

===== ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ В КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЯХ =====
**Многоканальные mesh-сети: анализ подходов и оценка
производительности**

А.И. Ляхов, И.А. Пустогаров, С.А. Шпилев

Институт проблем передачи информации, Российская академия наук, Москва, Россия
Поступила в редколлегию 9.09.2008

Аннотация— Mesh-сети являются одним из основных направлений развития технологии Wi-Fi. Их широкому распространению во многом мешает недостаточно высокая пропускная способность, ограничиваемая интерференцией соединений mesh-устройств. Для повышения производительности спецификация IEEE 802.11s, определяющая mesh-технология, рекомендует использовать несколько частотных каналов и применять устройства с двумя или более радиоинтерфейсами. Задача организации многоканальных mesh-сетей состоит в оптимальном назначении каналов для интерфейсов mesh-устройств. В данной работе проводится обзор существующих подходов к решению этой задачи, предлагаются собственные алгоритмы назначения каналов, и оценивается их производительность путем построения аналитических моделей многоканальной mesh-сети с древовидной топологией.

1. ВВЕДЕНИЕ

Благодаря низким ценам на оборудование, а также легкости в установке, беспроводные сетевые технологии получили широкое распространение. На сегодняшний день технология Wi-Fi, в основе которой лежит стандарт IEEE 802.11 [1], является наиболее популярной и бурно развивающейся технологией беспроводных сетей передачи данных. Комитет IEEE 802 LAN/MAN по стандартизации локальных и городских сетей недавно инициировал разработку дополнения IEEE 802.11s [2] к стандарту [1], описывающего технологию mesh-сетей, которая является на сегодня одной из наиболее многообещающих и привлекает к себе внимание все большего круга исследователей (см., например, [3,4]).

Mesh-сеть – это многошаговая сеть, устройства которой (mesh-станции, MP, Mesh Points) обладают функциями маршрутизатора и способны использовать различные пути для пересылки пакета. Mesh-технология становится особенно необходимой при отсутствии проводной инфраструктуры для соединения станций. В этом случае пакеты пересылаются от одной mesh-станции до другой до достижения шлюза с проводной сетью. Для большей надежности mesh-станция может иметь более одной соседней mesh-станции. Идея mesh-сетей берет свое начало из мобильных ad hoc сетей (MANET), в которых функция маршрутизации была реализована на уровне IP. Протокол MANET обладал ограниченной производительностью, поскольку IP-уровню не доступна информация об условиях беспроводной передачи и соседних узлах. В частности, IP-уровню недоступна информация о вероятности искажения пакетов помехами и коллизиями, а также о схеме модуляции и кодирования, используемой в каждом из соединений. Напротив, в mesh-сетях IEEE 802.11s механизмы маршрутизации работают на MAC-уровне, где эта информация доступна, что делает маршрутизацию намного более эффективной. За счет протокола маршрутизации, работающего на MAC-уровне, mesh-технология позволяет в несколько раз увеличить зону покрытия сети. Это важно, потому что с ростом скорости передачи зона покрытия сети падает, а mesh-технология компенсирует этот эффект.

В процессе разработки технологии mesh-сетей рассматривались различные сценарии их использования:

- Домашние mesh-сети строятся в пределах одной квартиры или частного дома для беспроводной связи устройств бытовой радиоэлектроники: стационарных и портативных компьютеров, экранов, телевизоров, музыкальных центров, DVD-проигрывателей, и т.п.
- Офисные mesh-сети предназначены для беспроводной связи компьютеров и периферийных устройств внутри одного офиса, организуя внутриофисную локальную сеть и обеспечивая доступ в Интернет с соответствующей системой защиты.

- Mesh-сети университетских городков обеспечивают беспроводную связь с поддержкой мобильности на ограниченной территории, на которой располагаются здания университета.
- Публичные коммерческие и муниципальные mesh-сети развертываются в районах большого скопления людей (крупные супермаркеты, стадионы, вокзалы, аэропорты) и предназначены в основном для обеспечения мобильного доступа в Интернет.
- Транспортные mesh-сети предназначены для построения высокоскоростной и надежной сети беспроводных магистралей в масштабах города или района.

В зависимости от сценария к mesh-устройствам предъявляются различные требования. Так, в домашних mesh-сетях главными требованиями являются простота и низкая стоимость mesh-устройств, низкое энергопотребление, поддержка качества обслуживания и мобильности. В офисных mesh-сетях требования к энергосбережению, поддержке качества обслуживания и мобильности значительно снижены. В mesh-сетях университетских городков и муниципальных публичных mesh-сетях главным является поддержка мобильности. В коммерческих публичных mesh-сетях должны обеспечиваться как мобильность, так и дифференцированное качество обслуживания. Транспортные mesh-сети строятся на основе фиксированных устройств, поэтому поддержки мобильности не требуется, стоимость устройств и уровень энергопотребления не так важны, а основным требованием является высокая эффективность работы сети – высокая пропускная способность с обеспечением дифференцированного (или даже гарантированного) качества передачи потоков информации через многошаговые соединения.

Различие в требованиях приводит к практической невозможности разработки четких, детальных спецификаций mesh-технологии, которые были бы оптимальны для всех сценариев. Поэтому последняя версия [2] дополнения IEEE 802.11s носит рамочный характер: дополнение вводит основные правила работы mesh-сетей, оставляя компаниям-производителям право реализации этих правил. При этом определяется минимальный набор необходимых механизмов mesh-сетей в виде, наиболее простом для реализации, и в этом виде они являются обязательными для включения во все mesh-устройства, что обеспечит совместимость устройств разных производителей. Однако, реализация mesh-устройств только на основе минимального набора механизмов, специфицированных в последней версии [2], во многих сценариях не позволит обеспечить необходимую эффективность mesh-сетей как в смысле пропускной способности, так и обеспечения качества обслуживания.

В частности, дополнение IEEE 802.11s разрешает использование как одного, так и нескольких радиointерфейсов в каждой mesh-станции, каждый из которых настроен на отдельный канал – многоканальный режим работы mesh-сети. Краткое описание спецификаций многоканального режима, определяемых в [2], приведено в разделе 2. Наличие нескольких радиointерфейсов и назначение каналов для радиointерфейсов соответствующим образом позволяет избежать случаев (см. [5]), когда интерференция приводит к серьезному замедлению работы соединения или даже к его отказу, и многократно увеличивает пропускную способность сети, а также снижает задержки при передаче пакетов и вероятность их потери, что особенно важно для мультимедийного трафика. К сожалению, ввиду рамочного характера последней версии [2] дополнения IEEE 802.11s, она не определяет никаких алгоритмов назначения каналов для радиointерфейсов, что делает практически невозможной реализацию многоканальности.

В данной статье анализируются существующие результаты исследований, направленных на разработку оптимальной схемы назначения/распределения каналов в mesh-сети (раздел 3). В разделах 4 – 6 предлагаются и анализируются возможные алгоритмы назначения каналов в транспортных mesh-сетях, имеющих древовидную топологию и состоящих из устройств с двумя радиointерфейсами.

2. МНОГОКАНАЛЬНАЯ РАБОТА В СПЕЦИФИКАЦИИ IEEE 802.11s

Несмотря на то, что физический уровень протокола IEEE 802.11 позволяет поддерживать 4 канала в технологии 802.11b и 12 каналов в технологии 802.11a, существующий канальный (MAC) уровень протокола IEEE 802.11 позволяет использовать одновременно только один из этих каналов для всех станций сети. Для повышения пропускной способности спецификация IEEE 802.11s [2] рекомендует строить mesh-сети на основе станций, которые содержат несколько радиointерфейсов и, таким образом, могут одновременно использовать несколько частотных каналов для передачи информации. Даже при одном радиointерфейсе mesh-станции могут менять используемый канал. Схема выбора/назначения каналов зависит от топологии сети и требований приложений. На рис. 1 показаны 3 примера распределения каналов по соединени-

ям. Пример (a) соответствует простейшему случаю использования одного и того же канала всеми станциями. В примере (b) одна mesh-станция, а в примере (c) все mesh-станции используют два радиointерфейса. Таким образом, в примере (b) используются 2 канала и mesh-станции разбиваются на 2 подмножества, не интерферирующие между собой. В примере (c) используются 4 канала, что еще более снижает вероятность коллизий и повышает пропускную способность сети.

