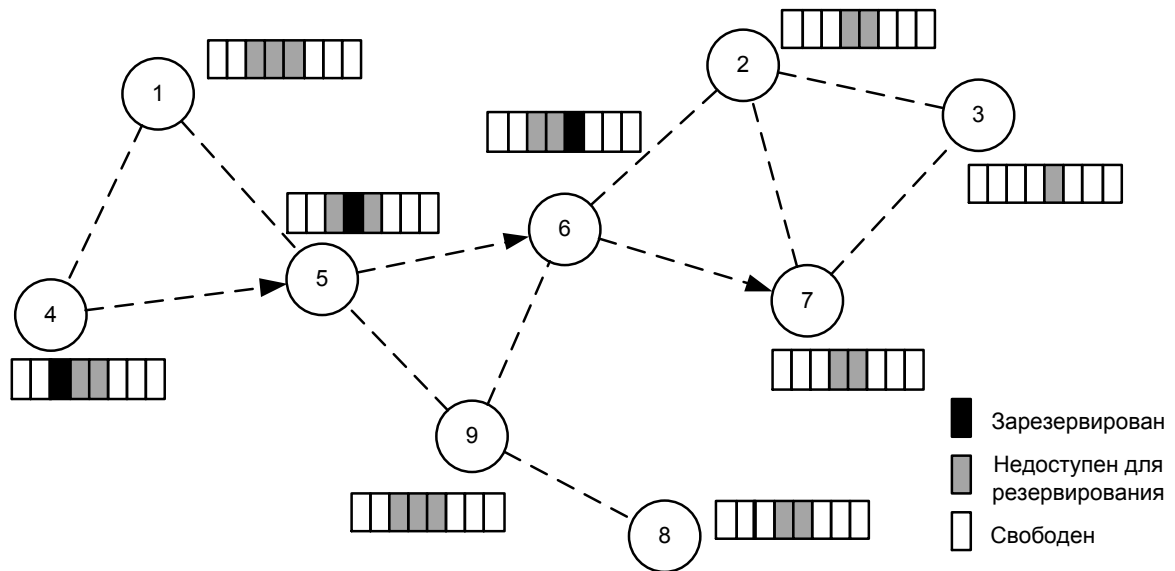


Рис. 1.2. Пример резервирования слотов для передачи потока данных в широкополосной мобильной одноранговой сети.

надежной доставки потоков реального времени выполняются безусловные повторы передачи пакетов. Подробное обоснование такого способа передачи речевых потоков приведено в разделе 3.3.1.

Независимо от типа передачи («точка-точка» или широковещательно) резервирование слота для передачи данных происходит с «активацией узла», то есть зарезервированный слот становится недоступен для передачи узлов из двухшаговой окрестности владельца резервирования. На самом деле, чтобы избежать конфликтов при передаче «точка-точка», достаточно резервировать с «активацией соединения», однако такой механизм достаточно сложен для реализации и лишен гибкости, так как слот должен быть зарезервирован заново при изменении адресата (например, при смене маршрута для передаваемого потока данных).

На рис. 1.2 изображен пример резервирования слотов при использовании механизма TDMA (в кадре изображены только слоты для передачи данных). Рассматривается многошаговая передача потока данных от узла 4 к узлу 7 через промежуточные ретрансляторы 5 и 6. Узлы 4, 5, 6 выбирают слоты с номерами 3, 4, 5 соответственно.

1.3. Протоколы маршрутизации для мобильных одноранговых сетей

1.3.1. Рассылка сетевой информации

Рассылка сетевой информации является важной частью протоколов динамической маршрутизации для мобильных одноранговых сетей. Чем более актуальна информация на узлах сети о других узлах, тем менее вероятны ошибки при построении маршрутов. Можно выделить два основных способа рассылки сетевой информации: реактивный [62, 63] и проактивный [64, 65].

Реактивная рассылка сетевой информации. При использовании реактивного механизма рассылки сетевой информации в протоколах динамической маршрутизации маршрут до конечного узла ищется по необходимости. В случае отсутствия маршрута у узла i до узла j при необходимости передать пакет узлу j узел i запускает процесс установления маршрута. Для этого узел i рассылает широковещательное сообщение с запросом маршрута до узла j по всей сети. Узел j получает запрос по различным возможным путям и, выбрав наилучший, отправляет ответ узлу i . При возникновении разрыва соединения в активном маршруте необходимо использовать альтернативный маршрут. Узел i информируется о том, что соединение, являющееся частью активного маршрута, разорвано, т.е. через этот маршрут больше невозможно передать пакеты узлу j . Получив сообщение с оповещением об отказе маршрута, узел i повторно запускает процесс установления маршрута.

Одним из основных недостатков реактивных механизмов является задержка при определении маршрута – в низкоскоростных сетях и сетях с большим диаметром эта задержка может оказаться существенной. Также стоит отметить, что в сети с высокой степенью мобильности узлов частые разрывы соединений приводят к частым запускам процесса установления маршрута, работа которого увеличивает накладные расходы.

Реактивный подход к рассылке сетевой информации применяется в таких протоколах динамической маршрутизации, как: AODV (англ.: Ad hoc On-demand Distance Vector routing) [62], DSR (англ.: Dynamic Source Routing) [63], HWMP [21]. Реактивные подходы получили широкое применение в сенсорных одноранговых сетях, таких как ZigBee [32]. В ряде работ [66–68] исследуется совместное применение механизма DTDMA детерминиро-

ванного доступа к каналу и реактивных протоколов маршрутизации. Основная идея этих работ заключается в том, чтобы совместить процесс установления маршрута и резервирование слотов на узлах маршрута.

Проактивная рассылка сетевой информации. В отличие от реактивного подхода, в проактивном подходе сетевая информация определяется *заранее*. Для этого узлы периодически рассылают сообщения, содержащие сетевую информацию о себе. Например, в проактивном протоколе маршрутизации OLSR (англ.: Optimized Link State Routing) [64] узлы периодически рассылают HELLO-сообщения для определения списка одношаговых и двухшаговых соседей и TC-сообщения для определения топологии сети. На основании этой информации узлы строят кратчайшие маршруты до всех остальных узлов сети. Существенным недостатком проактивного подхода является большой объем рассылаемой узлами информации, что при частой рассылке может привести к большой вероятности коллизии сообщений друг с другом, а также с пользовательскими данными. Можно уменьшить частоту рассылки информации, однако при этом снижается степень актуальности информации, хранимой на узлах. Таким образом, важной задачей при проактивной рассылке сетевой информации является снижение объема рассылаемой информации, сохраняя при этом степень актуальности информации.

В работах [69, 70] предлагается уменьшить время реакции мобильной одноранговой сети на изменения сетевой информации, используя проактивный подход совместно с реактивным – таким образом можно уменьшить частоту рассылки сетевой информации, не ухудшив при этом ее актуальность за счет реактивной составляющей. Похожий «гибридный» подход к рассылке сетевой информации также применяется в протоколах маршрутизации HWMP [21] и ZRP (англ.: Zone Routing Protocol) [71].

Другим способом уменьшения объема рассылаемой информации в проактивном подходе является уменьшение числа ретрансляций служебных ширококвещательных сообщений. В стандарте [20] описывается адаптация протокола маршрутизации OSPF для одноранговых беспроводных сетей, в которой узлы сами назначают себя ретрансляторами служебных сообщений исходя из информации о двухшаговой окрестности. В работе [72] представлен алгоритм MPR (англ.: Multi-Point Relay) для уменьшения числа ретрансляций ширококвещательных сообщений в многошаговых сетях, который послужил основой для широкоиспользуемого протокола динамической маршрутизации OLSR [64]. В механизме Fuzzy-sight [73] число ретрансляций уменьшается за счет того, что отдаленным от

источника узлам информация рассылается реже.

Также существует ряд механизмов, позволяющих уменьшить объем самих рассылаемых сообщений. Например, в протоколе маршрутизации OLSR [64] объем рассылаемой сетевой информации уменьшается за счет того, что рассылается только та информация, которая необходима для корректного построения маршрутов. В работах [74, 75] объем рассылаемых сообщений сокращается за счет рассылки не самой информации, а фильтра Блума от информации – битовой маски, определяющей наличие элемента в множестве с некоторой вероятностью ложно-положительного срабатывания. В протоколах [20, 65, 76] узлы рассылают *инкрементальные* сообщения, т.е. сообщения, содержащие информацию только об изменениях сетевой информации. Полная информация при этом тоже рассылается, однако реже. Такой подход также применяется для рассылки информации о зарезервированных МССАОР-интервалах для оповещения двухшаговых соседей в мобильной одноранговой сети «mesh» стандарта IEEE 802.11 [21]. В работе [3] предлагается инкрементальный механизм рассылки сообщений для протокола маршрутизации в узкополосных мобильных одноранговых сетях.

1.3.2. Одноадресная маршрутизация

Методы построения маршрутов. Для построения одноадресных маршрутов в мобильных одноранговых сетях могут использоваться различные подходы.

Например, в протоколе AODVv2 [77] в широковещательном сообщении, содержащем запрос маршрута до узла назначения, хранится суммарная стоимость маршрута, по которому данное сообщение прошло. Узел назначения, получив сообщение с запросом по нескольким маршрутам, выбирает маршрут с наименьшей стоимостью и оповещает об этом узел-источник.

В протоколе DSDV [65] узлы рассылают информацию о доступных маршрутах. Например, у узла i есть маршрут до узла j со стоимостью s . Данная информация рассылается широковещательно соседям узла i . Сосед k узла i , получив такое сообщение, проверяет, является ли сумма стоимости соединения до узла i и стоимости маршрута от i до j меньшей, чем текущая стоимость маршрута до узла j и если является, то узел k меняет маршрут до узла j в своей таблице маршрутизации.

Другим подходом к построению одноадресных маршрутов является использование алгоритма (например, алгоритма Дейкстры) поиска кратчайших маршрутов на графе се-

ти, который получен, исходя из рассылки узлами сети информации о соединениях со своими соседями. В полученном графе вершины соответствуют узлам сети, ребра соответствуют соединениям между узлами сети, причем вес ребра равен стоимости соединения. Такой подход применяется в таких протоколах динамической маршрутизации, как: OLSR [64], OLSRv2 [78], TBRPF [76], OSPF-MDR [20].

Метрики маршрутизации. Важной задачей одноадресной маршрутизации является выбор функции определения стоимости соединений и маршрутов или *метрики маршрутизации*. Широкое применение в протоколах динамической маршрутизации получили *изотонические* [79] метрики, так как для таких метрик существуют алгоритмы, вычисляющие маршруты с минимальной стоимостью за полиномиальное время (например, алгоритм Дейкстры).

Метрика «hop-count» (число шагов) приписывает каждому соединению одинаковую стоимость, равную 1. Таким образом, стоимость маршрута равна числу соединений в маршруте. Метрика «hop-count» применяется в таких протоколах динамической маршрутизации, как: OLSR [64], AODV [62]. Однако, как показывают многие исследования, метрика «hop-count» показывает низкую эффективность, так как всем соединениям, независимо от их качества, приписывается одинаковая стоимость. Поэтому в новых версиях [77, 78] протоколов OLSR и AODV предусматривается использование метрики маршрутизации, отличной от «hop-count».

Метрика ETX (Expected Transmission Count) [80] приписывает соединению стоимость, равную среднему числу передач пакета по соединению при использовании механизма ARQ (Automatic Repeat-reQuest) автоматического квитирования. Таким образом, стоимость маршрута равна среднему числу передач пакета по маршруту с учетом повторных передач. Метрика ETX получила широкое применение в мобильных одноранговых сетях «ad-hoc» стандарта IEEE 802.11. При использовании метрики ETX стоимость c_{ij} соединения e_{ij} с вероятностью p_{ij} успешной доставки пакета и успешного получения подтверждения успешной доставки пакета вычисляется следующим образом:

$$c_{ij} = \frac{1}{p_{ij}}.$$

Для сетей с возможностью выбора скорости передачи по соединению была разработана метрика ETT (Expected Transmission Time) [81]. Метрика ETT является модификацией метрики ETX, однако теперь вместо среднего числа передач пакета по соединению, оцени-

вается среднее суммарное время передач пакета по соединению. Стоимость c_{ij} соединения e_{ij} со скоростью r_{ij} передачи, при использовании метрики ЕТТ, вычисляется следующим образом:

$$c_{ij} = \frac{1}{r_{ij}p_{ij}}.$$

В стандарте IEEE 802.11 в режиме mesh по умолчанию используется метрика «airtime», незначительно отличающаяся от метрики ЕТТ. Отличие заключается в том, что в метрике «airtime» учитывается, что преамбула пакета передается на минимальной скорости. В работе [82] предложена модификация метрики «airtime», учитывающая специфику метода МССА детерминированного доступа к каналу, а также загруженность узлов маршрута.

В работе [83] исследована модификация метрики ЕТТ для мобильных одноранговых сетей с DTDMA, в которой учитывается, что занятый слот становится недоступным для узлов из двухшаговой окрестности, а также учитывается доля занятых слотов на узлах.

Таким образом, можно сделать вывод, что выбор метрики обусловлен методом передачи данных на канальном уровне – стоимость соединения соответствует среднему числу канальных ресурсов, необходимых для передачи пакета по соединению. Стоит отметить, что для балансировки нагрузки в сети в ряде работ также учитывается загруженность узлов.

1.3.3. Многоадресная маршрутизация

Доля широковещательного и многоадресного трафика, как служебного, так и пользовательского, велика в мобильных одноранговых сетях. Во-первых, сетевая информация, необходимая для одноадресной динамической маршрутизации, периодически рассылается на всю сеть. Во-вторых, в тактических и профессиональных сетях важнейшим трафиком являются широковещательные и групповые вызовы Push-to-talk и сообщения ситуационной осведомленности. В связи с этим важной задачей является выбор ретрансляторов для доставки многоадресных данных в мобильных одноранговых сетях.

Подходы к многоадресной маршрутизации. Для эффективной доставки многоадресного трафика должен использоваться протокол маршрутизации, учитывающий особенности мобильных одноранговых сетей, а именно: ненадежность соединений, мобильность узлов, широковещательный характер беспроводных каналов. Стандартные подходы к маршрутизации многоадресных данных, используемые в проводных сетях, не учиты-

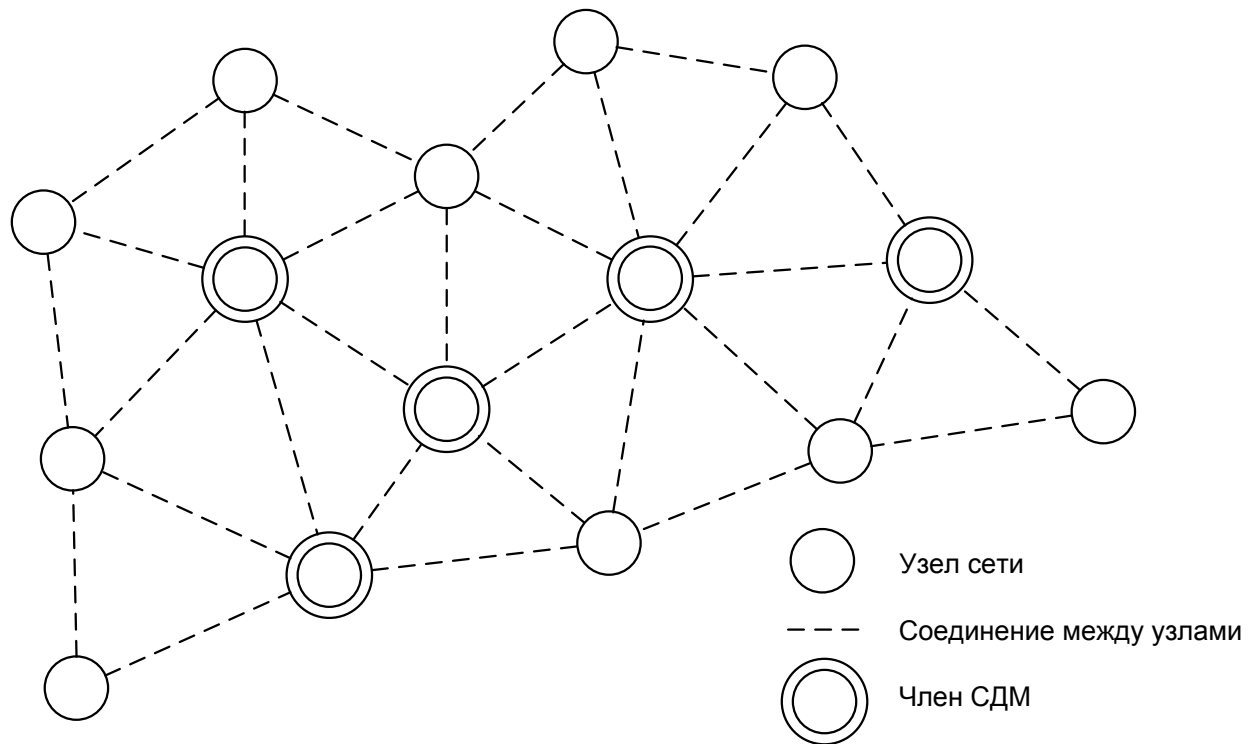


Рис. 1.3. Пример построения связного доминирующего множества (СДМ).

вают перечисленные особенности, в следствие чего важной задачей является разработка протоколов многоадресной маршрутизации для мобильных одноранговых сетей.

Самым простым и надежным способом доставки многоадресных данных является их доставка на всю сеть. Такой подход стандартизован рабочей группой MANET и называется SMF (англ.: Simplified Multicast Forwarding) [84]. Стандарт SMF описывает алгоритм отсеивания дубликатов, а также перечень алгоритмов распределенного выбора ретрансляторов для эффективной доставки данных на всю сеть. Самым простым способом доставки данных на всю сеть является лавинная рассылка, т.е. все узлы сети являются ретрансляторами. Однако такой подход может оказаться избыточным, особенно в сетях с высокой плотностью узлов [85]. Рассылку данных на всю сеть можно оптимизировать за счет того, что только определенное подмножество узлов ретранслирует пакеты, причем ретрансляция пакетов только этими узлами гарантирует доставку данных на всю сеть. Задача поиска такого подмножества известна в литературе [86], как задача поиска связного доминирующего множества (Connected Dominating Set).

Связное доминирующее множество. Связное доминирующее множество (СДМ) для графа G – это связное подмножество C узлов графа G такое, что каждый узел графа G

является либо членом множества C , либо является одношаговым соседом узла из множества C . Множество СДМ с минимальным числом узлов среди всех возможных СДМ в графе называется минимальным СДМ (МСДМ). Расчет МСДМ является NP-сложной задачей [87], в связи с этим были разработаны эвристические алгоритмы построения СДМ, направленные на минимизацию СДМ. Наиболее используемыми алгоритмами выбора СДМ в мобильных одноранговых сетях являются алгоритмы E-CDS [20], S-MPR [64], MPR-CDS [88] и UCDS [89]. Все эти алгоритмы являются распределенными, и узлы используют только информацию о своих одношаговых и двухшаговых соседях для выбора СДМ.

На рис. 1.3 изображен пример построения СДМ для мобильной одноранговой сети. Видно, что использование СДМ позволяет значительно уменьшить накладные расходы на ретрансляцию данных по сравнению с лавинной рассылкой (вместо 14 ретрансляторов используется только 5).

В диссертации исследуются два алгоритма построения СДМ с похожими характеристиками: UCDS (Unified Connected Dominating Set) [89] и E-CDS (Essential Connected Dominating Set) [20]. Данные алгоритмы осуществляют выбор общего для всех узлов сети множества ретрансляторов. Узлы сети сами определяют, являются ли они членами СДМ, используя информацию лишь о своей двухшаговой окрестности, полученную из одношаговых HELLO-сообщений (например, как в OLSR [64]). В обоих алгоритмах каждый узел сети имеет приоритет – чем выше приоритет узла, тем более вероятно данный узел назначит себя членом СДМ. В качестве приоритета может использоваться комбинация таких характеристик, как: степень узла в графе сети (число соседей узла), уровень оставшегося заряда батареи узла, адрес узла и т.п.

Алгоритм E-CDS описан в стандарте IETF, который посвящен адаптации протокола маршрутизации OSPF [20] для одноранговых беспроводных сетей. Упрощенная версия алгоритма описана в стандарте IETF, который посвящен протоколу многоадресной маршрутизации SMF [84]. Если узел имеет наибольший приоритет среди всех узлов в своей двухшаговой окрестности, то узел выбирает себя членом СДМ. Иначе, если не существует маршрута от соседнего узла с наибольшим приоритетом среди всех соседей до хотя бы одного соседа узла через соседей и двухшаговых соседей с большим приоритетом, то узел выбирает себя членом СДМ. Иначе узел не выбирает себя членом СДМ. Для добавления избыточности максимально допустимая длина маршрута может быть ограничена. Также, алгоритм может быть настроен на выбор двухсвязного СДМ.

Алгоритм UCDS используется для формирования СДМ в зарубежном тактическом протоколе связи WNW [18]. Алгоритм UCDS строит СДМ, состоящий из доминирующего множества (ДМ) и связывающего множества (СМ). ДМ является таким множеством узлов сети, что каждый узел является либо членом ДМ, либо соседом члена ДМ. Множество СМ связывает узлы из ДМ, формируя таким образом СДМ. Алгоритм UCDS может быть настроен на выбор избыточного множества ДМ.

1.4. Постановка задач диссертации

1.4.1. Анализ механизмов проактивной рассылки сетевой информации в узкополосной мобильной одноранговой сети

Как было отмечено в разделе 1.3.1, важной задачей в мобильных одноранговых сетях является рассылка сетевой информации. Особенно актуальна задача рассылки сетевой информации в узкополосных каналах, так как скорости передачи низкие и передача данных может прерываться речевыми потоками. Для решения задачи рассылки сетевой информации может быть применен реактивный [62, 63] или проактивный [64, 65] подход. В первом случае узел, при необходимости узнать сетевую информацию о других узлах отправляет широковещательное сообщение запрос и ожидает сообщение ответа от узлов. Однако, в силу того, что сети, построенные поверх узкополосных каналов, являются низкоскоростными, а также, учитывая тот факт, что передача данных может прерываться речевыми потоками, обмен такими сообщениями может занять существенное время.

В отличие от реактивного подхода, в проактивном подходе информация об узлах сети определяется *заранее*. Существенным недостатком такого подхода является большой объем рассылаемой узлами информации, что при частой рассылке может привести к большой вероятности коллизии сообщений друг с другом. Можно уменьшить частоту рассылки информации, однако при этом снижается степень актуальности информации, хранимой на узлах. Таким образом, важной задачей при проактивной рассылке сетевой информации является снижение объема рассылаемой информации, сохраняя при этом степень актуальности информации. Данная задача особенно актуальна для мобильных одноранговых сетей, построенных с помощью узкополосных каналов.

Анализу различных механизмов снижения накладных расходов при использовании проактивного метода рассылки сетевой информации посвящено множество работ.

В работе [90] сравниваются два способа рассылки сетевой информации: лавинная рассылка и механизм MPR. Сравнение эффективности этих двух способов проводится при помощи имитационного моделирования работы ненагруженной стационарной сети, содержащей большое количество станций, размещенных с высокой плотностью в узлах квадратной решетки. В исследовании задается вероятность неудачного приема пакета между двумя станциями, находящимися в зоне слышимости друг друга. Результаты моделирования показали, что использование механизма MPR позволяет снизить среднее число ретрансляций (загрузку сети) и среднее время распространения широковещательного сообщения при различных значениях вероятности неудачного приема пакета.

В работе [91] анализируется эффективность методов Fuzzy-Sight (FS) и MPR минимизации объема проактивной рассылки сетевой информации в стационарной сети со случайной топологией при различных плотностях и диаметрах сети. Исследования проводятся для методов FS, MPR, FS+MPR. Метод FS+MPR представляет собой совместное использование механизмов FS и MPR. Рассматривая в качестве критерия минимизацию объема служебного трафика, рассылаемого по сети, авторы показывают эффективность совместного использования механизмов MPR и FS. Однако, рассматриваемая величина и создаваемая служебным трафиком загрузка сети не позволяют определить степень актуальности информации, которая предоставляется узлам.

Серия работ посвящена исследованию инкрементального подхода рассылки сетевой информации. В работе [92] предлагается использовать инкрементальные сообщения HELLO в протоколе OLSR вместо стандартных полных сообщений; было показано, что рассылка инкрементальных HELLO-сообщений значительно сокращает объем накладных расходов. В работе [93] исследуется способ инкрементальной рассылки информации о резервированиях в сетях «mesh» стандарта IEEE 802.11 [21]. В работе предложена аналитическая модель, позволяющая оптимально выбрать параметры рассылки. В качестве критерия эффективности в работе используется объем накладных расходов. В работе [3] предлагается использовать инкрементальную рассылку сетевой информации для протокола маршрутизации в узкополосных мобильных одноранговых сетях. С помощью имитационного моделирования было показано, что использование инкрементальной рассылки позволяет снизить объем накладных расходов по сравнению с рассылкой полной информации.

В большинстве работ, посвященных оптимизации проактивной рассылки сетевой ин-

формации, в качестве критерия эффективности используется объем накладных расходов или интегральные характеристики качества передачи пользовательских данных, такие как: задержка и надежность доставки пакетов, пропускная способность сети или эффективность обеспечения качества обслуживания. Однако, открытым остается вопрос – насколько снижается актуальность сетевой информации при использовании того или иного метода оптимизации рассылки. Другой важной задачей является выбор параметров (например, периода рассылки сообщений) рассылки сетевой информации.

Для оценки эффективности механизмов рассылки сетевой информации, в диссертации вводится критерий, учитывающий актуальность хранимой на узлах информации о других узлах. В диссертации решается следующая задача: **анализ механизмов проактивной рассылки сетевой информации в узкополосных мобильных одноранговых сетях с точки зрения степени актуальности информации.**

1.4.2. Разработка и анализ механизмов передачи речевых потоков в широкополосной мобильной одноранговой сети

Одним из основных типов данных, передаваемых в тактических и профессиональных сетях, являются речевые потоки (вызовы Push-To-Talk, телефонные вызовы). Для эффективной доставки речевых потоков в мобильных одноранговых сетях механизмы доступа к каналу и механизмы построения маршрутов должны гарантировать удовлетворительное качество обслуживания речевых потоков, максимизируя при этом число одновременно передаваемых в сети потоков. В отличие от проводных сетей, при решении данной задачи в мобильных одноранговых сетях возникают трудности, связанные с особенностями беспроводной среды передачи, а также с непредсказуемостью и изменчивостью многих факторов.

Будем считать, что качество обслуживания речевого потока удовлетворительно, если одновременно выполняются два условия:

1. вероятность потери пакета на маршруте от отправителя до получателя не превышает Q_{max} ;
2. задержка при передаче пакета от отправителя до получателя не превышает D_{max} .

В узкополосных мобильных одноранговых сетях передача речевого потока полностью занимает канал, поэтому задача передачи речевого потока решается надежной передачей речевого потока на физическом уровне.

Как было показано в разделе 1.2, наиболее подходящим решением для доступа к каналу в широкополосных мобильных одноранговых сетях является механизм DTDMA, с помощью которого узлы могут зарезервировать необходимое число ресурсов для передачи потоков. При необходимости передать речевой поток в широкополосной мобильной одноранговой сети с DTDMA сначала определяется маршрут передачи потока, после чего резервируется необходимое число слотов на узлах маршрута. Таким образом, задача передачи речевых потоков в такой сети состоит в выборе маршрутов и слотов для передачи речевых потоков таким образом, чтобы обеспечивалось качество обслуживания речевых потоков и максимизировалось число одновременно передаваемых в сети потоков.

Проблеме выделения ресурсов для передачи речевых потоков в мобильных одноранговых сетях с детерминированным доступом к каналу посвящено множество работ. В работе [50] поставлена задача передачи данных реального времени с заданным ограничением на задержку доставки в мобильных одноранговых сетях с механизмом DTDMA. В работе минимизируется вероятность нарушения ограничения на задержку путем совместной оптимизации механизмов построения маршрутов и выбора слотов. Однако ограничение на вероятность потери пакета не учитывается, так как в работе рассматривается сеть с идеальными соединениями. Аналогично в [48, 94, 95] рассматривается только ограничение на задержку в предположении, что вероятность успешной доставки на всех соединениях равна 1. Это предположение в общем случае не выполняется в реальных системах беспроводной связи. Напротив, в работе [96] предполагается наличие помех в радиоканале, однако не учитывается ограничение на задержку доставки пакета потоков.

Множество работ посвящено передаче речевых потоков в сетях «mesh» стандарта IEEE 802.11 [21], использующих механизм МССА детерминированного доступа к каналу. Механизм МССА использует периодические резервирования интервалов времени, в которых гарантируется бесколлизийная передача потоковых данных, обеспечивая таким образом удовлетворительное качество обслуживания, что очень похоже на механизм DTDMA. В работе [59] представлена аналитическая модель одношаговой передачи речевого потока с помощью механизма МССА в присутствии помех. В работе изменяется период резервирования, чтобы удовлетворить ограничениям на задержку и вероятность потери пакета, и определяется оптимальный период, при котором выполнены требования на качество обслуживания и используется наименьшее количество канальных ресурсов. В работе [58] аналитическая модель из [59] расширена на случай многошаговой передачи речевых по-

токов. Однако такой метод обеспечения качества обслуживания не подходит мобильных одноранговых сетей с DTDMA, так как в DTDMA резервирования имеют фиксированный период, равный длительности кадра. В работе [57] исследован механизм МССА с фиксированным периодом резервирования и разработана адаптивная схема выделения ресурсов для выполнения требований на качество обслуживания в сети с реалистичными условиями в канале. Однако, в работе не рассматривается передача по многошаговому маршруту. В работах [97, 98] с помощью аналитического моделирования оценивается число канальных ресурсов, которое необходимо зарезервировать для одношаговой передачи потоков реального времени с удовлетворительным качеством обслуживания в сети стандарта IEEE 802.11ad [61].

Особое внимание следует уделить работе [99], в которой решается задача передачи многоадресных речевых потоков в мобильных одноранговых сетях с DTDMA. В работе предполагается, что узлы сети знают вероятности успешной передачи пакета по всем соединениям в сети, а также знают среднюю задержку передачи пакета по всем соединениям в сети. Однако средние задержки не отражают реальную задержку, с которой будет передаваться поток, поэтому при таком способе передачи потоков реального времени нет гарантий, что ограничение на задержку будет выполнено.

