Информационные процессы, Том 12, № 3, 2012, стр. 213–228.
© 2012 Кирьянов, Ляхов, Некрасов, Платов, Сафонов, Хоров, Фейзханов, Цыганова.

ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ В КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЯХ

Протокол многоадресной маршрутизации Proximity-based Groupcast in MANET (GiM) [1]

А.Г. Кирьянов, А.И. Ляхов, П.О. Некрасов, Д.А. Платов, А.А. Сафонов, Р.У. Фейзханов, Е.М. Хоров, А.М. Цыганова

Институт проблем передачи информации им. А.А. Харкевича РАН, Москва, Россия
Поступила в редколлегию 14.08.2012

Аннотация—Данная работа посвящена многоадресной маршрутизации мультимедийных потоков реального времени с соблюдением ограничений на время доставки пакетов и долю теряемых пакетов в сетях MANET. Приведены разработанные алгоритмы и рассмотрен вопрос их реализации в рамках протокола Proximity aware Groupcast in MANET (GiM) с поддержкой специального режима работы в случае локализованного трафика (Proximity aware mode).

КЛЮЧЕВЫЕ СЛОВА: LTE Direct, MANET, многоадресная маршрутизация, качество обслуживания

1. ВВЕДЕНИЕ

Колоссальный рост объема трафика, генерируемый мобильными устройствами, который мы наблюдаем сегодня и который, как предсказывают исследования [1], будет продолжаться, подталкивает коммерческих операторов разгружать сотовые сети и передавать локализованный трафик, минуя опорную сеть оператора. В частности, группа компаний Qualcomm, Alcatel-Lucent, LG, NEC, Deutsche Telekom и Nokia продвигает технологию LTE Direct [2], позволяющую LTE-устройствам обмениваться трафиком, в том числе, аудио- и видеопотоками, напрямую.

Спецификация технологии LTE Direct не опубликована, однако ее общее описание [3] дает представление о том, что технология будет выполнять часть функций, присущих подвижным самоорганизующимся беспроводным сетям (англ. Mobile Ad hoc NETwork, MANET), являющихся в общем случае *многошаговыми*. В частности, технология будет поддерживать функцию обнаружения соседних узлов с помощью обмена специальными служебными пакетами.

Для выполнения этой же функции в сетях MANET разработан протокол NHDP [4], основанный на регулярном обмене узлами сети пакетами HELLO, содержащими информацию о соседних узлах. Благодаря такому обмену каждый узел сети получает представление об узлах в двухшаговой окрестности и о свойствах соединений между этими узлами.

Знание двухшаговой окрестности создает предпосылки для разработки протокола обмена информацией не только с непосредственными соседями, но и с соседями этих соседей. Такой протокол существенно расширил бы область покрытия, в которой возможно применение технологии LTE Direct. Следующим же шагом (возможно, выглядящим сегодня фантастически) могла бы быть разработка технологии сетей MANET для устройств, поддерживающих

[1] Исследование проведено в рамках проекта «Методы обеспечения качества обслуживания при доступе к широкополосным мультимедийным услугам в беспроводных самоорганизующихся сетях», выполняемого в соответствии с грантом Министерства образования и науки России (заявка №2012-1.2.1-12-000-2006-009).

LTE Direct, без ограничения диаметра сети двумя шагами, важнейшей компонентой которой является протокол маршрутизации.

Исследования, посвященные задаче маршрутизации, в том числе, в сетях MANET, ведутся уже много лет, и даже краткий обзор всех известных постановок этой задачи и подходов к ее решению подтребовал бы написания книги. Одним из ключевых факторов эффективности маршрутизации в сетях LTE MANET, по-нашему мнению, является учет типа передаваемого трафика.

Превалирующим типом трафика в мобильных сетях, доля и объем которого растет, является мультимедийный трафик. Развитие таких приложений, как, например, IPTV, создает предпосылки для развития технологий передачи *многоадресного* трафика. Передача такого трафика была и остается важнейшим сервисом в беспроводных сетях профессиональной мобильной связи [5], например, развертываемых в местах стихийных бедствий или просто большого количества людей, и в тактических сетях, в том числе, многошаговых. Однако значительный рост числа мобильных беспроводных устройств и их широкое распространение в последние годы открывают возможности внедрять этот сервис и на потребительском рынке в коммерческих сетях.

К сожалению, для передачи мультимедийных потоков известные протоколы не предназначены. Данные такого типа имеют важные особенности и требуют специального качества обслуживания (QoS). В частности, мультимедийные потоки допускают потерю части пакетов, что недопустимо, например, для FTP-трафика, но при этом требуют соблюдения жестких на время доставки пакетов адресату.

Вторым ключевым фактором эффективности протокола маршрутизации является учет того факта, что трафик устройств LTE Direct является локализованным, т.е. несмотря на то, что сеть MANET может иметь большой диаметр, маршрутизация значительной части трафика ведется в пределах двухшаговой окрестности источника трафика.

Данная работа посвящена разработке алгоритмов многоадресной маршрутизации мультимедийных потоков с соблюдением ограничений на задержку и долю теряемых пакетов и их реализации в рамках протокола Proximity aware Groupcast in MANET (GiM) с поддержкой специального режима работы в случае локализованного трафика (Proximity aware mode). Все известные нам протоколы маршрутизации для сетей MANET максимально абстрагируются от технологий физического и канального уровней, и рассматривают сеть с точки зрения сетевого уровня. При разработке протокола GiM мы также стремились минимизировать его зависимость от протоколов нижних уровней, однако для решения задачи передачи потокового мультимедийного трафика с обеспечением требуемого качества обслуживания некоторые черты протоколов канального уровня обойти вниманием невозможно, ведь протоколы именно этого уровня предоставляют сведения о качестве звеньев между узлами сети и стоимости передачи по ним. Кроме того, большое значение имеет используемый метод множественного доступа и способ обеспечения требуемой надежности доведения пакетов до адресатов. В данной работе сделано предположение о том, что канальный уровень основан на множественном доступе с предварительным резервированием канальных ресурсов, наиболее подходящем для передачи потокового трафика, и обеспечивает надежность передачи путем нескольких попыток широковещательной передачи без квитирования успешной доставки, идея которого заимствована из спецификации IEEE 802.11aa [6].

Данная работа имеет следующую структуру. В разделе 2 приведена формальная постановка задачи многоадресной маршрутизации в сетях MANET, поддерживающих многоинтерфейсные узлы и передающих мультимедийный трафик, качество обслуживания которого определяется средним временем доведения пакета и долей недоставленных пакетов. В разделе 3 проанализированы базовые подходы к многоадресной маршрутизации в сетях MANET в объеме,

необходимом в данной работе. Далее в разделах 4 и 5 описаны алгоритмы поиска маршрута и протокол GiM, нацеленные на решение поставленной задачи маршрутизации. Заключение приведено в разделе 6.