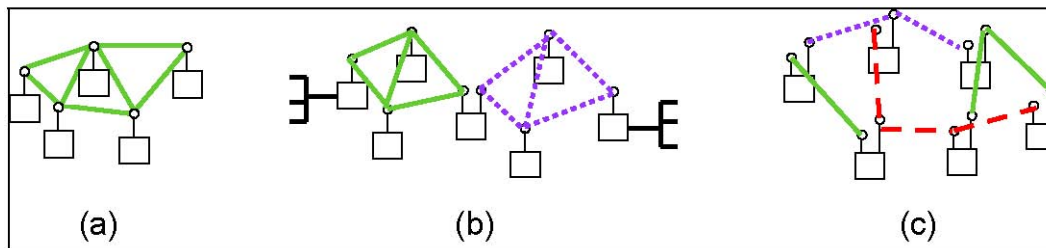


Рис. 1. Примеры распределения каналов по соединениям mesh-сети

Совокупность устройств, использующих один и тот же канал, образуют так называемый единый граф канала (Unified Channel Graph, UCG). Одно и то же устройство может принадлежать разным UCG. Рис. 2, соответствующий примерам (a) и (c) на рис. 1, показывает, что архитектуре с одним общим каналом соответствует один UGS, покрывающий всю сеть, а топологии (c) соответствуют 4 UCG.

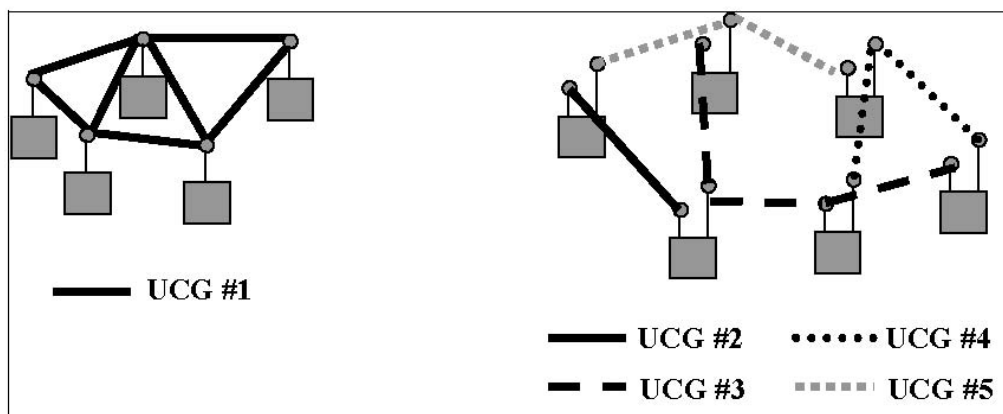


Рис. 2. Примеры UCG

Протокол IEEE 802.11s еще далек от завершения и в настоящее время не определяет никаких механизмов выбора UCG и соответственно распределения каналов по соединениям. В начальной версии [6] спецификации IEEE 802.11s описывался распределенный механизм выбора каналов станциями (Channel Coordination Function) на по-пакетной основе, но затем разработчики спецификации отказались от этой идеи в связи с множеством проблем: рассинхронизация станций, большое время переключения с канала на канал и т.п. Принято решение о необходимости процедур назначения каналов на достаточно долговременной основе. В настоящее время ведется ряд исследований, направленных на разработку оптимальной схемы назначения/распределения каналов в mesh-сети, однако все они далеки от завершения.

3. АНАЛИЗ СУЩЕСТВУЮЩИХ МЕТОДОВ

В ранних работах были предложены механизмы использования нескольких каналов при помощи единственного интерфейса, однако, как оказалось, такой подход является неэффективным, поскольку необходимо значительное время для переключения интерфейса с канала на канал. Также возникают серьезные трудности с синхронизацией, для реализации которой потребовалось бы изменить MAC-уровень стандарта IEEE 802.11. В противовес этому были предложены варианты с несколькими радиointерфейсами.

3.1. Классификация предложенных методов

В данном подразделе предлагаются подходы к классификации существующих работ по назначению каналов (например, [7 – 16]) в mesh-сети стандарта IEEE 802.11.

Во-первых, большинство работ можно разделить на два класса по виду рассматриваемой топологии. В работах из первого класса (например, [9]) предлагается строить древовидную топологию сети, когда каждая станция связана только со своими потомками и единственным родителем. В работах из второго класса (например, [10]) все множество станций разбивается на кластеры. Таким образом, внутри кластера все узлы за исключением лидера равноправны.

Также все множество работ по многоканальности можно разделить на работы, в которых учитывается направление трафика (в частности, рассматривается трафик от конечных станций до шлюзов и обратно, то есть вертикальный трафик) – см., например, [9], и на работы, в которых предполагается, что трафик распределен по сети равномерно (например, [10]).

Помимо этого, можно классифицировать работы по предлагаемому способу управления. Таким образом, можно выделить способы с централизованным управлением (например, [8]), при котором весь контроль за назначением каналов осуществляется единственной станцией (например, шлюзом), с распределенным управлением (например, [9]), когда каждый из узлов принимает решение о назначении каналов на свои радиointерфейсы самостоятельно, а также гибридный способ, при котором за назначение каналов отвечают всего несколько станций сети, например, все лидеры кластеров [10].

Наконец, механизмы назначения каналов можно также разделить по длительности привязки каналов к радиointерфейсам — на статические (например, [8, 9]), когда каналы переключаются очень редко, динамические (например, [14]), когда каналы переключаются часто, и гибридные (например, [15, 16]), когда часть каналов переключается часто и часть каналов переключается редко.

Один из простейших подходов к назначению каналов заключается в следующем. Пусть у каждого из узлов – q радиointерфейсов. Выбирается узел, множество всех его соседей делится на q групп, и каждой группе назначается один из интерфейсов. Каждый из соседей, в свою очередь, разделяет своих соседей на q групп (с учетом уже существующих групп, созданных посредством первого узла) и назначает интерфейсы. Процесс повторяется итеративно до момента, когда каждый из узлов разделил своих соседей на группы. Далее, каждой из групп может быть назначен канал, наименее используемый соседними соединениями. Для разделения на группы может быть использована техника рандомизации. Этот способ не учитывает размер нагрузки на каждое из соединений, а потому не очень неэффективен.

В качестве примера более совершенных подходов рассмотрим три алгоритма (C-Huacynth, D-Huacynth и CoMTaC) [8 – 10]. Данные алгоритмы выбраны не случайно. Один из них (C-Huacynth) является одной из первых попыток использовать потенциал многоинтерфейсного многоканального подхода, в то время как два других появились несколько позже, с учетом уже накопленного опыта. Поэтому выбор этих алгоритмов позволяет проследить направление развития в данной области. Помимо этого, каждый из этих алгоритмов укладывается в одну или более из описанных выше классификаций, что позволяет еще более четко осознать различия механизмов, соответствующих различным категориям.

3.2. Централизованный способ назначения каналов (C-Huacynth)

Одним из наиболее известных алгоритмов назначения каналов в сетях IEEE 802.11s является алгоритм Huacynth. Представленный в 2005 году [8], он определяет схему назначения каналов, не зависящую от используемого алгоритма маршрутизации. Как показали исследования, даже при использовании всего двух радиointерфейсов на каждом из устройств удается добиться 6-7-кратного увеличения пропускной способности сети по сравнению с одноканальным решением. Данный алгоритм был создан для сетей с преобладающим вертикальным трафиком. Алгоритм описывает как централизованный, так и распределенный механизмы. Сначала рассмотрим механизм с централизованным управлением. Рассмотрим типичную mesh-сеть, в которой каждый из узлов может одновременно работать как точка доступа для мобильных устройств (ноутбуков, PDA), так и в качестве mesh-станции [8]. Также некоторые устройства могут быть еще и шлюзами во внешнюю сеть. Каждое из mesh-устройств содержит в себе несколько радиointерфейсов, каждый из которых настроен на определенный канал на относительно долгое время (минуты, часы, дни).

Задача назначения разбивается на две подзадачи:

1. С помощью какого интерфейса узел общается с каждым из своих соседей.
2. Какой канал использует каждый из интерфейсов.