Таким образом, в предыдущих работах, посвященных механизмам выделения канальных ресурсов для передачи речевых потоков в мобильных одноранговых сетях с детерминированным доступом, либо предполагалось отсутствие помех, либо не учитывалось ограничение на задержку доставки пакетов, либо рассматривалась только одношаговая передача речевых потоков, либо предполагалось, что известна средняя задержка доставки пакетов по соединениям, поэтому в диссертации решается следующая задача: **разработка и анализ механизмов выделения ресурсов для передачи речевых потоков с выполнением требований качества обслуживания в широкополосной мобильной одноранговой сети с DTDMA при наличии помех в канале.**

Вопросу выбора механизма построения маршрутов в мобильной одноранговой сети также посвящено множество работ. Как правило, задача построения маршрутов сводится к задаче выбора метрики построения кратчайших маршрутов, причем чаще всего в работах рассматриваются изотонические [79] метрики, так как они позволяют вычисление кратчайших маршрутов с полиномиальной сложностью. Одной из наиболее часто используемых метрик является метрика ETX [80] и ее расширение для сетей с несколькими скоростями

передачи ЕТТ [81]. В работе [83] исследована модификация ЕТТ для мобильных одноранговых сетей с механизмом DTDMA, учитывающая топологию сети и занятость канала. Стоит отметить, что метрики ЕТХ и ЕТТ разработаны для использования совместно с механизмом ARQ (англ.: Automatic Repeat-reQuest) автоматического квитирования, так как эти метрики оценивают среднее количество занятых ресурсов канала при использовании этого механизма. Однако, при использовании механизма DTDMA канальные ресурсы резервируются заранее, а не по факту неуспешной передачи пакета, поэтому метрики ЕТХ и ЕТТ не отражают среднее количество занятых ресурсов.

В работе [82] предложена модификация МАФ метрики ЕТТ для механизма МССА детерминированного доступа в mesh-сети стандарта IEEE 802.11, учитывающая число ресурсов, которое необходимо зарезервировать для гарантии надежной доставки, а также загруженность узлов. Однако, при малой нагрузке на сеть данная метрика приписывает всем соединениям одинаковую стоимость, что может привести к использованию маршрутов с низким качеством соединений и, следовательно, к избыточному количеству канальных ресурсов, необходимому для гарантии надежной доставки по маршруту.

Несмотря на множество существующих метрик маршрутизации, часть из них не подходит для передачи речевых потоков с помощью механизма DTDMA, часть использует соединения низкого качества при малой нагрузке на сеть и требуют тщательного анализа. При этом до сих пор не проводился анализ метрик маршрутизации с точки зрения эффективности передачи речевых потоков в мобильных одноранговых сетях с механизмом DTDMA, поэтому в диссертации решается следующая задача: **сравнительный анализ метрик построения маршрутов для передачи речевых потоков в широкополосной мобильной одноранговой сети с DTDMA.**

1.4.3. Разработка и анализ механизмов выбора ретрансляторов для многоадресных данных в широкополосной мобильной одноранговой сети

Как было показано в разделе 1.3.3, наиболее подходящим способом надежной передачи многоадресных данных в мобильной одноранговой сети является доставка данных на всю сеть с помощью ретрансляторов из связного доминирующего множества (см. пример на рис. 1.3). Анализ и разработке различных алгоритмов построения связного доминирующего множества в мобильных одноранговых сетях посвящено множество работ. Прак-

тическую ценность получили распределенные алгоритмы построения связного доминирующего множества, использующие только двухшаговую окрестность узлов. Такие подходы позволяют уменьшить время реакции узлов на изменение топологии сети, а также значительно уменьшить объем накладных расходов, связанных с рассылкой топологической информации.

В работе [100] сравнивается эффективность доставки данных на всю сеть с помощью различных алгоритмов построения СДМ, которые используются в протоколе SMF [84], а именно алгоритмы E-CDS [20], S-MPR [64], NS-MPR [64] и MPR-CDS [88]. Показано, что данные алгоритмы позволяют значительно повысить эффективность передачи данных по сравнению с лавинной рассылкой даже при интенсивном движении узлов. Алгоритмы E-CDS, S-MPR, MPR-CDS показали примерно одинаковую эффективность.

Большинство алгоритмов построения СДМ направлены на построение минимального СДМ. Однако, как показано в работе [101], в реальных радиоканалах использование минимального СДМ приводит к низкой надежности доставки многоадресных данных (по причине помех и замираний в канале, мобильности узлов), поэтому для приемлемого качества доставки данных необходима избыточность СДМ. В работе [102] предлагается подход, в котором узел, после того как он перестал являться членом СДМ, ретранслирует данные в течение некоторого времени. Авторы показывают, что данный подход позволяет увеличить избыточность СДМ и таким образом улучшить надежность доставки данных в мобильной одноранговой сети. Наиболее используемые алгоритмы построения СДМ, такие как E-CDS, S-MPR, UCDS, могут быть настроены на избыточность. Например, алгоритм E-CDS может быть настроен на построение «двусвязного» СДМ, в алгоритме UCDS может быть выбрано избыточное число «доминирующих» узлов, в алгоритме S-MPR может быть увеличена степень покрытия двухшаговых соседей. Однако до сих пор не проводился сравнительный анализ механизмов повышения избыточности СДМ, поэтому в диссертации решается следующая задача: **исследование механизмов повышения избыточности связного доминирующего множества в широкополосных мобильных одноранговых сетях.**

Рассылка многоадресных данных на всю сеть эффективна, только когда участники группы равномерно распределены по всей сети. Однако, если участники группы расположены близко друг от друга, при этом диаметр группы меньше диаметра сети, рассылка многоадресных данных на всю сеть является избыточной. В работе [103] была впервые

поставлена задача построения связного доминирующего множества Штейнера (СДМШ) как обобщение задачи построения связного доминирующего множества, где только подмножество узлов графа должно быть покрыто. Большинство предложенных алгоритмов построения СДМШ (например, [103–105]) неприменимы в мобильных одноранговых сетях, так как они либо выполняются на некоем центральном узле, либо основаны на строгих допущениях (например, знание актуальной топологии сети на каждом узле). Реактивные подходы выбора построения СДМШ (например, ODMRP [106]) могут привести к неопределенным задержкам на определение множества ретрансляторов, а также большому объему накладных расходов при большом числе групп в сети. В связи с этим, в диссертации решается следующая задача: **разработка распределенного алгоритма построения связного доминирующего множества Штейнера для групп малого диаметра в широкополосных мобильных одноранговых сетях.**

Глава 2

Анализ механизмов рассылки сетевой информации в узкополосной мобильной одноранговой сети

Как было отмечено в разделе 1.3.1, важной задачей в мобильных одноранговых сетях является своевременная рассылка сетевой информации. Данная задача особенно актуальна в узкополосных каналах, обладающих низкой пропускной способностью. Для уменьшения объема рассылаемой информации, узлы могут рассылать *инкрементальные* сообщения, т.е. сообщения, содержащие изменения сетевой информации.

В данной главе проводится аналитическая оценка эффективности механизма рассылки инкрементальных сообщений в узкополосной мобильной одноранговой сети с точки зрения *степени актуальности* рассылаемой информации. С помощью представленной аналитической модели проводится настройка параметров данного механизма и его сравнение с механизмом рассылки полных сообщений. В разделе 2.1 описывается исследуемая узкополосная мобильная одноранговая сеть. Раздел 2.2 посвящен исследуемому механизму рассылки инкрементальных сообщений. Критерий эффективности рассылки сетевой информации и аналитическая модель механизма рассылки инкрементальных сообщений, позволяющая оценить данный критерий, описаны в разделе 2.3. В разделе 2.4 описывается методика настройки параметров исследуемого механизма. Сравнительный анализ механизма рассылки инкрементальных сообщений и механизма рассылки полных сообщений проводится в разделе 2.5.

Содержание главы опубликовано в работах [1, 3].

2.1. Узкополосная мобильная одноранговая сеть

Рассматривается узкополосная мобильная одноранговая сеть (см. рис. 2.1). Все узлы сети находятся в области уверенного приема друг друга. Доступ к каналу для передачи пакетов данных осуществляется согласно механизму «1-настойчивый» CSMA (см. раздел 1.2.1).

К узлам по проводным и беспроводным соединениям подключены *абоненты* – пользовательские устройства (компьютеры, ноутбуки), имеющие уникальные IPv4-адреса [107]. Весь пользовательский трафик, передаваемый в сети, генерируется на абонентах и адре-

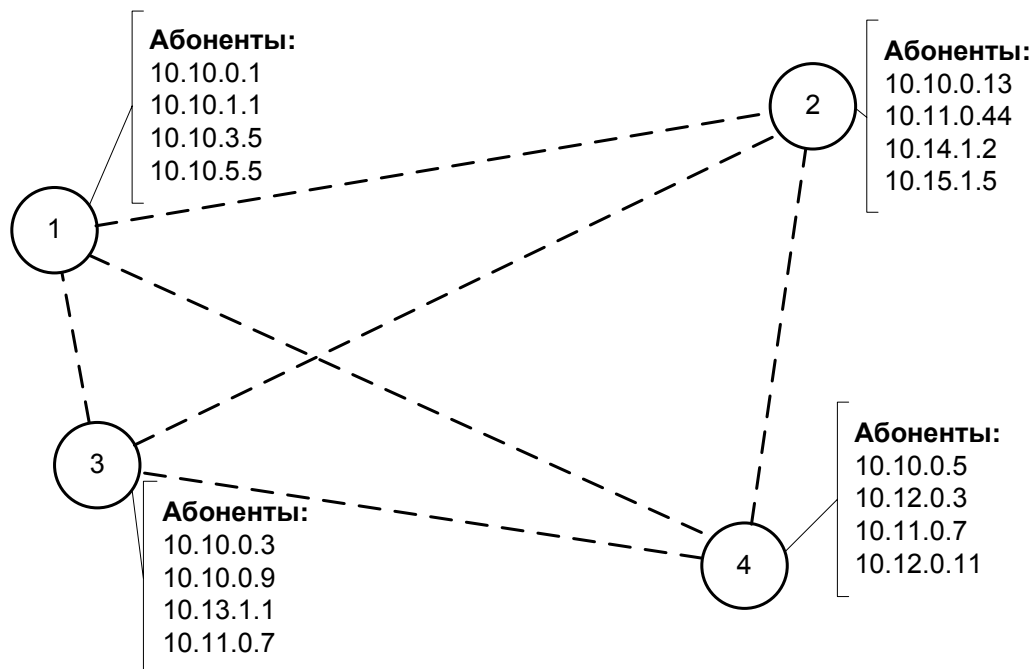


Рис. 2.1. Узкополосная мобильная одноранговая сеть.

суется другим абонентам. Множество подключенных к узлам абонентов может меняться: абоненты могут подсоединяться к узлам и отсоединяться от узлов. Число узлов в сети тоже может меняться: узлы могут появляться в сети (включаться или перемещаться в область уверенного приема других узлов) или покидать сеть (выключаться или перемещаться из области уверенного приема других узлов). Для эффективной маршрутизации пользовательского трафика узлы должны иметь актуальную информацию о доступных узлах сети и абонентах, подключенных к доступным узлам в сети.

2.2. Механизм рассылки инкрементальных сообщений

В качестве механизма рассылки сетевой информации, исследуемого в диссертации, рассматривается механизм рассылки инкрементальных сообщений (МРИС), представленный в работе [3]. Узлы периодически (с периодом T) рассылают сообщения, содержащие информацию о подключенных к ним абонентах. Согласно принятым сообщениям узлы определяют список доступных узлов в сети и список абонентов, подключенных к доступным узлам сети.

Список соседних узлов определяется следующим образом. Узел **A**, приняв сообщение от узла **B**, считает, что **B** является соседним узлом (если он не был таковым ранее). Если узел **A** не получил подряд l сообщений от узла **B**, то в таком случае узел **B** переста-

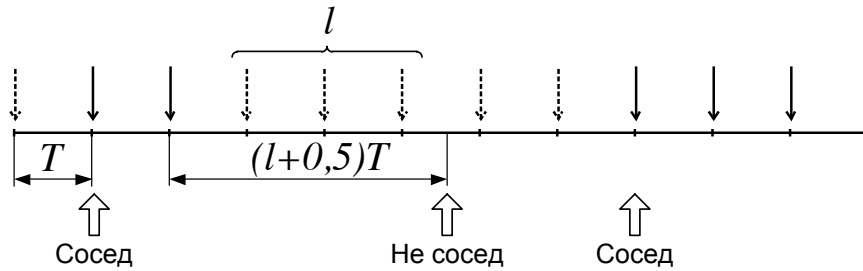


Рис. 2.2. Обнаружение доступных узлов в МРИС.

ет считаться соседним. Для определения того, что сообщение потеряно, после получения каждого сообщения взводится таймер на время $\frac{3}{2}T$; если по истечении этого времени ожидаемое сообщение не было получено, то считается, что оно было потеряно, после чего взводится таймер на время T , по истечении которого считается, что и следующее сообщение было потеряно, и т. д. Успешно принятое сообщение переустанавливает таймер. Таким образом, узел **A** обнаруживает, что l сообщений подряд было им не получено от узла **B** через $(l + \frac{1}{2})T$ после последнего успешно принятого сообщения от узла **B**. После того, как узел перестал считаться соседним, информация о нем хранится в течение kT , где $k \gg l$.

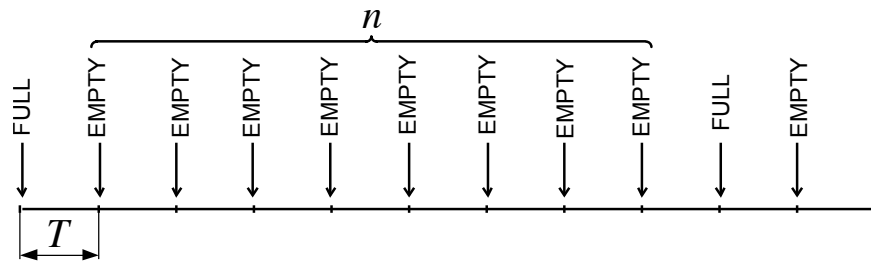
Пример работы механизма обнаружения соседей с параметром $l = 3$ проиллюстрирован на рис. 2.2, где штрихованные линии соответствуют пропущенным сообщениям, сплошные – принятым.

Узлы регулярно генерируют сообщения (раз в T) одного из трех типов:

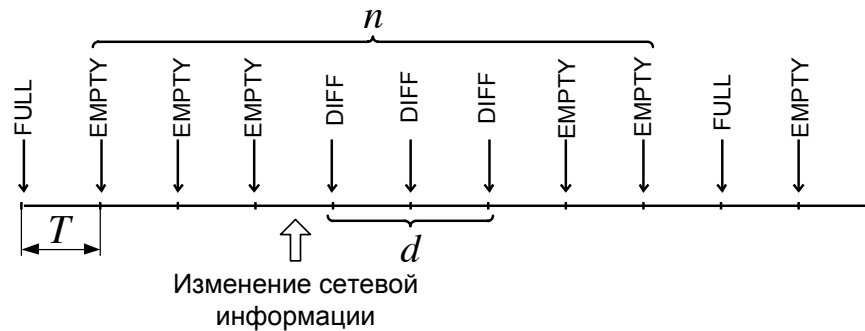
1. FULL – сообщение, содержащее полную сетевую информацию об узле;
2. DIFF – сообщение, содержащее информацию об изменении сетевой информации об узле;
3. EMPTY – сообщение, не содержащее сетевой информации; используется для поддержания соседства.

Тип генерируемого сообщения выбирается следующим образом. Сообщение типа FULL генерируется, если выполнено хотя бы одно из следующих условий:

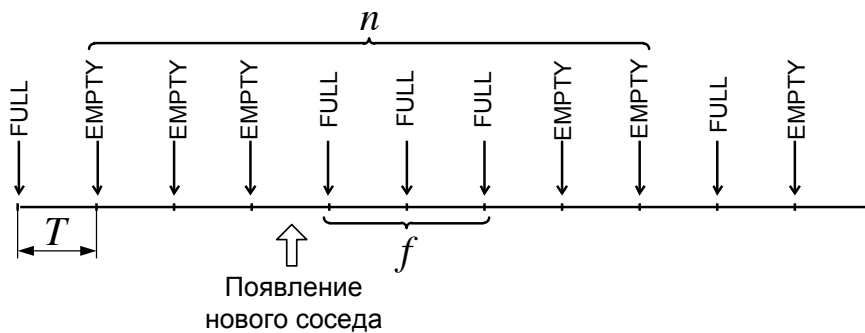
1. с момента последней генерации очередного сообщения FULL было сгенерировано n сообщений;
2. после обнаружения нового узла в сети было сгенерировано меньше f сообщений типа FULL. При этом под новым узлом понимается узел, информация о котором не известна.



(a)



(б)



(с)

Рис. 2.3. Примеры рассылки сообщений в МРИС.

Сообщение типа DIFF генерируется, если после изменения сетевой информации об узле было сгенерировано меньше d сообщений типов DIFF или FULL, при этом в сообщениях DIFF содержалась информация именно об этом изменении.

Сообщение типа EMPTY генерируется во всех остальных случаях.

Таким образом, настраиваемыми параметрами МРИС являются: 1) период T рассылки сообщений; 2) число l подряд потерянных сообщений, необходимое для того, чтобы закрыть соединение с соседом; 3) период n (в числе сообщений) очередной генерации сообщений FULL; 4) число f сообщений типа FULL, генерируемых после обнаружения нового

соседа; 5) число d сообщений типа DIFF, генерируемых после изменений в составе абонентов. При $n = 0$ протокол работает в режиме рассылки полных сообщений и параметрами, влияющими на его работу, являются T и l .

Для иллюстрации работы МРИС рассмотрим пример генерации сообщений при $n = 8$, $d = 3$ $f = 3$. В первом примере на рис. 2.3, никаких событий не происходит, т.е. сетевая информация не изменяется, новые соседи не обнаруживаются. Далее изображена генерация сообщений в случае, когда происходит изменение сетевой информации об узле. После изменения генерируется d сообщений типа DIFF, содержащих информацию об изменении. В третьем примере узел обнаружил нового соседа, после обнаружения которого генерируется f сообщений типа FULL.

2.3. Критерий эффективности рассылки сетевой информации

Назовем *степенью актуальности* P_{rel} вероятность того, что в случайный момент времени все узлы сети имеют актуальную информацию об абонентах всех узлов, находящихся в области их уверенного приема, при этом все узлы, находящиеся в области уверенного приема, и только эти узлы считаются соседними.

Информация на узлах может быть неактуальной по следующим причинам.

1. Изменился состав абонентов у некоторого узла, и остальные узлы не получили сообщение, содержащее информацию об изменении. Вероятность того, что в случайный момент времени хотя бы один узел имеет неактуальную информацию по причине изменения состава абонентов на некотором узле, обозначим через π_h .
2. В сети появился новый узел, и остальные узлы сети не знают состав его абонентов, а также появившийся узел не знает состава абонентов других узлов. Вероятность того, что в случайный момент времени хотя бы один узел сети не знает состав абонентов появившегося узла и/или появившийся узел не знает состава абонентов других узлов, обозначим через π_n .
3. Узел покинул сеть, однако остальные узлы сети все еще считают его соседним. Вероятность того, что в случайный момент времени узлы считают узел, покинувший сеть, соседним, обозначим через π_l .
4. Некоторый узел сети ошибочно перестал считаться соседним. Вероятность того, что в случайный момент времени хотя бы один узел сети не считается соседним хотя бы одним другим узлом сети, обозначим через π_p .

2.3.1. Аналитическая модель

В данном разделе вероятность P_{rel} оценивается аналитически в предположении, что все случаи неактуальности информации, приведенные выше, возникают независимо. Следовательно, P_{rel} может быть оценена следующим образом:

$$P_{rel} = (1 - \pi_h)(1 - \pi_n)(1 - \pi_l)(1 - \pi_p). \quad (2.1)$$

Предполагается, что все узлы сети находятся в области уверенного приема друг друга и передача пакета может быть неуспешной только из-за коллизии. В среднем через T_n изменяется состав узлов сети – поочередно происходит одно из событий: в сети появляется новый узел или один из узлов покидает сеть. Также предполагается, что в среднем через T_h на каждом узле изменяется состав абонентов – поочередно происходит одно из событий: подключается новый абонент или отключается один из подключенных абонентов. В рамках данных предположений можно считать, что число N узлов и число N_h абонентов, подключенных к каждому узлу, в среднем остается постоянным.

Для оценки $\pi_h, \pi_n, \pi_l, \pi_p$ необходимо определить вероятность p_s успешной передачи пакета в сети.

Вероятность p_s успешной передачи. Предполагается, что узлы имеют одинаковое число абонентов, поэтому сгенерированные сообщения FULL имеют одинаковый размер τ . В качестве механизма доступа к каналу рассматривается механизм доступа, используемый в стандарте профессиональной радиосвязи APCO P25 [15], который заключается в следующем. При необходимости передать пакет узел начинает прослушивать канал, и если в течении времени τ_{FSSP} канал был свободен, то узел передает свой пакет. Приемники не подтверждают успешность приема широковещательного пакета, поэтому повторной отправки широковещательных пакетов нет. Принцип работы механизма такого доступа к каналу аналогичен 1-настойчивому CSMA без подтверждений. В [13] рассчитывается вероятность успешной попытки передачи пакета для механизма «1-настойчивый» CSMA:

$$p_s = \frac{G + 1}{Ge^G + 1}, \quad (2.2)$$

где G – полная нагрузка на сеть с учетом начальных попыток отправки пакета и повторов. Однако если узел генерирует только широковещательные пакеты, то повторов нет, поэтому нагрузка G определяется только интенсивностью генерации пакетов на узлах. С точки зрения узла, отправившего пакет, нагрузка G будет определяться интенсивностью

генерации пакетов остальными $N - 1$ узлами, которая, в свою очередь, обратно пропорциональна периоду T генерации сообщений. Следовательно, G можно оценить следующим образом:

$$G = (N - 1) \frac{\tau + \tau_{FSSP}}{T}. \quad (2.3)$$

При использовании режима рассылки полных сообщений время τ передачи генерируемых сообщений равно времени τ^F передачи сообщения FULL: $\tau = \tau^F$. Время τ^F может быть оценено следующим образом:

$$\tau^F = \tau^h + \frac{32N_h}{R},$$

где τ^h – время передачи заголовка пакета, R – битовая скорость передачи данных, $32N_h$ – размер, в битах, N_h адресов IPv4. Далее будем обозначать через p_s^F вероятность успешной передачи при $\tau = \tau^F$.

При использовании режима инкрементальных сообщений в случае, когда состав абонентов и узлов сети не изменяется, каждое $n + 1$ сообщение, генерируемое станцией, является сообщением FULL, остальные сообщения являются сообщениями EMPTY, поэтому среднее время τ^M может быть оценено следующим образом:

$$\tau^M = \frac{1}{n + 1} \tau^F + \frac{n}{n + 1} \tau^E,$$

где τ^E – время передачи сообщения EMPTY. Далее будем обозначать через p_s^M вероятность успешной передачи при $\tau = \tau^M$.

При изменении состава абонентов узлы генерируют сообщения DIFF после изменения. Так как под изменением понимается добавление или отключение одного абонентов, то время передачи сообщения DIFF примерно равно времени τ^E передачи сообщения EMPTY, поэтому среднее время передачи генерируемых сообщений остается таким же.

При появлении нового узла все узлы сети начнут генерировать сообщения FULL в течение времени fT . В среднем появление нового узла происходит раз в $2T_n$. Следовательно, доля времени, в течение которого все узлы генерируют сообщение FULL, составляет $\frac{fT}{2T_n}$. Таким образом, средняя вероятность p_s^A успешной передачи, учитывающая появление новых узлов, может быть оценена как

$$p_s^A = p_s^M \frac{2T_n - fT}{2T_n} + p_s^F \frac{fT}{2T_n}.$$

Вероятность π_h неактуальности по причине изменения состава абонентов. Для расчета вероятности π_h того, что узлы имеют неактуальную информацию из-за изменения состава абонентов на некотором узле, необходимо рассчитать среднее время t_h , в течение которого узлы сети узнают о произошедшем изменении. Учитывая, что на каждом из N узлов изменение происходит в среднем раз в T_h , вероятность π_h может быть оценена следующим образом:

$$\pi_h = \begin{cases} 1 - (1 - \frac{t_h}{T_h})^N, & \text{если } t_h < T_h, \\ 1, & \text{если } t_h \geq T_h. \end{cases} \quad (2.4)$$

После изменения состава абонентов на узле \mathbf{Y} он сгенерирует d сообщений типа DIFF подряд. Первое сообщение DIFF будет сгенерировано в среднем через $\frac{T}{2}$ после изменения. Следующее сообщение DIFF будет сгенерировано через T после первого DIFF и т. д. После того, как узел \mathbf{Y} сгенерировал d сообщений DIFF, следующим сообщением, содержащим информацию об изменении, будет очередное сообщение FULL, которое в среднем будет сгенерировано через $\frac{n+1}{2}T$ после генерации последнего сообщения DIFF. После этого сообщения FULL следующее сообщение FULL будет сгенерировано через $(n+1)T$ и т. д. Таким образом, с учетом потерь в канале среднее время t_h , в течение которого узлы сети узнают об изменении, составляет

$$t_h = T\left(\frac{1}{2} + (1 - p_s^M) + (1 - p_s^M)^2 + \dots + (1 - p_s^M)^{d-1} + \frac{n+1}{2}(1 - p_s^M)^d + \dots\right).$$

Просуммировав две геометрические прогрессии, получаем:

$$t_h = T \left(\frac{1 - (1 - p_s^M)^d}{p_s^M} - \frac{1}{2} + \frac{n+1}{2}(1 - p_s^M)^d + \frac{(n+1)(1 - p_s^M)^{d+1}}{p_s^M} \right). \quad (2.5)$$

Подставляя (2.5) в (2.4), получаем искомую вероятность π_h .

При рассылке станциями полных сообщений $n = 0$, $d = 0$, $p_s^M = p_s^F$, следовательно,

$$t_h^F = T \left(\frac{1}{p_s^F} - \frac{1}{2} \right).$$

Вероятность π_n неактуальности по причине появления нового узла. Для расчета вероятности π_n того, что узлы имеют неактуальную информацию из-за появления нового узла, необходимо рассчитать среднее время t_n , в течение которого узлы сети узнают состав

абонентов нового узла и новый узел узнает состав абонентов остальных узлов. Вероятность π_n может быть оценена следующим образом:

$$\pi_n = \begin{cases} \frac{t_n}{2T_n}, & \text{если } t_n < 2T_n, \\ 1, & \text{если } t_n \geq 2T_n. \end{cases} \quad (2.6)$$

Время, в течение которого все узлы узнают о составе абонентов \mathbf{Y} , будет практически всегда меньше, чем время, в течение которого \mathbf{Y} узнает о составе абонентов других узлов (в первом случае только узлу \mathbf{Y} необходимо успешно передать сообщение FULL, во втором случае всем узлам необходимо успешно передать сообщение FULL). Далее предполагается, что время, в течение которого все узлы узнают состав абонентов нового узла, будет всегда меньше времени, в течение которого новый узел узнает состав абонентов других узлов.

Для того, чтобы найти время t_n , введем следующую вспомогательную величину

$$\xi_{ij}(N, p) = \sum_{m=i}^j p_m(N, p), \quad (2.7)$$

где $p_m(N, p)$ – вероятность того, что за m попыток передачи не все N узлов успешно передали свой пакет, при этом вероятность успешной передачи пакета составляет p .

Утверждение 1. Величина ξ_{ij} , определенная в (2.7), вычисляется следующим образом:

$$\xi_{ij} = \sum_{k=1}^N \binom{N}{k} (-1)^{k+1} (1-p)^{ik} \frac{1 - (1-p)^{(j-i+1)k}}{1 - (1-p)^k}. \quad (2.8)$$

$$\xi_{i\infty} = \sum_{k=1}^N \binom{N}{k} (-1)^{k+1} (1-p)^{ik} \frac{1}{1 - (1-p)^k}.$$

Доказательство. Вероятность того, что за m попыток передачи один узел передал успешно хотя бы одно сообщение составляет

$$1 - (1-p)^m.$$

Тогда вероятность того, что каждый из N узлов успешно передаст хотя бы одно сообщение за m попыток, составляет

$$(1 - (1-p)^m)^N.$$

Следовательно, вероятность p_m того, что хотя бы один узел неудачно передал сообщение за m попыток передачи, составляет

$$p_m = 1 - (1 - (1-p)^m)^N.$$

Тогда

$$\xi_{ij} = \sum_{m=i}^j 1 - (1 - (1 - p)^m)^N. \quad (2.9)$$

Разложим $(1 - (1 - p)^m)^N$ в бином Ньютона:

$$(1 - (1 - p)^m)^N = 1 + \sum_{k=1}^N \binom{N}{k} (-1)^k (1 - p)^{mk}. \quad (2.10)$$

Подставив (2.10) в (2.9), получаем

$$\xi_{ij} = \sum_{m=i}^j \sum_{k=1}^N \binom{N}{k} (-1)^{k+1} (1 - p)^{mk}.$$

Поменяв местами порядок суммирования и просуммировав геометрическую прогрессию по m , получаем (2.7). \square

Также введем величину β_N – математическое ожидание случайной величины, равной максимуму из N независимых случайных величин η_k , имеющих равномерное распределение на отрезке $[0, 1]$:

$$\beta_N = M[\max_{k=1..N} \eta_k] = \frac{N}{N+1}. \quad (2.11)$$

Определив $\xi_{ij}(N, p_s)$ и β_N , перейдем к расчету времени t_n , в течение которого новый узел узнает о составе абонентов и групп других узлов. При использовании режима рассылки полных сообщений все узлы сгенерируют свое сообщение в среднем через время $\beta_{N-1}T$ после появления нового узла. Если не все $N - 1$ узлов передали свое сообщение успешно, то время, в течение которого новый узел узнает о составе абонентов других узлов, увеличивается на T ; если за две попытки передачи не все $N - 1$ узлов успешно передали свое сообщение, то время передачи увеличится еще на T и т. д., следовательно:

$$\begin{aligned} t_n^F &= \beta_{N-1}T + p_1(N-1, p_s^F)T + p_2(N-1, p_s^F)T + \dots = \\ &= T \left(\frac{N-1}{N} + \xi_{1\infty}(N-1, p_s^F) \right). \end{aligned}$$

В режиме рассылки инкрементальных сообщений узлы начнут генерировать сообщения FULL только после того, как получают первое сообщение от нового узла. Пусть t_n^1 – среднее время, в течение которого новый узел успешно передаст свое сообщение, t_n^2 – среднее время, в течение которого все узлы успешно передадут свои сообщения, содержащие полный состав абонентов, начиная с момента успешной передачи новым узлом своего сообщения. Тогда искомое время t_n составляет

$$t_n = t_n^1 + t_n^2. \quad (2.12)$$

Новый узел сгенерирует свое первое сообщение в среднем через $\frac{T}{2}$ после появления, следующее сообщение будет сгенерировано через T после первого и т. д., следовательно время t_n^1 , в течение которого новый узел успешно передаст свое сообщение, составляет:

$$t_n^1 = T \left(\frac{1}{2} + (1 - p_s^M) + (1 - p_s^M)^2 + \dots \right) = T \left(\frac{1}{p_s^M} - \frac{1}{2} \right). \quad (2.13)$$

Получив первое сообщение от нового узла, остальные узлы сгенерируют f сообщений FULL. При этом первое сообщение FULL узлы сгенерируют в течение $\beta_{N-1}T$, второе сообщение FULL через T после первого и т.д. После того, как узлы сгенерировали f сообщений FULL, следующее сообщение FULL будет сгенерировано через $(n+1)T$ после генерации последнего сообщения FULL и так далее. Пользуясь вспомогательными величинами $p_m(N, p)$ и ξ_{ij} , определенными в (2.7), получаем выражение для t_n^2 :

$$\begin{aligned} t_n^2 = & T(\beta_{N-1} + p_1(N-1, p_s^F) + p_2(N-1, p_s^F) + \dots + p_{f-1}(N-1, p_s^F) + \\ & + (n+1)\beta_{N-1}p_f(N-1, p_s^F) + (n+1)(p_{f+1}(N-1, p_s^M) + \\ & + p_{f+2}(N-1, p_s^M) + \dots). \end{aligned}$$

Воспользовавшись вспомогательной величиной ξ_{ij} , определенной в (2.7), получаем

$$\begin{aligned} t_n^2 = & T(\beta_{N-1} + \xi_{1(f-1)}(N-1, p_s^F) + \beta_{N-1}(n+1)\xi_{ff}(N-1, p_s^F) + \\ & + (n+1)\xi_{(f+1)\infty}(N-1, p_s^M)). \end{aligned} \quad (2.14)$$

Подставив (2.14) и (2.13) в (2.12), получаем искомое время t_n . Подставив (2.12) в (2.6), получаем искомую вероятность π_n .