2. ФОРМАЛЬНАЯ ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ МНОГОАДРЕСНОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ

Как было указано во Введении, разрабатываемый протокол должен маршрутизировать многоадресные мультимедийные потоки, следя за соблюдением ограничений на QoS. Однако, помимо обеспечения QoS протокол должен экономить ресурсы сети, которые, как правило, сильно ограничены. Для оценки занимаемых канальных ресурсов в многошаговых беспроводных сетях, состоящих из устройств-маршрутизаторов с несколькими беспроводными интерфейсами и работающих на нескольких частотных каналах, часто используется следующий подход. Каждому беспроводному интерфейсу каждого маршрутизатора присваивается число – стоимость одной ретрансляции на этом интерфейсе. Соответственно, стоимость доставки одного пакета от источника до адресатов равна суммарной стоимости всех ретрансляций, необходимых для этого. Протокол маршрутизации тем лучше, чем меньше стоимости маршрутов, которые он строит.

Формально задача многоадресной маршрутизации многоадресных мультимедийных потоков с минимизацией стоимости доставки пакета потока при соблюдении требований к QoS ставится следующим образом.

Моногошаговая сеть представляется направленным взвешенным мультиграфом $G(V, E)$ с раскрашенными дугами. Множество вершин V соответствует множеству маршрутизаторов сети, а множество дуг $E \subseteq \{e_{ijk} : i, j \in V, k = 1, 2, \ldots\}$ – множеству звеньев сети, причем цвет дуги, обозначаемый целым числом k, соответствует частотному каналу, используемому на звене. Между двумя маршрутизаторами может быть несколько звеньев (в разных частотных каналах), поэтому соседние вершины в графе могут быть соединены более чем одной дугой. Каждой дуге $e_{ijk} \in E$ ставится в соответствие тройка чисел: $(p_{ijk}, d_{ik}, c_{ik})$:

1. вероятность p_{ijk} того, что попытка передачи пакета между маршрутизаторами i и j в частотном канале k окажется неудачной;
2. средняя задержка d_{ik} первой попытки передачи пакета маршрутизатором i в частотном канале k;
3. стоимость c_{ik} одной попытки передачи пакета маршрутизатором i в частотном канале k.

Несмотря на то, что величины d_{ik} и c_{ik} приписываются дугам, для всех дуг цвета k, исходящих из вершины i, значения этих величин одинаковы, т.е. не зависят от j.

Многоадресный поток определяется парой: источник $s \in V$ и множество адресатов $Dst \subset V, s \notin Dst$.

Многоадресным маршрутом называется связный направленный подграф графа G, такой что каждой i-й вершине маршрута соответствует число n_{ik} безусловных попыток передачи на k-м интерфейсе.

Обозначим 1[cond] – булев индикатор, равный единице при выполнении условия cond и нулю, если это условие не выполнено. Задача построения маршрута заключается в нахождении 1) связного подграфа $G'(V', E')$ графа G такого, что $Dst \subset V'$ и 2) вектора $\vec{n}_i = \{n_{ik}\}$ чисел безусловных попыток передачи узлами $i \in V'$ на каждом частотном канале k, на который настроены его интерфейсы, таких что а) минимальна стоимость доставки C, определяемая выражением:

$$C = \sum_{i \in V'} \sum_{k} 1[\exists k : e_{ijk} \in E'] n_{ik} c_{ik},$$

и б) для любого получателя выполняется ограничение $P_{\max}$ на долю потерянных пакетов и ограничение $D_{\max}$ на среднюю задержку. Вид функций, описывающих эти два ограничения, не может быть приведет в общем виде. Для каждого из предлагаемых в данной статье алгоритмов эти функции определены явно в соответствующем разделе.

3. ОБЗОР ЛИТЕРАТУРЫ

Хотя проблема многоадресной маршрутизации в беспроводных сетях существует не один десяток лет, решения задачи, описанной в разделе 2, в литературе найти не удалось. В этом разделе приведен обзор известных подходов к многоадресной маршрутизации с целью выявить их сильные и слабые стороны и сформулировать основные идеи разрабатываемого протокола.

Протоколы канального уровня известных спецификаций беспроводных сетей, например, сетей семейств IEEE 802.11 (Wi-Fi), IEEE 802.15 (Bluetooth, ZigBee и др.) и IEEE 802.16 (WiMAX), используют два метода передачи многоадресных пакетов: (а) индивидуальную передачу с квитированием успешного получения каждого пакета и повторными попытками передачи недошедших пакетов, обеспечивающую надежную доставку на звене сети, и (б) широковещательную передачу без квитирования.

Эти методы передачи во многом определили вектор развития протоколов многоадресной маршрутизации, работающих в стеке протоколов «поверх» методов передачи. Так, известны два простых подхода к многоадресной маршрутизации: 1) конвертация многоадресных пакетов в серию индивидуальных; 2) широковещание без подтверждений от промежуточных получателей или самих адресатов. Такие подходы используются, например, в спецификациях IEEE 802.11s (с 2012 года – часть IEEE 802.11-2012 [7]) многошаговых беспроводных сетей на базе технологии Wi-Fi и IEEE 802.16-2004 [8]. Рассмотрим каждый из этих подходов подробнее.

Самым простым методом многоадресной маршрутизации является **широковещание без подтверждений** от промежуточных получателей или самих адресатов. Однако в классическом его виде, т.е. в виде лавинной рассылки, этот метод доставляет пакет каждому узлу сети (вне зависимости от того, является ли он адресатом), причем, в общем случае, несколько раз. Узлы самостоятельно отбрасывают ненужные им пакеты, но избыточность лавинной рассылки делает ее чрезвычайно ресурсоемкой.

Для снижения стоимости лавинной рассылки известны алгоритмы, позволяющие «прореживать» граф сети, исключая из него некоторые вершины таким образом, что сохраняется связность сети, возможно даже с некоторой избыточностью для повышения вероятности доставки пакета. Примерами механизмов выбора ретрансляторов на основе знаний об одно- и двухшаговых соседях являются S-MPR (Source-specific Multipoint Relay), NS-MPR (Non Source-Specific Multipoint Relay), E-CDS (Essential Connected Dominating Set), MPR-CDS, отличающиеся логикой выбора ретрансляторов и логикой ретрансляции и рекомендованных к использованию в единственном на сегодняшний день протоколе многоадресной маршрутизации SMF [9], стандартизованном IETF. Так как благодаря этим механизмам достигается существенная экономия числа передач, и при этом каждый узел может принимать один и тот же пакет сразу от нескольких соседей, что повышает надежность доставки, то эти механизмы используются во многих других протоколах, таких как MOLSR [10], Consolidated Query Packets (CQMP) [11], Enhanced On-Demand Multicast Routing Protocol (E-ODMRP)[12], Bandwidth Optimized and Delay Sensitive (BODS) [13], CAMP [14], ODMRP [15].