Способ назначения каналов с учетом нагрузки на соединение выглядит следующим образом. Предполагается, что каждый узел имеет соединение со всеми станциями, находящимися в его области устойчивого приема. Стоит заметить, что алгоритм маршрутизации зависит от пропускной способности каждого соединения, которые, в свою очередь, зависят от способа назначения каналов, а способ назначения каналов зависит от ожидаемой нагрузки на соединение, которая зависит от маршрутизации. Таким образом, получается круговая зависимость. Для ее разрешения было решено начать с оценки ожидаемой нагрузки без учета пропускной способности (см. рис. 3), а затем итеративно повторять процесс назначения каналов и маршрутизации до момента, когда пропускные способности каждой из соединений будут максимально близки к предполагаемой нагрузке. Вначале на вход алгоритма назначения каналов поступает оценка нагрузки на соединения. Выходом является пропускная способность соединений. Алгоритм маршрутизации использует их для вычисления путей, которые используются для вычисления ожидаемой нагрузки.

Если в конце итерации оказалось, что ожидаемая нагрузка больше пропускной способности, то процесс повторяется и заканчивается, если дальнейшего улучшения не происходит.

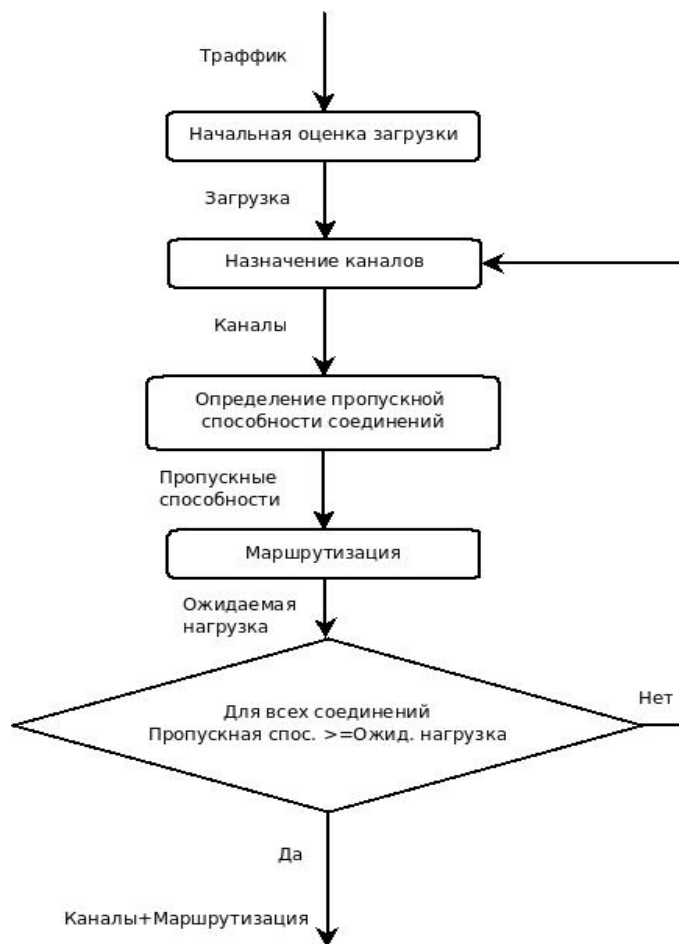


Рис. 3. Алгоритм C-Huacynth

Алгоритм предлагает два способа начальной оценки ожидаемой нагрузки на соединения. Во-первых, можно предположить, что все станции в области интерференции равномерно разделяют пропускную способность канала. Пропускная способность соединения l вычисляется, учитывая только число доступных каналов, пропускную способность отдельного канала и число соединений внутри области интерференции рассматриваемого соединения. Далее пропуск-

ные способности поступают на вход алгоритма маршрутизации, после чего на выходе будет ожидаемая нагрузка на соединения.

Более точная оценка ожидаемой нагрузки на соединения вычисляется через такие параметры, как количество путей между узлами, количество путей между этими же узлами, проходящих через соединение l и ожидаемый трафик между узлами.

Соединения рассматриваются в порядке убывания ожидаемой на них нагрузки. При рассмотрении соединения канал назначается следующим образом (в предположении, что у каждого узла q интерфейсов):

1. Если число использованных каналов обоих узлов соединения меньше q , то соединению назначается неиспользуемый канал с наименьшей степенью интерференции.
2. Если узел 1 использует q каналов, а узел 2 – меньше q каналов, то выбирается один из уже используемых каналов узла 1 с наименьшей степенью интерференции.
3. Пусть оба узла уже используют q каналов, т.е. все их интерфейсы задействованы. Если узлы используют общие каналы, то из них выбирается канал с минимальной степенью интерференции. Если общих каналов нет, то выбирается по одному каналу от каждого из узлов, и они заменяются на общий канал так, чтобы степень интерференции была минимальна.

Под степенью интерференции понимается сумма ожидаемых нагрузок на соединения внутри области интерференции. Для вычисления пропускной способности соединения используется следующая формула:

$$Pr.Cn. = \frac{\text{Ожидаемая_нагрузка_на_соединение}}{\sum_{\text{соединения_из_области_интерференции}} \text{ожидаемая_нагрузка}} \times \text{пропускная_способность_канала.}$$

Алгоритм маршрутизации может быть использован любой. По сравнению с одноканальным решением, даже с использованием всего двух интерфейсов пропускная способность сети возрастает в 6-8 раз.

3.3. Распределенный способ назначения каналов (*D-Hyacinth*)

Вначале строится топология сети в виде деревьев. Корень каждого из деревьев находится в шлюзе, ведущем в проводную сеть. Каждый из узлов ассоциирован только с одним деревом, а остальные деревья используются только при восстановлении сети после отказа.

Пусть узел X уже нашел путь до шлюза. Тогда с периодичностью в T_a единиц времени он делает широковещательную рассылку своим соседям пакета ADVERTISE, в котором содержится «цена» достижения проводной сети через узел X . При получении пакета ADVERTISE узел Y решает присоединиться к X , если он в текущий момент не имеет путей до проводной сети или новая «цена» оказывается меньше уже существующей. Для присоединения узел Y посылает пакет JOIN узлу X . При получении пакета JOIN узел X добавляет Y в свой список потомков и высылает пакет АССЕРТ узлу Y с информацией о каналах и IP-адресе для пересылки трафика от Y к X . Далее Y посылает пакет LEAVE своему предыдущему родителю V . Затем Y может делать широковещательную рассылку кадров ADVERTISE. Все вышестоящие от X узлы информируются о добавлении нового узла. Все вышестоящие узлы от V информируются о том, что Y и все его потомки покинули дерево.

В качестве «цены» может быть использовано несколько метрик. Простейшая из них — это расстояние в шагах до шлюза. Вторая метрика — это оставшаяся часть пропускной способности шлюза после подключения к нему узлов. Третья метрика — это минимальная оставшаяся пропускная способность среди всех соединений на выбранном пути.

Основная проблема распределенного назначения каналов состоит в том, что если принято решение об изменении канала на одном из соединений, то это изменение может затронуть и соседние соединения (в силу ограниченного числа интерфейсов). Один из таких случаев изображен на рис. 4. Здесь изменение канала на соединении D-F влечет последовательное изменение каналов на соединениях D-E, E-H, H-I. Для предотвращения такой ситуации все интерфейсы узла разделяются на два непересекающихся множества: UP-NICs для общения с родителем и DOWN-NICs для общения с потомками. Каждый узел ответственен за назначение каналов для всех своих интерфейсов из DOWN-NICs.

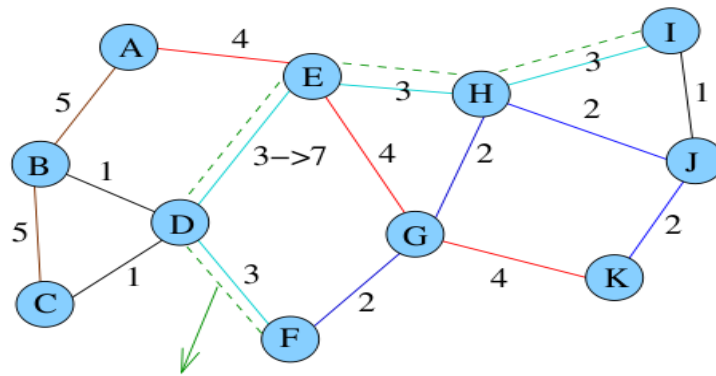


Рис. 4. Цепочка изменений канала

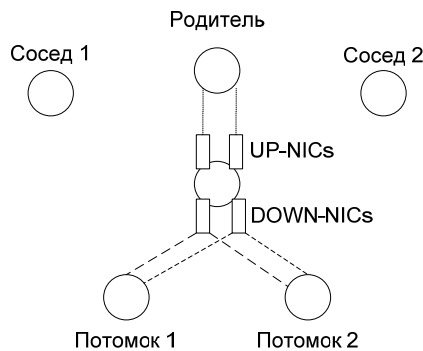


Рис. 5. Разделение интерфейсов на UP-NICs и DOWN-NICs

Каждый из интерфейсов из UP-NICs связан с единственным интерфейсом DOWN-NIC своего родителя и ему назначен тот же канал, что и интерфейсу родителя. Каждый из узлов изначально пытается равномерно распределить интерфейсы между двумя множествами, но для повышения пропускной способности интерфейсы могут быть переведены из одного множества в другое.