Вероятность π_l неактуальности по причине удаления узла. Обозначим через t_l среднее время, в течение которого узлы перестанут считать узел, покинувший сеть, соседним. В среднем через $2T_n$ один из узлов покидает сеть, следовательно, вероятность π_l может быть оценена следующим образом:

$$\pi_l = \begin{cases} \frac{t_l}{2T_n}, & \text{если } t_l < 2T_n, \\ 1, & \text{если } t_l \geq 2T_n. \end{cases} \quad (2.15)$$

Пусть \mathbf{Y} – узел, покинувший сеть. Время t_l определяется параметром l механизма управления соседством и средним числом подряд неудачно переданных сообщений узлом

Y до того, как он покинул сеть. Пусть в момент времени t_0 узел **Y** покинул сеть, тогда среднее время получения последнего сообщения от узла **Y** составляет

$$t_{last} = t_0 - T \left(\frac{1}{2} + \sum_{k=1}^{\infty} (1 - p_s^M)^k \right) = t_0 - T \left(\frac{1}{p_s^M} - \frac{1}{2} \right).$$

С момента времени t_{last} узлы сети обнаружат, что было потеряно одно сообщение через $(\frac{1}{2} + 1)T$, 2 сообщения через $(\frac{1}{2} + 2)T$, l сообщений через $(\frac{1}{2} + l)T$, следовательно, среднее время, в течение которого узлы сети перестанут считать узел **Y** соседним, составляет

$$t_l = T \left(l + 1 - \frac{1}{p_s^M} \right). \quad (2.16)$$

Подставив (2.16) в (2.15), получаем искомую вероятность π_l .

Вероятность π_p неактуальности по причине ошибочного статуса соседнего узла. Для оценки вероятности неактуальности по причине того, что некоторый узел сети перестал считаться соседним, необходимо определить долю времени, в течение которого узлы сети считают некоторый узел **Y** соседним при условии, что вероятность доставки сообщения составляет p_s . В [108] предлагается следующая методика вычисления данной величины. Все время существования соединения между узлами **X** и **Y** делится на интервалы, в течение которых **X** считает **Y** соседним и не соседним. Тогда доля времени, в течение которого узел **X** считает **Y** соседним, может быть вычислена как

$$\frac{T_o(p_s)}{T_o(p_s) + T_c(p_s)},$$

где T_o , T_c – средние длительности интервалов, в течение которых узлы считают узел **Y** соседним и не соседним соответственно.

Узел **Y** считается соседним, после того как от **Y** было успешно принято сообщение. Узел **Y** перестает считаться соседним, если в течение $(l + \frac{1}{2})T$ после успешного принятия сообщения от **Y** не было получено ни одного сообщения от **Y**, т.е. **X** не принял l сообщений подряд от **Y**. Следовательно, с того момента, как узел **Y** перестал считаться соседним, среднее время, через которое узел **Y** сгенерирует свое сообщение, составляет $\frac{T}{2}$ (см. рис. 2.2). Если это сообщение было принято успешно, то время, в течение которого узел считался не соседним, составляет $\frac{T}{2}$, иначе, если следующее сообщение от **Y** было принято успешно, то это время составляет $\frac{3T}{2}$ и т. д. Следовательно, среднее время T_c , в течение которого узел **Y** не будет считаться соседним, вычисляется как

$$T_c = T \left(\frac{1}{2} + \frac{1}{p_s^A} - 1 \right) = T \left(\frac{1}{p_s^A} - \frac{1}{2} \right).$$

Узлы перестают считать \mathbf{Y} соседним после того, как \mathbf{Y} неуспешно передаст l сообщений подряд. Среднее время до того, как \mathbf{Y} неудачно передаст l сообщений подряд с момента, как он стал соседним, составляет [109]

$$T \frac{1 - (1 - p_s^A)^l}{p_s^A (1 - p_s^A)^l}.$$

Так как узел \mathbf{X} обнаруживает, что l сообщений подряд узла \mathbf{Y} было неуспешно передано с задержкой в $\frac{1}{2}T$, то время, за которое узел \mathbf{X} обнаружит, что узел \mathbf{Y} неуспешно передала l сообщений подряд, составляет

$$T_o = T \left[\frac{1 - (1 - p_s^A)^l}{p_s^A (1 - p_s^A)^l} + \frac{1}{2} \right].$$

Так как число соседних узлов $N - 1$, то вероятность того, что хотя бы один узел из области уверенного приема не считается соседним, составляет

$$\pi_p = 1 - \left[\frac{\frac{1 - (1 - p_s^A)^l}{p_s^A (1 - p_s^A)^l} + \frac{1}{2}}{\frac{1}{p_s^A} + \frac{1 - (1 - p_s^A)^l}{p_s^A (1 - p_s^A)^l}} \right]^{N-1}.$$

2.3.2. Валидация аналитической модели

Для валидации построенной аналитической модели в среде имитационного моделирования NS-3 [110] были реализованы физический и канальный уровень, имитирующие работу радиостанции APCO P25. Рассматривается канал шириной 12,5 КГц с аддитивным белым гауссовским шумом; скорость передачи данных составляет 4800 бит/с. Узлы находятся в области уверенного приема друг друга, и, таким образом, основной причиной неудачной передачи пакетов являются коллизии.

Рассматривается сеть, состоящая из N узлов, к каждому из которых подключены N_h абонентов. В качестве модели мобильности узлов используется модель, учитывающая все причины неактуальности информации, хранимой на узлах. Раз в T_h на каждом узле изменяется состав абонентов, подключенных к нему, – поочередно один новый абонент присоединяется или случайно выбранный абонент отсоединяется; раз в T_n изменяется состав узлов, находящихся в области уверенного приема друг друга, – поочередно новый узел появляется в сети или из сети удаляется случайно выбранный узел.

На сетевом уровне был реализован МРИС, описание которого приведено в разделе 2.2. Единственным трафиком являются сообщения МРИС. Параметры моделирования указаны в табл. 2.1.

Таблица 2.1. Параметры моделирования.

Параметр	Значение
Ширина канала	12,5 КГц
Скорость передачи данных	4800 бит/с
τ_{FSSP} , параметр механизма доступа к среде в ARCO P25	200 мс
T_{exp} , время моделирования	100000 с
Δt , интервал измерения P_{rel}	1 с
Количество реплик	40
N , число узлов	20
N_h , число абонентов, присоединенных к узлу	20

Для измерения вероятности P_{rel} актуальности каждые $\Delta t = 1$ с для каждого узла проверяются два условия:

1. список соседей узла и список узлов, находящихся в области уверенного приема, совпадают;
2. на узле содержится актуальная информация о составе абонентов узлов, находящихся в области уверенного приема.

Если оба условия выполнены, то считается, что данный узел в течение Δt содержит актуальную информацию. Обозначим через $\eta_i(t)$ величину, которая принимает значение 1, если информация, содержащаяся на узле i актуальна, в момент времени t , и 0 в противном случае, тогда P_{rel} оценивается как

$$P_{rel} = \frac{\sum_{k=1}^K \Delta t \prod_{i=1}^{N(k\Delta t)} \eta_i(k\Delta t)}{T_{exp}}, \quad (2.17)$$

где T_{exp} – время моделирования, $K = \left\lceil \frac{T_{exp}}{\Delta t} \right\rceil$, $N(k\Delta t)$ – число узлов сети в момент времени $k\Delta t$.

Далее будем варьировать параметры МРИС и проверять, насколько точно значения P_{rel} , рассчитанные с помощью (2.1), совпадают со значениями P_{rel} , полученными с помощью моделирования и рассчитанными согласно (2.17).

На рис. 2.4 изображены зависимости P_{rel} от различных параметров МРИС, полученные аналитически и имитационно. Параметры сети и параметры МРИС, используемые в экспериментах, приведены в табл. 2.2. Аналитическая модель оценивает P_{rel} с хорошей точностью, что позволяет использовать ее для настройки параметров МРИС и для прове-

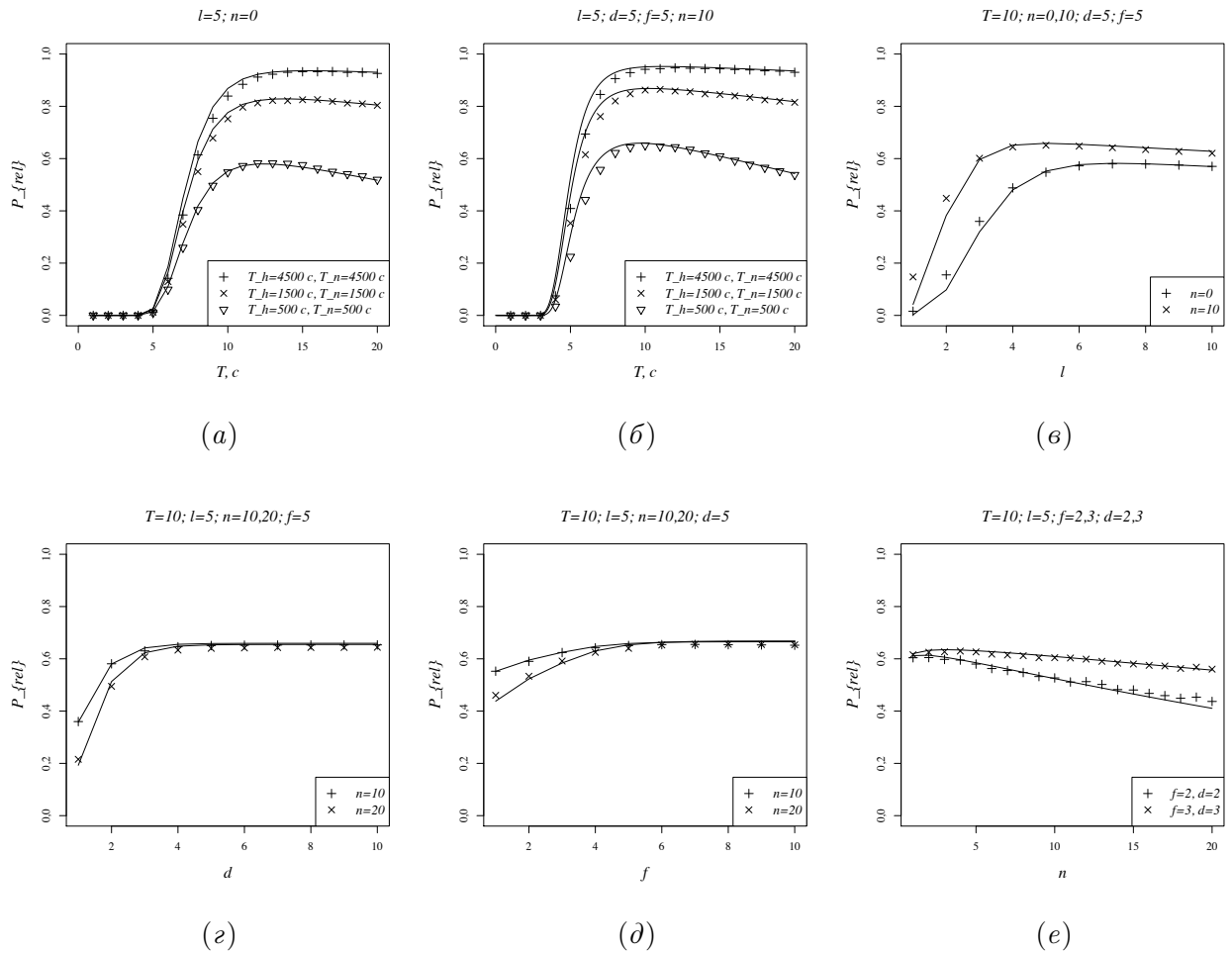


Рис. 2.4. Зависимости P_{rel} от параметров МРИС, полученные аналитически (линии) и имитационно (точки).

Таблица 2.2. Параметры МРИС и параметры сети, используемые для валидации аналитической модели.

№	T_n, c	T_h, c	T, c	l	n	f	d
2.4а	500, 1500, 4500	500, 1500, 4500	перем.	5	0	5	5
2.4б	500, 1500, 4500	500, 1500, 4500	перем.	5	10	5	5
2.4в	500	500	10	перем.	0, 10	5	5
2.4г	500	500	10	5	10, 20	5	перем.
2.4д	500	500	10	5	10, 20	перем.	5
2.4е	500	500	10	5	перем.	2,3	2,3

дения сравнительного анализа различных способов рассылки сетевой информации.

2.4. Методика настройки механизма рассылки сетевой информации

Таблица 2.3. Примеры настройки параметров МРИС.

Режим	N	N_h	T_n , с	T_h , с	T , с	l	n	f	d
Полные сообщения	20	20	500	500	10,5	6	-	-	-
Инкрементальные сообщения	20	20	500	500	8	6	146	14	10
Полные сообщения	20	20	4500	4500	11,5	7	-	-	-
Инкрементальные сообщения	20	20	4500	4500	9	7	194	15	10

В качестве критерия эффективности работы МРИС используется степень P_{rel} актуальности информации, хранимой на узлах, введенная в предыдущем разделе. Настройка МРИС является наиболее эффективной, если набор параметров (T, l, d, f, n) этой настройки максимизирует вероятность P_{rel} при заданных параметрах сети (N, N_h, T_h, T_n) .

В разработанной аналитической модели предполагается, что под изменением состава абонентов понимается добавление или удаление одного абонента, поэтому размер сообщения DIFF примерно равен размеру сообщения EMPTY, следовательно, с точки зрения аналитической модели, значением параметра d , максимизирующим P_{rel} , будет бесконечность. Для определенности зададим значение $d = 10$, что гарантирует доставку DIFF с вероятностью, близкой к 1, даже при вероятности успешной передачи, равной 0,4.

Метод вычисления вероятности P_{rel} достаточно быстрый, чтобы использовать полный перебор для поиска набора значений параметров, максимизирующего вероятность актуальности. Перебирая параметры в заданных диапазонах, определим набор их значений, при котором вероятность P_{rel} максимальна.

В табл. 2.3 приведены примеры настройки МРИС при различных параметрах сети и способах рассылки информации. Значения параметров протокола изменялись в следующих диапазонах: $T \in (0, 5; 1; \dots; 40 \text{ сек})$, $l \in (1; 2; \dots; 40)$, $n \in (1; 2; \dots; 500)$, $f \in (1; 2; \dots; n)$.

2.5. Сравнительный анализ механизмов рассылки сетевой информации

Таблица 2.4. Параметры сети, используемые для сравнительного анализа.

№	N	N_h	T_n, c	T_h, c
2.5а	1..30	20	1500	1500
2.5б	20	1..20	1500	1500
2.5в	20	20	500...5000	1500
2.5г	20	20	1500	500...5000

Для проведения сравнительного анализа механизма рассылки полных сообщений и механизма рассылки инкрементальных сообщений будем изменять один из параметров сети (N, N_h, T_n, T_h), зафиксировав остальные параметры. Для заданного набора параметров сети будем настраивать механизмы рассылки сетевой информации согласно методике, представленной в разделе 2.4. Параметры сети, используемые для сравнительного анализа, приведены в табл. 2.4.

На рис. 2.5, а изображена зависимость $1 - P_{rel}$ от T_h . Независимо от T_h при рассылке инкрементальных сообщений достигается большее значение степени актуальности. Аналогичный результат наблюдается на рис. 2.5, б, на котором изображена зависимость $1 - P_{rel}$ от T_n . Использование механизма рассылки инкрементальных сообщений позволяет снизить степень неактуальности ($1 - P_{rel}$) информации на узлах примерно в полтора раза.

На рис. 2.5, в изображена зависимость $1 - P_{rel}$ от числа N узлов, находящихся в области уверенного приема друг друга. При увеличении числа узлов при заданном периоде рассылки увеличивается вероятность коллизии сообщений РНА, и, следовательно, для достижения приемлемой вероятности доставки сообщений необходимо увеличить период рассылки, что, в свою очередь, приводит к уменьшению актуальности хранимой на узлах информации, вследствие чего эффективность обоих механизмов рассылки сильно снижается при увеличении числа узлов.

На рис. 2.5, г изображена зависимость $1 - P_{rel}$ от числа N_h абонентов, подключенных к узлам. Чем больше число абонентов, подключенных к узлам, тем больше размер сообщений FULL, что приводит к увеличению вероятности неудачной передачи сообщения при заданном периоде. Поэтому эффективность метода рассылки полных сообщений

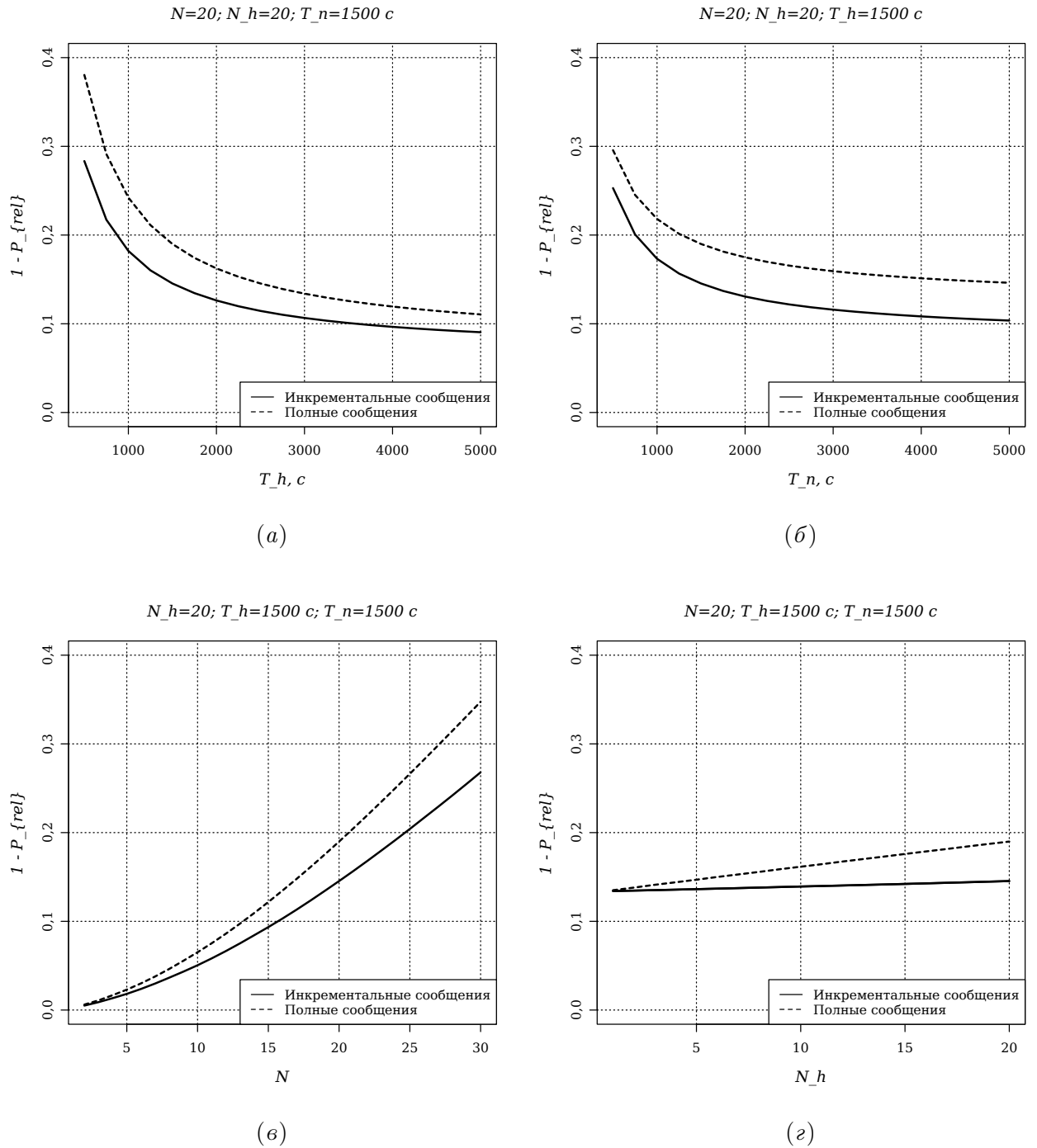


Рис. 2.5. Зависимости $1 - P_{rel}$ от параметров сети (см. табл. 2.4) для различных способов рассылки сетевой информации.

уменьшается при увеличении N_h . Отличительной чертой метода рассылки инкрементальных сообщений является то, что его эффективность практически не зависит от числа абонентов, подключенных к узлам, что делает его применимым в широком диапазоне N_h .

2.6. Выводы ко второй главе

В главе был проведен анализ механизма рассылки инкрементальных сообщений в узкополосной мобильной одноранговой сети. Был предложен критерий эффективности рассылки сетевой информации, учитывающий степень актуальности информации, предоставляемой узлам сети, и разработана аналитическая модель для его оценки. С помощью разработанной аналитической модели была выполнена эффективная настройка параметров механизма рассылки для различных сценариев использования сети, а также проведено сравнение механизма рассылки инкрементальных сообщений с механизмом рассылки полных сообщений. Результаты сравнительного анализа показали, что рассылка инкрементальных сообщений более эффективна, чем рассылка полных сообщений, независимо от степени мобильности абонентов и узлов. При увеличении числа узлов эффективность обоих механизмов значительно ухудшается, что ограничивает их применимость в сетях с большим числом узлов. Отличительной чертой инкрементального механизма является то, что увеличение числа абонентов, подключенных к узлам, практически не влияет на его эффективность. Эффективность механизма рассылки полных сообщений снижается при увеличении числа абонентов, так как при этом увеличивается размер рассылаемых сообщений.

Глава 3

Анализ механизмов передачи речевых потоков в широкополосной мобильной одноранговой сети

В данной главе исследуются механизмы передачи речевых потоков в широкополосной мобильной одноранговой сети. В качестве механизма доступа к каналу используется механизм TDMA, описанный в разделе 1.2.2. Как было отмечено в разделе 1.4.2, задача передачи речевых потоков в такой сети состоит в выборе маршрутов и слотов для передачи речевых потоков таким образом, чтобы обеспечивалось качество обслуживания речевых потоков и максимизировалось число одновременно передаваемых в сети потоков.

В разделе 3.1 описывается модель широкополосной мобильной одноранговой сети. Критерий эффективности передачи речевых потоков вводится в разделе 3.2. Раздел 3.3 посвящен механизмам выбора слотов для передачи речевых потоков. Ключевым моментом построения маршрутов для речевых потоков является выбор адекватной метрики маршрутизации, чему посвящен раздел 3.4. Численные результаты исследования приведены в разделе 3.5.

Содержание главы опубликовано в работах [2, 6, 7].

3.1. Модель широкополосной мобильной одноранговой сети

3.1.1. Граф сети

Рассматривается широкополосная мобильная одноранговая сеть, в которой каждый узел оборудован одним радиointерфейсом и все узлы используют один радиоканал. Топология сети может быть представлена ненаправленным графом $G(V, E)$, где V – это множество вершин, E – множество ребер. Наличие ребра e_{ij} означает, что узлы i и j могут обмениваться данными. Считается, что узлы могут использовать только одну скорость передачи. Каждое соединение (ребро e_{ij}) характеризуется вероятностью p_{ij} успешной попытки передачи пакета, которая однозначно определяется величиной отношения сигнал/шум этого соединения. Предполагается, что каждому узлу известна вероятность p_{ij} для каждого соединения в сети. Если между источником и получателем пакета нет прямого соединения (т.е. нет ребра в графе), то пакет может быть доставлен до получателя через

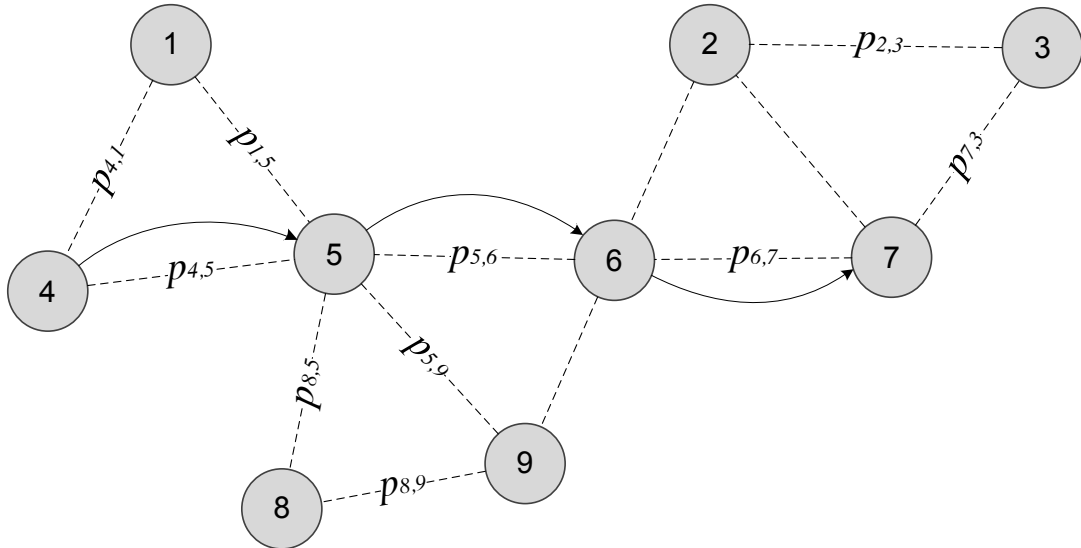


Рис. 3.1. Пример графа широкополосной мобильной одноранговой сети.

промежуточные ретрансляторы.

На рис. 3.1 изображен пример сети, представленной в виде графа. Между узлами 4 и 7 отсутствует прямое соединение, однако пакеты от узла 4 могут быть доставлены через промежуточные ретрансляторы – узлы 5 и 6.

Для координации доступа к каналу узлы сети используют механизм DTDMA, описанный в разделе 1.2.2. Для упрощения предполагается, что все L слотов кадра используются для передачи данных и что границы кадров всех узлов идеально синхронизированы. Передача данных осуществляется в зарезервированных слотах, в которых гарантируется отсутствие коллизий, поэтому потери пакетов обусловлены только шумами в беспроводном канале, следовательно вероятности p_{ij} определяются лишь отношением сигнал-шум (ОСШ) между узлами. Предполагается, что длительность $L\tau$ кадра равна периоду поступления пакетов речевого потока, причем пакет речевого потока «помещается» в один слот.

Как было отмечено в разделе 1.4.2, качество обслуживания речевого потока удовлетворительно, если одновременно выполняются два условия:

1. вероятность потери пакета потока на всем маршруте от отправителя до получателя не больше, чем Q_{max} ;
2. задержка при передаче пакета потока от отправителя до получателя не больше, чем D_{max} .

3.1.2. Метод обязательных повторов

Рассмотрим различные способы выполнения ограничения на Q_{max} (вероятность потери пакета на маршруте). Когда вероятность p_{ij} успешной передачи по каждому соединению сети близка к 1, тогда для любого потока это ограничение выполняется автоматически. Однако, когда на каком-то соединении $p_{ij} < 1$, то возможно несколько вариантов решения:

1. не использовать это соединение, считая, что по нему нельзя передать пакет;
2. в случае неуспешной передачи зарезервировать дополнительный слот и в нем передать пакет повторно, а потом освободить этот слот;
3. заранее зарезервировать такое число слотов, чтобы гарантированно обеспечивать требуемую вероятность доставки, при этом подтверждения успешной доставки посылаются сразу после получения пакета;
4. заранее зарезервировать такое число слотов, чтобы гарантированно обеспечивать требуемую вероятность доставки, при этом подтверждения посылаются позже, либо вообще не посылаются.

При использовании первого варианта приходится отказываться от маршрута, если хотя бы на одном шаге вероятность $p_{ij} < 1$, хотя, возможно, по этому маршруту можно было бы запустить поток. Задержка на резервирование слота для выполнения повтора может привести к нарушению ограничения на D_{max} , что делает второй вариант также неподходящим. Последние два варианта позволяют выполнять быстрые повторы передачи пакета. Однако для третьего варианта необходимо также резервировать обратный канал для передачи подтверждений, что влечет за собой увеличение числа занятых слотов в сети. Преимуществом третьего варианта является то, что слоты могут переиспользоваться, например, в случае, когда пакет успешно передан в первом слоте, то во втором слоте может передаваться следующий пакет. Однако очередь для пакетов речевых потоков, как правило, содержит один пакет, и переиспользование слотов будет осуществляться крайне редко. Поэтому наиболее подходящим является четвертый вариант, так как при его использовании не требуется резервирование обратного канала, гарантируется обеспечение требуемой вероятности доставки, и может быть выполнено ограничение на задержку.

Обозначим через \vec{t} вектор, в котором t_i – это число слотов, зарезервированных на i -ом шаге маршрута. Вектор \vec{t} должен быть выбран так, чтобы выполнялось ограничение на Q_{max} . Предполагая, что успешные передачи в разных слотах являются независимыми

события, получаем что:

$$1 - \prod_{j=1}^N [1 - (1 - p_j)^{t_j}] \leq Q_{max}. \quad (3.1)$$

3.2. Критерий эффективности передачи речевых потоков

Пусть \mathbb{F} – множество речевых потоков, которые могут быть запущены в сети. Последовательность запуска потоков равновероятно выбирается среди всех возможных последовательностей потоков из \mathbb{F} . Потоки запускаются до тех пор, пока для очередного потока $\xi+1$ не смогут быть выполнены требования качества обслуживания (Q_{max} и D_{max}). Величина ξ является случайной, так как последовательность запуска потоков является случайной величиной. Определим емкость C сети как математическое ожидание случайной величины ξ . Таким образом, задача передачи речевых потоков в рассматриваемой сети состоит в выборе таких маршрутов и слотов для потоков, что емкость C сети максимальна.