При использовании лавинной рассылки по полному или прореженному графу пакеты могут быть доставлены по многим путям одновременно, обеспечивая некоторую устойчивость к изменению топологии сети в результате движения узлов. Однако, рассмотренные методы такой рассылки не предполагают никаких гарантий ни по времени, ни по вероятности доведения пакетов до адресатов. Причиной этого является слабая предсказуемость качества доставки

пакетов адресатам при лавинной рассылке, так как пакеты до одного и того же адресата могут доставляться по разным путям, и оценка среднего времени доставки и доли потерянных пакетов может проводиться с приемлемыми точностью и вычислительной сложностью только в сетях небольшого диаметра. Эти факторы существенно ограничивают возможность применения лавинной рассылки для передачи мультимедийных потоков, когда адресаты значительно удалены от источника. Однако, если адресаты расположены *локально* относительно источника, например, не более чем в двух шагах, лавинная рассылка по прореженной окрестности источника может быть эффективной, так как можно дать довольно точную оценку доли доставленных пакетов, а ограничение на среднее время доставки пакетов можно считать заведомо выполненным.

По-другому обстоит дело с маршрутизацией, основанной на индивидуальной передаче на звеньях сети. Если протокол одноадресной маршрутизации с помощью индивидуальной передачи пакетов обеспечивает необходимое качество доставки одноадресного потока с учетом его требований к качеству обслуживания, то конвертация каждого многоадресного пакета в серию индивидуальных, очевидно, решает задачу доставки многоадресного потока с необходимым качеством. Пути передачи одноадресных потоков, полученных при конвертации многоадресного потока, образуют на графе сети **дерево** (вообще говоря, в некоторых реализациях эти пути могут образовывать ациклический направленный подграф, который не обязательно является деревом, но это не имеет принципиального значения в нашем рассуждении). При этом каждому адресату пакеты передаются независимо, даже если пути к некоторым адресатам имеют в этом дереве общие звенья. Поэтому конвертация в большинстве случаев является решением, заведомо неоптимальным в смысле стоимости затрачиваемых канальных ресурсов.

Для снижения суммарной стоимости канальных ресурсов, затрачиваемых для передачи одноадресных пакетов, образованных в результате конвертации, может применяться известный метод «склейки» кратчайших одноадресных путей: если через некоторое звено графа проходят пути до нескольких адресатов, пакет по этому звену передается только один раз (в случае, если передача успешна). Для того чтобы пакет, успешно переданный по звену графа, соответствующему нескольким «склеенным» путям, доставлялся всем адресатам, к которым построены эти пути, обычно выполняется процедура прокладывания маршрута с предварительным разрезанием множества адресатов для назначения каждому ретранслятору списка адресатов, доставку пакетов которым этот ретранслятор осуществляет. Эта процедура используется не только для полученного в результате «склейки» дерева, известного в литературе как дерево кратчайших путей (англ. Shortest Path Tree) [16], но и для любого другого дерева.

Доставка многоадресных пакетов по ветвям дерева кратчайших путей имеет минимальную стоимость для каждого адресата, но дерево в целом минимальным в общем случае не является. Задача построения минимального дерева (англ. Minimum Cost Tree) на графе с заданными априори весами дуг и/или вершин известна как задача Штейнера [17], которая является NP-полной. Поиски приближенных алгоритмов ее решения ведутся уже более 30 лет. Так, первый алгоритм, имеющий полиномиальную сложность, был предложен Takahashi и Matsuyama в [18] в 1980г.

Дерево Штейнера является оптимальным по стоимости решением задачи поиска многоадресного маршрута только в случае индивидуального метода передачи на звеньях сети, когда число попыток передач (и, следовательно, вес) задается для каждого звена. В случае широковещательного метода передачи с помощью одной передачи пакет может быть доставлен всем потомкам передающей вершины одновременно, поэтому число попытки передачи (и веса) определяются для каждого маршрутизатора (вершины). Как отмечено в [19], в этом случае дерево Штейнера не является оптимальным решением задачи поиска многоадресного маршрута, так как веса вершин не известны априори, а определены только для вершин, включенных

в дерево, и зависят от того, является ли вершина в дереве терминальной вершиной или нет. В то же время передача в беспроводной среде по своей природе является широковещательной, и в связи с этим Ruiz [19] предложил новый алгоритм построения дерева, нацеленный на минимизацию числа ретранслирующих вершин, имеющего вес меньший, чем дерево Штейнера, если передача вершинами дерева ведется широковещательно.

Хотя исследование [19] чрезвычайно полезно, так как показывает значительный выигрыш, получаемый при учете широковещательного метода передачи в алгоритме маршрутизации, предложенный алгоритм основан на предположении, что широковещательные передачи надежны, поэтому не предусматривает повторных передач. Как отмечено во Введении, это предположение отнюдь не всегда справедливо для беспроводных сетей. Поэтому алгоритм Ruiz'a оказывается неприменим для многоадресной маршрутизации с заданными требованиями к качеству обслуживания.

В последнее время появились работы [20], [21], [22], посвященные многоадресной маршрутизации с заданными требованиями к качеству обслуживания, в которых предложены приближенные алгоритмы построения дерева рассылки, стремящиеся минимизировать стоимость (канальные ресурсы, затрачиваемые на ретрансляцию пакетов по дереву с учетом повторных передач), оставаясь в пределах ограничения на среднюю задержку. В этих работах используется предположение, что исходы попыток передач пакета по звеньям дерева (успешная передача или неуспешная) независимы, что позволяет оценить среднюю задержку вдоль дерева от источника к любому адресату как сумму средних задержек на каждом шаге маршрута. Недостатком указанных работ является то, что они не учитывают долю доставленных пакетов по маршруту.

Протоколы, основанные на построении дерева, довольно просты в реализации. Их важным преимуществом является хорошая предсказуемость качества доставки пакетов адресатам. Недостатком такого подхода является завышенная стоимость маршрута по сравнению с широковещательной рассылкой из-за пренебрежения свойством беспроводной среды, позволяющим получать пакет не только от родительской вершины в дереве, но и от других соседних узлов. Однако как было отмечено выше, учет этого свойства при оценке качества доставки пакетов возможен лишь при локальном расположении адресатов, что приводит нас к идеи использовать различные подходы в зависимости от расположения получателей относительно источника: а) широковещательный при локальном расположении получателей и б) основанный на построении дерева при глобальном расположении. Алгоритмы поиска маршрутов в каждом из этих случаев описаны в разделе 4.

4. АЛГОРИТМЫ ПОИСКА МАРШРУТА

Описанные в этом разделе алгоритмы поиска маршрута основаны на активном взаимодействии разработанного протокола многоадресной маршрутизации с канальным уровнем для достижения требуемого качества обслуживания. Во-первых, канальный уровень сообщает протоколу маршрутизации оценку времени обслуживания пакета при его передачи, и вероятность неудачной попытки передачи по соединениям с соседними узлами. Во-вторых, протокол маршрутизации указывает канальному уровню число попыток, которое тот должен совершить при передаче пакета. Такое активное взаимодействие отличает разработанный протокол от существующих протоколов маршрутизации и позволяет повысить его эффективность при передаче мультимедийных данных.