После того как каждому соседу назначен свой интерфейс, необходимо назначить каждому интерфейсу свой канал. Назначение канала для интерфейса UP-NIC происходит родителем. Для назначения каналов для своих интерфейсов DOWN-NICs узлу необходимо определить меру использования каждого из каналов в своей области интерференции. С этой целью узел обменивается информацией об индивидуальном использовании каналов посредством кадров CHNL_USAGE со всеми своими $(k+1)$ -шаговыми соседями, где k является отношением радиуса области интерференции к радиусу области устойчивого приема. Суммарная загруженность определенного канала вычисляется как сумма всех нагрузок на этот канал узлами в области интерференции. Для учета накладных расходов MAC-уровня также учитывается число станций, которые используют этот канал. Помимо этого вводится приоритет узлов, равный расстоянию (в шагах) от шлюза. При назначении каналов узел не может использовать каналы, которые уже используются узлами с более высоким приоритетом. Так как нагрузка на соединения может со временем меняться, то переназначение каналов происходит каждые T_c единиц времени. Если узел находит менее используемый канал, то он переключает один из своих интерфейсов DOWN-NICs на этот канал и посылает кадр CHNL_CHANGE с информацией о новом канале потомку, который должен изменить канал на своем интерфейсе UP-NIC. Узел также рассылает обновленную информацию об использовании каналов своим $(k+1)$ -шаговым соседям. Если менее нагруженный канал недоступен, то узел может перераспределить каналы между своими интерфейсами DOWN-NICs для более сбалансированной нагрузки на интерфейсы.

Для обмена служебными (ADVIRTISE и др.) сообщениями в простейших случаях можно использовать дополнительный интерфейс CONROL-NIC. Чтобы не использовать дополнительный

интерфейс, вводится понятие *виртуальной служебной сети*, организуемой на основе той же самой многоканальной mesh-сети. При ее использовании новая станция вынуждена сканировать все каналы на наличие HELLO-сообщения во время фазы обнаружения соседей. Для сканирования используются только интерфейсы UP-NICs, в то время как интерфейсы DOWN-NICs остаются на фиксированных каналах.

Каждая из станций хранит информацию об «альтернативных родителях» для сохранения пути до шлюза в случаях, когда какая-либо из станций выходит из строя. Если у узла нет «альтернативных родителей», он отправляет пакет FAILURE для того, чтобы уже его потомок нашел альтернативные пути.

Такой способ назначения каналов увеличивает пропускную способность в 6-7 раз по сравнению с одноканальным решением.

3.5. Алгоритм CoMTaC

Алгоритм CoMTaC [10], представленный в 2008 г., позволяет использовать сразу несколько путей для передачи данных от одной станции до другой. Сеть представляется в виде графа $G(V,E)$, где V – множество узлов (mesh-станций), а E – множество возможных соединений между этими узлами. Логически на каждом из узлов выделяется так называемый default-интерфейс (интерфейс по умолчанию). В дальнейшем, все интерфейсы, отличные от интерфейсов по умолчанию, будем называть non-default-интерфейсами. На первом этапе вся сеть разбивается на кластеры, затем происходит назначение каналов.

Для разбиения на кластеры используется следующая процедура. На вход алгоритма поступает граф $G(V,E)$ (причем каждый из узлов знает расстояние до шлюза), а также множество всех шлюзов. Изначально каждый из шлюзов назначается лидером своего кластера, а все узлы, подсоединенные к данному лидеру, автоматически становятся частью кластера. Из-за ограниченного числа шлюзов созданные кластеры могут быть слишком большими, поэтому процедура построения кластеров повторяется до тех пор, пока не будут получены кластеры нужных размеров. Для построения нового кластера узел, наиболее удаленный от лидера кластера, выбирается в качестве нового лидера кластера. Кластер строится вокруг вновь выбранного лидера из узлов, для которых расстояние до нового лидера меньше чем до текущего лидера.

Чтобы сохранить связность сети, внутри каждого кластера default-интерфейсу всех узлов, составляющих кластер, назначается один из каналов (default-канал). Для межкластерного взаимодействия пограничные узлы выделяют еще один интерфейс (им назначается default-канал соседнего кластера с наименьшим идентификатором).

Преимуществом такого разделения является минимизация числа узлов, которым необходимо делать рассылку широковещательных пакетов сразу с нескольких интерфейсов.

Далее алгоритм пытается построить множественные пути между узлами с задействованием non-default-интерфейсов. Для этого из начального графа выделяется подграф такой, что для любых двух вершин оставлены только те пути между ними, «цена» которых не превосходит больше чем в t раз минимальной «цены» между этими узлами.

После того, как выбраны соседи для каждого из узлов, необходимо каждому соединению назначить интерфейсы на обеих станциях. Из-за того, что количество интерфейсов ограничено, при переключении какого-либо интерфейса на другой канал может потребоваться изменить каналы на цепочке станций, причем эта цепочка может достаточно большой. Для предотвращения таких ситуаций необходимо ввести следующие ограничения:

- Non-default-интерфейс, связывающий узлы из разных кластеров, не должен быть использован для связи с узлами из того же самого кластера.
- Non-default-интерфейс, служащий для связи с более близкими к лидеру кластера узлами, не должен быть использован для связи с узлами, находящимися дальше от лидера нежели, чем рассматриваемый узел.

Далее каждому из интерфейсов необходимо назначить канал. Процедуре назначения канала предшествует процесс установления степени интерференции с целью установления «цены» использования каждого из каналов и возможности выбора «наилучшего» канала. Предполагается, что лидер кластера обладает полной информацией об узлах своего кластера и их соседях.

Вначале назначаются каналы для default-интерфейсов каждого из кластеров. Один из интерфейсов, не являющийся default-интерфейсом, каждого из узлов сконфигурирован таким образом, что он периодически (каждые T_E единиц времени) слушает среду определенное время на каждом из каналов. Принятые таким образом пакеты служат для определения нагрузки на канал. Поскольку число принятых пакетов может быть низким из-за плохого состояния канала ввиду интерференции, то также используется параметр качества канала. Качество канала может быть вычислено на основе FER (frame error rate, вероятность потери кадра), силы принятого сигнала и т.п. Вся собранная узлами информация передается лидеру кластера. Загруженность и качество канала используется в качестве метрик для выбора наиболее подходящего канала для default-интерфейса.

Для назначения каналов для non-default-интерфейсов также необходимо учитывать интерференцию. Для этого предлагается использовать размер очереди узла (большой размер очереди говорит о большей степени интерференции). Периодически каждый из узлов передает информацию о канале и размере очереди лидеру кластера. Вначале происходит назначение граничных узлов, затем каналы назначаются в порядке удаления от лидера кластера.

Предложенная схема назначения каналов позволяет повысить производительность сети в 2 раза по сравнению со схемой D-Huacynth. Это объясняется прежде всего использованием множественных путей, а также уменьшением накладных расходов путем уменьшения числа станций, которым необходимо делать широкоэвещательные рассылки на всех своих радиointерфейсах.

Несмотря на большое количество предложенных механизмов, все они используют в качестве основы некоторые эвристики, поэтому нет уверенности в том, что назначение каналов является оптимальным, что оставляет большое пространство для дальнейшего исследования. Кроме того, механизмы назначения каналов, анализ которых проведен в данном разделе, носят универсальный характер без учета сценария использования mesh-сети, что приводит к высокой сложности алгоритма. Это, в свою очередь, влечет низкую эффективность при его реализации. Далее в данной статье предлагаются и описываются алгоритмы назначения каналов в транспортной mesh-сети.