Оптимальное решение задачи можно найти полным перебором всех маршрутов и всех вариантов размещения слотов на всем множестве возможных потоков и возможных порядках их запуска. Однако этот метод требует неприемлемо много времени даже для не очень больших сетей. Вместо этого ищется приближенное решение, для чего исходная задача делится на две независимые подзадачи:

1. разработка алгоритма выбора слотов на заданном маршруте, гарантирующего выполнение требований качества обслуживания и направленного на максимизацию емкости сети;
2. выбор метрики построения маршрутов, направленной на максимизацию емкости сети при заданном алгоритме выбора слотов.

Решение данных подзадач приведено в разделах 3.3 и 3.4 соответственно.

3.3. Выбор слотов для передачи речевых потоков

3.3.1. Оконный механизм с обязательными повторами

Как было показано в разделе 3.3.1, наиболее подходящим способом для обеспечения требуемой вероятности доставки является использование обязательных повторов передачи пакетов. Открытым остается вопрос выбора слотов таким образом, чтобы ограничение D_{max} на задержку было выполнено.

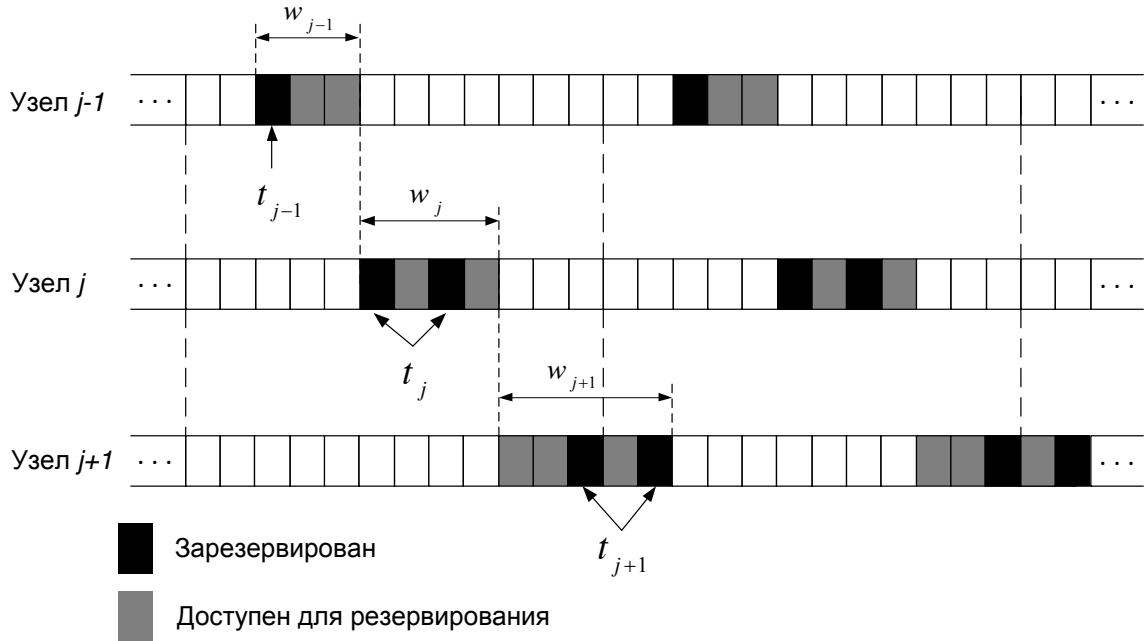


Рис. 3.2. Оконный механизм с обязательными повторами.

Простейшим вариантом является выбор одного из свободных слотов в кадре. Такой метод достаточно гибок, однако он может быть использован только если: $D_{max} \geq H L \tau$, где H – число шагов в маршруте, $L \tau$ – длительность кадра.

Для обеспечения минимальной задержки передачи пакета узлы маршрута могут резервировать ближайшие свободные слоты. Данный метод не гарантирует, что ограничение на задержку будет выполнено, но до тех пор, пока в сети достаточно свободных ресурсов данное ограничение будет выполняться. Принципиальным недостатком такого метода является отсутствие гибкости: если на заданном соединении качество канала ухудшилось и необходимо зарезервировать дополнительный слот для гарантии требуемой вероятности доставки пакета, то придется перерезервировать слоты на всех последующих шагах маршрута, что может занять значительное время.

В диссертации предлагается использовать «оконный» метод выбора слотов, который гарантирует выполнение ограничения на задержку D_{max} и при этом обладает гибкостью к изменению качества канала. Ограничение на задержку можно выполнить, если разрешить узлам резервировать слоты не во всем кадре, а лишь в заранее определенной части кадра. Например, первый узел маршрута может резервировать слоты от 3 до 10, второй узел может резервировать слоты от 11 до 20 и т.д. Назовем множество непрерывно следующих

друг за другом слотов кадра, в котором узел может резервировать слоты для передачи пакетов потока, *окном* этого узла. Окно $(i + 1)$ -ого узла маршрута начинается сразу после окончания окна i -ого узла маршрута. Окно узла, на котором поток был запущен, начинается сразу после слота, в котором появляется очередной пакет этого потока. Ясно, что при выделении слотов в окнах задержка гарантированно не превышает суммы длин окон. Обозначим через \vec{w} вектор, в котором $w_i \leq L$ – размер окна на i -ом шаге маршрута. После того, как \vec{t} и \vec{w} найдены на источнике маршрута и доведены до всех остальных узлов маршрута, каждый узел i маршрута определяет, какие слоты в пределах его окна длины w_i свободны, случайно выбирает из них t_i штук и резервирует их. Пример выделения слотов на трех последовательных узлах маршрута представлен на рис. 3.2. Таким образом, ограничение на задержку будет выполнено, если:

$$\begin{cases} \sum_{i=1}^H w_i \leq \frac{D_{max}}{\tau}, \\ 0 < w_i \leq L, \forall i. \end{cases} \quad (3.2)$$

При использовании оконного метода выделения слотов с обязательными повторами задача выбора слотов для передачи речевых потоков по заданному маршруту сводится к поиску таких \vec{t} и \vec{w} для каждого речевого потока, чтобы были выполнены ограничения (3.1) и (3.2), при этом максимизировалась бы емкость C сети, определенная в разделе 3.2. В разделах 3.3.2 – 3.3.5 представлены различные алгоритмы определения векторов \vec{t} и \vec{w} .

3.3.2. Деление ограничений поровну

Простейший способ выбора \vec{t} и \vec{w} состоит в разделении ограничений $1 - Q_{max}$ и D_{max} поровну между всеми узлами маршрута. Другими словами, каждый узел должен обеспечить вероятность доставки пакета по соединению не меньше чем $(1 - Q_{max})^{\frac{1}{H}}$ и задержку не больше чем $\frac{D_{max}}{H}$, где H – число шагов в маршруте. Таким образом, вектора \vec{t} и \vec{w} определяются следующим образом:

$$t_i = \left\lceil \frac{\log(1 - (1 - Q_{max})^{\frac{1}{H}})}{\log(1 - p_i)} \right\rceil, \quad (3.3)$$

$$w_i = \min \left(\left\lfloor \frac{D_{max}}{H\tau} \right\rfloor, L \right). \quad (3.4)$$

Стоит отметить, что элементы векторов \vec{t} и \vec{w} являются целыми числами, поэтому округления в выражениях (3.3) и (3.4) могут привести к избыточности. В связи с этим

Алгоритм 1 Алгоритм поиска вектора \vec{t} , минимизирующего число занятых ресурсов.

```

1:  $\vec{t} \leftarrow (1, 1, \dots, 1)$ ;
2:  $P_{curr} \leftarrow \prod_{i=1}^H p_i$ ;
3: while ( $P_{curr} < 1 - Q_{max}$ ) do:
4:   for для каждого узла  $j$  маршрута do:
5:      $P_j \leftarrow$  вероятность успешной доставки при увеличении  $t_j$  на 1;
6:      $\Delta_j \leftarrow \frac{P_j - P_{curr}}{n_j}$ ;
7:   end for
8:    $i \leftarrow$  номер узла с наибольшим  $\Delta_j$ ;
9:    $t_i \leftarrow t_i + 1$ ;
10:   $P_{curr} \leftarrow P_i$ ;
11: end while
12: return  $\vec{t}$ .

```

предлагается использовать пошаговый алгоритм вычисления \vec{t} и \vec{w} . На первом шаге алгоритма определяются значения t_1 , w_1 по представленным выше выражениям. На втором шаге алгоритма определяются значения t_2 и w_2 с учетом уже выбранных значений t_1 и w_1 , для чего пересчитываются ограничения на Q_{max} и D_{max} , и так далее. Алгоритм завершается, после того как выбраны значения элементов t_H и w_H на последнем шаге маршрута.

3.3.3. Минимизация количества занятых ресурсов

Одним из способов повышения емкости сети является использование минимального числа ресурсов для передачи речевых потоков при ограничении на вероятность $1 - Q_{max}$ доставки, т.е. минимизировать сумму элементов вектора \vec{t} при ограничении (3.1). Однако необходимо учесть, что зарезервированный слот становится недоступным для всех узлов из двухшаговой окрестности владельца резервирования. Поэтому число занятых ресурсов узлом j маршрута составляет $n_j t_j$, где n_j – число узлов в двухшаговой окрестности узла j (включая узел j). Таким образом, для минимизации числа занятых ресурсов необходимо решить следующую задачу:

$$\min_{\vec{t}} \sum_{i=1}^H t_i n_i, \quad (3.5)$$

при ограничении (3.1).

Для поиска решения данной задачи можно воспользоваться методом полного перебора, однако при большой длине маршрута полный перебор может привести к значительным задержкам. В работе [111] для решения аналогичной задачи предлагается жадный алгоритм, основная идея которого заключается в том, чтобы на очередном шаге алгоритма увеличивать t_i на таком узле i маршрута, что увеличение даст наибольший прирост отношения вероятности успешной передачи пакета по маршруту к размеру n_i двухшаговой окрестности узла. Алгоритм завершается после того, как становится выполненным ограничение на Q_{max} . Будем использовать этот алгоритм для поиска \vec{t} .

Что касается вектора \vec{w} , задержка D_{max} поровну делится между узлами маршрута.

3.3.4. Минимизация вероятности блокировки потока

Другим способом повышения емкости сети является выбор таких \vec{t} и \vec{w} для потока, при которых минимизируется вероятность того, что хотя бы на одном узле маршрута не хватит слотов для потока. Обозначим эту вероятность через P_b и назовем ее *вероятностью блокировки*. Оценим P_b в предположении, что занятые слоты равномерно распределены по всему кадру и события блокировки потока на узлах маршрута являются независимыми. Обозначим через \vec{l} вектор, в котором $l_i \leq L$ – число занятых слотов на i -ом шаге маршрута. При таких предположениях справедливо следующее утверждение.

Утверждение 2. При заданных \vec{l} , \vec{t} и \vec{w} вероятность P_b блокировки составляет:

$$P_b(\vec{l}, \vec{t}, \vec{w}) = 1 - \prod_{j=1}^H \left[1 - \sum_{i=0}^{t_j-1} \binom{L-l_j}{i} \frac{\binom{w_j}{i} \binom{L-w_j}{L-l_j-i}}{\binom{L}{i} \binom{L-i}{L-l_j-i}} \right]. \quad (3.6)$$

Доказательство. Найдем вероятность того, что на шаге j не найдется t_j слотов в окне w_j при $m = L - l_j$ свободных слотах, т.е. вероятность того, что в окне w_j содержится менее t_j свободных слотов. Вероятность того, что в окне w_j ровно i свободных слотов, составляет:

$$\binom{m}{i} \left[\frac{w_j}{L} \cdot \frac{w_j-1}{L-1} \cdots \frac{w_j-i+1}{L-i+1} \right] \cdot \left[\frac{L-w_j}{L-i} \cdot \frac{L-w_j-1}{L-i-1} \cdots \frac{L-w_j-(m-i)+1}{L-i-(m-i)+1} \right]. \quad (3.7)$$

Подставив $m = L - l_j$ и воспользовавшись выражением для числа сочетаний, получаем:

$$\binom{L-l_j}{i} \frac{\binom{w_j}{i} \binom{L-w_j}{L-l_j-i}}{\binom{L}{i} \binom{L-i}{L-l_j-i}}. \quad (3.8)$$

Следовательно, вероятность P_b^j того, что в окне w_j менее t_j свободных слотов, равна:

$$P_b^j = \sum_{i=0}^{t_j-1} \binom{L-l_j}{i} \frac{\binom{w_j}{i} \binom{L-w_j}{L-l_j-i}}{\binom{L}{i} \binom{L-i}{L-l_j-i}}. \quad (3.9)$$

Вероятность P_b блокировки на маршруте равна вероятности блокировки хотя бы на одном шаге, т.е:

$$P_b(\vec{l}, \vec{t}, \vec{w}) = 1 - \prod_{j=1}^H (1 - P_b^j). \quad (3.10)$$

□

Таким образом, для выбора \vec{w} и \vec{t} , минимизирующих вероятность того, что хотя бы на одном шаге маршрута не хватит слотов для передачи потока, необходимо минимизировать вероятность P_b (3.6) при ограничениях (3.2) и (3.1).

3.3.5. Предложенный эвристический алгоритм

Минимизация вероятности P_b блокировки может занять значительное время, что может нарушить ограничение на задержку. Предлагается упрощенный алгоритм, который также нацелен на уменьшение вероятности блокировки потока, однако позволяет найти \vec{w} и \vec{t} значительно быстрее.

Определим величину α_i – среднее число свободных слотов в окне w_i , которое приходится на один из t_i слотов, которые необходимо зарезервировать на шаге i , в предположении, что l_i занятых слотов распределены равномерно по кадру DTDMA узла i :

$$\alpha_i = \frac{w_i(1 - \frac{l_i}{L})}{t_i}. \quad (3.11)$$

Идея предложенного алгоритма заключается в том, чтобы выбрать такие \vec{w} и \vec{t} , что α_i одинаковы для всех i , при этом выравненное значение α_i являлось максимальным.

Выразим w_i из :

$$w_i = \frac{\alpha_i t_i}{1 - \frac{l_i}{L}}. \quad (3.12)$$

Примем α_i равными некоторой α для всех i . Обозначим $\delta_{max} = \lfloor \frac{D_{max}}{\tau} \rfloor$ (ограничение на задержку, выраженное в числе слотов). Чем больше w_i , тем в среднем больше доступных для резервирования слотов, поэтому будем считать, что наиболее эффективным решением является выбор w_i таким образом, что сумма w_i равна ограничению на задержку δ_{max} (решение на границе). Таким образом, величина α вычисляется следующим образом:

$$\alpha = \frac{\delta_{max}}{\sum_{i=1}^H \frac{t_i}{1-c_i}}, \quad (3.13)$$

где $c_i = \frac{l_i}{L}$.

Напомним, что α – среднее число свободных слотов в окне, приходящееся на 1 слот, который необходимо зарезервировать. Чем больше α , тем меньше вероятность блокировки для потока. Значение α будет максимально, если знаменатель в (3.13) минимален:

$$\min_{\vec{t}} \sum_{i=1}^H \frac{t_i}{1-c_i}. \quad (3.14)$$

Следовательно, для выбора \vec{t} необходимо решить задачу (3.14) при ограничении (3.1). Следует отметить, что данная задача может быть получена из задачи (3.5) заменой n_i на $\frac{1}{1-c_i}$. Поэтому для поиска \vec{t} будем использовать жадный алгоритм, описанный в разделе 3.3.3.

Для поиска \vec{w} заменим α_i в (3.12) на (3.13) и учтем, что $w_i \leq L$:

$$w_i = \min \left(L, \frac{\delta_{max} \frac{t_i}{1-c_i}}{\sum_{j=1}^H \frac{t_j}{1-c_j}} \right). \quad (3.15)$$

Алгоритм 2 Алгоритм поиска вектора \vec{w} .

- 1: $\vec{w} \leftarrow (0, \dots, 0)$;
 - 2: $\vec{N} \leftarrow (1, 2, \dots, H)$;
 - 3: Отсортировать номера шагов \vec{N} в порядке убывания величины $\frac{t_{N_i}}{1-c_{N_i}}$;
 - 4: **for** $i = 1, \dots, H$ **do**:
 - 5: $S = \sum_{j=i}^H \frac{t_{N_j}}{1-c_{N_j}}$;
 - 6: $\delta_{left} = \delta_{max} - \sum_{j=1}^H w_j$;
 - 7: $w_i = \min \left(L, \frac{\delta_{left} \frac{t_i}{1-c_i}}{S} \right)$;
 - 8: **end for**
 - 9: **return** \vec{w} .
-

В выражении (3.15) учтено, что окно не должно превышать длину кадра, и если рассчитать размер каждого окна по данному выражению, то может выйти так, что сумма w_i будет меньше δ_{max} . В этом случае на некоторых шагах маршрута окна, рассчитанные по (3.15), можно увеличить, не нарушив при этом ограничение (3.2) на задержку. Чтобы избежать такой ситуации, используем следующий алгоритм. Отсортируем номера шагов в порядке убывания величины $\frac{t_i}{1-c_i}$. Затем будем последовательно рассчитывать окно для каждого шага из отсортированного массива по формуле (3.15), но вместо δ_{max} будем подставлять в нее задержку за вычетом окон, рассчитанных на предыдущих шагах.

3.3.6. Оценка верхней границы емкости сети

Чтобы оценить эффективность предложенных алгоритмов, необходимо сравнить их с оптимальным решением. Для поиска оптимального решения необходимо перебрать все возможные варианты \vec{t} и \vec{w} для каждого из потоков, который может быть запущен в сети. Очевидно, что такой полный перебор требует значительный объем вычислительных ресурсов, поэтому в диссертации оценивается верхняя граница емкости, т.е. величина, которая заведомо не меньше, чем оптимальное решение. Для этого выполняется полный перебор векторов \vec{t} , а вместо использования окон \vec{w} слоты выделяются в едином окне, равном ограничению на задержку.

Полный перебор всех \vec{t} , удовлетворяющих условию (3.1), занимает неприемлемо много времени уже для небольших сетей. Однако ниже будет показано, что перебирать все векторы \vec{t} не требуется.

Предположим, для некоторого маршрута существует два вектора \vec{t}^* и \vec{t}^{**} , при которых выполняется ограничение на вероятность $1 - Q_{max}$ доставки пакета. Если $t_i^{**} \geq t_i^*$ для всякого i , то достаточно определить емкость сети, когда вектор \vec{t} на рассматриваемом маршруте равен \vec{t}^* .

Утверждение 3. Пусть заданы граф G и множество потоков $F = (f^{(1)}, f^{(2)}, \dots, f^{(N)})$. Для каждого потока $f^{(i)}$, $i \in \{1, \dots, N\}$ определен маршрут $\vec{r}^{(i)}$. Обозначим $R = (\vec{r}^{(1)}, \dots, \vec{r}^{(N)})$. Для каждого маршрута $\vec{r}^{(i)}$, $i \in \{1, \dots, k-1, k+1, \dots, N\}$ задан вектор $\vec{t}^{(i)}$, удовлетворяющий условию (3.1). Для маршрута $\vec{r}^{(k)}$ задано два вектора: \vec{t}^* и \vec{t}^{**} , удовлетворяющие условию (3.1).

Тогда если $\forall i \in \{1, \dots, N-1\}$ справедливо $t_i^{**} \geq t_i^*$, то

$$C(G, F, R, \{\vec{t}^{(i)}\}, \vec{t}^{(k)} = \vec{t}^{**}) \leq C(G, F, R, \{\vec{t}^{(i)}\}, \vec{t}^{(k)} = \vec{t}^*). \quad (3.16)$$

Доказательство. Рассмотрим запуск потока $f^{(k)}$. Если этот поток не был заблокирован на шаге i при попытке выделить t_i^{**} слотов, то, очевидно, он не будет заблокирован и при попытке выделить t_i^* слотов, так как $t_i^* \leq t_i^{**}$. Если после запуска потока $f^{(k)}$ при $\vec{t}^{(k)} = \vec{t}^{**}$ удалось запустить x потоков, то очевидно, что при $\vec{t}^{(k)} = \vec{t}^*$ удастся запустить не меньшее число потоков при той же последовательности запуска. Следовательно, среднее максимальное число потоков, которое можно запустить при $\vec{t}^{(k)} = \vec{t}^*$, не меньше такового при $\vec{t}^{(k)} = \vec{t}^{**}$. \square

Для оценки верхней границы будем выделять слоты следующим образом. В оптимальном оконном алгоритме слоты располагаются в окнах, причем слоты, зарезервированные на $(i + 1)$ -ом шаге, располагаются после слотов, зарезервированных на i -ом шаге. Чтобы найти ограничение сверху, будем резервировать слоты под поток на всех шагах в одном окне длиной $\lfloor \frac{D_{max}}{\tau} \rfloor$ слотов. Т.е. на всех шагах маршрута окно начинается сразу после слота запуска потока на источнике и имеет размер, равный максимально допустимой задержке потока. Таким образом, косвенно учитывается максимально допустимая задержка потока, при этом снимаются ограничения на то, что окно очередного узла маршрута должно располагаться за окном предыдущего узла маршрута. Если слоты под поток можно зарезервировать в окнах, следующих друг за другом, то слоты под этот поток можно зарезервировать и в одном окне длиной в задержку. Следовательно, при таком расположении слотов емкость сети будет не меньше, чем при оптимальном.

В разделе 3.5.2 проводится сравнительный анализ алгоритмов выбора \vec{w} и \vec{t} с помощью имитационного моделирования.

3.4. Метрики маршрутизации речевых потоков

Перейдем к решению задачи выбора метрики маршрутизации для передачи речевых потоков, которая направлена на максимизацию емкости сети при использовании заданного метода обеспечения качества. Как было показано в разделе 1.3.2, широкоиспользуемые метрики ЕТХ и ЕТТ направлены на минимизацию средней занятости канала при использовании механизма АRQ автоматического квитирования. При использовании механизма DТDМА узлы должны резервировать столько слотов, чтобы выполнить ограничение (3.1)

на вероятность Q_{max} потери пакета без использования ARQ, таким образом, в случае DTDMA метрики ETX и ETT некорректно оценивают количество занимаемых ресурсов.

Обозначим через Q_{ij} максимально допустимую вероятность потери пакета на соединении e_{ij} с вероятностью p_{ij} успешной попытки передачи. Для выполнения ограничения на Q_{ij} узел должен зарезервировать следующее число слотов:

$$\left\lceil \frac{\log(Q_{ij})}{\log(1 - p_{ij})} \right\rceil. \quad (3.17)$$

Можно сделать грубую оценку числа t_{ij} слотов, необходимого для передачи речевого потока по соединению e_{ij} с удовлетворительным качеством:

$$t_{ij} = \left\lceil \frac{\log(Q_0)}{\log(1 - p_{ij})} \right\rceil, \quad (3.18)$$

где Q_0 – настраиваемый параметр, определяемый средней длиной маршрута в сети и ограничением Q_{max} .

Зарезервированный слот становится недоступным для всех узлов из двухшаговой окрестности узла, поэтому число ресурсов, занимаемых при передаче речевого потока по соединению, можно оценить как $t_{ij}n_i$, где n_i – число узлов в двухшаговой окрестности узла i (включая узел i). Таким образом, можно оценить число ресурсов, необходимых для передачи потока по маршруту (r_1, r_2, \dots, r_N) :

$$\sum_{i=1}^{N-1} n_{r_i} \left\lceil \frac{\log(Q_0)}{\log(1 - p_{r_i r_{i+1}})} \right\rceil. \quad (3.19)$$

Определим метрику RES соединения e_{ij} как:

$$RES_{ij} = n_i t_{ij} = n_i \left\lceil \frac{\log(Q_0)}{\log(1 - p_{ij})} \right\rceil \quad (3.20)$$

Таким образом, при построении кратчайших маршрутов для речевых потоков в метрике RES минимизируется число занимаемых потоками ресурсов.

Другим способом повышения емкости сети является минимизации вероятности блокировки запускаемого потока, которая определена в разделе 3.3.4. При использовании эвристического алгоритма, нацеленного на минимизацию вероятности блокировки, в разделе 3.3.5 было показано, что для максимизации числа свободных слотов, приходящихся на 1 слот, который необходимо зарезервировать, необходимо минимизировать следующую величину:

$$\sum_{i=1}^H \frac{t_i}{1 - c_i},$$

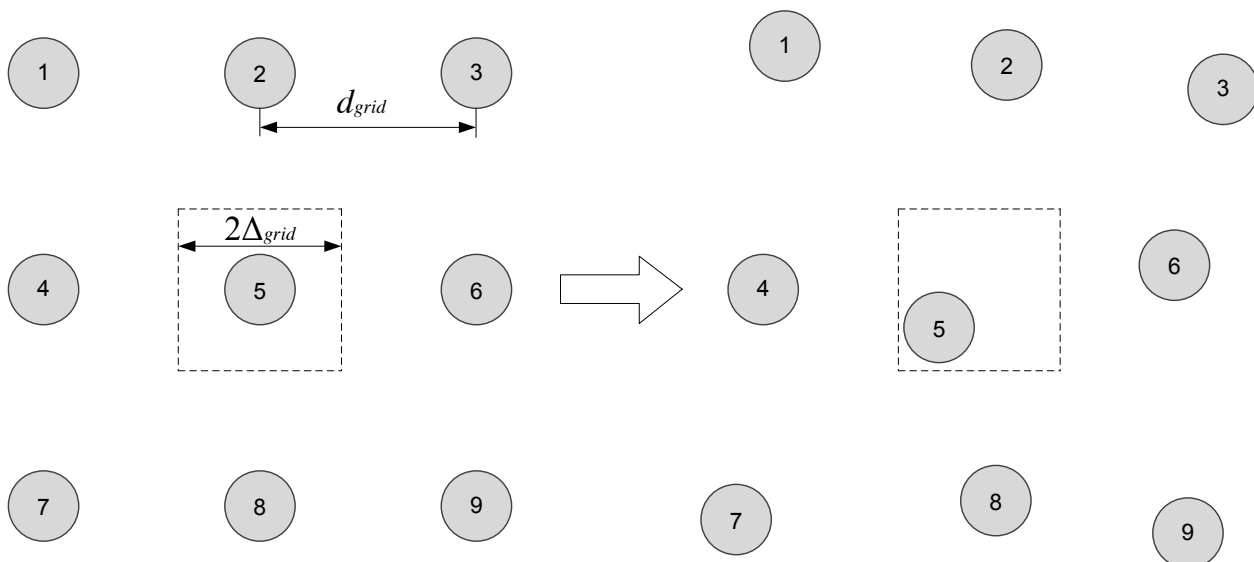


Рис. 3.3. Пример расположения узлов при $a_{grid} = 3$.

при ограничении (3.1).

Оценив t_i как в (3.18), определим метрику BLOCK для соединения e_{ij} как:

$$BLOCK_{ij} = \frac{1}{1 - c_i} \left[\frac{\log(Q_0)}{\log(1 - p_{ij})} \right]. \quad (3.21)$$

Кратчайшие маршруты в метрике BLOCK нацелены на минимизацию вероятности блокировки речевых потоков.

В разделе 3.5.3 проводится сравнительный анализ метрик RES и BLOCK с метриками, известными в литературе.

3.5. Результаты имитационного моделирования

3.5.1. Описание модели

Для проведения сравнительного анализа алгоритмов выбора векторов \vec{t} , \vec{w} и метрик маршрутизации была реализована имитационная модель на языке программирования R [112].

Создание графа сети. Генерация графа G сети выполнялась путем случайного сдвига узлов, расположенных в узлах квадратной решетки. Изначально, каждый узел сети располагается в узле квадратной решетки размерами $a_{grid} \times a_{grid}$ и шагом d_{grid} . Затем для каждого узла определяется сдвиг по горизонтали, равновероятно выбранный из отрезка

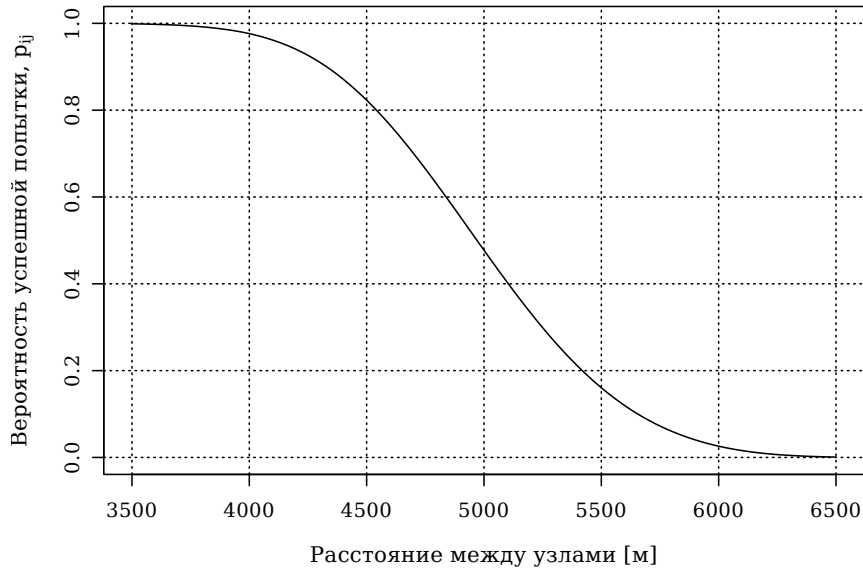


Рис. 3.4. Зависимость вероятности p от расстояния d между узлами.

$[-\Delta_{grid}, \Delta_{grid}]$, и сдвиг по вертикали, равновероятно выбранный из отрезка $[-\Delta_{grid}, \Delta_{grid}]$. Пример расположения узлов для $a_{grid} = 3$ изображен на рис. 3.3.

Далее, каждой паре узлов i и j сети приписывается вероятность p_{ij} успешной попытки передачи пакета в зависимости от эвклидова расстояния d_{ij} между узлами i и j . Зависимость p_{ij} от d_{ij} была получена с помощью моделей канала и физического уровня, реализованных в среде имитационного моделирования NS-3 [110]. Используемые модели и их параметры приведены в таблице 3.1. Используемая зависимость $p(d)$ изображена на рис. 3.4. Считается, что узлы i и j являются соседними, если $p_{ij} \geq 0,5$.

Таким образом, для генерации графа сети используются параметры a_{grid} , d_{grid} и Δ_{grid} . Параметры d_{grid} и Δ_{grid} постоянны, и их значения приведены в таблице 3.1. Значение параметра a_{grid} определяется требуемым диаметром D_{net} сети и равно $D_{net} + 1$. При генерации графов выбираются только те графы, диаметр которых равен D_{net} .