4.1. Алгоритм Multicast QoS MPR

Алгоритм Multicast QoS MPR применим, только если все получатели находятся в двухшаговой окрестности от источника, когда ограничение на среднюю задержку заведомо выполня-

ется. Для нахождения маршрута достаточно найти для источника и его одношаговых соседей число попыток передач n_{ik} на каждом из их интерфейсов, позволяющее предоставить QoS всем адресатам. Эта задача остается NP-полной, а перебор всех возможных вариантов представляет собой перебор всех комбинаций чисел попыток передачи на источнике и одношаговых соседях. Такой перебор имеет большой объем, поэтому для поиска маршрута необходимо обратиться к эвристическим методам. Мы предлагаем «жадный» алгоритм Multicast QoS MPR.

Перед началом алгоритма выполняется сокращение графа G до графа $G^*(V^*, E^*)$, учитывая следующие очевидные утверждения:

1. Все маршрутизаторы, находящиеся далее чем в двух шагах от источника, могут быть исключены из рассмотрения.
2. Двухшаговые соседи, не являющиеся получателями, не могут быть членами двухшагового маршрута до какого-либо получателя, поэтому их можно исключить из рассмотрения.
3. Интерфейсы одношаговых соседей, через которые не проходят соединения до адресатов, можно исключить из рассмотрения.
4. Если какое-либо соединение является единственным входящим соединением некоего адресата, то количество попыток передачи на этом соединении в итоговом маршруте будет не меньше 1. Поэтому на каждом таком соединении число попыток передач можно установить в 1 еще до начала работы алгоритма.

На каждом шаге алгоритм выполняет следующие действия.

1. Определяется множество D адресатов, которым с учетом уже выставленных попыток передачи еще не предоставлен QoS, т.е. вероятность доставки P_i до такого адресата i, вычисляемая по формуле

$$P_i = 1 - \left(\prod_{k:e_{ijk} \in E^*} p_{sik}^{n_{sk}} \right) \left(\prod_{(k,j,l):j \in V^*, j \neq i, e_{sjk} \in E^*, e_{jil} \in E^*} \left[1 - \left(1 - p_{sjk}^{n_{sk}} \right) \left(1 - p_{jil}^{n_{jl}} \right) \right] \right),$$

   меньше $1 - P_{\max}$. Если это множество пусто – конец алгоритма.
2. Для каждого интерфейса на сокращенном графе сети G^* подсчитываем приращение суммы вероятностей доставки пакета P_i до адресатов из D, если на этом интерфейсе увеличить число попыток передачи на 1.
3. На интерфейсе, имеющем максимальное отношение этого приращения к стоимости одной попытки передачи на нем, количество попыток передачи увеличивается на 1. Если это приращение равно 0 для всех соединений, выбирается один из интерфейсов источника.

Пример результата работы алгоритма Multicast QoS MPR приведен на рис. 1, иллюстрирующем работу алгоритмов. На предварительных шагах из рассмотрения исключаются все заведомо неиспользуемые соединения и маршрутизаторы, а также на левом ретрансляторе устанавливается одна попытка передачи. На втором шаге одна попытка передачи устанавливается на источнике, так как только в этом случае на адресатах будет ненулевая вероятность получения пакета. Так как стоимость одной попытки передачи на правом ретрансляторе в три раза дешевле чем на левом, алгоритм увеличивает число попыток передачи именно на правом ретрансляторе.

4.2. Алгоритм Multicast QoS Tree

1. На графе сети ищется самый удаленный в числе шагов получатель. Пусть число шагов до него равно L_0. Для каждого интерфейса каждого узла выбирается число безусловных

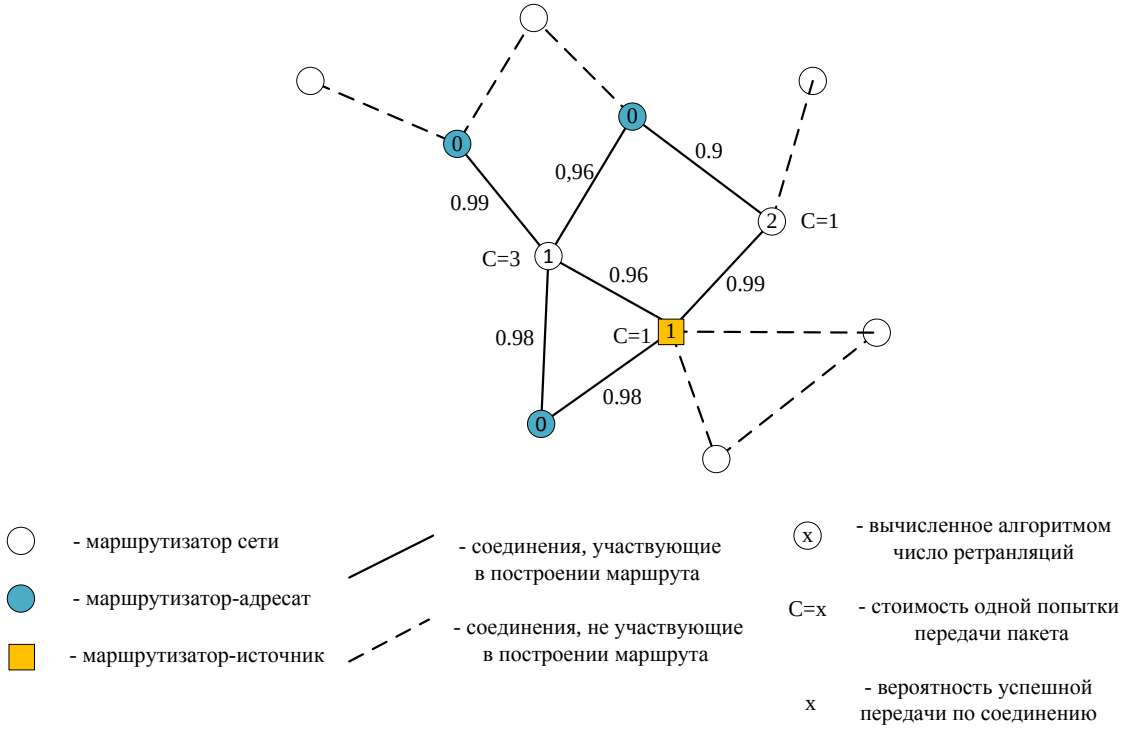

Рис. 1. Результат работы алгоритма Multicast QoS MPR.

попыток передачи на нем таким образом, чтобы по любому маршруту длины не больше L_0, вероятность недоставки пакетов была не больше $P_{\max}$. Исходя из числа попыток передачи, подсчитываются средние задержки и стоимости передачи пакета по соединениям. Эти подсчитанные значения не являются окончательными и могут быть пересчитаны при дальнейшей работе алгоритма.

2. $2 \cdot |Dst|$ раз запускается обратный алгоритм Дейкстры для поиска кратчайших путей от всех узлов сети до всех получателей отдельно в метриках задержки и стоимости. Полученные пути запоминаются.
3. Пока все еще есть получатели, не включенные в дерево рассылки и не объявленные недостижимыми, выполняются следующие действия:
   (a) Выбираем наиболее удаленного (в смысле задержки) получателя и пытаемся присоединить его к уже существующему дереву. Для этого рассматриваем путь (из множества путей, определенного на шаге 2) от каждой из вершин дерева до присоединяемого получателя, определяем ветвь, которую нужно присоединить к дереву, и пересчитываем число попыток передачи на интерфейсах этой ветви так, чтобы удовлетворить ограничению на $P_{\max}$. Если полученное дерево удовлетворяет требованию на задержку как для данного получателя, так и для уже присоединенных получателей, эта ветвь добавляется в список кандидатов на добавление.
   (b) Среди всех кандидатов в дерево добавляется ветвь, при которой стоимость получаемого дерева минимальна. Если множество кандидатов на добавление пусто, получатель обьявляется недостижимым.