4. ВЫБОР СХЕМЫ НАЗНАЧЕНИЯ КАНАЛОВ В ТРАНСПОРТНОЙ СЕТИ

При разработке схемы назначения/распределения каналов в транспортной mesh-сети следует учитывать ее принципиальные особенности. Во-первых, в транспортной mesh-сети mesh-узлы не мобильны, хотя и могут быть перемещаемы. Поэтому топология сети меняется не часто, и эти изменения происходят, в основном, из-за случайных отказов узлов, отключения узлов на профилактику или добавления новых узлов. Во-вторых, трафик, исходящий от каждого mesh-узла, является агрегированным, т.е. суммой трафика, входящего в этот узел от других узлов или сетей; поэтому интегральные характеристики трафика меняются не слишком часто, что позволяет вести оптимизацию, основываясь на измеряемых профилях трафика. В-третьих, трафик в такой mesh-сети является, в основном, вертикальным, т.е. направлен либо от шлюзов в кабельную сеть к оконечным узлам (например, при доступе к ресурсам Интернета или к корпоративным серверам) или от оконечных узлов к шлюзам в кабельную сеть (например, при сборе данных, генерируемых оконечными устройствами).

При вертикальном трафике каждый шлюз в кабельную сеть может рассматриваться как корень дерева покрытия. В общем случае каждый узел mesh-сети может участвовать в одном или нескольких деревьях, причем в последнем случае требуется наличие многих радиointерфейсов. Однако при вертикальном трафике каждый узел mesh-сети активно связан только с одним деревом, используя другие только при восстановлении после отказа. Эта особенность позволяет ограничиться двумя интерфейсами в каждом узле mesh-сети. Многие исследования (см. раздел 3) показали, что деревья покрытия должны строиться на основе динамической метрики маршрутизации, учитывающей возможные изменения параметров трафика и качества связи и обеспечивающей баланс нагрузки на сеть.

Назначение каналов должно проводиться по следующим принципам: 1) для установления прямого соединения со своим соседом узел должен использовать канал, общий с этим соседом; 2) для снижения интерференции следует минимизировать число соседей, с которыми данный

узел делит общий канал. Таким образом, необходимо разбить каждый коллизийный домен на столь большое число каналов, сколько возможно для поддержания требуемой связности сети.

Задача назначения каналов делится на 2 подзадачи, решаемых для каждого узла: установление соответствия «сосед-интерфейс» и установление соответствия «интерфейс-канал». Рассмотрим различные варианты решения этих подзадач при условии, что каждая mesh-станция имеет 2 радиointерфейса.

1. Один канал для передачи данных, другой – для управляющих сообщений. При этом варианте обеспечивается максимальная надежность передачи управляющих сообщений алгоритма маршрутизации и, соответственно, максимально эффективная маршрутизация при фиксированном алгоритме, что, в свою очередь, скажется на производительности. Однако интерференция при передаче данных остается такой же сильной, как и при схеме с одним каналом, а значит, пропускная способность сети будет низкой, несмотря на оптимально выбранные маршруты. Кроме того, коэффициент использования интерфейсов, назначенных для управляющих сообщений, очень низок.

2. Разделение восходящего и нисходящего трафика, т.е. один канал (и радиointерфейс у каждой станции) – для восходящих потоков, другой канал (и радиointерфейс) – для нисходящих и горизонтальных потоков. Преимущество такого варианта заключается в некотором увеличении пропускной способности по сравнению со схемой с одним каналом, но не очень значительном, так как трафик в сети обычно асимметричный. Кроме того, повышается надежность нисходящей и горизонтальной передачи многоадресных управляющих сообщений алгоритма маршрутизации, так как исключаются их коллизии с восходящим трафиком. Недостатки таковы: 1) высокая вероятность коллизий пакетов, передаваемых в одном направлении (от шлюза или к шлюзу); 2) низкий коэффициент использования одного из интерфейсов.

В следующих вариантах подзадача установления соответствия «сосед-интерфейс» решается способом, сходным с тем, что используется в алгоритме D-Huacinth. В соответствии со своим размещением на дереве покрытия назначим один интерфейс для связи данного узла со своим «родителем» и назовем его восходящим, а другой, нисходящий интерфейс – для связи данного узла с его «потомками».

3. Попеременное назначение двух фиксированных каналов. В соответствии с алгоритмом маршрутизации (HWMP [2] или другим) и в связи с малой интенсивностью и низкими требованиями горизонтального трафика (например, между шлюзами, связывающими mesh-сеть с проводной сетью) все станции разбиваются на непересекающиеся множества, каждое из которых имеет вид дерева с корнем в одном из шлюзов. В каждом из деревьев назначение каналов происходит от корня вниз по дереву следующим образом: канал 1 – для связи станций, находящихся на четном расстоянии (в шагах) от корня, с устройствами следующего шага; канал 2 – для связи станций, находящихся на нечетном расстоянии, с устройствами следующего шага. Для снижения взаимной интерференции деревьев порядок каналов может меняться: в соседнем дереве канал 2 используется вместо канала 1 и наоборот. Назначение каналов может вестись распределенным образом: при получении от родителя пакета, извещающего о номере канала, на котором должен передаваться восходящий трафик, узел назначает альтернативный канал для своих потомков. Если узел является шлюзом, т.е. корнем дерева, он не имеет восходящего беспроводного трафика. Поэтому целесообразно разделить его непосредственных потомков на 2 группы, каждой из которых назначить свой канал. Этот же принцип должен использоваться и в следующих вариантах. Преимущество этого варианта 3 – в повышении производительности и надежности передачи за счет исключения интерференции и коллизий при передаче пакетов на последовательных участках маршрутов: например, в mesh-сети, изображенной на рис. 6, пакеты от станции 31 до станции 37 и пакеты от станции 37 до станции 41 могут передаваться одновременно, не искажая друг друга. Недостатком является сильная интерференция пакетов, передаваемых на участках маршрутов, разделенных одним шагом. Например, если станция 14 пытается начать передачу пакета или группы пакетов станции 27 во время передачи пакета или группы пакетов от станции 37 до шлюза 41, станция 27 не сможет ответить станции 14 ввиду занятости канала. Если станция 37 передает группу пакетов, станция 14 может выполнить много неудачных попыток, увеличивая свое конкурентное окно до максимума, что в свою очередь приведет к ее постоянному проигрышу в состязании за канал, а, следовательно, к резкому падению пропускной способности звена 14-27 и росту вероятности потерь пакетов на этом звене (подробнее эта проблема исследована в [5]).

4. **Попеременное назначение общего и локальных каналов.** Выделяется один общий канал для удобства маршрутизации (на нем передается вся служебная информация) и обеспечения максимальной связности сети. В отличие от схемы 3 чередование каналов происходит следующим образом: для связи станций, находящихся на четном расстоянии от корня, с устройствами следующего шага (т.е. их потомками) назначается канал 1, являющийся либо общим, либо одним из остальных (локальных) каналов. Соответственно, в качестве канала 2, используемого для связи станций, находящихся на нечетном расстоянии, с устройствами следующего шага, применяется либо один из локальных каналов, либо общий канал. Выбор локального канала i для данной станции j осуществляется либо случайным образом, либо так, чтобы каждый из соседей этой станции j использовал каналы, отличные от i . Преимущество варианта: повышение производительности и надежности передачи за счет появления возможности параллельной передачи на звеньях маршрутов, отстоящих на один шаг (например, соединения 14-27 и 37-41 на рис. 6) в случае, если эти звенья используют локальные каналы. Недостаток: примерно половина звеньев маршрутов (т.е. те, которые работают на общем канале) продолжают испытывать интерференцию со стороны звеньев, отстоящих на один шаг.