Ясно, что такой метод генерации не покрывает всевозможные варианты графов сети, тем не менее, вероятности успешных попыток передачи в сгенерированных графах варьируются в широком диапазоне, а также были рассмотрены графы с различными диаметрами. Поэтому будем считать, что такой способ генерации графов позволит честно сравнить исследуемые алгоритмы выбора слотов и метрики построения маршрутов.

Таблица 3.1. Параметры модели.

Параметр	Значение
Модель распространения	ns-3 <i>TwoRayGround</i>
Модель замираний	ns-3 <i>Nakagami-m=6</i>
Высота антенны	2 м
Мощность передатчика	37 дБм
Шум-фактор	5 дБ
Ширина полосы	5 МГц
Физический уровень	IEEE 802.11a[21]
Модель физического уровня	ns-3 <i>YansWifiPhy</i>
Модель ошибок	ns-3 <i>NistErrorModel</i>
Канальный уровень	DTDMA
Длительность слота, τ	2,4 мс
Число слотов, L	50
Q_{max}	0,05
D_{max}	переменная
d_{grid}	3000 м
Δ_{grid}	1000 м
Число прогонов, R	400

Канальный уровень и маршрутизация. Реализована модель канального уровня на основе механизма DTDMA, описанного в разделе 3.1. Кадр длительностью 120 мс состоит из $L = 50$ слотов. В модели резервирование слота происходит мгновенно, и все узлы в двухшаговой окрестности узнают о резервировании немедленно. Каждому узлу известен граф всей сети, число l_i занятых слотов каждого узла, а также вероятность p_{ij} успешной доставки для каждого соединения e_{ij} . Построение маршрутов между узлами выполняется с помощью алгоритма Дейкстры. Метрика построения маршрута является настраиваемым параметром модели.

Для очередного потока, запускаемого в сети, 1) выполняется построение кратчайшего маршрута от источника до получателя, 2) с помощью одного из алгоритмов выбираются векторы \vec{w} и \vec{t} , и 3) выполняется выделение слотов на узлах маршрута в соответствии с

выбранными \vec{w} и \vec{t} .

Оценка емкости сети. Емкость сети оценивается следующим образом. Для заданного графа G сети составляется множество \mathbb{F} речевых потоков, которые могут быть запущены в сети. Для очередного прогона модели равновероятно выбирается одна из всевозможных последовательностей запуска потоков из \mathbb{F} . При запуске очередного потока равновероятно выбирается один из слотов, в котором этот поток будет запущен. Поток запускается согласно описанной выше процедуре. Если для запуска очередного потока номер f не хватило слотов, то прогон завершается, и считается, что емкость сети в данном прогоне равна $f - 1$. Выполняется R прогонов, которые отличаются последовательностью запуска потоков и номерами слотов, в которых запускаются потоки. Емкость C сети вычисляется как среднее результатов всех прогонов.

Во всех сценариях рассматривается $Q_{max} = 0,05$, что достаточно для обеспечения удовлетворительного качества приема речевого потока [113]. Ограничение D_{max} на задержку является переменным.

3.5.2. Анализ эффективности алгоритмов выбора \vec{t} и \vec{w}

Сравнительный анализ проводится для следующих алгоритмов выбора \vec{t} и \vec{w} :

EQUAL: Разделение задержки и вероятности доставки пакета поровну между всеми шагами (см. раздел 3.3.2);

MIN_RES: Минимизация количества занятых ресурсов (см. раздел 3.3.3);

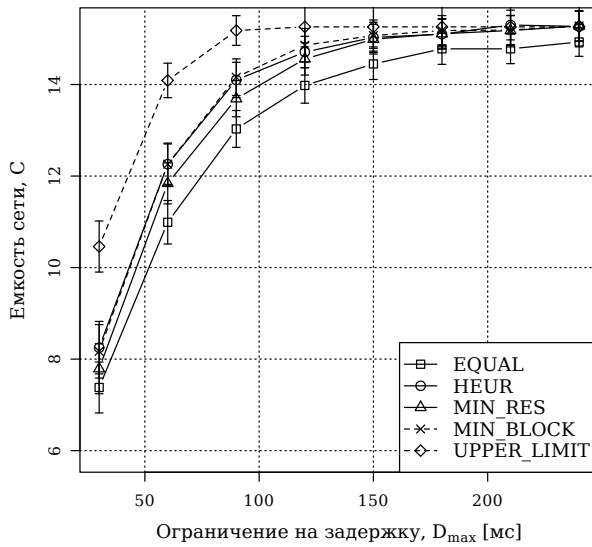
MIN_BLOCK: Минимизация вероятности P_b блокировки потока (см. раздел 3.3.4);

HEUR: Предложенный алгоритм, нацеленный на минимизацию вероятности блокировки (см. раздел 3.3.5);

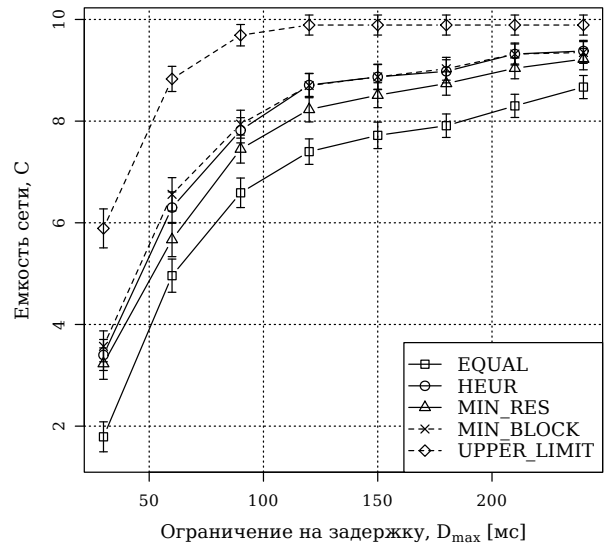
UPPER_LIMIT: Оценка верхней границы емкости (см. раздел 3.3.6).

Моделирование проводилось следующим образом. Множество \mathbb{F} потоков составлялось из всевозможных пар узлов, удаленных друг от друга на заданное число L_{path} шагов. Результаты моделирования представлены графиками зависимости емкости сети от максимально допустимой задержки для сетей с $D_{net} = 3$ ($L_{path} = 2; 3$) (см. рис. 3.5), $D_{net} = 5$ ($L_{path} = 2; 3; 5$) (см. рис. 3.6), $D_{net} = 7$ ($L_{path} = 2; 3; 5; 7$) (см. рис. 3.7). Стоит отметить, что для сетей с $D_{net} = 5$, $L_{path} = 5$ и $D_{net} = 7$, $L_{path} = 5; 7$ не проводился расчет емкости,

предоставляемой алгоритмами MIN_BLOCK и UPPER_LIMIT, в силу ограниченности вычислительных ресурсов.



(а). $D_{net} = 3; L_{path} = 2$.



(б). $D_{net} = 3; L_{path} = 3$.

Рис. 3.5. Зависимости емкости от максимально допустимой задержки D_{max} для $D_{net} = 3$ с различной длиной потоков (L_{path}).

Согласно полученным результатам, можно сделать вывод, что емкость сети при разделении вероятности доставки и задержки поровну между узлами маршрута (алгоритм EQUAL) меньше, чем при использовании остальных алгоритмов. Действительно, в таком алгоритме не учитывается количество занятых потоком ресурсов при выборе \vec{t} и загруженность узлов при выборе \vec{w} .

Алгоритм MIN_RES, направленный на минимизацию количества занимаемых потоком ресурсов, позволяет увеличить емкость сети по сравнению с алгоритмом EQUAL на 10-15%, однако, данный алгоритм не учитывает загруженность узлов маршрута при выборе окна \vec{w} .

Минимизация вероятности P_b блокировки потока (MIN_BLOCK) позволяет увеличить емкость сети по сравнению с алгоритмом минимизации числа занятых ресурсов (MIN_RES). При использовании данного алгоритма учитывается, что на загруженных узлах маршрута необходимо резервировать меньше слотов и выбирать большее окно, чем на менее загруженных узлах. Однако, на практике алгоритм MIN_BLOCK не может использоваться, так как требует полного перебора векторов \vec{w} и \vec{t} для минимизации вероятности

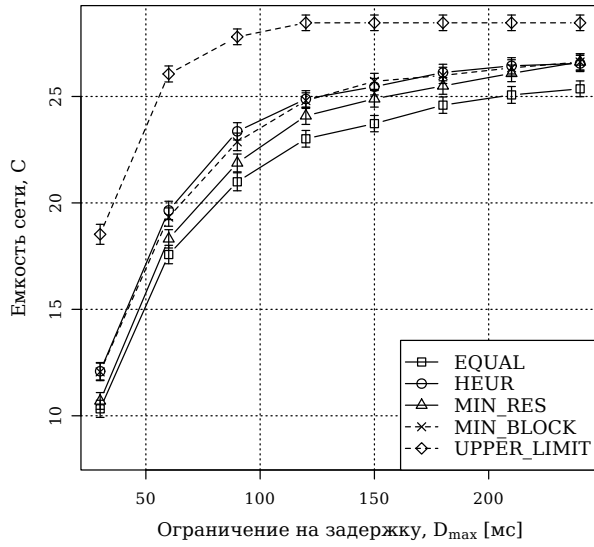
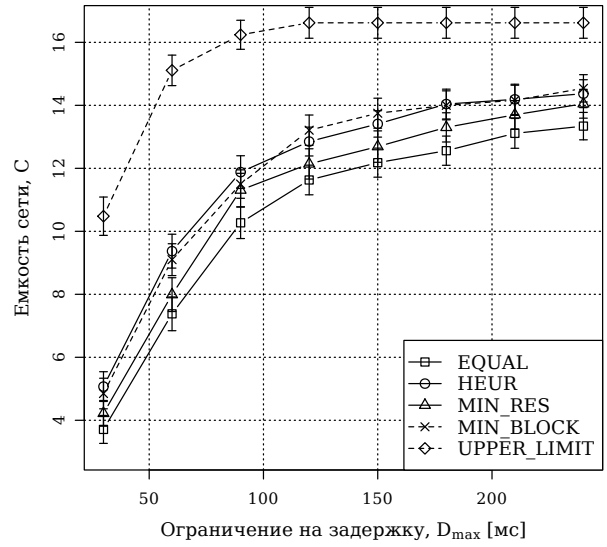
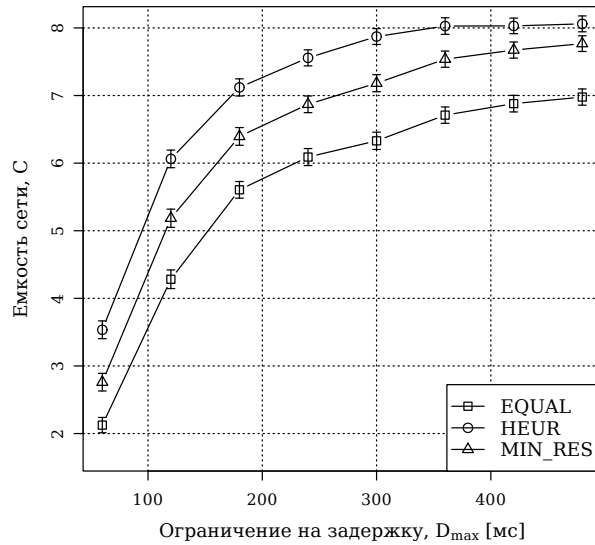
(a). $D_{net} = 5; L_{path} = 2$.(б). $D_{net} = 5; L_{path} = 3$.(в). $D_{net} = 5; L_{path} = 5$.

Рис. 3.6. Зависимости емкости от максимально допустимой задержки D_{max} для $D_{net} = 5$ с различной длиной потоков (L_{path}).

P_b блокировки, что может занять существенное время.

Важно отметить, что эвристический алгоритм HEUR, также нацеленный на минимизацию вероятности блокировки, показывает примерно тот же результат, что и алгоритм MIN_BLOCK. Следовательно, использование быстрого эвристического алгоритма не сни-

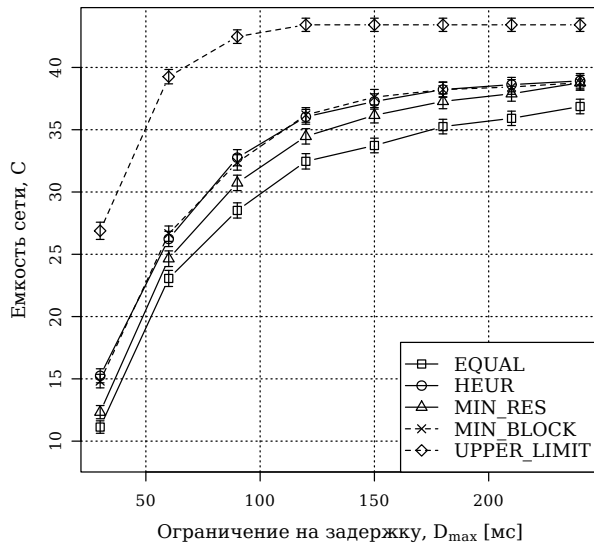
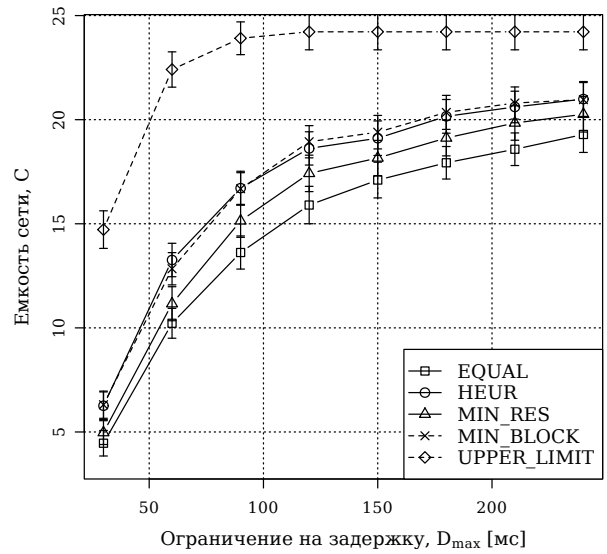
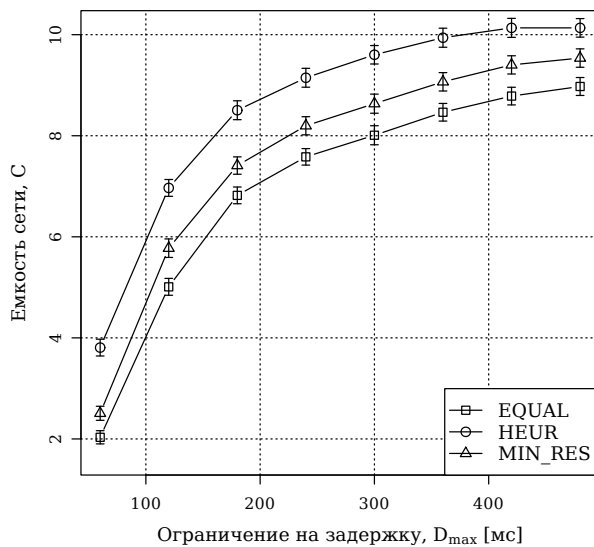
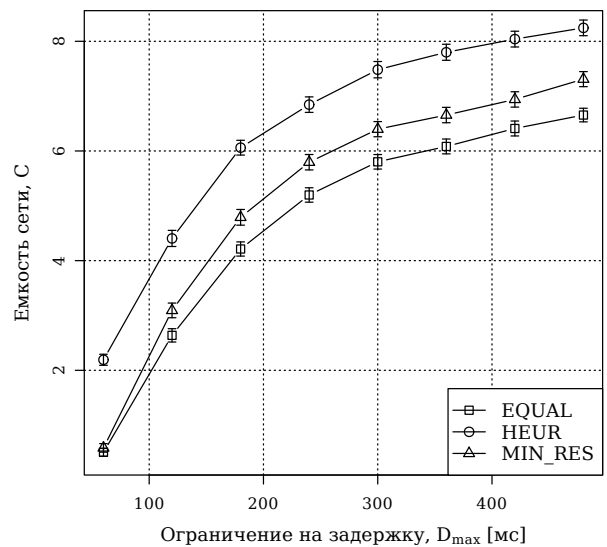
(a). $D_{net} = 7; L_{path} = 2$.(б). $D_{net} = 7; L_{path} = 3$.(в). $D_{net} = 7; L_{path} = 5$.(г). $D_{net} = 7; L_{path} = 7$.

Рис. 3.7. Зависимости емкости от максимально допустимой задержки D_{max} для $D_{net} = 7$ с различной длиной потоков (L_{path}).

жает емкость сети по сравнению с алгоритмом, который точно минимизирует вероятность блокировки. Во всех сценариях алгоритм HEUR предоставляет большую емкость по сравнению с алгоритмами MIN_RES и EQUAL. Для численной оценки эффективности алгоритма HEUR используем рекомендацию ITU-T G.114 [114], согласно которой максимально

допустимая задержка для речевых потоков составляет 250 мс. Учитывая, что в течение кадра DTDMA (120 мс) накапливаются речевые семплы, будем рассматривать $D_{max} = 130$ мс как практически ценный сценарий. Видно, что при таком значении D_{max} предложенный алгоритм HEUR позволяет увеличить емкость сети до 30% по сравнению с алгоритмами MIN_RES и EQUAL.

Сравним емкость, которую обеспечивает алгоритм HEUR, с верхней границей емкости UPPER_LIMIT. При больших D_{max} разница между емкостями небольшая. Например, в сети диаметра $D_{net} = 3$ при длине потока $L_{path} = 2$ (рис. 3.5, а) кривые UPPER_LIMIT и HEUR почти совпадают при $D_{max} \geq 130$ мс. С ростом диаметра сети и длины потока разрыв увеличивается, но даже в сетях диаметра 5 и 7 (рис. 3.6; 3.7) при $D_{max} \geq 130$ мс проигрыш предложенного алгоритма HEUR, направленного на минимизацию вероятности блокировки, не превышает 25%. Отсюда следует, что предложенный алгоритм ненамного хуже оптимального решения. При малом D_{max} емкость сети, обеспечиваемая алгоритмом HEUR, может составлять лишь половину от верхней границы (рис. 3.6, б; 3.7, б). Однако при малом ограничении на задержку используемый метод оценки максимальной емкости дает сильно завышенное значение.

Итак, по результатам моделирования можно заключить, что предложенный алгоритм HEUR выбора \vec{t} и \vec{w} , нацеленный на минимизацию вероятности блокировки потока, обеспечивает большую емкость чем при делении ограничений поровну (алгоритм EQUAL) и чем при минимизации количества занятых ресурсов (алгоритм MIN_RES). Более того, предложенный алгоритм обеспечивает практически ту же емкость, что и алгоритм, в котором вероятность P_b блокировки точно минимизируется (MIN_BLOCK).

3.5.3. Анализ метрик маршрутизации

Сравнительный анализ проводится для следующих метрик маршрутизации:

ETX: обратно пропорциональна вероятности успешной доставки ($\frac{1}{p_{ij}}$);

НОР: число шагов («hop-count»), при построении маршрутов учитывались только ребра с $p_{ij} \geq 0,5$;

НОР-99: число шагов («hop-count»), при построении маршрутов учитывались только ребра с $p_{ij} \geq 0,99$;

RES: метрика, нацеленная на минимизацию числа занимаемых ресурсов (см. (3.20));

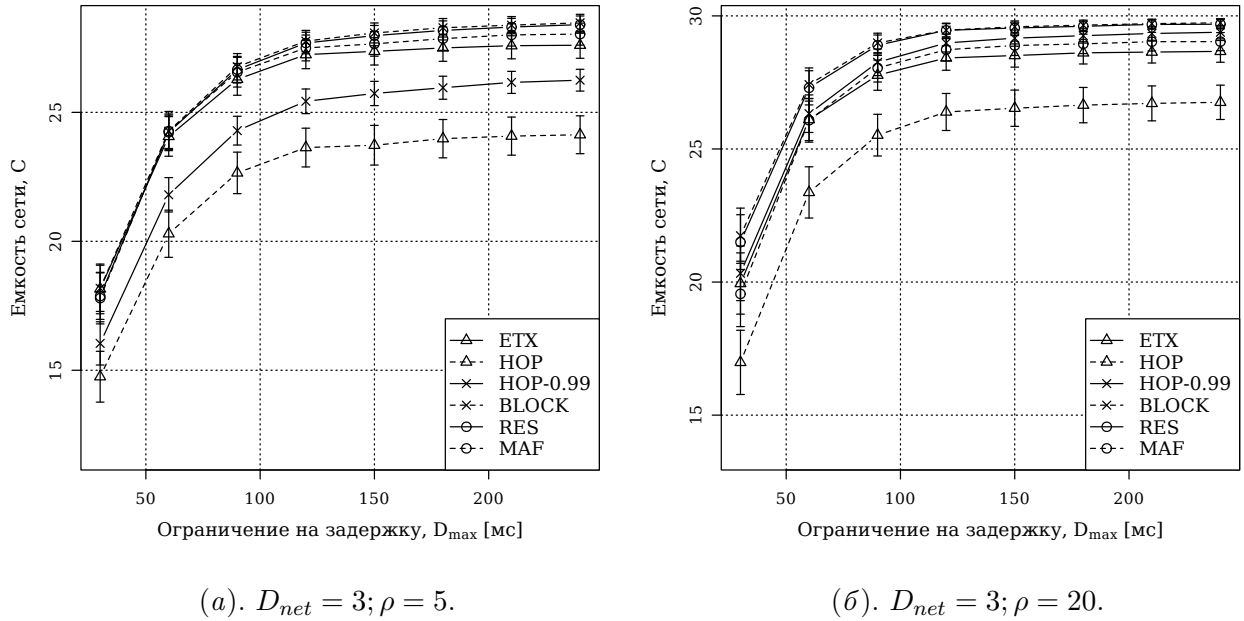


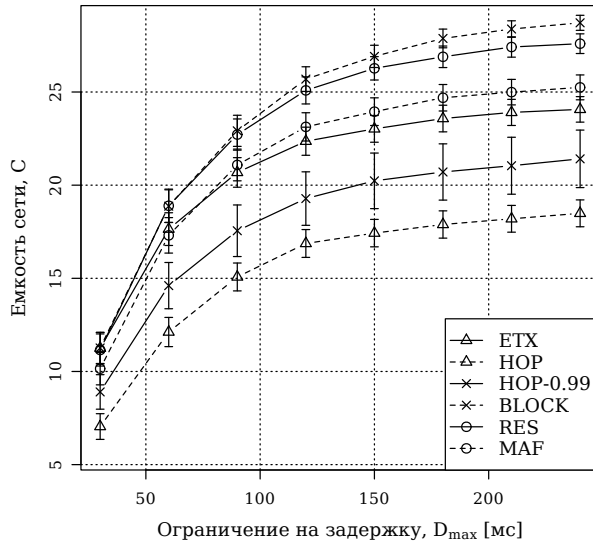
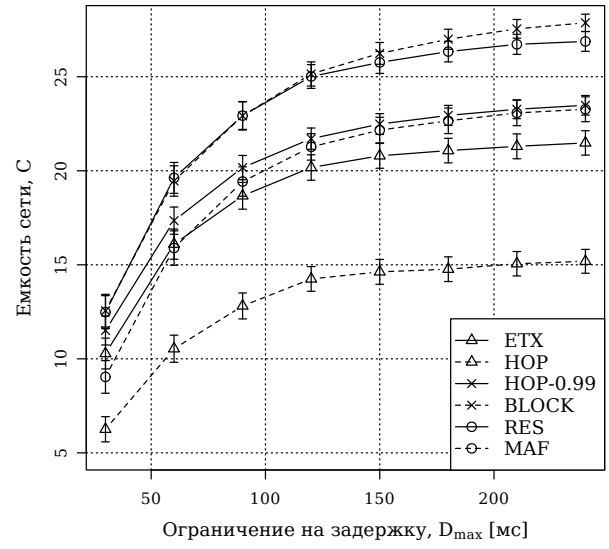
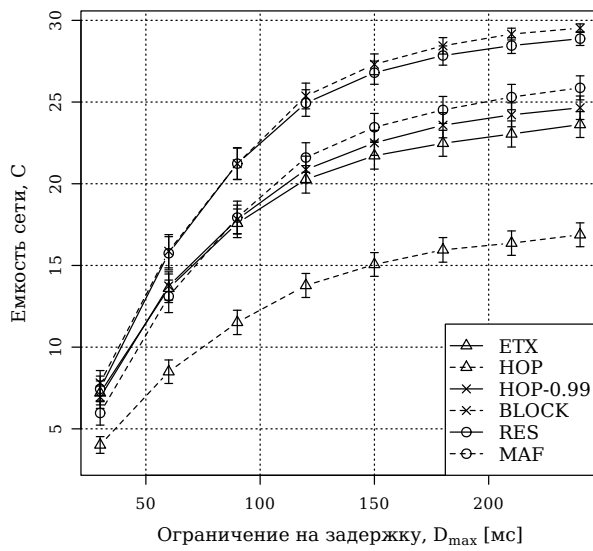
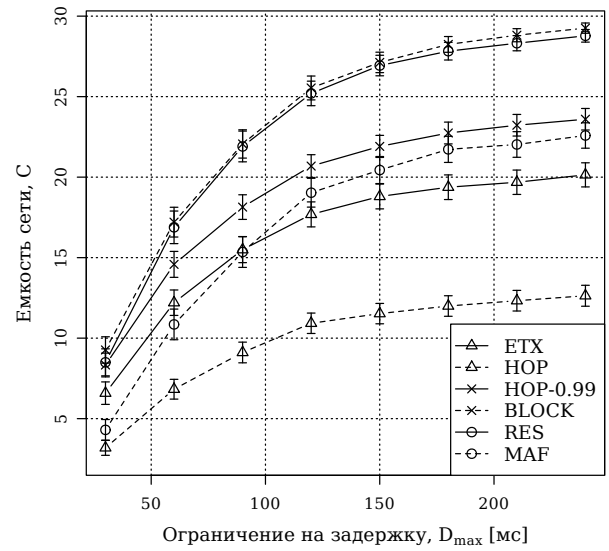
Рис. 3.8. Зависимости емкости от максимально допустимой задержки D_{max} для $D_{net} = 3$ с различной плотностью ρ узлов.

BLOCK: метрика, нацеленная на минимизацию вероятности блокировки (см. (3.21));

MAF: метрика, описанная в [82]. Стоимость соединения рассчитывалась как: $1 + (\frac{l_i}{L})^2 t_{ij}$, где t_{ij} – оценка необходимого числа слотов, определенная в (3.18).

Для анализа метрик маршрутизации в качестве множества \mathbb{F} потоков рассматривались всевозможные пары узлов графа. Рассматривались графы с различной плотностью ρ узлов, где ρ – среднее число исходящих ребер вершины графа. Для получения графа заданной плотности ρ в граф, сгенерированный путем случайного сдвига узлов квадратной решетки по описанной выше методике, добавлялось определенное число узлов для получения заданной плотности. Рассматривались графы с диаметрами $D_{net} = 3; 5; 7$ и для каждого диаметра рассматривалось две степени плотности ρ узлов: $\rho = 5$ (разреженный граф), $\rho = 20$ (плотный граф). В качестве алгоритма выбора слотов используется алгоритм HEUR (см. раздел 3.3.5). Для оценки величины t_{ij} , определенной в (3.18), в метриках RES, BLOCK, MAF использовалось $Q_0 = 0,01$.

На рис. 3.8 приведены зависимости емкости сети от ограничения D_{max} на задержку для графов с $D_{net} = 3$, на рис. 3.9 – для графов с $D_{net} = 5$, на рис. 3.10 – для графов с $D_{net} = 7$.

(a). $D_{net} = 5; \rho = 5$.(б). $D_{net} = 5; \rho = 20$.Рис. 3.9. Зависимости емкости от максимально допустимой задержки D_{max} для $D_{net} = 5$ с различной плотностью ρ узлов.(a). $D_{net} = 7; \rho = 5$.(б). $D_{net} = 7; \rho = 20$.Рис. 3.10. Зависимости емкости от максимально допустимой задержки D_{max} для $D_{net} = 7$ с различной плотностью ρ узлов.

Проанализируем результаты, полученные для графов с $D_{net} = 3$. Метрики, учитывающие качество соединений (ETX, RES, BLOCK, MAF), предоставляют одинаковую в рамках погрешности емкость. Видно, что метрика НОР значительно хуже других метрик, что подтверждает результаты предыдущих исследований, посвященных метрикам маршрутизации. Ограничение на вероятность p_{ij} успешной попытки передачи при использовании метрики НОР-99 позволяет увеличить емкость сети по сравнению с метрикой НОР, однако в разреженном графе не всегда найдутся маршруты с $p_{ij} \geq 0,99$, поэтому выигрыш метрики НОР-99 в таком сценарии несущественный. Аналогичный результат наблюдается для разреженного графа при $D_{net} = 5$.

В графах с $D_{net} = 5$ и $D_{net} = 7$ наблюдается преимущество метрик RES и BLOCK по сравнению с остальными метриками. В сценарии с $D_{max} = 130$ мс предложенные метрики позволяют увеличить емкость сети на 30 %. Также стоит отметить, что метрика BLOCK показывает улучшение на 3-5% по сравнению с метрикой RES.

Таким образом, можно сделать вывод, что корректный учет числа занимаемых ресурсов, а также учет вероятности блокировки потока при построении маршрутов, дает существенный прирост емкости сети по сравнению с метриками, известными в литературе.

3.6. Выводы к третьей главе

В данной главе поставлена задача передачи речевых потоков в широкополосной мобильной одноранговой сети с DTDMA, которая состоит в максимизации емкости сети, определенной в разделе 3.2. Решается две подзадачи максимизации емкости: 1) разработка алгоритма выбора слотов на заданном маршруте, гарантирующего выполнение требований качества обслуживания и направленного на максимизацию емкости сети, и 2) выбор метрики построения маршрутов, направленной на максимизацию емкости сети при заданном алгоритме выбора слотов.

Для решения первой подзадачи был предложен оконный механизм с обязательными повторами, гарантирующий обеспечение заданной вероятности и задержки доставки пакета и обладающий гибкостью к изменению качества соединений. Был предложен практически применимый алгоритм выбора параметров данного механизма, нацеленный на минимизацию вероятности блокировки потока, а также метод оценки верхней границы емкости сети при использовании оконного механизма с обязательными повторами. С помощью

имитационного моделирования было показано, что предложенный алгоритм позволяет увеличить емкость сети до 30 % по сравнению с известными в литературе алгоритмами, при этом проигрыш этого алгоритма по отношению к верхней границы емкости сети не превышает 25 % в практически значимых сценариях.

Что касается задачи выбора метрики маршрутизации, был предложен способ оценки числа занимаемых слотов для передачи потока по маршруту с удовлетворительным качеством, с помощью которого были введены две метрики маршрутизации: метрика RES, нацеленная на минимизацию числа занимаемых потоком ресурсов, и метрика BLOCK, нацеленная на минимизацию вероятности блокировки потока. С помощью имитационного моделирования было показано, что во всех рассмотренных сценариях метрики RES и BLOCK позволяют увеличить емкость сети по сравнению с метриками известными в литературе и дают прирост до 30 % в практически ценных сценариях.