В этом алгоритме ограничения на QoS имеют следующий вид. Вероятность доставки пакета до получателя, очевидно, равна произведению вероятностей доставки $\left(1 - p_{ijk}^{n_{ij}}\right)$ для каждого звена (i, j, k) (i – передатчик, j – приемник, k – интерфейс узла i, по которому идет передача) пути от источника s до данного получателя вдоль построенного дерева.

Время доставки до адресата складывается из суммы задержек передачи D_{ijk} на каждом звене пути вдоль дерева. Как мы упоминали ранее, на MAC-уровне для передачи пакетов устанавливаются резервирования. Устанавливать резервирования для отправки пакета до того, как закончатся все резервирования, на которых возможен прием пакета, не имеет смысла. Таким образом, резервирования последовательных шагов маршрута идут последовательно во времени, и следовательно вычисляемую задержку можно суммировать. При этом для звеньев, не являющимися последними на пути, задержка на звене (i, j, k) равна $D_{ijk} = d_{ik} + (n_{ik} - 1)\Delta$, где Δ – средняя задержка повторной попытки передачи пакета. Так как при получении пакета адресатом его передача в сети MANET завершается, средняя задержка на последнем звене пути определяется, в отличие от остальных звеньев, как сумма членов геометрической прогрессии:

$$D_{ijk} = d_{ik} + \Delta \frac{1 - p_{ijk}^{n_{ik}}}{1 - p_{ijk}}.$$

Рис. 2 иллюстрирует работу алгоритмов Multicast QoS Tree и «Склейка». Алгоритм «Склейка» соединяет построенные с учетом QoS одноадресные маршруты, в то время как Multicast QoS Tree ищет наиболее эффективный способ присоединить к существующему маршруту каждого нового получателя.

5. ПРОТОКОЛ GIM

5.1. Общее описание

Идея поиска многоадресного маршрута в зависимости от степени удаленности получателей от источника (алгоритмы Multicast QoS MPR и Multicast QoS Tree) реализованы в протоколе многоадресной маршрутизации Proximity aware Groupcast in MANET (GiM). Протокол предназначен для работы в подвижных беспроводных распределенных самоорганизующихся сетях, архитектура которой представлена на рис. 3. В сети присутствуют узлы, которые имеют маршрутизируемые MANET-интерфейсы, выполняющие протоколы динамической маршрутизации, и называются маршрутизаторами, и узлы, не имеющие MANET-интерфейсов и называемые хостами. Маршрутизаторы могут иметь как один, так и несколько MANET-интерфейсов на разных частотных каналах.

Узлы, передающие многоадресные потоки данных, объединены в группы: в каждой группе любой из ее членов может являться источником трафика, предназначенного остальным членам группы, и протокол GiM проактивно поддерживает маршрут для такого трафика. В многоадресные группы могут входить как хосты, так и маршрутизаторы, поэтому протокол GiM поддерживает для каждой группы множество так называемых *опорных маршрутизаторов*, которые является членами группы сами или к которым подключены хосты, являющиеся членами группы. В данной работе мы предполагаем, что ретрансляция до хостов не несет существенной задержки или вероятности неуспешной передачи, что позволяет свести задачу рассылки данных в такой неоднородной сети к рассылке между опорными маршрутизаторами сети MANET.

Протокол GiM предназначен для работы в мобильных сетях, перестраивая маршрут, если текущий перестал предоставлять QoS получателям, стал некорректным из-за изменения топологии сети или если появился значительно более оптимальный в смысле стоимости маршрут.

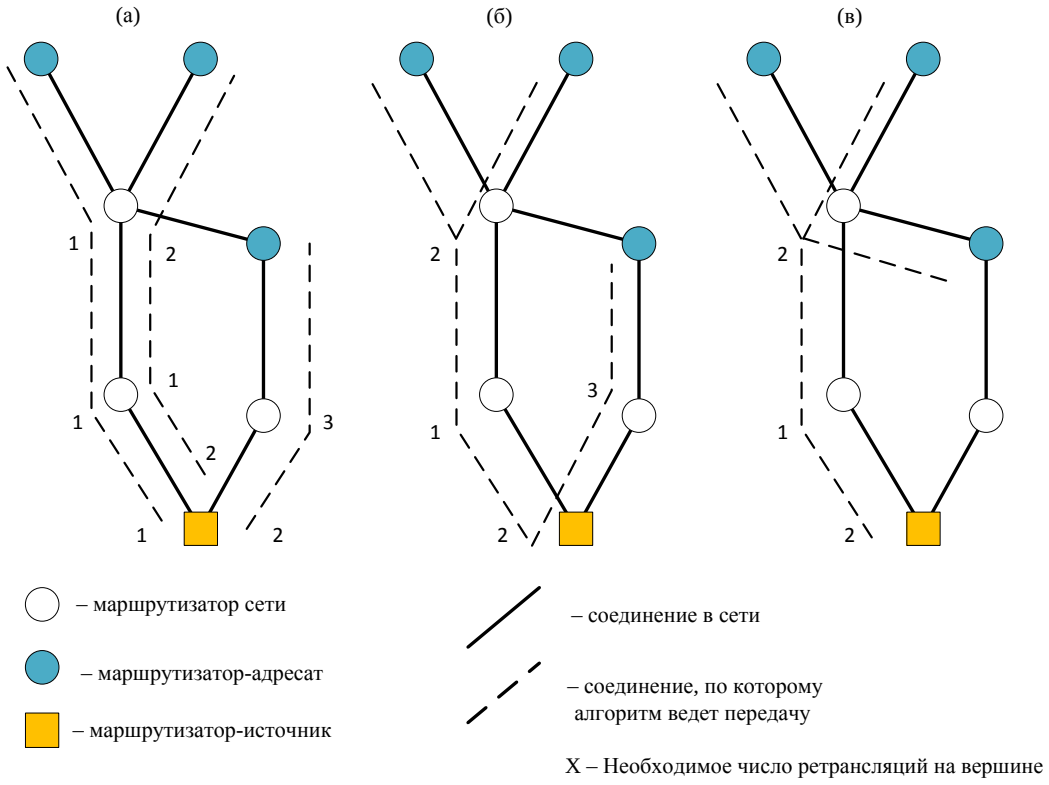

Рис. 2. Иллюстрация алгоритмов Multicast QoS Tree и «Склейка». (а): одноадресные маршруты до получателей. (б): результат работы алгоритма «Склейка» (в): результат работы Multicast QoS Tree

Протокол также реагирует на изменения в составе групп, перестраивая маршрут при изменении состава опорных маршрутизаторов группы. Это позволяет корректно обрабатывать такие события, как включение или выключение хостов и маршрутизаторов, изменение состава многоадресных групп и переход члена группы от одного опорного маршрутизатора к другому.