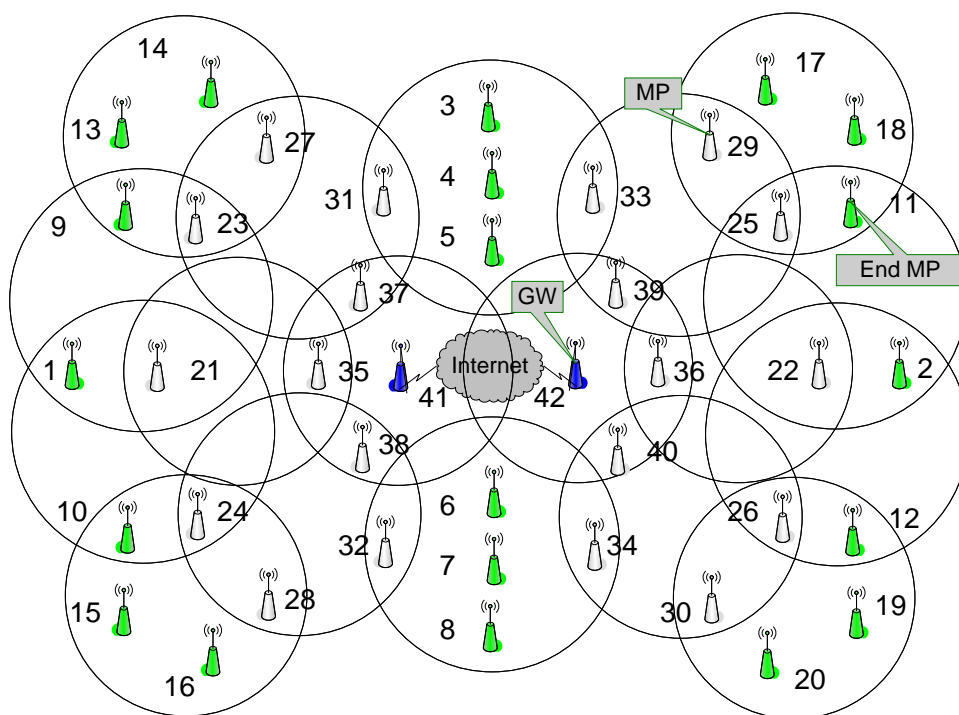


Рис. 6. Пример mesh-сети: End MP – оконечные устройства; GW – шлюзы в кабельную сеть

5. **Полное разнесение коллизионного домена по каналам.** Станция j , входящая в некоторое маршрутное дерево, для связи со своими потомками не должна выбирать ни один из каналов, которые используют ее соседи (за исключением ее потомков), т.е. станции, находящиеся в пределах ее зоны радиопокрытия. Преимущество: данная схема обеспечивает максимальную (при 2 интерфейсах на каждой станции) производительность, так как любая пара соединений (a,b) и (c,d) , где $b \neq d$, может успешно (т.е. без конфликтов и коллизий скрытых станций) работать параллельно при довольно малом числе используемых каналов (например, для сети на рис. 6 достаточно 5 каналов, что вполне приемлемо для технологии 802.11a). Для восстановления после сбоев mesh-узлы должны хранить информацию о других потенциальных родителях, получаемую в ходе рассылки сообщений алгоритма маршрутизации. После сбоя узел просто выбирает себе нового родителя из числа потенциальных родителей. Заметим, что если узел по каким-то причинам (например, при сбое или в соответствии с алгоритмом маршрутизации) решает сменить своего родителя, изменение соответствий «интерфейс-канал» коснется лишь соединений, входящих в ветвь исходного дерева, корнем которой он является. Если имеющихся каналов недостаточно для полного разнесения коллизионного домена по каналам, назначение нисходящего интерфейса должно проводиться с учетом загрузки других соединений, с которы-

ми соединения данного нисходящего интерфейса могут интерферировать. Для этого станциям mesh-сети необходимо обмениваться информацией о загрузке их соединений с помощью рассылки информационного элемента Load IE, уже существующего в текущей версии IEEE 802.11 [1]. Недостаток данного варианта: меньшая степень связности. Для повышения степени связности сети рекомендуется использовать оконечные устройства, находящиеся на границах областей покрытия маршрутных деревьев или ветвей одного дерева, т.е. оконечные устройства, находящиеся в пределах радиовидимости промежуточных устройств mesh-сети, относящихся к разным маршрутным деревьям или к разным ветвям одного дерева: например, устройства 3-5 и 6-8 на рис. 6. Каждое из этих граничных оконечных устройств использует один интерфейс для передачи основного вертикального (восходящего и нисходящего) трафика по каналу, назначенному этому устройству внутри маршрутного дерева, к которому он приписан, а другой интерфейс, связанный с соседним деревом, для передачи маршрутной информации и горизонтального трафика. Заметим, что такая маршрутизация горизонтального трафика весьма эффективна, так как этот трафик направляется в обход наиболее загруженных станций вблизи шлюзов.

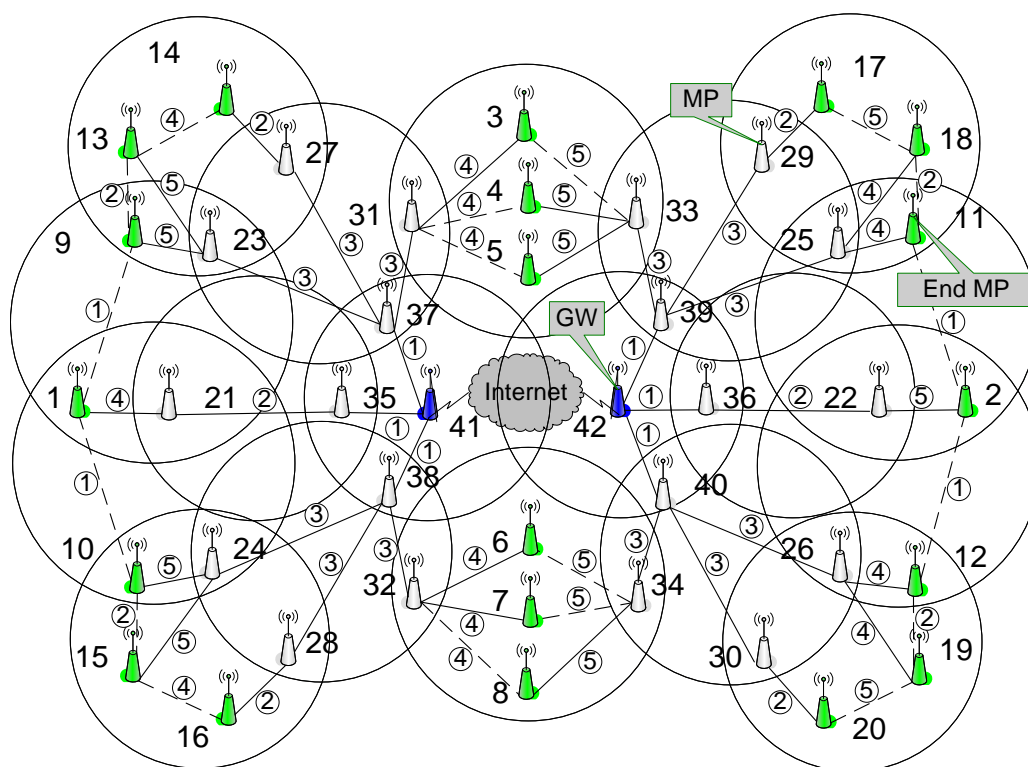


Рис. 7. Пример назначения каналов по схеме 5. Цифры в кружках – номера каналов. Сплошные линии – маршруты передачи вертикального трафика, штриховые линии – маршруты передачи горизонтального трафика

На рис. 7 показан пример назначения каналов по наиболее эффективной схеме 5 в mesh-сети, изображенной на рис. 6.

5. ОЦЕНКА ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ

В данном разделе описывается метод оценки максимальной производительности mesh-сети заданной топологии при оптимальной маршрутизации. С помощью этого метода рассчитывается показатель производительности для примера mesh-сети с 5 доступными каналами, которая изображена на рис. 7, и для сети с 6 каналами (рис. 8).

В результате маршрутизации все устройства mesh-сети распределены по одному или нескольким непересекающимся деревьям покрытия. Максимальная производительность mesh-сети заданной топологии при оптимальной маршрутизации, когда нагрузка устройств сети сбалансирована, обеспечивается при полном разнесении коллизийного домена по каналам. В этом случае каждое дерево можно разбить на кластеры, состоящие из базовой станции и терминалов, причем отсутствует интерференция между этими кластерами. Например, на рис. 5 кла-

стером является совокупность устройств 23, 27, 31 и 37, причем при восходящем трафике устройства 23, 27 и 31 – это терминалы, через которые поступает трафик от окончных устройств, а устройство 37 – базовая станция, транспортирующая этот трафик к шлюзу.