Глава 4

Анализ механизмов выбора ретрансляторов в широкополосной мобильной одноранговой сети

В данной главе исследуются механизмы выбора ретрансляторов для передачи многоадресных данных в широкополосных многошаговых мобильных одноранговых сетях. Рассматривается следующий сценарий. Каждый из узлов сети может входить в одну или несколько *групп*. Участники группы генерируют многоадресные потоки постоянной интенсивности (например, речевые потоки), адресованные всем остальным участникам группы. Для того, чтобы доставить пакеты потока от участника группы до остальных участников, некоторые узлы сети должны выполнять роль ретрансляторов.

Как было показано в разделе 1.4.3, в случае когда диаметр группы примерно равен диаметру сети (здесь и далее диаметр группы – кратчайшее в числе шагов расстояние между самыми удаленными участниками группы), наиболее подходящим способом доставки многоадресных данных между участниками группы является их доставка на всю сеть, используя узлы из минимального связного доминирующего множества (СДМ) сети в качестве ретрансляторов. Однако, учитывая особенности мобильных одноранговых сетей, выбор минимального СДМ может привести к ненадежной доставке данных, поэтому первой задачей, решаемой в данной главе, является анализ механизмов повышения надежности доставки многоадресных данных с помощью СДМ.

В случае, если диаметр сети превышает диаметр группы, то доставка данных на всю сеть может привести к существенной избыточности, в связи с этим ретрансляторы для передачи многоадресных данных между участниками такой группы должны выбираться таким образом, чтобы многоадресные данные распространялись в пределах расположения участников группы. Задача поиска такого множества ретрансляторов известна в литературе как задача построения связного доминирующего множества Штейнера (СДМШ). Существующие алгоритмы построения СДМШ либо являются централизованными, либо основаны на неправдоподобных допущениях, либо производят большой объем накладных расходов. Поэтому второй задачей является разработка и анализ распределенного алгоритма построения СДМШ, обеспечивающего устойчивость к мобильности узлов и обладающего низким объемом накладных расходов.

В разделе 4.1 приводится описание исследуемых алгоритмов построения СДМ, а также методов повышения надежности передачи данных с помощью СДМ. Предложенный алгоритм построения СДМШ описан в разделе 4.2. В разделе 4.3 приводятся результаты сравнительного анализа алгоритмов построения СДМ и оценка эффективности предложенного алгоритма СДМШ.

Содержание главы опубликовано в работах [4, 5, 8].

4.1. Алгоритмы построения связного доминирующего множества

Связное доминирующее множество (СДМ) для графа $G(V, E)$ – это связное подмножество $C \subseteq V$ вершин графа G такое, что каждая вершина графа G либо содержится в C , либо смежна с вершиной из C . Множество СДМ с минимальным числом вершин среди всех возможных СДМ для графа G называется минимальным СДМ (МСДМ). Расчет МСДМ является NP-сложной задачей [87], в связи с этим были разработаны распределенные эвристические алгоритмы построения СДМ, направленные на минимизацию СДМ. В данной главе исследуются два наиболее популярных и практически применимых алгоритма построения СДМ с похожими характеристиками: UCDS (Unified Connected Dominating Set) [89] и E-CDS (Essential Connected Dominating Set) [20]. Данные алгоритмы осуществляют выбор общего для всех узлов сети множества ретрансляторов. Узлы сети сами определяют, являются ли они членами СДМ, используя информацию лишь о своей двухшаговой окрестности, полученную из одношаговых служебных сообщений (например, HELLO-сообщений, как в [64]). В обоих алгоритмах каждый узел сети имеет приоритет – чем выше приоритет узла, тем более вероятно данный узел назначит себя членом СДМ. В диссертации в качестве приоритета узлов используется число соседей узла, совместно с адресом узла – если узлы имеют одинаковое число соседей, то приоритет узла с большим адресом больше.

Алгоритм E-CDS описан в стандарте IETF [20], который посвящен адаптации протокола маршрутизации OSPF для мобильных одноранговых сетей, упрощенная версия алгоритма описана в стандарте IETF, который посвящен протоколу многоадресной маршрутизации SMF [84]. Если узел имеет наибольший приоритет среди всех узлов в своей двухшаговой окрестности, то узел выбирает себя членом СДМ. Иначе, если не существует маршрута от соседнего узла с наибольшим приоритетом среди всех соседей до хотя бы одного соседа узла через соседей и двухшаговых соседей с большим приоритетом, то узел

выбирает себя членом СДМ. Иначе, узел не выбирает себя членом СДМ. Для добавления избыточности максимально допустимая длина маршрута может ограничена. Также алгоритм может быть настроен на выбор двухсвязного СДМ.

Алгоритм UCDS используется для формирования опорной подсети в широкополосной мобильной одноранговой сети стандарта WNW (wideband-networking waveform) [18]. Алгоритм UCDS строит СДМ, состоящий из доминирующего множества (ДМ) и связывающего множества (СМ). ДМ является таким множеством узлов сети, что каждый узел является либо членом ДМ, либо соседом члена ДМ. Множество СМ связывает узлы из ДМ, формируя таким образом СДМ. Алгоритм UCDS может быть настроен на выбор избыточного множества ДМ.

Далее приведено подробное описание обоих алгоритмов. Используются следующие обозначения для описания алгоритмов:

x : Узел, выполняющий алгоритм;

$N_1(x)$: Множество одношаговых соседей узла x ;

$N_2(x)$: Множество двухшаговых соседей узла x ;

$Pri(x)$: Приоритет узла x ;

DS : Множество ДМ (используется только в алгоритме UCDS);

CS : Множество СМ (используется только в алгоритме UCDS).

4.1.1. Описание алгоритма E-CDS

Алгоритм E-CDS имеет два настраиваемых параметра: ограничение H на длину маршрута и параметр R двусвязности СДМ ($R = 1$: односвязный СДМ; $R = 2$: двусвязный СДМ).

Первым шагом узел x проверяет, имеет ли x больший приоритет чем у одношаговых и двухшаговых соседей x . Если это так, то x назначает себя членом СДМ, и дальнейшие шаги не выполняются. Иначе, узел x строит кратчайшие маршруты от узла y_m с наибольшим приоритетом среди всех одношаговых соседей до всех остальных одношаговых соседей узла x , используя в качестве промежуточных ретрансляторов одношаговых и двухшаговых соседей узла x и большим приоритетом чем приоритет x . Если хотя бы

Алгоритм 3 Алгоритм E-CDS.

- 1: $G \leftarrow \{u \in N_1(x) \cup N_2(x) : Pri(u) > Pri(x)\};$
 - 2: **if** $|G| = 0$ **then**
 - 3: **return** *true*. ▷ x является членом СДМ
 - 4: **end if**
 - 5: $y_m \leftarrow$ узел с наибольшим Pri среди $N_1(x)$;
 - 6: Построить кратчайшие маршруты от y_m до каждого узла из $N_1(x)$, используя узлы из G в качестве ретрансляторов;
 - 7: $hops(n) \leftarrow$ длина кратчайшего маршрута от y_m до $n \in N_1(x)$;
 - 8: **if** $\exists n \in N_1(x) : hops(n) > H$ **then**
 - 9: **return** *true*. ▷ x является членом СДМ
 - 10: **end if**
 - 11: **if** $R = 1$ **then** ▷ Односвязный СДМ
 - 12: **return** *false*. ▷ x не является членом СДМ
 - 13: **end if**
 - 14: ▷ Следующие шаги относятся к двухсвязному СДМ
 - 15: Построить два маршрута без пересечения промежуточных узлов от y_m до каждого узла из $N_1(x)$, используя узлы из G в качестве ретрансляторов;
 - 16: **if** $\exists n \in N_1(x) : \text{меньше двух маршрутов от } y_m \text{ до } n$ **then**
 - 17: **return** *true*. ▷ x является членом СДМ
 - 18: **end if**
-

для одного из соседей число шагов построенного маршрута превышает H , то узел назначает себя членом СДМ, и дальнейшие шаги не выполняются. Если $R = 1$ (односвязный СДМ), то алгоритм завершается, иначе узел x проверяет, существует ли хотя бы два непересекающихся маршрута от y_m до каждого одношагового соседа узла x , при этом все промежуточные узлы маршрута имеют больший приоритет чем у узла x . Если хотя бы для одного из соседей x условие не выполнено, то узел x назначает себя членом СДМ, формируя таким образом двусвязное СДМ. Алгоритмы для построения двух кратчайших маршрутов, имеющие сложность $O(d^2)$ (d – число одношаговых соседей), описаны в [20]. Таким образом, алгоритм E-CDS имеет вычислительную сложность $O(d^2)$.

4.1.2. Описание алгоритма UCDS

Алгоритм UCDS состоит из следующих шагов. Первым шагом узел проверяет, является ли он членом доминирующего множества (ДМ). Если нет, то узел проверяет, является ли он членом связывающего множества (СМ). Если узел является членом ДМ или СМ, то узел назначает себя членом СДМ. Стоит отметить, что для корректной работы алгоритма узел должен рассылать своим соседям свой статус (участник ДМ или СМ) и статус своих соседей.

Процедура определения, является ли узел x членом ДМ, содержит следующие шаги. Если узел x имеет по крайней мере R -ый наибольший приоритет среди своих соседей, то узел x является членом ДМ. Иначе, если хотя бы для одного соседа j узел x имеет по крайней мере R -ый наибольший приоритет среди j и соседей j , то x является членом ДМ. Таким образом, каждый узел в сети является либо членом ДМ, либо соседом члена ДМ. Параметр R определяет избыточность множества ДМ (по умолчанию $R = 1$). Важно отметить, что множество ДМ может не являться связным. Например, в цепочке из пяти узлов второй и четвертый узел формируют доминирующее множеством, которое не является связным.

Члены СМ связывают членов ДМ, формируя таким образом связное доминирующее множество. Узел x назначает себя участником СМ согласно следующему правилу. Для каждой пары y, z соседей узла x такой, что хотя бы один узел из пары является членом ДМ (например, y) и узлы y и z не являются соседями, проверяются следующие условия. Если узел z не является членом ДМ и узлы x и z имеют общего соседа, являющегося членом ДМ, то выполняется переход к следующей паре y, z . Если среди общих соседей узлов y и

Алгоритм 4 Алгоритм UCDS.

```

1: if IsNodeDs( $R$ ) then
2:   return true. ▷  $x$  является членом СДМ
3: else if IsNodeCs() then
4:   return true. ▷  $x$  является членом СДМ
5: else
6:   return false. ▷  $x$  не является членом СДМ
7: end if
8: procedure ISNODEDS( $R$ )
9:    $G_x \leftarrow \{u \in N_1(x) : Pri(u) > Pri(x)\};$ 
10:  if  $|G_x| < R$  then
11:    return true. ▷  $x$  является членом ДМ
12:  end if
13:  for  $y \in N_1(x)$  do:
14:     $G_y \leftarrow \{u \in N_1(y) \cup \{y\} : Pri(u) > Pri(x)\};$ 
15:    if  $|G_y| < R$  then
16:      return true. ▷  $x$  является членом ДМ
17:    end if
18:  end for
19: end procedure
20: procedure ISNODECS( )
21:  for  $y \in N_1(x) \cap DS$  do:
22:    for  $z \in N_1(x) \setminus (N_1(y) \cup \{y\})$  do:
23:      if  $z \notin DS$  и  $N_1(x) \cap N_1(z) \cap DS \neq \emptyset$  then
24:        continue. ▷ Правило исключения СМ
25:      end if
26:       $G \leftarrow \{u \in N_1(y) \cap N_1(z) : Pri(u) > Pri(x) \text{ or } u \in DS \cup CS\};$ 
27:      if  $|G| = 0$  then
28:        return true. ▷  $x$  является членом СМ
29:      end if
30:    end for
31:  end for
32: end procedure

```

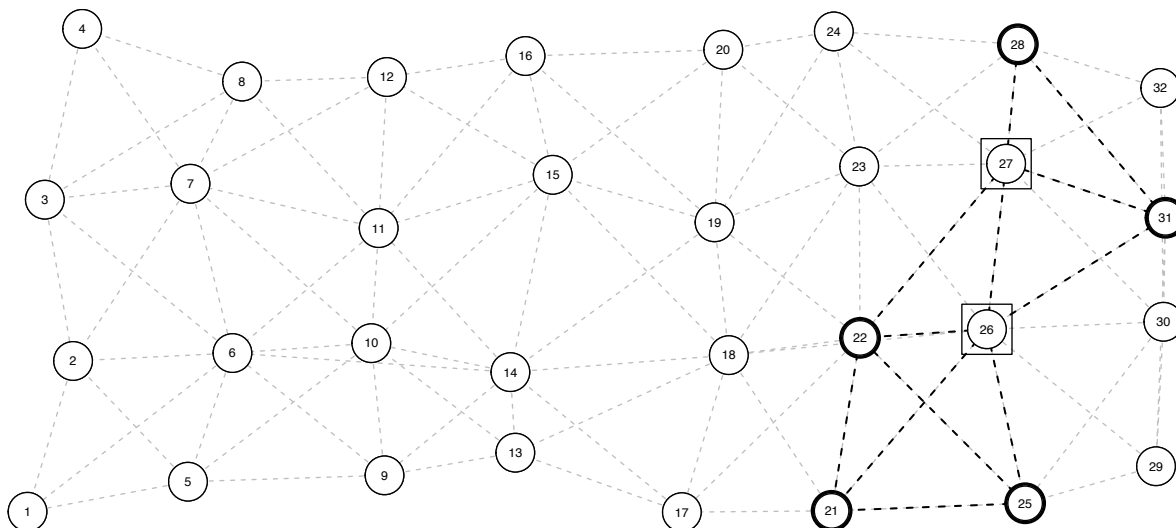


Рис. 4.1. Пример построения СДМШ (узлы 26, 27) для группы (узлы 21, 22, 25, 28, 31).

z нет такого узла, который имеет больший приоритет, чем x или является участником ДМ или СМ, то узел x назначает себя членом СМ. Алгоритм UCDS имеет вычислительную сложность $O(d^3)$, где d – число соседей.

4.1.3. Методы повышения надежности доставки данных с помощью СДМ

Для повышения надежности доставки многоадресных данных с помощью СДМ можно выбирать избыточное множество ретрансляторов или/и повышать надежность доставки пакетов от ретранслятора до его соседей.

Оба алгоритма выбора СДМ могут быть настроены на выбор избыточного множества СДМ. В алгоритме E-CDS длина кратчайших маршрутов может быть ограничена параметром H и/или двухсвязное множество СДМ может быть выбрано путем настройки параметра R ($R = 2$). Алгоритм UCDS может быть настроен на избыточное множество ДМ путем выбора параметра R . Вторым способом повышения надежности является передача пакетов несколько раз, т.е. при отправке и ретрансляции пакета, узел выполняет T безусловных попыток передачи. Анализ эффективности алгоритмов E-CDS и UCDS с различными значениями параметров T , R и H приведен в разделе 4.3.3.

4.2. Алгоритм построения связного доминирующего множества Штейнера

Связное доминирующее множество Штейнера (СДМШ) для графа $G(V, E)$ и подмножества $M \subseteq V$ вершин графа – это связное множество $C \subseteq V$ вершин графа G такое, что каждая вершина из M либо содержится в множестве C , либо смежна с вершиной из множества C . Применительно к мобильным одноранговым сетям, в силу широковещательности беспроводной среды передачи, всем узлам СДМШ достаточно ретранслировать пакеты данных, адресованные группе, чтобы доставить их до всех участников группы. Пример выбора множества СДМШ для группы узлов представлен на рис. 4.1.

В диссертации предлагается практически применимый распределенный алгоритм построения СДМШ, полагающийся лишь на информацию о соседях и соединениях между соседями. Таким образом, данный алгоритм не требует большого объема накладных расходов на рассылку служебной информации, а также, в силу быстрой реакции узлов на изменение соседства, является устойчивым к изменению топологии сети. Далее приведено подробное описание предложенного алгоритма построения СДМШ.

4.2.1. Описание алгоритма построения СДМШ

Предложенный алгоритм построения СДМШ (далее – алгоритм СДМШ) выполняет распределенный выбор СДМШ для *локальных* групп в мобильной одноранговой сети. Группа называется *локальной*, если хотя бы один участник группы содержит всех остальных участников группы среди своих соседей и двухшаговых соседей. Таким образом, максимальный диаметр группы, для которой применим алгоритм СДМШ, равен 4.

Ретрансляторы для заданной группы, выбранные алгоритмом СДМШ, могут быть двух типов: ретрансляторы первого порядка (C_1 -ретрансляторы) и ретрансляторы второго порядка (C_2 -ретрансляторы). C_1 -ретрансляторы соединяют участников группы, которые имеют общих соседей. C_2 -ретрансляторы соединяют C_1 -ретрансляторы с другими C_2 -ретрансляторами, а также с участниками группы. Алгоритм СДМШ состоит из двух шагов:

1. узел проверяет, является ли он C_1 -ретранслятором для группы и если нет, то
2. узел проверяет, является ли он C_2 -ретранслятором.

Стоит отметить, что предложенный алгоритм СДМШ может быть настроен на выбор

избыточного числа C_1 -ретрансляторов для повышения надежности.

Алгоритм СДМШ является распределенным, т.е. каждый узел сети сам принимает решение, является ли он ретранслятором (т.е. участником СДМШ) для каждой из групп в сети. Узел проверяет, является ли он C_1 -ретранслятором или C_2 -ретранслятором для определенной группы g , основываясь на информации о соседних узлах и соединениях между ними, а также на приоритетах узлов для группы g . Приоритет узла x для группы g вычисляется как количество узлов группы g среди соседей узла x (включая x). Если два узла имеют одинаковый приоритет, то для сравнения приоритетов используются идентификаторы узлов. Предполагается, что каждый узел хранит следующую информацию для каждого своего соседа n : список групп, в которые входит узел n , приоритеты узла n для групп сети, тип узла n (C_1 -ретранслятор, C_2 -ретранслятор или не ретранслятор), а также список соседей узла n . Вся эта информация может быть получена с помощью рассылки одношаговых служебных сообщений, например, HELLO-сообщений, как в [64].

Для описания алгоритма используются следующие обозначения:

x : Узел, выполняющий алгоритм;

$N_1(x)$: Множество одношаговых соседей узла x ;

g : Идентификатор группы узлов;

$M(g)$: Множество узлов группы g ;

$C_1(g)$: Множество C_1 -ретрансляторов группы g ;

$C_2(g)$: Множество C_2 -ретрансляторов группы g ;

$P(x, g)$: Приоритет узла x для группы g ;

R : Параметр избыточности алгоритма;

$(P_1, x_1) > (P_2, x_2)$: Запись, используемая для сравнения приоритетов двух узлов. Сначала сравниваются приоритеты P_1 и P_2 , и если $P_1 = P_2$, то сравниваются идентификаторы x_1 и x_2 .

Узел x выбирает себя C_1 -ретранслятором для группы g , если существует такая пара узлов $x_1, x_2 \in N_1(x) \cap M(g)$, что в множестве $N_1(x) \cap N_1(x_1) \cap N_1(x_2)$ содержится меньше R узлов ($R - 1$, если $x_1 \in N_1(x_2)$), имеющих больший приоритет, чем узел x , либо уже являющихся C_1 -ретрансляторами.

Алгоритм 5 Процедура проверки, является ли узел x C_1 -ретранслятором для группы g .

```

1: for  $x_1 \in N_1(x) \cap M(g)$  do:
2:   for  $x_2 \in N_1(x) \cap M(g), x_1 \neq x_2$  do:
3:      $n \leftarrow 0$ ;
4:     if  $x_1 \in N_1(x_2)$  then
5:        $n \leftarrow n + 1$ ;
6:     end if
7:     for  $y \in N_1(x_1) \cap N_1(x_2) \cap N_1(x), y \neq x$  do:
8:       if  $(P(y, g), y) > (P(x, g), x)$  or  $y \in C_1(g)$  then
9:          $n \leftarrow n + 1$ ;
10:      end if
11:    end for
12:    if  $n < R$  then
13:      return true. ▷ Узел  $x \in C_1(g)$ 
14:    end if
15:  end for
16: end for
17: return false. ▷ Узел  $x \notin C_1(g)$ 

```

Стоит отметить, что при $R > 1$, узел может назначить себя C_1 -ретранслятором даже если участники группы являются соседями друг друга.

Алгоритм 6 Процедура проверки, является ли узел x C_2 -ретранслятором для группы g .

```

1: for  $x_1 \in N_1(x) \cap C_1(g)$  do:
2:   for  $x_2 \in N_1(x) \cap (M(g) \cup C_1(g)), x_1 \neq x_2$  do:
3:     if  $x_1 \in N_1(x_2)$  then
4:       continue.
5:     end if
6:      $n \leftarrow 0$ 
7:     for  $y \in N_1(x_1) \cap N_1(x_2) \cap N_1(x), y \neq x$  do:
8:       if  $(P(y, g), y) > (P(x, g), x)$  или  $y \in C_1(g) \cup C_2(g)$  then
9:          $n \leftarrow n + 1$ ;
10:        break.
11:       end if
12:     end for
13:     if  $n = 0$  then
14:       return true. ▷ Узел  $x \in C_2(g)$ 
15:     end if
16:   end for
17: end for
18: return false. ▷ Узел  $x \notin C_2(g)$ 

```

Если узел не выбрал себя C_1 -ретранслятором, он проверяет, является ли он C_2 -ретранслятором. Узел x выбирает себя C_2 ретранслятором, если существует такая пара несоседних узлов $x_1, x_2 \in N_1(x), x_1 \in C_1(g), x_2 \in C_1(g) \cup G(g)$, что в множестве $N_1(x) \cap N_1(x_1) \cap N_1(x_2)$ нет узла, имеющего больший приоритет, чем узел x , либо уже являющегося C_1 -ретранслятором или C_2 -ретранслятором.

Алгоритм СДМШ запускается при каждом изменении информации о соседних узлах. Доказательство корректности алгоритма СДМШ приведено в следующем разделе.

4.2.2. Доказательство корректности алгоритма

Докажем, что предложенный алгоритм действительно формирует СДМШ для локальных групп. Для этого, докажем два вспомогательных утверждения:

Утверждение 4. Для каждой пары узлов $x_1, x_2 \in M(g)$, для которых множество $N_1(x_1) \cap N_1(x_2)$ не пусто, существует хотя бы $K = \min(|N_1(x_1) \cap N_1(x_2)|, R')$ узлов из $C_1(g)$ в $N_1(x_1) \cap N_1(x_2)$, где $R' = R - 1$, если $x_1 \in N_1(x_2)$, иначе $R' = R$.

Доказательство. Пусть y_1, y_2, \dots, y_K – узлы с K наибольшими приоритетами для группы g из $N_1(x_1) \cap N_1(x_2)$. Если существует $k < K$ узлов из $C_1(g)$ в $N_1(x_1) \cap N_1(x_2) \cap N_1(x)$, тогда y_1, y_2, y_{M-k} выберут себя в качестве C_1 -ретрансляторов согласно процедуре 5, описанной выше. Таким образом, существует хотя бы K узлов из $C_1(g)$ в $N_1(x_1) \cap N_1(x_2)$. \square

Аналогичным образом докажем следующее утверждение.

Утверждение 5. Для каждой пары несоседних узлов $x_1, x_2 : x_1 \in M(g), x_2 \in C_1(g)$ или $x_1 \in C_1(g), x_2 \in C_1(g)$, для которых $N_1(x_1) \cap N_1(x_2)$ не пусто, существует хотя бы один узел из $C_1(g) \cup C_2(g)$ в $N_1(x_1) \cap N_1(x_2)$.

Доказательство. Пусть y – узел с наибольшим приоритетом для группы g из $N_1(x_1) \cap N_1(x_2)$. Если в множестве $N_1(x_1) \cap N_1(x_2) \cap N_1(x)$ нет узлов из $C_1(g) \cup C_2(g)$, то узел y выберет себя в качестве C_2 -ретранслятора согласно процедуре 6. Таким образом, хотя бы один узел из $C_1(g) \cup C_2(g)$ содержится в $N_1(x_1) \cap N_1(x_2)$. \square

Наконец, докажем, что предложенный алгоритм формирует СДМШ для локальной группы.

Утверждение 6. Для каждой пары несоседних узлов $x_1, x_2 \in M(g)$ существует маршрут от x_1 до x_2 , состоящий только из узлов, содержащихся в $C_1(g) \cup C_2(g)$.

Доказательство. Рассмотрим всевозможные взаимные положения узлов x_1 и x_2 .

Если узлы x_1 и x_2 находятся в двух шагах друг от друга (множество $N_1(x_1) \cap N_1(x_2)$ не пусто), тогда согласно утверждению 4 существует хотя бы один узел из $C_1(g)$, соединяющий узлы x_1 и x_2 .

Если узлы x_1 и x_2 в трех или четырех шагах друг от друга тогда, согласно определению локальной группы существует такой узел $x \in M(g)$, что узлы x_1 и x_2 содержатся в двухшаговой окрестности узла x . Рассмотрим два случая: 1) $x_1 \notin N_1(x), x_2 \notin N_1(x)$; 2) $x_1 \notin N_1(x), x_2 \in N_1(x)$.

В первом случае согласно утверждению 4 существует хотя бы один узел c_1 из $C_1(g) \cap N_1(x) \cap N_1(x_1)$ и хотя бы один узел c_2 из $C_1(g) \cap N_1(x) \cap N_1(x_2)$. Согласно утверждению 5 узлы c_1 и c_2 связаны хотя бы одним узлом c_3 из $C_1(g) \cup C_2(g)$. Таким образом, существует

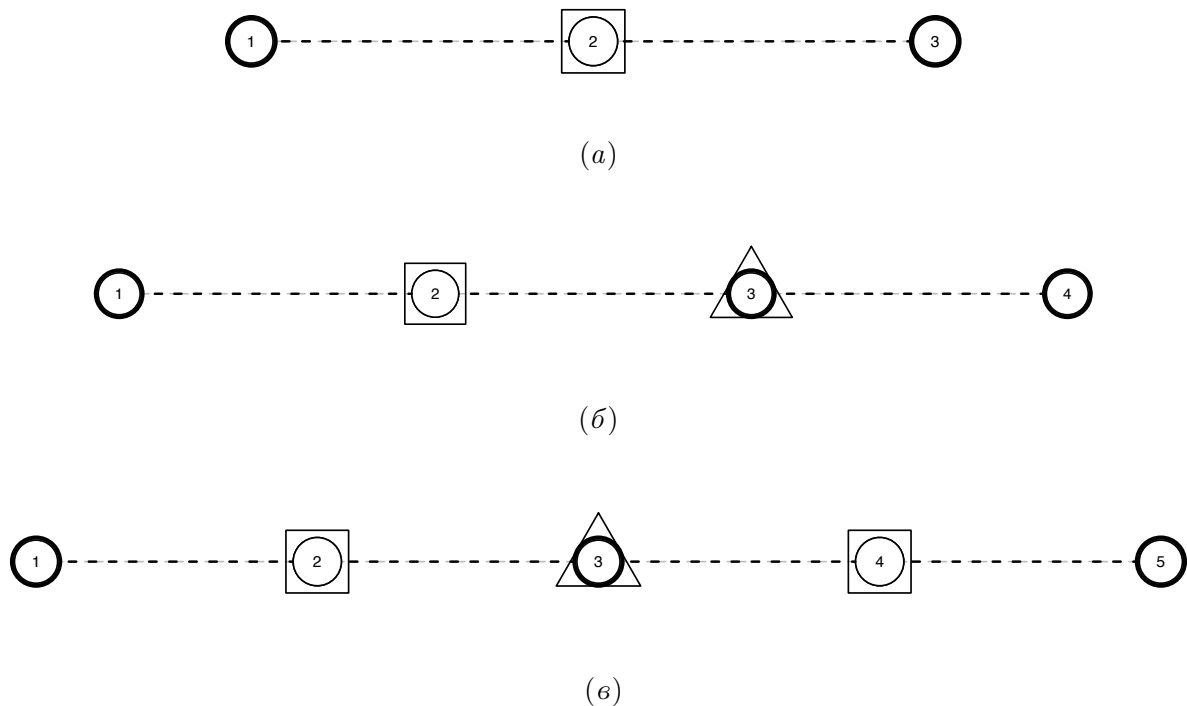


Рис. 4.2. Простейшие примеры работы алгоритма СДМШ.

маршрут $x_1 \rightarrow c_1 \rightarrow c_3 \rightarrow c_2 \rightarrow x_2$. Во втором случае согласно утверждению 4 существует хотя бы один узел c_1 из $C_1(g) \cap N_1(x) \cap N_1(x_1)$. Согласно утверждению 5 узлы x_2 и c_1 связаны хотя бы одним узлом c_2 из $C_1(g) \cup C_2(g)$. Таким образом, существует маршрут $x_1 \rightarrow c_1 \rightarrow c_2 \rightarrow x_2$.

Таким образом, во всех случаях узлы x_1 и x_2 соединены узлами из $C_1(g) \cup C_2(g)$. \square

4.2.3. Примеры работы алгоритма

На рис. 4.2 изображены простейшие примеры работы алгоритма СДМШ. Используются следующие обозначения:

- узлы, выделенные жирным, являются участниками группы;
- узлы, обведенные квадратом, являются C_1 -ретрансляторами;
- узлы, обведенные треугольником, являются C_2 -ретрансляторами.

Рис. 4.2, *a* соответствует случаю, когда согласно первому шагу алгоритма СДМШ, участники группы связаны C_1 -ретранслятором (узел 2). Во втором примере (рис. 4.2, *б*) узлы 1 и 3 связываются C_1 -ретранслятором (узел 2) согласно первому шагу алгоритма, после чего C_1 -ретранслятор 2 и узел 4 связываются C_2 -ретранслятором (узел 3) согласно второму шагу алгоритма. В третьем примере (рис. 4.2, *в*) пары узлов 1, 3 и 3, 5 связыва-

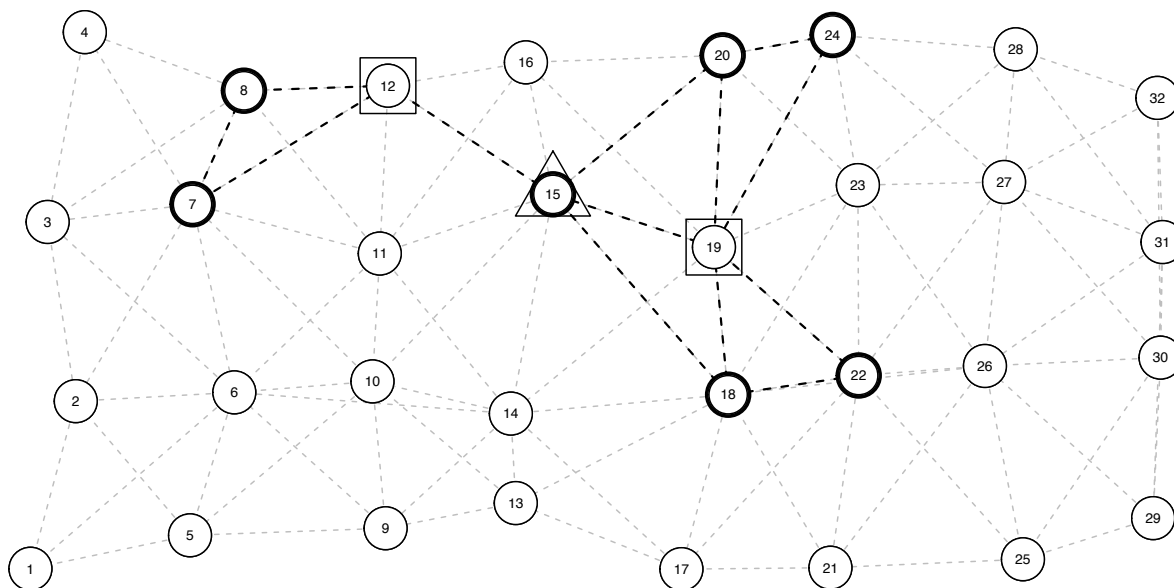


Рис. 4.3. Пример работы алгоритма СДМШ.