Протокол GiM предназначен для совместной работы с протоколом одноадресной маршрутизации OLSR [23] или его более совершенной версией OLSRv2 [24] и использует его информационные базы данных, в которых хранится информация о топологии сети.

Протокол GiM нацелен на доставку потоковых данных с выполнением требований к качеству обслуживания, представляющих собой ограничения на среднее время доставки и долю потерянных пакетов. Благодаря использованию алгоритмов, описанных в разделе 4, протокол GiM находит маршруты, субоптимальные в смысле стоимости их использования, которая квадратично (согласно [25]) зависит от доли занятых канальных ресурсов на узлах, входящих в маршрут. В зависимости от взаимного расположения узла-источника и узлов-адресатов требуемое качество обслуживания достигается с использованием метода многопутевой ретрансляции, обеспечивающего устойчивость маршрута к изменениям топологии сети в группах малого диаметра, или путем построения дерева многоадресной рассылки, позволяя гарантировать качество обслуживания в случае группы большого диаметра.

Протокол GiM не вносит дополнительной задержки при передаче первых пакетов потока, применяя проактивное построение маршрутов, что также способствует повышению качества

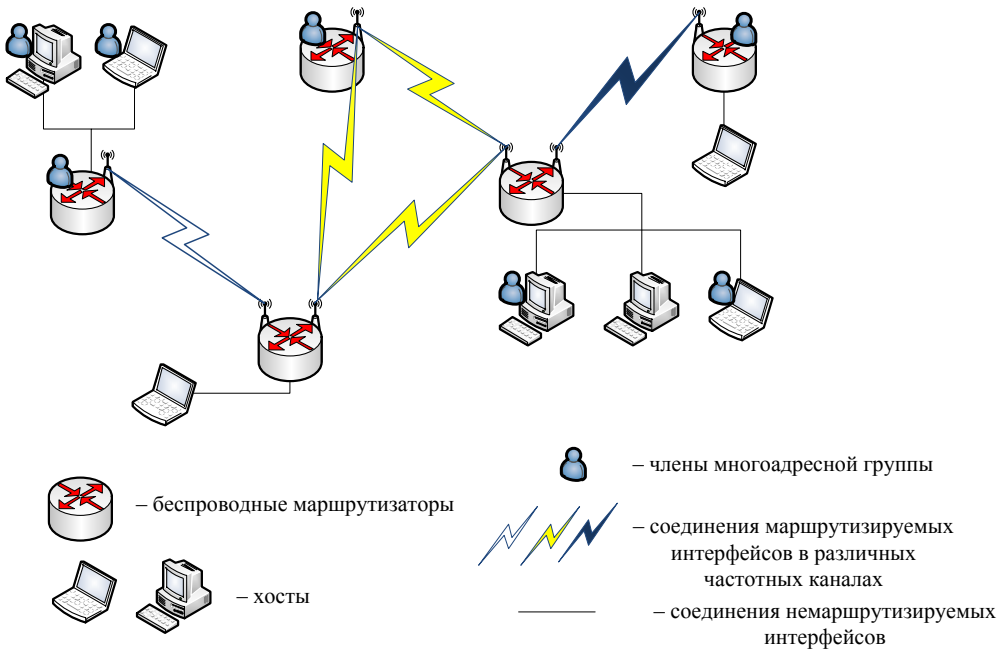

Рис. 3. Модель сети

обслуживания. Для построения маршрута, то есть для выставления необходимого числа попыток передач на маршрутизаторах сети, используется сообщение Route Setup (RS). В случае, когда все получатели находятся в двухшаговой окрестности источника, сообщение RS рассылается только одношаговым соседям и содержит число попыток передачи пакетов данных на их интерфейсах, которые они должны делать. В случае произвольного расположения получателей относительно источника, построение маршрута проводится пошагово (англ. hop-by-hop): источник сообщает каждому соседу, включенному в маршрут, подмножество получателей, до которого этот сосед должен доставлять пакеты потока данных, и требования к качеству обслуживания (т.е. «оставшиеся» доля потерянных пакетов и время доставки), которые должны быть удовлетворены при доставке пакетов от этого соседа до назначенных ему получателей. Эта процедура повторяется ретрансляторами до тех пор, пока все получатели не будут достигнуты.

Протокол GiM опирается на протоколы канального уровня, использующие метод множественного доступа с временным разделением канала (TDMA) и обеспечивающие надежную доставку пакетов путем выполнения необходимого числа попыток передачи без квитирования. Для корректной работы протоколу GiM требуется возможность взаимодействовать с протоколами канального уровня: протокол GiM должен получать от MAC-уровня информацию о метриках соединений с соседними маршрутизаторами и иметь возможность указывать MAC-уровню число попыток передачи пакетов данных.

5.2. Оценка эффективности

При выборе протокола маршрутизации нужно понимать, насколько он эффективен, т. е. сколько канальных ресурсов занимают маршрутизируемые им потоки и насколько хорошо он позволяет предоставлять QoS абонентам. Очевидно, что в зависимости от параметров сети эффективность различных протоколов может сильно меняться. Поскольку каждая сеть характеризуется сотнями различных параметров (координаты узлов, составы групп), дать общую оценку эффективности механизмов маршрутизации для всех сетей не представляется возможным. В данной статье мы предлагаем методику, которая принимает на вход параметры сети, и дает на выходе величину, характеризующую эффективность работы протокола маршрутизации. Для этого мы вводим понятие емкости сети как максимально возможного количества голосовых потоков, выбранных из заданного множества, которые можно передать по сети с предоставлением QoS большинству получателей.

Инструментом измерения в данной методике является комплекс имитационного моделирования ns-3[26].

Зафиксируем некую топологию сети. Под топологией сети будем понимать следующие ее параметры.

1. Число узлов и их расположение относительно друг друга.
2. Информация о беспроводных устройствах на каждом из узлов, в частности, о частотных каналах, в которых эти устройства работают.
3. Количество и состав многоадресных групп сети.
4. Голосовые потоки, определяемые группой и узлом-источником, принадлежащим группе.

Для каждой фиксированной сети определим её емкость: максимально возможное количество голосовых потоков, которые можно передать с удовлетворительным качеством, при условии, что используется заданный механизм многоадресной маршрутизации.

Методика оценки качества голосового потока

Разобьем все время передачи голосовых потоков на равные интервалы длительностью τ. Будем считать, что на таком интервале адресату предоставлен QoS, если:

1. доля пакетов, дошедших до адресата, не меньше $1 - P_{\max}$;
2. среднее время доставки дошедших до адресата пакетов не превышает $D_{\max}$.