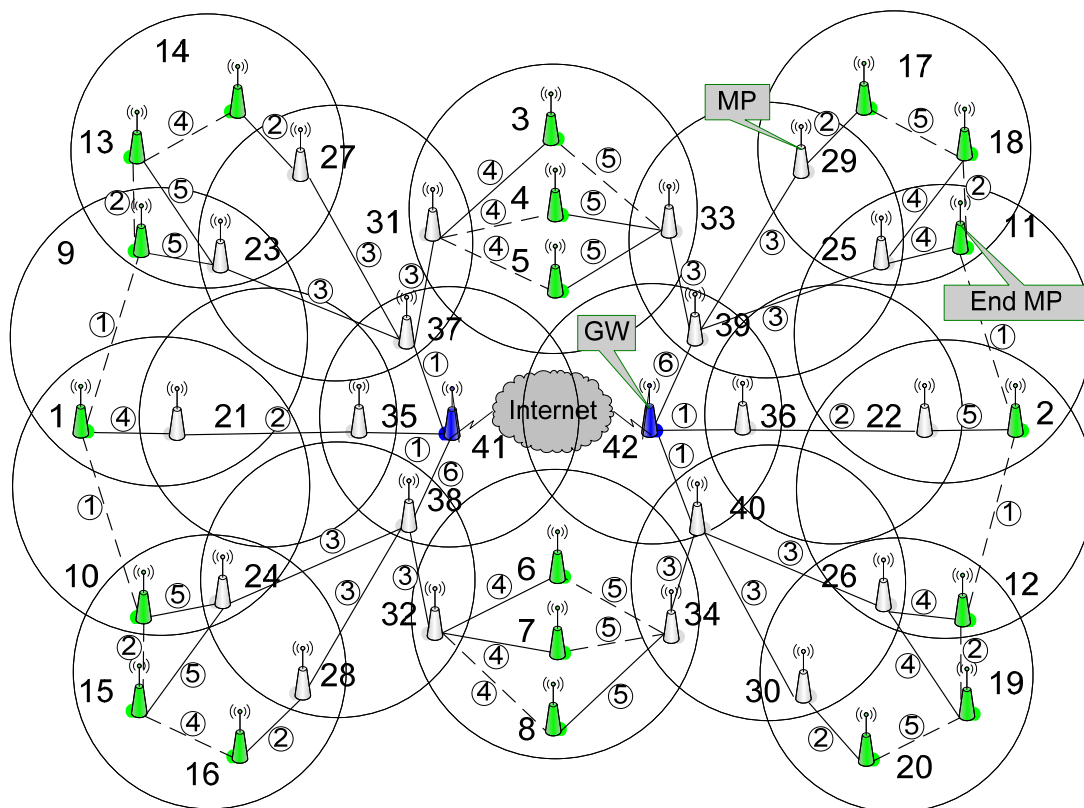


Рис. 8. Схема назначения при 6 доступных каналах

5.1. Математическая модель для сети с восходящим трафиком

Сначала рассмотрим случай, когда имеется только восходящий трафик. В качестве показателей производительности, оценка которых будет проводиться, выберем:

- 1) максимальную скорость генерации данных λ^* каждым из окончных устройств, при которой вероятность потери пакета пренебрежимо мала;
- 2) пропускную способность сети S , равную среднему числу бит полезной информации, доставляемых в единицу времени к шлюзам в кабельную сеть, при условии максимальной скорости генерации данных λ^* каждым из окончных устройств.

Предполагается, что скорость генерации λ одинакова для всех окончных устройств; промежуточные mesh-станции не генерируют трафик, а только выполняют транспортную функцию. Размер пакета фиксирован, а размер буфера на каждом mesh-узле достаточно велик. Тогда $S = N\lambda^*$, где N – число окончных устройств.

Очевидно, скорость генерации данных терминалом j кластера i в условиях, когда пакеты не теряются, равна $m_{ij}\lambda$, где m_{ij} – число окончных устройств, трафик которых проходит через данный терминал. Тогда максимальная скорость генерации данных λ_i^* , при которой пакеты не теряются в данном кластере, очевидно, соответствует пропускной способности S_i данного кластера в условиях, когда терминал $j^* = \text{arg}(\max(m_{ij}))$ с максимальной интенсивностью трафика или несколько таких устройств $j \in J_i$, если эта максимальная интенсивность одинако-

ва для $j \in J_i$, работают в условиях насыщения [17]. Очевидно, $S_i = \sum_j S_{ij}$, где S_{ij} – пропускная способность, обеспечиваемая для терминала j , причем

$$S_{ij} = \lambda_i^* m_{ij}. \quad (1)$$

Для нахождения пропускной способности S_{ij} разобьем время работы кластера на виртуальные слоты [17], в начале каждого из которых активные станции изменяют счетчики отсрочки (backoff). Когда этот счетчик становится равным 0, терминал начинает передачу. В следующих формулах номер кластера i опущен для краткости. Пусть τ_j – вероятность начала передачи терминалом j в данном слоте. Тогда слот либо является пустым с длительностью σ с вероятностью

$$p_e = \prod_j (1 - \tau_j), \quad (2)$$

либо в нем ведется успешная передача терминалом j с вероятностью

$$p_{sj} = \tau_j \prod_{v \neq j} (1 - \tau_v), \quad (3)$$

либо происходит коллизия с вероятностью

$$p_c = 1 - p_e - \sum_j p_{sj}.$$

Соответственно,

$$S_j = 8p_{sj}L/T_{slot}, \quad (4)$$

где L – размер пакета в байтах,

$$T_{slot} = p_e \sigma + (T_d + SIFS + t_{ACK} + DIFS) \sum_j p_{sj} + p_c (T_d + EIFS) \quad (5)$$

– средняя длительность виртуального слота, T_d и t_{ACK} – времена передачи кадра данных и кадра подтверждения, а SIFS, DIFS и EIFS – межкадровые промежутки, определяемые протоколом IEEE 802.11 [1].

Для нахождения вероятности τ_{j^*} начала передачи терминалом j^* , работающем в насыщении, используем метод, предложенный в [18]. Согласно этому методу

$$\tau_{j^*} = \frac{2(1 - 2p_{j^*})}{(1 - 2p_{j^*})(W + 1) + p_{j^*}W(1 - (2p_{j^*})^r)}, \quad (6)$$

где W – минимальное конкурентное окно, r – двоичный логарифм отношения максимального и минимального размера конкурентного окна [1],

$$p_{j^*} = 1 - \prod_{j \neq j^*} (1 - \tau_j) \quad (7)$$

– вероятность того, что передача терминала j^* оказалась неудачна. Вероятности начала передачи другими терминалами находятся из (1), (3) и (4):

$$\tau_j = \frac{1}{1 + \frac{m_{j^*}}{m_j} \frac{1 - \tau_{j^*}}{\tau_{j^*}}}, \quad (8)$$

т.е. (7) преобразуется к виду

$$p_{j^*} = 1 - 1 / \prod_{j \neq j^*} \left(\frac{m_j}{m_{j^*}} \frac{\tau_{j^*}}{1 - \tau_{j^*}} + 1 \right). \quad (9)$$

Таким образом, решая систему уравнений (6) и (9), находим вероятности начала передачи, подставляя которые в (2) и (3), определяем вероятности слотов. Подставляя вероятности слотов в (4) и (5), находим пропускную способность кластера, а затем с помощью (1) – максимальную скорость генерации данных $\lambda^* = \min\{\lambda_i^*\}$, при которой пакеты не теряются ни в одном из кластеров, а, следовательно, и пропускную способность сети S .