ются C_1 -ретрансляторами (узлы 2 и 4), затем узлы 2 и 4 связываются C_2 -ретранслятором.

Пример работы алгоритма СДМШ для группы в мобильной одноранговой сети изображен на рис. 4.3. В данном примере можно заметить, что предложенный алгоритм выбрал минимальное множество ретрансляторов для связывания участников группы.

Анализ эффективности алгоритма СДМШ проводится с помощью имитационного моделирования, результаты которого приведены в разделе 4.3.4.

4.3. Результаты имитационного моделирования

Оценка эффективности исследуемых алгоритмов выбора ретрансляторов для доставки многоадресных данных проводится с помощью имитационного моделирования в среде NS-3 [110].

4.3.1. Описание модели

Модель канала и физический уровень. Рассматривается модель канала, которая имитирует реалистичную среду передачи. В качестве модели распространения используется модель *TwoRayGround* из NS-3 с высотой антенны 2 метра, в качестве модели замирания используется модель *Nakagami*, в которой $m = 6$. На физическом уровне используется модель *YansWifiPhy* физического уровня и модель *NistErrorModel* ошибок, имитирующих

Таблица 4.1. Параметры модели.

Параметр	Значение
Модель канала и физического уровня	см. табл. 3.1
Канальный уровень	DTDMA
Длительность слота	1 мс
Количество слотов для передачи данных	100
Количество контрольных слотов	20
Размер слота	150 байт
Протокол маршрутизации	OLSR [64] с SMF [84]
Период рассылки HELLO-сообщений	2 сек

физический уровень IEEE 802.11a [21]. Мощность передатчика составляет 37 дБм, коэффициент шума составляет 5 дБ, ширина полосы равна 5 МГц и скорость передачи – 1,5 Мбит/с. Стоит отметить, что в разделе 3.5 применялись аналогичные модели канала и физического уровня. Зависимость вероятности успешной попытки передачи пакета от расстояния между узлами для рассматриваемых моделей канала и физического уровня приведена на рис. 3.4.

Канальный уровень. В среде NS-3 была реализована модель канального уровня на основе механизма DTDMA, описанного в разделе 1.2.2. Кадр DTDMA состоит из 20 контрольных слотов и 100 слотов для передачи данных длительностью 1 мс. Максимальный размер пакета, который может быть передан в слоте составляет 150 байт. Контрольные слоты используются для определения соседства, рассылки информации о резервировании слотов для передачи данных, а также для рассылки HELLO-сообщений сетевого уровня (см. далее).

Сетевой уровень. На сетевом уровне была реализована модель протокола SMF [84], который осуществляет доставку многоадресных данных на всю сеть с помощью узлов из СДМ, отсеивая при этом дубликаты пакетов. Для выбора СДМ может использоваться один из алгоритмов: E-CDS или UCDS. Также был реализован алгоритм СДМШ, предложенный в диссертации. При использовании алгоритма СДМШ узел ретранслирует пакет, адресованный группе g , только если этот узел выбрал себя членом СДМШ для группы g .

Для рассылки служебной информации алгоритмов СДМ и СДМШ использовались HELLO-сообщения протокола OLSR [64], реализованного в среде NS-3. Период рассылки HELLO-сообщений составлял 2 секунды. Узлы считаются соседними, если вероятность неуспешной передачи пакета на соединении между ними не превышает 10 %. Далее, обозначим через $R_{0,9}$ расстояние между двумя узлами при вероятности неуспешной передачи пакета, равной 10 %.

4.3.2. Метод оценки эффективности алгоритмов

Оценка эффективности алгоритмов выбора СДМ и предложенного алгоритма СДМШ проводилась следующим образом. Задавалось число N узлов сети и требуемый диаметр D сети. Начальные положения N узлов равномерно выбираются на квадратной площадке с такими размерами, что диаметр сети равен D . Для пары N и D генерировалось 20 различных начальных положений узлов и для каждого начального положения выполнялось 10 прогонов. Узлы двигались согласно заданной модели движения со скоростью V .

В сети создавалось G групп с одинаковым числом M участников. Стоит отметить, что определенный узел может входить в несколько групп. Участники групп генерировали многоадресные потоки постоянной интенсивности, причем период поступления пакетов потоков равен длительности кадра DTDMA и пакет потока «помещается» в один слот. Для запуска потока случайно выбиралась группа и среди участников группы случайно выбирался источник потока. Поток адресовался всем остальным участникам группы. Время запуска каждого потока случайно выбирается из диапазона от 100 до 105 сек после начала прогона. Поток завершается по окончании прогона, длительность которого составляла 350 сек.

Для каждого передаваемого потока измеряется величина G-PDR (Group Packet Delivery Ratio) – минимальная доля доставленных пакетов среди всех получателей потока. Все время передачи потока разделено на интервалы длительностью $\Delta_{flow} = 1$ сек. На каждом интервале измеряется доля PDR успешно доставленных пакетов до каждого из получателей и определяется минимальное значение PDR среди всех получателей. Величина G-PDR определяется как среднее минимальных значений PDR по всем интервалам. Если передается несколько потоков, то G-PDR усредняется по всем потокам.

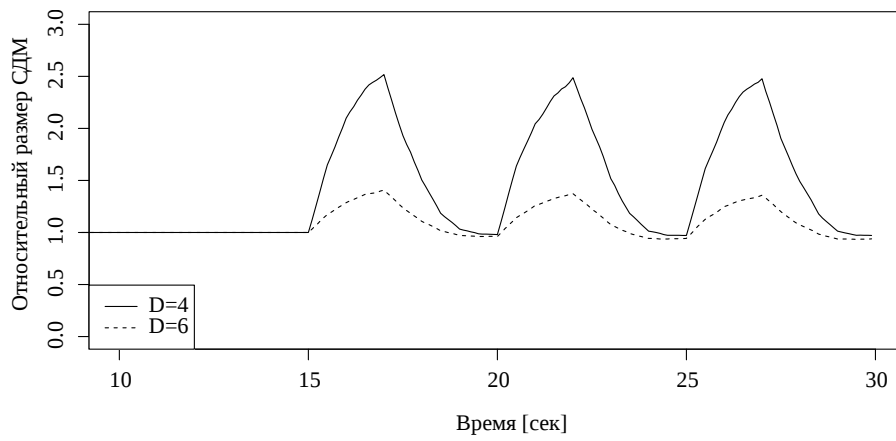
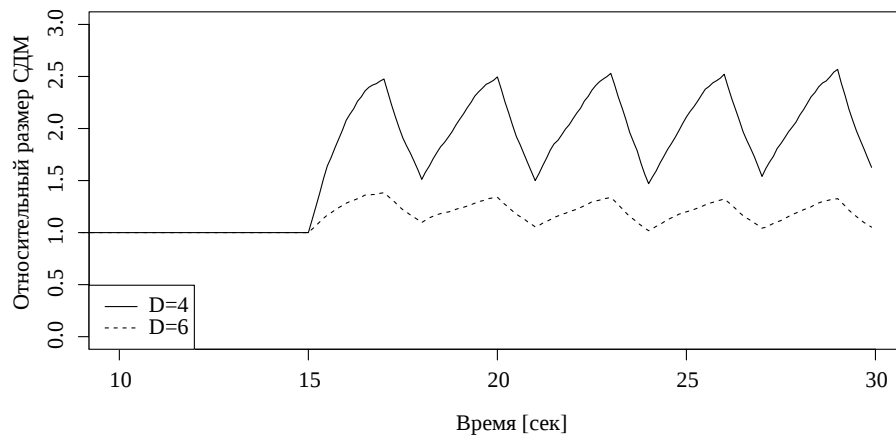
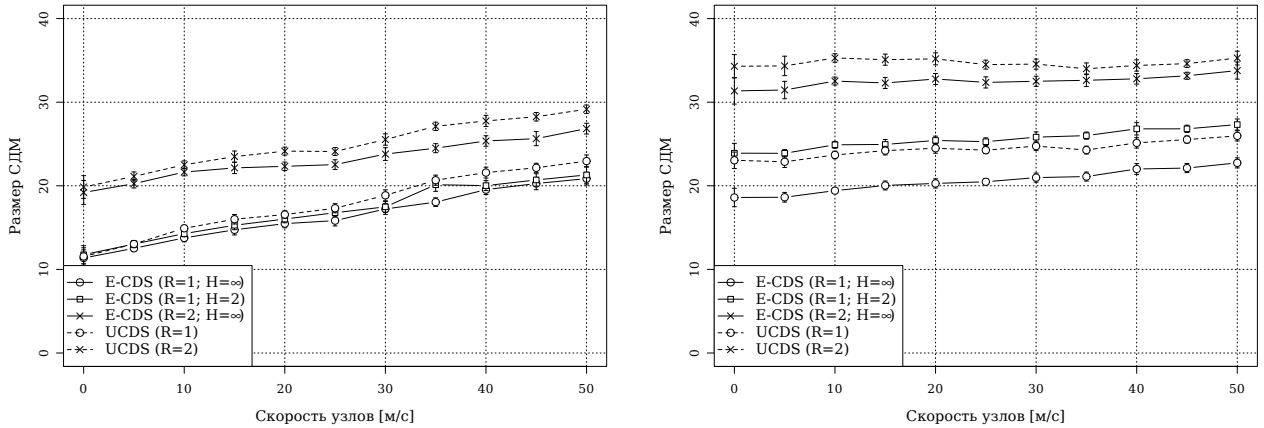
(а). $T_{ch} = 5$ с.(б). $T_{ch} = 3$ с.

Рис. 4.4. Относительный размер СДМ алгоритма E-CDS от времени при различной интенсивности изменений.

4.3.3. Анализ механизмов повышения избыточности СДМ

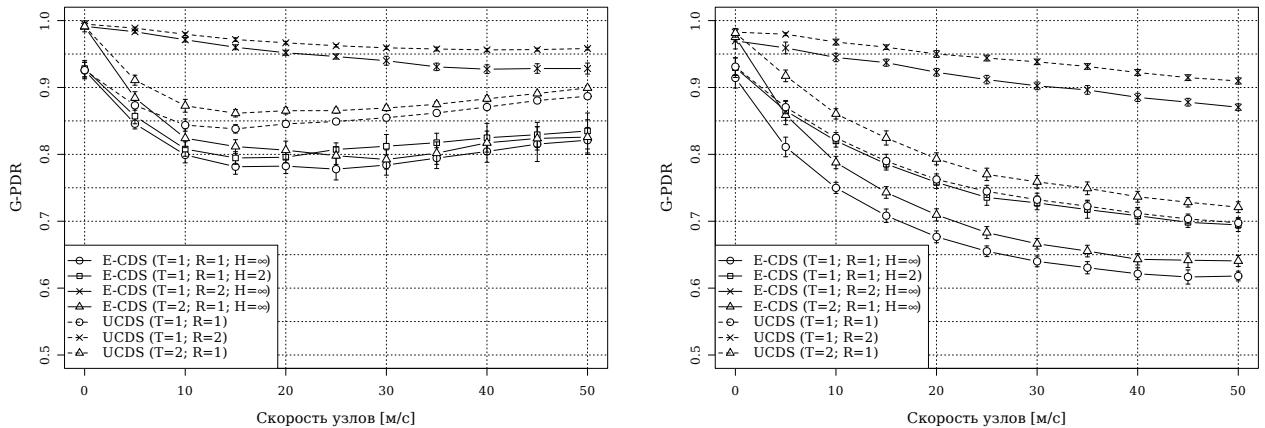
Для анализа механизмов повышения избыточности СДМ были рассмотрены сети с $N = 80$ узлами с диаметрами $D = 4$ (плотная сеть) и $D = 6$ (разреженная сеть). Все узлы сети считались участниками одной группы. Использовалась модель движения, в которой узел случайно выбирал направление движения и двигался до границы заданной квадратной площадки с заданной скоростью. Были исследованы зависимости величины G-PDR от скорости узлов и от количества передаваемых потоков, а также были исследованы переходные характеристики алгоритмов СДМ при точечном изменении топологии сети.

Переходные характеристики. Рассмотрим переходные характеристики алгоритмов построения СДМ. Рассматривается сеть, состоящая из 80 узлов, при плотном и разрежен-

(а). $D = 4$ (плотная сеть).(б). $D = 6$ (разреженная сеть).Рис. 4.5. Размер СДМ в зависимости от скорости узлов для различных диаметров D сети.

ном расположении узлов. Раз в T_{ch} генерируется изменение топологии в сети: два случайно выбранных узла моментально меняются местами. Измеряется размер множества СДМ относительно размера СДМ в статической сети, причем СДМ строился с помощью алгоритма E-CDS. На рис. 4.4 изображены переходные характеристики для $T_{ch} = 5$ сек. Видно, что размер СДМ увеличивается после изменения топологии, так как узлы выбирают себя членами СДМ по причине неполной информации о соседях. В плотной сети ($D = 4$) реакция на изменение топологии более ярко выражена, так как большее число узлов вовлечено в изменение топологии. Рис. 4.4, б с $T_{ch} = 3$ сек показывает, что в случае плотной сети алгоритм E-CDS не успевает сходиться и средний размер СДМ растет. Данные результаты показывают, что чем больше интенсивность изменений в сети, тем больше размер СДМ. Это наблюдение используется при дальнейшем анализе алгоритмов построения СДМ.

Изменение скорости узлов. На рис. 4.5 изображены зависимости размера множества СДМ от скорости движения узлов для различных диаметров сети и различных алгоритмов выбора СДМ. Стоит отметить, что полученные зависимости подтверждают описанные выше результаты – с увеличением скорости движения узлов средний размер СДМ также увеличивается. Данный эффект ярко выражен в плотной сети ($D = 4$), в которой размер СДМ для всех алгоритмов увеличивается примерно в 1,5 раза при изменении скорости от 0 до 50 м/с. Что касается размера СДМ, алгоритм E-CDS с $R = 1$ и $H = \infty$ строит СДМ наименьшего размера, и для разреженной сети с $D = 6$ данное преимущество более

(a). $D = 4$ (плотная сеть).(б). $D = 6$ (разреженная сеть).Рис. 4.6. G-PDR в зависимости от скорости узлов для различных диаметров D сети.

ярко выражено. Стоит также отметить, что параметр H влияет на размер СДМ только в разреженной сети. Алгоритм UCDS с $R = 1$ строит СДМ примерно того же размера, что и алгоритм E-CDS с $R = 1$ и $H = 2$, однако, при $R = 2$ размер СДМ для UCDS немного превышает размер СДМ для E-CDS.

Перейдем к анализу эффективности СДМ при различных скоростях движения узлов. Передается один поток, и измеряется G-PDR для различных алгоритмов и различных скоростей движения узлов. Результаты для плотной и разреженной сети представлены на рис. 4.9. Интересный эффект наблюдается для плотной сети при использовании алгоритмов с $R = 1$. G-PDR уменьшается при изменении скорости до 15 м/с, так как практически отсутствует избыточность СДМ, и изменения топологии оказывают сильное влияние на эффективность алгоритмов. Однако, как было показано выше, с увеличением скорости размер СДМ также увеличивается, таким образом, автоматически возникает избыточность СДМ и G-PDR начинает расти при увеличении скорости с 15 м/с. Наименьшую устойчивость к увеличению скорости движения узлов демонстрирует алгоритм E-CDS и $R = 1$ и $H = \infty$, так как практически отсутствует избыточность СДМ. Эффективность UCDS с $R = 1$ примерно такая же, что и эффективность E-CDS с $R = 1$ и $H = 2$. Стоит отметить, что увеличение числа T обязательных повторов передачи пакетов имеет смысл только в статических сетях. Алгоритмы с $R = 2$ показывают высокую эффективность независимо от скорости узлов: G-PDR лишь незначительно уменьшается. Все это говорит о том, что построение двусвязного СДМ является наиболее эффективным способом увели-

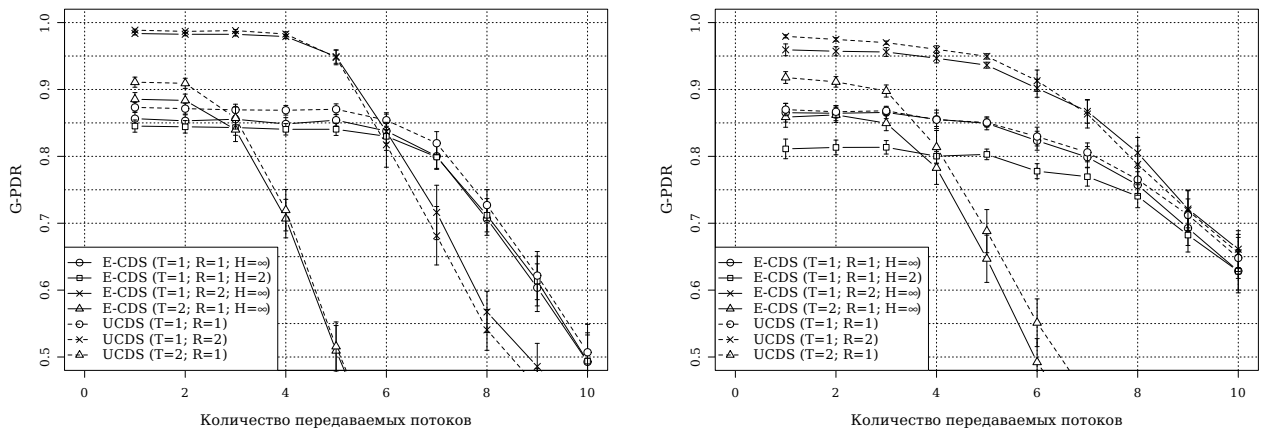
(а). $D = 4$ (плотная сеть).(б). $D = 6$ (разреженная сеть).

Рис. 4.7. G-PDR в зависимости от количества передаваемых потоков для $D = 4$ (плотная сеть) и $D = 6$ (разреженная сеть).

чения устойчивости к мобильности узлов. Однако, двусвязность подразумевает больший размер СДМ, что, в свою очередь, может уменьшить пропускную способность сети. Можно заметить, что алгоритм UCDS демонстрирует большее значение G-PDR, чем E-CDS при соответствующих настройках.

Изменение количества передаваемых потоков. Измерялась зависимость G-PDR от количества одновременно передаваемых потоков при скорости движения узлов 5 м/с. Результаты для $D = 4$ (плотная сеть) и $D = 6$ (разреженная сеть) приведены на рис. 4.7. Зададим границу G-PDR, ниже которой считается, что потоки передаются с неудовлетворительным качеством. В качестве примера рассмотрим речевые потоки, для удовлетворительного качества передачи которых доля доставленных пакетов должна превышать 95%. Односвязный СДМ ($R = 1$) обеспечивает G-PDR ниже порогового значения, но спад G-PDR происходит позже, чем в двусвязном случае, что обусловлено меньшим числом ретрансляторов в односвязном случае. Дополнительный повтор передачи пакетов ($T = 2$) не позволяет достичь порогового G-PDR. Более того, G-PDR резко падает уже при трех передаваемых потоках. При использовании двусвязного СДМ даже при пяти одновременно передаваемых потоках G-PDR не ниже порогового значения как в разреженной, так и в плотной сети. Как и при изменении скорости движения узлов, результаты для UCDS немного лучше, чем результаты для E-CDS.

Исходя из представленных результатов, можно сделать вывод, что наиболее эффективным способом повышения надежности передачи многоадресных данных является использование двусвязного СДМ. Ограничение длины маршрутов (параметр H) в алгоритме E-CDS имеет смысл только в разреженных сетях. Что касается дополнительной попытки передачи пакетов, данный метод эффективен только в статических сетях. Стоит, также отметить, что алгоритм UCDS оказался более эффективным, чем алгоритм E-CDS при соответствующих настройках.

4.3.4. Анализ предложенного алгоритма СДМШ

Для анализа предложенного алгоритма СДМШ были рассмотрены сети с $N = 80$ узлами с диаметром $D = 6$. Для каждого расположения узлов генерировалось 20 локальных групп, состоящих из 8 узлов. Для создания локальной группы с m участниками выполнялись следующие шаги:

1. среди узлов сети случайно выбирался центральный узел c , который добавляется в группу;
2. в группу добавляется $m - 1$ узлов, случайно выбранных из двухшаговой окрестности центрального узла c .

Для того, чтобы группы сохраняли свою локальность, использовалась модель движения узлов, учитывающая принадлежность узлов группам. Пусть узел n является участником G групп с центральными узлами c_1, c_2, \dots, c_G . Узел n движется со скоростью V в пересечении окружностей радиуса $2R_{0.9}$ с центрами в узлах c_1, c_2, \dots, c_G согласно модели движения со случайным выбором направления без пауз.

Предложенный алгоритм СДМШ сравнивался с алгоритмом построения СДМ, в качестве которого использовался алгоритм UCDS. Рассматривалось два варианта настройки каждого из алгоритмов: $R = 1$ (без избыточности) и $R = 2$ (с избыточностью). Исследовалась зависимость G-PDR от скорости движения узлов и от количества передаваемых потоков.

На рис. 4.8 продемонстрировано существенное преимущество алгоритма СДМШ в смысле количества одновременно передаваемых потоков с высоким G-PDR. Измеряется зависимость G-PDR от количества одновременно передаваемых потоков при скорости 5 м/с. В случае СДМ потоки доставляются на всю сеть, поэтому пакеты могут быть доставлены до получателей по нескольким маршрутам. Поэтому пока число передаваемых

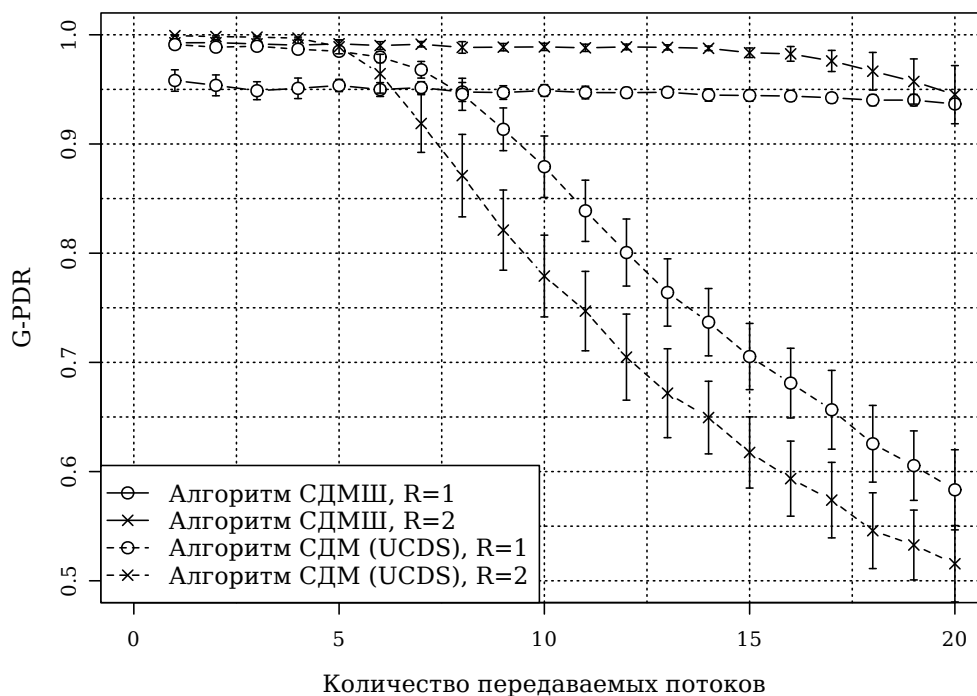
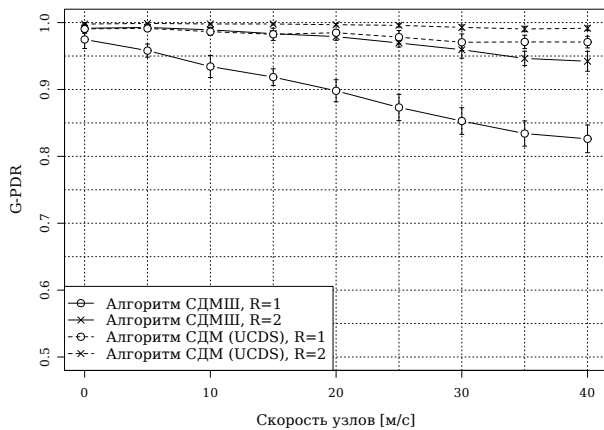


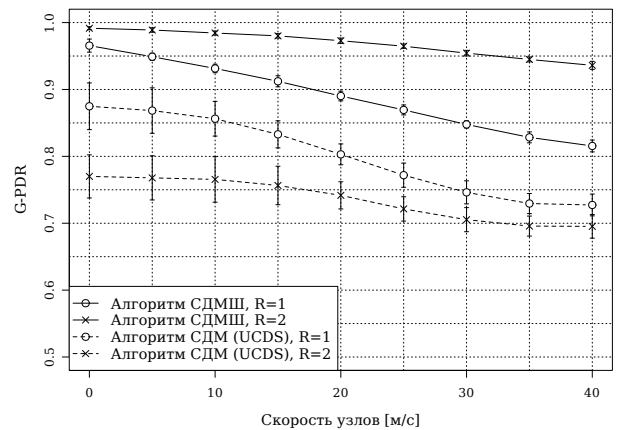
Рис. 4.8. Зависимость G-PDR от количества одновременно передаваемых потоков при скорости 5 м/с.

потоков меньше 5, величина G-PDR для алгоритма СДМ близка к 1. Однако, алгоритм СДМ доставляет данные на всю сеть, в связи с чем требует большого числа ресурсов, поэтому, когда число потоков становится больше 5 величина G-PDR для алгоритма СДМ резко уменьшается. Алгоритм СДМШ осуществляет доставку пакетов только участникам группы, поэтому использует меньшее число ретрансляторов. В связи с этим, величина G-PDR для алгоритма СДМШ остается постоянной при изменении количества передаваемых потоков от 1 до 20 для $R = 1$, при $R = 2$ – до 15 передаваемых потоков.

Алгоритм доставки многоадресных данных для мобильных одноранговых сетей должен быть устойчив к изменению топологии сети. На рис. 4.9 изображены зависимости G-PDR от скорости движения узлов при различном количестве передаваемых потоков. В силу того, что алгоритм СДМ осуществляет доставку на всю сеть, то пакеты могут быть получены по нескольким маршрутам, поэтому величина G-PDR для алгоритма СДМ слабо уменьшается с увеличением скорости движения узлов. При использовании алгоритма СДМШ без избыточности ($R = 1$) наблюдается спад G-PDR до 0,9, при скорости 20 м/с и до 0,83 при скорости 40 м/с. Это обусловлено тем, что при использовании алгоритма СД-



(а). 1 передаваемый поток.



(б). 10 передаваемых потоков.

Рис. 4.9. Зависимость G-PDR от скорости движения узлов при различном количестве передаваемых потоков.

МШ пакеты доставляются только узлам группы, и при $R = 1$ пакеты до получателей, как правило, доставляются по одному маршруту. Однако, алгоритм СДМШ с избыточностью ($R = 2$) показывает примерно тот же результат, что и алгоритм СДМ, что говорит о его устойчивости к изменению топологии сети.

При 10 одновременно передаваемых потоков (рис. 4.9, б) видно, что эффективность алгоритма СДМ резко снижается, так как недостаточно ресурсов для доставки всех 10 потоков на всю сеть. При этом алгоритм СДМШ показывает примерно тот же результат, что и при одном передаваемом потоке.

Таким образом, можно сделать вывод, что предложенный алгоритм СДМШ позволяет существенно уменьшить количество ресурсов, необходимых для доставки многоадресных данных до участников группы, по сравнению с алгоритмом СДМ. При этом предложенный алгоритм обеспечивает практически ту же устойчивость к изменению топологии сети, что и алгоритм СДМ. Важно также отметить, что алгоритм СДМШ использует примерно тот же объем служебной информации, что и алгоритм СДМ. Все это говорит о том, что предложенный алгоритм является эффективным способом передачи многоадресных данных между участниками локальных групп в случае когда диаметр сети больше, чем диаметр групп.

4.4. Выводы к четвертой главе

В данной главе был проведен анализ эффективности алгоритмов выбора ретрансляторов для передачи многоадресных данных в широкополосных мобильных одноранговых сетях.

Были проанализированы методы повышения надежности доставки многоадресных данных при использовании наиболее популярных и практически применимых алгоритмов UCDS и E-CDS построения связного доминирующего множества для выбора ретрансляторов. Результаты имитационного моделирования показали, что использование двусвязного СДМ является наиболее эффективным способом повышения надежности доставки данных – оба алгоритма показали высокую эффективность независимо от скорости движения узлов и обеспечили наибольшее количество одновременно передаваемых потоков с высокой надежностью. Ограничение длины маршрутов в алгоритме E-CDS имеет смысл только в разреженных сетях. Дополнительный повтор передачи пакетов имеет смысл только в статических сетях. Стоит также отметить, что эффективность алгоритма UCDS немного выше, чем эффективность E-CDS при соответствующих настройках. Также было обнаружено влияние скорости узлов на размер СДМ. С увеличением скорости узлов вероятность сходимости алгоритма построения СДМ уменьшается и, следовательно, добавляется избыточность СДМ, что, в свою очередь, приводит к повышению надежности доставки.