Возможны ситуации, когда недоставка пакетов происходит не по вине протокола, например если источник и адресат находятся в разных компонентах связности или источник считает адресата недостижимым из-за потерь или задержек при распространении информации о топологии сети. Хорошим индикатором таких ситуаций является отсутствие у источника одноадресного маршрута до получателя. Поскольку задача данной методики оценить эффективность работы не всей сети, а протокола многоадресной маршрутизации, необходимо по возможности изолировать методику от таких ситуаций. Поэтому те интервалы, на которых у источника нет одноадресного маршрута до получателя, назовем некорректными и не будем учитывать в измерении QoS; все прочие интервалы назовем корректными.

Будем считать, что голосовой трафик был доставлен с предоставлением QoS, если доля корректных интервалов, на которых адресату был предоставлен QoS, не меньше 95%. Часто узел является адресатом нескольких голосовых потоков. В таком случае он считается удовлетворенным, если отношение суммарного по всем потокам числа интервалов с предоставлением QoS к суммарному по всем потокам числу корректных интервалов не менее 95%.

Параметр	Значение
Число узлов сети	100
Среднее число соседей каждого узла	35
Диаметр сети	4
Число устройств в частотном канале 1	79
Число устройств в частотном канале 2	79
Число устройств в частотном канале 3	52
Число многоадресных групп	40

Таблица 1. Свойства топологии, используемой в эксперименте

Методика оценки емкости сети

Рассмотрим связную сеть, состоящую из 100 маршрутизаторов случайно разбросанных на прямоугольной площадке. На всех маршрутизаторах установлено по 2 беспроводных интерфейса, каждый из которых работает в одном из трех частотных каналов. Параметры сети приведены в таблице 1.

В сети случайным образом создается 40 групп многоадресной рассылки и пул из 80 различных голосовых потоков.

Проводится три серии экспериментов по измерению емкости с использованием трех разных протоколов:

1. GiM, в котором маршруты строятся с помощью алгоритма Multicast QoS MPR, если получатели удалены от источника не более чем на 2 шага, и с помощью Multicast Qos Tree – в других случаях;
2. GiM, в котором маршруты строятся с помощью алгоритма Multicast QoS MPR, если получатели удалены от источника не более чем на 2 шага, а для поиска остальных маршрутов используется алгоритм «Склейка»;
3. SMF, в котором проводится лавинная рассылка с помощью S-MPR.

В каждой серии проводится несколько экспериментов по запуску многоадресных голосовых потоков в сети, каждый эксперимент прогоняется $nRuns$ раз. В каждом эксперименте фиксируется k голосовых потоков — потоков UDP-пакетов размером 113 байт (на уровне приложения), генерируемых с постоянным периодом 120 мс. Каждый поток запускается со случайной задержкой, достаточно большой, чтобы каждый узел сети успел получить маршрутную информацию от остальных узлов сети. Все потоки имеют фиксированную длительность и после окончания генерации последнего из них эксперимент завершается.

По окончании эксперимента проводится анализ данных: для каждого прогона подсчитывается доля получателей, которым был предоставлен QoS. Эти величины усредняются по всем прогонам эксперимента и на выходе получается вероятность оказания адресату голосовой услуги. Если она больше 50%, измерения продолжаются, и число потоков k увеличивается путем добавления новых потоков. Емкость сети равна максимальному k, при котором вероятность оказания адресату голосовой услуги больше 95%.

Результаты экспериментов

Результаты измерений приведены на рис. 4.

В ненагруженных сетях SMF позволяет предоставлять QoS абонентам. Необходимая вероятность доставки пакета обеспечивается благодаря тому, что каждый пакет доходит до источников по нескольким путям. Однако из-за неэкономности рассылки данных, с ростом числа

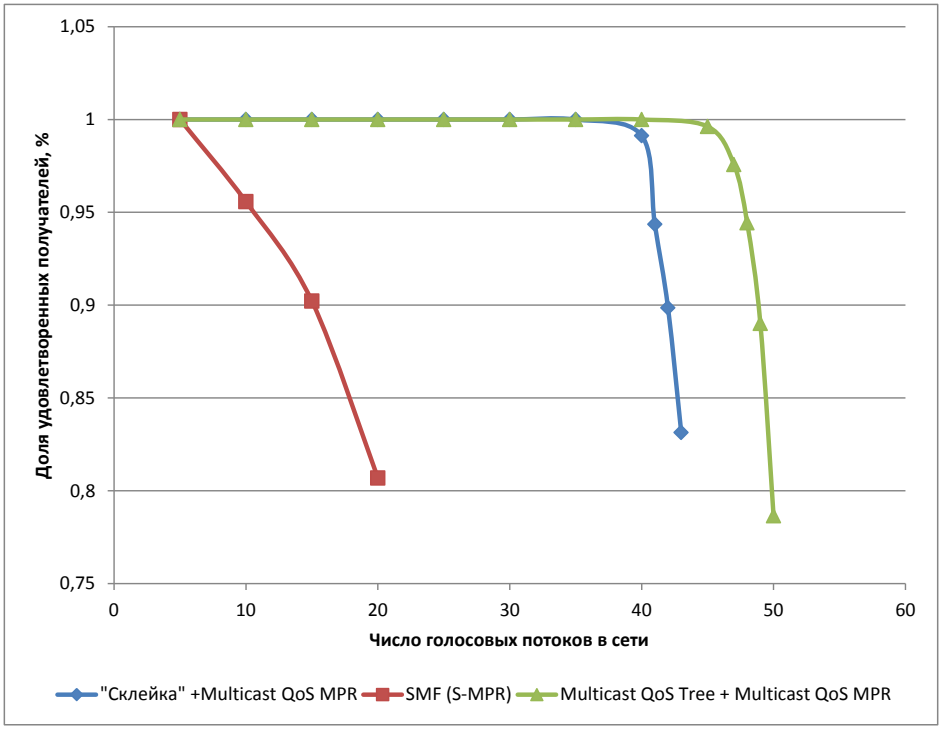

Рис. 4. Результаты измерений емкости сети.

многоадресных потоков качество предоставления голосовой услуги абонентам быстро падает, и емкость сети с использованием SMF равна всего 10.

Протокол GiM с использованием алгоритмов «Склейка», Multicast QoS MPR и Multicast QoS Tree позволяет передавать значительно больше голосовых потоков с выполнением требований QoS. При этом, как видно из результатов эксперимента, Multicast QoS Tree более эффективен чем «Склейка»: при использовании алгоритма Multicast QoS Tree емкость увеличивается на 14% при том, что длоля потоков, часть получателей которых удалены от источника более чем на 2 шага, составляет 20% (очевидно, увеличение емкости будет тем больше, чем больше эта доля потоков). Это связано с тем, что присоединение новых адресатов при построении маршрута проводится с учетом уже построенной части дерева, существенно снижая его стоимость.

Из проведенных экспериментов можно заключить что для многоадресной рассылки мультимедийного трафика наилучшим образом подходит протокол GiM, использующий сочетание алгоритмов Multicast QoS MPR и Multicast QoS Tree.

6. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Предлагаемые алгоритмы многоадресной маршрутизации в совокупности с разработанным протоколом GiM, их реализующим, позволяют высокоэффективно передавать голосовой трафик. Предлагаемые решения позволяют многократно увеличить число потоков, которые можно передать по сети с соблюдением QoS, по сравнению с протоколом SMF.