Также в данной главе был предложен распределенный алгоритм построения связного доминирующего множества Штейнера (СДМШ) для локальных групп – таких групп узлов, что относительно хотя бы одного участника группы все остальные участники находятся в его двухшаговой окрестности. В отличие от алгоритмов СДМ, ретрансляторы, выбранные с помощью предложенного алгоритма, доставляют данные не на всю сеть, а только в до участников группы. Предложенный алгоритм использует информацию лишь о соседях и соединениях между соседями, которая может получена с помощью рассылки одношаговых служебных сообщений. Также алгоритм может быть настроен на выбор избыточного числа ретрансляторов. С помощью имитационного моделирования было показано, что предложенный алгоритм построения СДМШ позволяет существенно уменьшить количество канальных ресурсов, необходимых для доставки многоадресных данных до участников группы, по сравнению с алгоритмом СДМ. Более того, предложенный алгоритм является устойчивым к изменениям топологии сети, что является важным свойством для мобильных одноранговых сетей. Таким образом, предложенный алгоритм СДМШ являет-

ся подходящим решением для доставки многоадресных данных между узлами локальных групп в широкополосных мобильных одноранговых сетях большого диаметра.

Заключение

В данной диссертации разработан комплекс аналитических и имитационных моделей для анализа механизмов самоорганизации в мобильных одноранговых сетях, а также разработаны новые механизмы самоорганизации, направленные на обеспечение качества обслуживания и учитывающие особенности мобильных одноранговых сетей. В частности:

1. Разработана аналитическая модель механизма инкрементальной рассылки сетевой информации в узкополосных мобильных одноранговых сетях со случайным доступом к каналу, с помощью которой была выполнена настройка данного механизма и проведено его сравнение с механизмом рассылки полной сетевой информации;
2. Предложен оригинальный метод выбора слотов для многошаговой передачи одноадресных речевых потоков, гарантирующий выполнение ограничений на вероятность потери и время доставки пакета, в широкополосной мобильной одноранговой сети с детерминированным доступом TDMA к каналу в условиях помех. Предложен эвристический алгоритм выбора параметров этого метода и метрика маршрутизации, нацеленные на минимизацию вероятности блокировки речевого потока, позволяющие до 30 % увеличить емкость сети по сравнению с базовыми алгоритмами;
3. Проведен сравнительный анализ различных механизмов повышения надежности доставки многоадресных данных с помощью ретрансляторов из связного доминирующего множества (СДМ) в широкополосных мобильных одноранговых сетях. Было показано, что наиболее эффективным способом повышения надежности является использование двусвязного СДМ;
4. Предложен новый распределенный алгоритм выбора ретрансляторов для передачи многоадресных данных в широкополосной мобильной одноранговой сети, использующий лишь информацию о соседних узлах и соединениях между ними и нацеленный на формирование минимального связного доминирующего множества Штейнера, для таких групп узлов, что хотя бы для одного участника группы все остальные участники группы находятся в его двухшаговой окрестности. Показано, что предложенный алгоритм позволяет до 2,5 раз увеличить число одновременно передаваемых многоадресных потоков с высокой надежностью по сравнению с алгоритмом доставки многоадресных данных с помощью связного доминирующего множества, обеспечивая ту же устойчивость к мобильности узлов сети.

Полученные в диссертации результаты были внедрены и используются на практике, что подтверждается соответствующими актами – см. Приложение. В частности, предложенные в диссертации алгоритмы резервирования слотов и маршрутизации используются в сетевых протоколах широкополосных мобильных одноранговых сетей, разрабатываемых ОАО «ГлобалИнформСервис». Аналитические модели, разработанные в диссертации, использовались ЗАО «Телум» для анализа и настройки механизмов рассылки сетевой информации в узкополосных мобильных одноранговых сетях.

Литература

1. П.О. Некрасов, Д.Н. Фахриев. Рассылка сетевой информации в узкополосных самоорганизующихся сетях // Автоматика и телемеханика. 2015. № 4. С. 105–124.
2. Nekrasov P., Fakhriev D. [Transmission of real-time traffic in TDMA multi-hop wireless ad-hoc networks](#) // Proc. of IEEE International Conference on Communications (ICC). IEEE, 2015. — June. Pp. 6469–6474.
3. Fakhriev D., Nekrasov P. [Forwarding Protocol for Multi-channel Narrowband Ad Hoc Networks](#) // Proc. of Military Communications Conference (MILCOM). IEEE, 2013. — Nov. Pp. 516–520.
4. Nekrasov P., Fakhriev D. [Methods for Improving Fault Tolerance of Simplified Multicast Forwarding with CDS in MANETs](#) // Proc. of Military Communications Conference (MILCOM). IEEE, 2014. — Oct. Pp. 1223–1228.
5. Nekrasov P., Fakhriev D. [LG-CDS: Local group connected dominating set for multicasting in MANETs](#) // Proc. of International Conference on Computing, Networking and Communications (ICNC). IEEE, 2015. — Feb. Pp. 791–795.
6. П.О. Некрасов, Д.Ю. Доронин, Д.Н. Фахриев. Метод обеспечения качества обслуживания потоков реального времени в сети MANET с динамическим TDMA // Труды конференции «Информационные технологии и системы». 2015. С. 672–678.
7. П.О. Некрасов, Д.Ю. Доронин, Д.Н. Фахриев. Передача потоков реального времени в беспроводных многошаговых самоорганизующихся сетях с динамическим TDMA // Труды конференции «Кибернетика и высокие технологии XXI века». 2015. С. 140–153.
8. П.О. Некрасов, Д.Н. Фахриев. Анализ алгоритмов формирования связного доминирующего множества в мобильных беспроводных многошаговых децентрализованных сетях // Труды конференции «Радиолокация, навигация, связь». 2016. С. 582–593.
9. Kleinrock L., Silvester J. Optimum transmission radii for packet radio networks or why six is a magic number // Proc. of National Telecommunications Conference (NTC). Vol. 1. 1978. Pp. 431–435.

10. Jubin J., Tornow J. D. The DARPA packet radio network protocols // [Proceedings of the IEEE](#). 1987. — Jan. Vol. 75, no. 1. Pp. 21–32.
11. Cardine C. Digitization of the Battlefield: Tech. rep.: DTIC Document, 1994.
12. Abramson N. The Aloha system – another alternative for computer communication // Proc. of AFIPS. 1970. Pp. 295–298.
13. Kleinrock L., Tobagi F. A. Packet Switching in Radio Channels: Part 1-Carrier Sense Multiple-Access Modes and Their Throughput-Delay Characteristics // [IEEE transactions on communications](#). 1975. Vol. 5, no. 12. Pp. 1400–1416.
14. MIL-STD-188-220D. Digital Message Transfer Device Subsystems: Standard: DoD, 2005. — September.
15. 102.BAAA-A-2003. APCO P25: FDMA Common Air Interface: Part 2: Air Interface (AI): Standard: TIA, 2003. — September.
16. ETSI-EN-300-396-1. Terrestrial Trunked Radio (TETRA): Technical requirements for Direct Mode Operation (DMO): Standard: ETSI, 2011.
17. Serra C., Margot P., Heikkinen P. et al. [ESSOR HDRWF – Capabilities and Perspectives of an Innovative Coalition Waveform](#) // Proc. of Military Communications Conference (MILCOM). IEEE, 2013. — Nov. Pp. 743–751.
18. Elmasry G.F. Tactical Wireless Communications and Networks: Design Concepts and Challenges. Wiley, 2012.
19. Young C.D. [USAP multiple access: dynamic resource allocation for mobile multihop multi-channel wireless networking](#) // Proc. of Military Communications Conference (MILCOM). Vol. 1. IEEE, 1999. Pp. 271–275.
20. Ogier R., Spagnolo P. Mobile Ad Hoc Network (MANET) Extension of OSPF Using Connected Dominating Set (CDS) Flooding. RFC 5614. IETF. 2009.
21. [IEEE 802.11. Telecommunications and information exchange between systems Local and metropolitan area networks – Specific requirements Part 11: Wireless LAN Medium Access Control \(MAC\) and Physical Layer \(PHY\) Specifications](#): Standard: IEEE, 2012. — March.

22. Seth Sahil, Gankotiya Anil, Singh Gurdit et al. [Throughput Analysis of HWMP Routing Protocol in Wireless Mesh Networks](#) // Proc. of International Conference on Recent Trends in Business Administration and Information Processing, BAIP. Vol. 70 of Communications in Computer and Information Science. Springer, 2010. Pp. 482–484.
23. Tobagi F., Kleinrock L. Packet Switching in Radio Channels: Part II–The Hidden Terminal Problem in Carrier Sense Multiple-Access and the Busy-Tone Solution // [IEEE Transactions on Communications](#). 1975. — December. Vol. 23, no. 12. Pp. 1417–1433.
24. Rabin K., Nedeveschi S., Surana S. et al. WiLDNet: Design and implementation of high-performance wifi-based long distance wireless networks // Proc. of ACM/USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation (NSDI). 2007.
25. Surana Sonesh, Patra Rabin, Nedeveschi Sergiu et al. Beyond Pilots: Keeping Rural Wireless Networks Alive // Proc. of the 5th USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation. NSDI'08. Berkeley, CA, USA: USENIX Association, 2008. Pp. 119–132.
26. Hussain Md. Iftekhhar, Ahmed Zaved Iqubal, Sarma Nityananda, Saikia D. K. An Efficient TDMA MAC Protocol for Multi-hop WiFi-Based Long Distance Networks // [Wireless Personal Communications](#). 2016. Vol. 86, no. 4. Pp. 1971–1994.
27. Subramanian L., Surana S., Sheth A. et al. Rethinking wireless for the developing world // ACM Hotnets. 2006.
28. [IEEE 802.16. Air Interface for Broadband Wireless Access Systems](#): Standard: IEEE, 2012. — Aug.
29. ECMA-368. High Rate Ultra Wideband PHY and MAC Standard: Standard: ECMA, 2007.
30. Roberts Lawrence G. ALOHA Packet System with and Without Slots and Capture // [SIGCOMM Comput. Commun. Rev.](#) 1975. — April. Vol. 5, no. 2. Pp. 28–42.
31. [IEEE 802.3. Telecommunications and Information Exchange Between Systems – Local and Metropolitan Area Networks-Specific Requirements Part 3: Carrier Sense Multiple Access With Collision Detection \(CSMA/CD\) Access Method and Physical Layer Specifications](#): Standard: IEEE, 2005.

32. IEEE 802.15.4. Local and metropolitan area networks – Specific requirements– Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs): Standard: IEEE, 2006.
33. Lyakhov A., Pustogarov I., Gudilov A. IEEE 802.11 Direct links: Interference Classification and Modeling // Selected Lectures on Multiple Access and Queueing Systems. Revised Selected Papers from International Workshop on Multiple Access Communications (MACOM-2008). Saint-Petersburg, Russia, 16–17th June, 2008. Pp. 15–24.
34. Xu S., Saadawi T. Does the IEEE 802.11 MAC protocol work well in multihop wireless ad hoc networks? // [IEEE Communications Magazine](#). 2001. — Jun. Vol. 39, no. 6. Pp. 130–137.
35. Ляхов А.И., Пустогаров И.А., Гудилов А.С. Проблема неравномерного распределения пропускной способности канала в сетях IEEE 802.11 // Информационные процессы. 2008. Т. 8, № 3. С. 149–167.
36. Nelson R., Kleinrock L. Spatial TDMA: A Collision-Free Multihop Channel Access Protocol // [IEEE Transactions on Communications](#). 1985. — Sep. Vol. 33, no. 9. Pp. 934–944.
37. Gronkvist J. [Assignment methods for spatial reuse TDMA](#) // Proc. of First Annual Workshop on Mobile and Ad Hoc Networking and Computing. 2000. Pp. 119–124.
38. Bjorklund P., Varbrand P., Yuan Di. [Resource optimization of spatial TDMA in ad hoc radio networks: a column generation approach](#) // Proc. of Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications. IEEE Societies. Vol. 2. 2003. — March. Pp. 818–824.
39. Ramaswami R., Parhi K. K. [Distributed scheduling of broadcasts in a radio network](#) // Proc. of the 8th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM). 1989. — April. Pp. 497–504.
40. Post M. J., Kershenbaum A. S., Sarachik P. E. [A Distributed Evolutionary Algorithm for Reorganizing Network Communications](#) // Proc. of Military Communications Conference (MILCOM). IEEE, 1985. — Oct. Pp. 133–139.
41. Cidon I., Sidi M. Distributed assignment algorithms for multihop packet radio networks // [IEEE Transactions on Computers](#). 1989. — Oct. Vol. 38, no. 10. Pp. 1353–1361.

42. Pong L.C., Li V.O.K. [A distributed time-slot assignment protocol for mobile multi-hop broadcast packet radio networks](#) // Proc. of Military Communications Conference (MILCOM). 1989. — Oct. Pp. 70–74.
43. Bao Lichun, Garcia-Luna-Aceves J. J. [A New Approach to Channel Access Scheduling for Ad Hoc Networks](#) // Proc. of the 7th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom). ACM, 2001. Pp. 210–221.
44. Bao Lichun. [MALS: multiple access scheduling based on Latin squares](#) // Proc. of Military Communications Conference (MILCOM). Vol. 1. IEEE, 2004. — Oct. Pp. 315–321.
45. Zhu Chenxi, Corson M.S. [A Five-Phase Reservation Protocol \(FPRP\) for Mobile Ad Hoc Networks](#) // *Wireless Networks*. 2001. Vol. 7, no. 4. Pp. 371–384.
46. Li X., Gao H., Liang Y. et al. [Performance modeling and analysis of distributed multi-hop wireless ad hoc networks](#) // Proc. of IEEE International Conference on Communications (ICC). 2016. — May. Pp. 1–6.
47. Cao Min, Ma Wenchao, Zhang Qian et al. [Modelling and Performance Analysis of the Distributed Scheduler in IEEE 802.16 Mesh Mode](#) // Proc. of the 6th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing. MobiHoc '05. ACM, 2005. Pp. 78–89.
48. Djukic Petar, Valaee Shahrokh. [Delay Aware Link Scheduling for Multi-hop TDMA Wireless Networks](#) // *IEEE/ACM Transactions Netw.* 2009. Vol. 17, no. 3. Pp. 870–883.
49. Djukic P., Valaee S. [Link Scheduling for Minimum Delay in Spatial Re-Use TDMA](#) // Proc. of 26th IEEE International Conference on Computer Communications. 2007. — May. Pp. 28–36.
50. Cappanera Paola, Lenzini Luciano, Lori Alessandro et al. [Optimal joint routing and link scheduling for real-time traffic in TDMA Wireless Mesh Networks](#) // *Computer Networks*. 2013. Vol. 57, no. 11. Pp. 2301–2312.
51. Hajek B., Sasaki G. [Link scheduling in polynomial time](#) // *IEEE Transactions on Information Theory*. 1988. — Sep. Vol. 34, no. 5. Pp. 910–917.

52. Kodialam Murali, Nandagopal Thyaga. Characterizing Achievable Rates in Multi-hop Wireless Mesh Networks with Orthogonal Channels // [IEEE/ACM Trans. Netw.](#) 2005. — August. Vol. 13, no. 4. Pp. 868–880.
53. Д.Н. Фахриев, Е.М. Быков. Выделение ресурсов для передачи TCP-потоков в ad hoc сетях с динамическим TDMA // [Электросвязь](#). 2013. № 9. С. 52–54.
54. Han B., Tso F. P., Ling L., Jia W. [Performance Evaluation of Scheduling in IEEE 802.16 Based Wireless Mesh Networks](#) // Proc. of IEEE International Conference on Mobile Ad Hoc and Sensor Systems (MASS). 2006. — Oct. Pp. 789–794.
55. Wei Hung-Yu, Ganguly S., Izmailov R., Haas Z. J. [Interference-aware IEEE 802.16 WiMax mesh networks](#) // Proc. of IEEE 61st Vehicular Technology Conference. Vol. 5. 2005. — May. Pp. 3102–3106.
56. Krasilov A., Lyakhov A., Safonov A. [Interference, Even with MCCA Channel Access Method in IEEE 802.11s Mesh Networks](#) // Proc. of IEEE 8th International Conference on Mobile Ad-Hoc and Sensor Systems (MASS). 2011. — Oct. Pp. 752–757.
57. Khorov Evgeny, Krasilov Artem, Lyakhov Andrey, Ostrovsky Dmitry. Dynamic Resource Allocation for MCCA-Based Streaming in Wi-Fi Mesh Networks // [Wireless Access Flexibility](#). Springer Berlin Heidelberg, 2013. Vol. 8072 of Lecture Notes in Computer Science. Pp. 93–111.
58. Shvets E., Lyakhov A. [Mathematical model of MCCA-based streaming process in mesh networks in the presence of noise](#) // Proc. of Wireless Communications and Networking Conference (WCNC). 2012. — April. Pp. 1887–1892.
59. Shvets Evgeny, Lyakhov Andrey, Safonov Alexander, Khorov Evgeny. Analytical Model of IEEE 802.11s MCCA-based Streaming in the Presence of Noise // [SIGMETRICS Perform. Eval. Rev.](#) 2011. Vol. 39, no. 2. Pp. 38–40.
60. [IEEE 802.11aa. Telecommunications and information exchange between systems Local and metropolitan area networks—Specific requirements Part 11: Wireless LAN Medium Access Control \(MAC\) and Physical Layer \(PHY\) Specifications Amendment 2: MAC Enhancements for Robust Audio Video Streaming: Standard: IEEE](#), 2014. — March.

61. IEEE 802.11ad. Telecommunications and information exchange between systems—Local and metropolitan area networks—Specific requirements—Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications Amendment 3: Enhancements for Very High Throughput in the 60 GHz Band: Standard: IEEE, 2012. — Dec.
62. Perkins C., Belding-Royer E., Das S. Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing. RFC 3561. IETF. 2003.
63. Johnson David B., Maltz David A., Broch Josh. DSR: the dynamic source routing protocol for multihop wireless ad hoc networks // Ad hoc networking. Boston, MA, USA, 2001. Pp. 139–172.
64. Clausen T., Jacquet P. Optimized Link State Routing Protocol (OLSR). RFC 3626. IETF. 2003.
65. Perkins Charles E., Bhagwat Pravin. Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers. 1994. Pp. 234–244.
66. Shang X., Wang Y., Wang Q., Yuan L. Cross Layer Design of AODV and Spatial-TDMA Protocol in Mobile Ad Hoc Networks // Proc. of 5th International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing. 2009. — Sept. Pp. 1–4.
67. Gerasimov I., Simon R. A bandwidth-reservation mechanism for on-demand ad hoc path finding // Proc. of 35th Annual Simulation Symposium. 2002. — April. Pp. 27–34.
68. Liao Wen-Hwa, Tseng Yu-Chee, Shih Kuei-Ping. A TDMA-based bandwidth reservation protocol for QoS routing in a wireless mobile ad hoc network // Proc. of IEEE International Conference on Communications (ICC). Vol. 5. 2002. Pp. 3186–3190.
69. Lyakhov A.I., Nekrasov P.O., Ostrovsky D. M. et al. Analysis of the joint use of the proactive and reactive methods of the topology information dissemination in ad-hoc wireless networks // Journal of Communications Technology and Electronics, Volume 57, Issue 12. 2012. Vol. 57, no. 12. Pp. 1322–1330.
70. Wang Jerry Chun-Ping, Abolhasan Mehran, Franklin Daniel R., Safaei Farzad. OLSR-R3: optimised link state routing with reactive route recovery // Proc. of the 15th Asia-Pacific conference on Communications (APCC). IEEE, 2009. Pp. 335–338.

71. Haas Zygmunt J., Pearlman Marc R., Samar Prince. The Zone Routing Protocol (ZRP) for Ad Hoc Networks: Tech. rep.: IETF MANET Working Group, 2002. — July.
72. Jacquet Philippe, Minet Pascale, Muhlethaler Paul, Rivierre Nicolas. Increasing Reliability in Cable-Free Radio LANs Low Level Forwarding in HIPERLAN // [Wireless Personal Communications](#). 1997. Vol. 4, no. 1. Pp. 51–63.
73. Santivanez C., Ramanathan R. Hazy Sighted Link State (HSLS) Routing: A Scalable Link State Algorithm: Tech. rep.: BBN Technologies, 2008.
74. Osano T., Uchida Y., Ishikawa N. [Routing Protocol Using Bloom Filters for Mobile Ad Hoc Networks](#) // Proc. of The 4th International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Networks. 2008. — Dec. Pp. 89–94.
75. Trindade Joao, Vazao Teresa. Routing on large scale mobile ad hoc networks using bloom filters // [Ad Hoc Networks](#). 2014. Vol. 23. Pp. 34–51.
76. Ogier R., Templin F., Lewis M. Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding (TBRPF). RFC 3684. IETF. 2004.
77. Perkins C., Ratliff S., Dowdell J. et al. Ad Hoc On-demand Distance Vector Version 2 (AODVv2) Routing. IETF, 2016.
78. Clausen T., Jacquet P., Dearlove C., Herberg U. The Optimized Link State Routing Protocol Version 2. RFC 7181. 2014.
79. Yang Y., Wang J., Kravets R. Designing routing metrics for mesh networks // Proc. of the IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks (WiMesh). 2005.
80. De Couto Douglas S. J., Aguayo Daniel, Bicket John, Morris Robert. [A High-throughput Path Metric for Multi-hop Wireless Routing](#) // Proc. of the 9th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom). ACM, 2003. Pp. 134–146.
81. Draves Richard, Padhye Jitendra, Zill Brian. [Routing in Multi-radio, Multi-hop Wireless Mesh Networks](#) // Proc. of the 10th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking. MobiCom '04. New York, NY, USA: ACM, 2004. Pp. 114–128.

82. Khorov E., Lyakhov A., Safonov A. [Flexibility of Routing Framework Architecture in IEEE 802.11s Mesh Networks](#) // Proc. of IEEE 8th International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS). 2011. — Oct. Pp. 777–782.
83. Bruno R., Conan V., Rousseau S. [Route selection for capacity maximization in multi-rate TDMA-based wireless ad hoc networks](#) // Proc. of IEEE 6th International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS). 2009. — Oct. Pp. 663–669.
84. Macker J. Simplified Multicast Forwarding. RFC 6621. IETF. 2012.
85. Ni Sze-Yao, Tseng Yu-Chee, Chen Yuh-Shyan, Sheu Jang-Ping. [The Broadcast Storm Problem in a Mobile Ad Hoc Network](#) // Proc. of the 5th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom). ACM, 1999. Pp. 151–162.
86. Wu Jie, Li Hailan. [On Calculating Connected Dominating Set for Efficient Routing in Ad Hoc Wireless Networks](#) // Proc. of the 3rd International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications. ACM, 1999. Pp. 7–14.
87. Keil J.Mark. The complexity of domination problems in circle graphs // Discrete Applied Mathematics. 1993. Vol. 42, no. 1. Pp. 51 – 63.
88. Adjih Cedric, Jacquet Philippe, Viennot Laurent. Computing connected dominated sets with multipoint relays // Ad Hoc and Sensor Wireless Networks. 2005. Vol. 1. Pp. 27–39.
89. Young C.D., Amis A.D. [UCDS: Unifying connected dominating set with low message complexity, fault tolerance, and flexible dominating factor](#) // Proc. of Military Communications Conference (MILCOM). 2011. — Nov. Pp. 1357–1362.
90. Qayyum Amir, Viennot Laurent, Laouiti Anis. Multipoint Relaying: An Efficient Technique for Flooding in Mobile Wireless Networks: Tech. rep.: INRIA, 2000.
91. Macker Joseph P., Dean Justin W. A Study of Link State Flooding Optimizations for Scalable Wireless Networks // Proc. of the Military Communications Conference (MILCOM). IEEE, 2003. Pp. 1262–1267.
92. Asami Shigeyuki, Yoshida Masashi, Kagoshima Kenichi. Differential HELLO Technique for Multihop Wireless Network Routing Protocols in Dense Environments // IEICE Transactions. 2005. Vol. 88-B, no. 1. Pp. 292–303.

93. Belogaev A., Khorov E., Krasilov A., Lyakhov A. Study of the group-based approach to disseminate control information in wireless networks // Proc. of International Symposium on Wireless Communication Systems (ISWCS). 2015. — Aug. Pp. 621–625.
94. Narlikar Girija, Wilfong Gordon, Zhang Lisa. Designing multihop wireless backhaul networks with delay guarantees // [Wireless Networks](#). 2010. Vol. 16, no. 1. Pp. 237–254.
95. Vergados D.D., Vergados D.J., Douligeris C., Tombros S.L. QoS-aware TDMA for end-to-end traffic scheduling in ad hoc networks // [Wireless Communications, IEEE](#). 2006. — October. Vol. 13, no. 5. Pp. 68–74.
96. Gaillard Guillaume, Barthel Dominique, Theoleyre Fabrice, Valois Fabrice. High-Reliability Scheduling in Deterministic Wireless Multi-hop Networks // Proc. IEEE 26th Annual International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications (PIMRC). 2016. Pp. 1721–1726.
97. Khorov E., Ivanov A., Lyakhov A., Zankin V. [Modelling deterministic channel access in millimetre wave Wi-Fi](#) // Proc. of International Symposium on Wireless Communication Systems (ISWCS). 2015. — Aug. Pp. 101–105.
98. Khorov E., Ivanov A., Lyakhov A., Zankin V. [Mathematical model for scheduling in IEEE 802.11ad networks](#) // Proc. of 9th IFIP Wireless and Mobile Networking Conference (WMNC). 2016. — July. Pp. 153–160.
99. А.Г. Кирьянов, А.И. Ляхов, П.О. Некрасов, Д.А. Платов, А.А. Сафонов, Р.У. Фейзханов, Е.М. Хоров, А.М. Цыганова. Протокол многоадресной маршрутизации Proximity-based Groupcast in MANET (GiM) // Информационные процессы. 2012. № 12. С. 213–228.
100. Macker Joseph, Downard Ian, Dean Justin, Adamson Brian. Evaluation of Distributed Cover Set Algorithms in Mobile Ad Hoc Network for Simplified Multicast Forwarding // [SIGMOBILE Mob. Comput. Commun. Rev.](#) 2007. — July. Vol. 11, no. 3. Pp. 1–11.
101. Kunz T., Li Li. [Efficient Broadcasting in Tactical Networks: The Impact of Local Topology Information Accuracy](#) // Proc. of Military Communications Conference (MILCOM). IEEE, 2013. — Nov. Pp. 1347–1352.

102. Dean J., Claypool D., Macker J.P. [Temporally robust relay sets for mobile wireless networks](#) // Proc. of Military Communications Conference (MILCOM). IEEE, 2011. — Nov. Pp. 655–660.
103. Guha S., Khuller S. Approximation Algorithms for Connected Dominating Sets // [Algorithmica](#). 1998. — April. Vol. 20, no. 4. Pp. 374–387.
104. Muhammad Rashid. Distributed Steiner Tree Algorithm and its Application in Ad Hoc Wireless Networks. // ICWN. 2006. Pp. 173–178.
105. Torkestani J.A., Meybodi M.R. Weighted Steiner Connected Dominating Set and its Application to Multicast Routing in Wireless MANETs // [Wireless Personal Communications](#). 2011. Vol. 60, no. 2. Pp. 145–169.
106. Lee Sung-Ju, Gerla M., Chiang Ching-Chuan. [On-demand multicast routing protocol](#) // Proc. of Wireless Communications and Networking Conference (WCNC). 1999. Pp. 1298–1302.
107. Postel J. Internet Protocol. RFC 791. IETF. 1981. — September.
108. А.Г. Кирьянов, А.И. Ляхов, А.А. Сафонов, Е.М. Хоров. Метод оценки эффективности механизмов управления соединениями в беспроводных самоорганизующихся сетях // [Автоматика и телемеханика](#). 2012. № 5. С. 39–56.
109. Khorov E., Kiryanov A., Lyakhov A., Ostrovsky D. Analytical Study of Neighborhood Discovery and Link Management in OLSR // Proc. of IFIP Wireless Days. 2012.
110. Henderson T. R., Lacage M., Riley G. F. Network Simulations with the ns-3 Simulator // Proc. of ACM SIGCOMM. ACM, 2008. — August. P. 527.
111. Kargin I. S., Platov D. A., Safonov A. A. Distribution of the maximally allowable packet loss ratio between the links of the multicast route in the wireless network // [Journal of Communications Technology and Electronics](#). 2014. Vol. 59, no. 12. Pp. 1512–1523.
112. R Development Core Team. R: A Language and Environment for Statistical Computing. R Foundation for Statistical Computing, 2011. ISBN 3-900051-07-0.

113. Perlicki K. Simple analysis of the impact of packet loss and delay on voice transmission quality // Journal of telecommunications and information technology. 2002. no. 2. Pp. 53–56.
114. Recommendation G.114 One-way transmission time: Tech. rep.: ITU-T, 2003.

Приложение А

Акты о внедрении результатов диссертации



Открытое Акционерное Общество
ГлобалИнформСервис

Тел: +7 (495) 330-81-33; +7 (495) 660-38-04;
факс: +7 (495) 330-81-33
www.globinform.ru, e-mail: info@globinform.ru
117630, г. Москва, Старокалужское шоссе, дом 58.

Исх. №: 208/АА
Дата: «15» сентября 2016 года

АКТ

о внедрении результатов диссертационной работы Некрасова П.О. «Разработка и анализ механизмов самоорганизации, направленных на обеспечение качества обслуживания, в мобильных одноранговых сетях», представленной на соискание ученой степени кандидата технических наук, при разработке механизмов самоорганизации для широкополосных мобильных одноранговых сетей

Настоящим актом подтверждаем, что результаты диссертационной работы Некрасова П.О. «Разработка и анализ механизмов самоорганизации, направленных на обеспечение качества обслуживания, в мобильных одноранговых сетях», представленной на соискание ученой степени кандидата технических наук, были использованы в ОАО «ГлобалИнформСервис» при разработке механизмов самоорганизации для широкополосных мобильных одноранговых сетей в интересах ряда ведущих предприятий радиоэлектронной промышленности РФ. В частности, результаты анализа и разработки алгоритмов выбора слотов и метрик маршрутизации для передачи речевых потоков позволили существенно повысить качество передачи речевых потоков и обеспечить высокую пропускную способность сети.

Заместитель генерального директора
ОАО «ГлобалИнформСервис»



Адов А.А.



АКТ

о внедрении результатов диссертационной работы Некрасова П.О. «Разработка и анализ механизмов самоорганизации, направленных на обеспечение качества обслуживания, в мобильных одноранговых сетях», представленной на соискание ученой степени кандидата технических наук, при разработке механизмов самоорганизации для узкополосных мобильных одноранговых сетей

Настоящим актом подтверждаем, что результаты диссертационной работы Некрасова П.О. «Разработка и анализ механизмов самоорганизации, направленных на обеспечение качества обслуживания, в мобильных одноранговых сетях», представленной на соискание ученой степени кандидата технических наук, использованы при проектировании узкополосных мобильных одноранговых сетей, разрабатываемых в ЗАО «Телум». В частности, с помощью разработанной Некрасовым П.О. аналитической модели механизмов рассылки сетевой информации был проведен сравнительный анализ различных механизмов рассылки, а также выполнена эффективная настройка параметров рассылки.

Генеральный директор
ЗАО «Телум»



к.т.н. Лаконцев Д.В.