Дальнейшие исследования предполагается проводить в двух основных направлениях. Первое направление заключается в поиске новых алгоритмов построения маршрутов. Все предлагаемые в данной статье алгоритмы относятся к классу жадных алгоритмов, и, вероятно, в ряде случаев их решения могут быть значительно хуже оптимальных решений. Найти оптимальное решение за полиномиальное время невозможно, но разработка новых эвристик позволит к приблизиться к оптимуму. Второе направление исследований заключается в совершенствовании протокола GiM. При разработке протокола делались конкретные предположения о принципе рассылки на MAC-уровне, что ограничивает его область применимости. Логичным направлением разработок будет модификация протокола для обеспечения совместимости с другими технологиями. Также при разработке делалось предположение, что голосовой трафик представляет собой периодический поток пакетов одинакового размера. Однако большинство современных аудио кодеков использует сжатие данных, что делает это предположение неверным. Усовершенствование протокола для работы со сжатыми аудиопотоками, а также с видеопотоками является перспективным направлением исследования.

7. БЛАГОДАРНОСТЬ

Авторы работы благодарят ЗАО «Телум» за тщательную экспертизу и всестороннюю поддержку при разработке протокола GiM.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Cisco, *Cisco Visual Networking Index: Global Mobile Data Traffic Forecast Update, 2011–2016*, White Paper, 2012, `http://www.cisco.com/en/US/solutions/collateral/ns341/ns525/ns537/ns705/ns827/white_paper_c11-520862.pdf`
2. Qualcomm, *LTE Direct*, 2012, `http://www.qualcomm.com/about/research/projects/lte-direct`
3. www.PCWorld.com, *Emerging LTE Direct Standard Would Go Peer to Peer for 4G Mobile Location*, 2012, `http://www.pcworld.com/article/259680/emerging_lte_direct_standard_would_go_peer_to_peer_for_4g_mobile_location.html`
4. T.Clausen, C.Dearlove, J.Dean, *RFC 6130: Mobile Ad Hoc Network (MANET) Neighborhood Discovery Protocol (NHDP)*, IETF, 2011 `http://tools.ietf.org/html/rfc6130`
5. EADS and Alcatel-Lucent, *Interoperable Mission Critical Broadband/Narrowband Solution for Public Safety Communications In creating the Shared Wireless Broadband Network*, Strategic White Paper, 2011, `http://www.cassidiancommunications.com/pdf/WhitePaper_AL_EADS.pdf`
6. *IEEE Std 802.11aa-2012. IEEE Standard for Information technology – 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*, IEEE Computer Society, 2012
7. IEEE Std 802.11-2007. IEEE Standard for Information technology – 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. – Revision of IEEE Std. 802.11-2007, IEEE, 2012
8. IEEE Std 802.16d-2004 IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks, Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems, 2004
9. J. Macker, Ed. *Simplified Multicast Forwarding (RFC 6621)*, IETF, 2012, `http://tools.ietf.org/html/rfc6621`
10. P. Jacquet, P. Minet, A. Laouiti, L. Viennot, T. Clausen, C. Adjih, *Multicast Optimized Link State Routing draft 00*, IETF, 2001, `http://tools.ietf.org/html/draft-jacquet-olsr-molsr-00`
11. H. Dhillon, Hung Q. Ngo, *A Mesh-based Multicast Routing Protocol with Consolidated Query Packets*

12. S. Y. Oh, J.-S. Park, and M. Gerla. *E-odmrp: Enhanced odmrp with motion adaptive refresh*, J. Parallel Distrib. Comput., August 2008, pp. 1044-1053

13. I. I. ER and W. K. G. Seah. *Distributed steiner-like multicast path setup for mesh-based multicast routing in ad hoc networks* In Proceedings of the IEEE International Conference on Sensor Networks, Ubiquitous, and Trustworthy Computing - Vol 2 - Workshops - Volume 02, Washington, DC, USA, 2006, pp. 192-197

14. G.-L.-A. M. Ieee, J. J. G. luna aceves, and E. L. Madruga. *The core-assisted mesh protocol* IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 17, 1999, pp. 1380-1394

15. Y. Yi, S.-J. Lee, W. Su, M.Gerla *On-Demand Multicast Routing Protocol (ODMRP) for Ad Hoc Networks draft 04*, IETF, 2002, *http://tools.ietf.org/html/draft-ietf-manet-odmrp-04*

16. Cahn, Robert S., *Wide Area Network Design*, San Francisco: Morgan Kaufmann Publishers, Inc., 1998

17. P. Winter, Steiner problem in networks: a survey, *Networks*, 1987, Vol.17, pp.129-167

18. H. Takahashi and A. Mastsuyama. An approximate solution for the Steiner problem in graphs. *Math.Japonica*, 1980, Vol. 24, pp.573-577

19. Pedro M. Ruiz, Antonio F. Gomez-skarmeta, Approximating optimal multicast trees in wireless multihop networks, *Proc. 10th IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC)*, pp. 686-691, 2005

20. J. Yi, C. Poellabauer. *Real-time multicast for wireless multihop networks*, Computers Electrical Engineering, V. 36, Iss. 2, 2010. pp. 313-327.

21. Evgeny Khorov, Alexander Safonov. Multiple Metrics in MANET with End-to-End QoS Support for Unicast and Multicast Traffic. Proc. International Workshop on Multiple Access Communications (MACOM-2010), Barcelona, Spain, September 13-14, 2010. Lecture Notes in Computer Science, Vol. 6235, pp. 251-262, Springer, 2010.

22. H.F. Salama, D.S. Reeves, Y. Viniotis, *Evaluation of Multicast Routing Algorithms for Real-Time Communication on High-Speed Networks* IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1997, pp. 332-345

23. T. Clausen, P. Jacquet, *Optimized Link State Routing Protocol (RFC 3626)*, IETF, 2003, `http://www.ietf.org/rfc/rfc3626.txt`

24. T. Clausen, C. Dearlove, P. Jacquet, U. Herberg, *The Optimized Link State Routing Protocol version 2 draft 15*, IETF, 2012, `http://tools.ietf.org/html/draft-ietf-manet-olsrv2-15`

25. Evgeny Khorov, Andrey Lyakhov, Alexander Safonov. Flexibility of Routing Framework Architecture in IEEE 802.11s Mesh Networks. Proceedings of the 8th IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems (MASS) 2011. pp. 777-782.

26. Network Simulator 3, 2012 `http://www.nsnam.org/`

Proximity-based Groupcast in MANET (GiM)

R.U. Feizkhanov, E.M. Khorov, A.G. Kiryanov, A.I. Lyakhov, P.O. Nekrasov, D.A. Platov, A.A. Safonov, A.M. Tsyganova

In this paper, we study groupcast routing problem of real-time multimedia streams, with restrictions on the packets delivery time and packet loss ratio as the quality-of-service requirements, in MANETs. We contribute with algorithms to solve such a problem and their implementation in the framework of Groupcast in MANET (GiM) protocol which supports proximity aware mode.

KEYWORDS: LTE Direct, MANET, routing, groupcast, QoS