5.2. Математическая модель для сети с восходящим и нисходящим трафиком

Расширим модель для общего случая, когда имеется как восходящий, так и нисходящий трафик. Пусть интенсивность нисходящего трафика для каждого из оконечных устройств пропорциональна скорости генерации данных этим устройством: $\lambda_{down} = k\lambda_{up}$. Тогда пропускная способность восходящего трафика $S_{up} = N\lambda_{up}$, пропускная способность нисходящего трафика сети $S_{down} = N\lambda_{down} = kN\lambda_{up}$ и общая пропускная способность $S = (k+1)N\lambda_{up}$. Базовая станция каждого кластера i сама является передающей, и если $S_{down}^{(i)}$ – обеспечиваемая для нее пропускная способность, то $\lambda_{down} = S_{down}^{(i)} / N_i$, где N_i – число оконечных устройств, трафик которых проходит через данный кластер. Более точно, $N_i = \sum_j m_{ij}$. Пусть τ_{down} – вероятность начала передачи базовой станцией данного кластера (далее номера кластеров для удобства записи опущены). Тогда:

- слот является пустым с длительностью σ с вероятностью

$$p_e = (1 - \tau_{down}) \prod_j (1 - \tau_j);$$

- в нем ведется успешная передача терминалом j и базовой станцией соответственно с вероятностями

$$p_{sj} = \tau_j (1 - \tau_{down}) \prod_{v \neq j} (1 - \tau_v) \tag{10}$$

и

$$p_{sdown} = \tau_{down} \prod_j (1 - \tau_j);$$

- или происходит коллизия с вероятностью

$$p_c = 1 - p_e - \sum_j p_{sj} - p_{sdown}.$$

Следовательно,

$$S_j = 8 \frac{p_{sj} L}{T_{slot}}; \quad S_{down} = 8 \frac{p_{sdown} L}{T_{slot}}, \tag{11}$$

где

$$T_{slot} = p_e \sigma + (T_d + SIFS + t_{ACK} + DIFS) (\sum_j p_{sj} + p_{sdown}) + p_c (T_d + EIFS).$$

Максимальная скорость генерации данных λ^* , при которой пакеты не теряются в данном кластере, соответствует пропускной способности S данного кластера в условиях, когда либо терминал j^* , определяемый также как и в случае с восходящим трафиком, либо базовая станция работают в условиях насыщения [17]. Вначале рассмотрим случай, когда в насыщении работает некоторый терминал j^* .

Вероятность τ_{j^*} начала передачи этим терминалом вычисляется, как и в предыдущем случае, по формуле (6) с

$$p_{j^*} = 1 - (1 - \tau_{down}) \prod_{j \neq j^*} (1 - \tau_j). \tag{12}$$

Вероятности начала передачи другими терминалами находятся по формуле (8), а для базовой станции, учитывая, что $S_{down} / N = kS_j / m_{ij}$ – по следующей формуле:

$$\tau_{down} = \frac{1}{1 + \frac{m_{j^*}}{kN} \frac{1 - \tau_{j^*}}{\tau_{j^*}}}.$$

Таким образом, учитывая (8), (12) преобразуется к виду:

$$p_{j^*} = 1 - 1 / \left[\left(1 + \frac{kN}{m_{j^*}} \frac{\tau_{j^*}}{1 - \tau_{j^*}} \right) \times \left(\prod_{j \neq j^*} \frac{m_j}{m_{j^*}} \frac{\tau_{j^*}}{1 - \tau_{j^*}} + 1 \right) \right]. \quad (13)$$

Разрешив полученную систему уравнений (6) и (13), получим вероятности τ_{down} , p_{down} , τ_{j^*} , p_{j^*} , подставив которые в формулы (11) для пропускной способности, получим искомые интенсивности нисходящего и восходящего трафика.

Если базовая станция работает в режиме насыщения, то для соответствующих вероятностей получим: вероятность начала передачи базовой станцией согласно [18]

$$\tau_{down} = \frac{2(1 - 2p_{down})}{(1 - 2p_{down})(W + 1) + p_{down}W(1 - (2p_{down})^r)}, \quad (14)$$

где

$$p_{down} = 1 - \prod_j (1 - \tau_j) \quad (15)$$

– вероятность того, что передача базовой станцией оказалась неудачна.

Вероятности начала передачи терминалами определяются, учитывая, что $S_{down} / N_i = kS_j / m_{ij}$, следующим выражением:

$$\tau_j = \frac{1}{1 + \frac{kN}{m_j} \frac{1 - \tau_{down}}{\tau_{down}}},$$

т.е. (15) преобразуется к виду

$$p_{j^*} = 1 - 1 / \prod_j \left(\frac{m_j}{kN} \frac{\tau_{down}}{1 - \tau_{down}} + 1 \right). \quad (16)$$

Найдя τ_{down} и p_{down} из системы уравнений (14) и (16), с помощью формул (11) получим искомые интенсивности нисходящего и восходящего трафика.

5. ЧИСЛЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

В данном разделе представлены результаты моделирования, полученные как с помощью разработанных аналитических моделей, так и при имитационном моделировании сети в системе GPSS (General Purpose Simulation System) [19]. Исследовалась схема 5 с использованием 5 и 6 каналов (рис. 7 и 8), а также схема с общим каналом (1 канал) и схема 3 (2 канала).

В таблице 1 приведены использованные при моделировании значения параметров протокола и модели, которые соответствуют технологии IEEE 802.11a.

Длительность пустого слота	9	мкс
SIFS	16	мкс
DIFS	34	мкс
EIFS	94	мкс
ACK	24	мкс
размер пакета данных	512-2048	Байт
скорость канала	54	Мбит/с
минимальное конкурентное окно	15	
максимальное конкурентное окно	1023	m=6

Таблица 1. Параметры протокола и модели

На рис. 9 и 10 показаны результаты моделирования сети с восходящим трафиком. На рис. 9 приведена зависимость максимальной скорости генерации данных λ^* от длины пакета для сетей с 5 и 6 каналами. На рис. 10 приведены зависимости пропускной способности сети S от

длины пакета для сетей с 1, 2, 5 и 6 каналами. Видно, что добавление всего одного канала увеличивает максимальную скорость генерации данных и пропускную способность сети более, чем вдвое, а использование схемы 5 с шестью каналами позволяет многократно увеличить пропускную способность сети. Кроме того, данные зависимости показывают важность максимального агрегирования данных, поступающих от терминалов: при максимальном агрегировании пропускная способность достигает 50 Мбит/с для сети с 5 каналами и 140 Мбит/с для сети с 6 каналами.

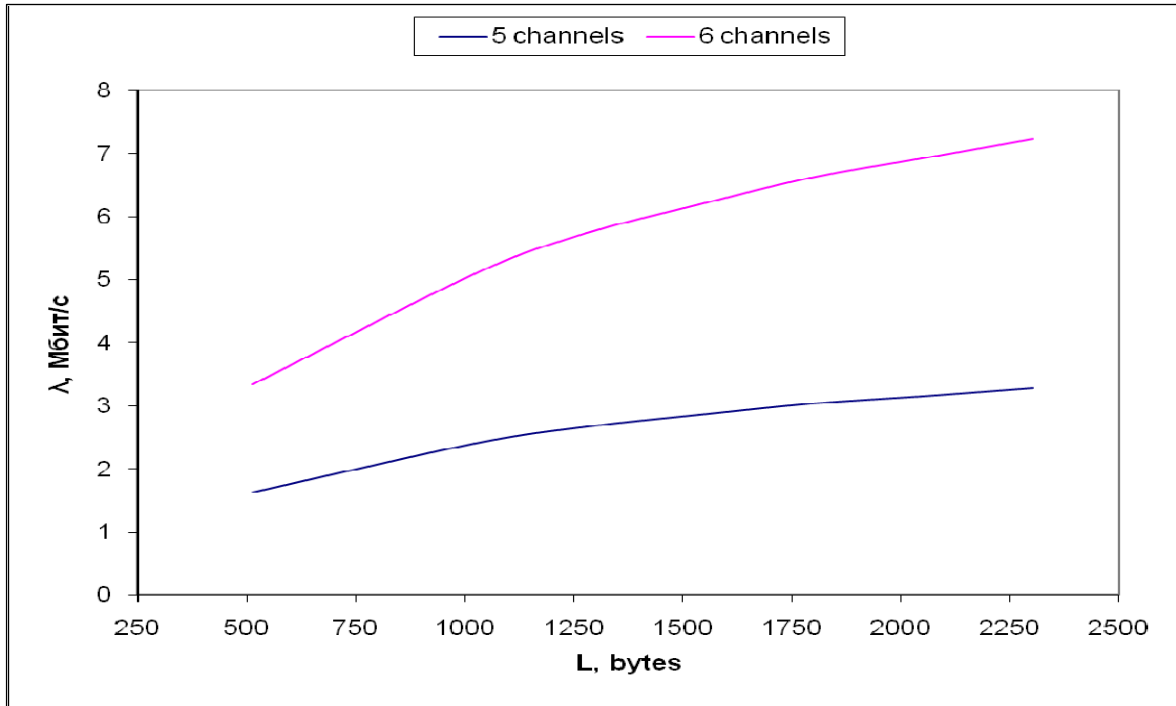


Рис. 9. Максимальная скорость генерации данных λ^* в зависимости от длины пакета

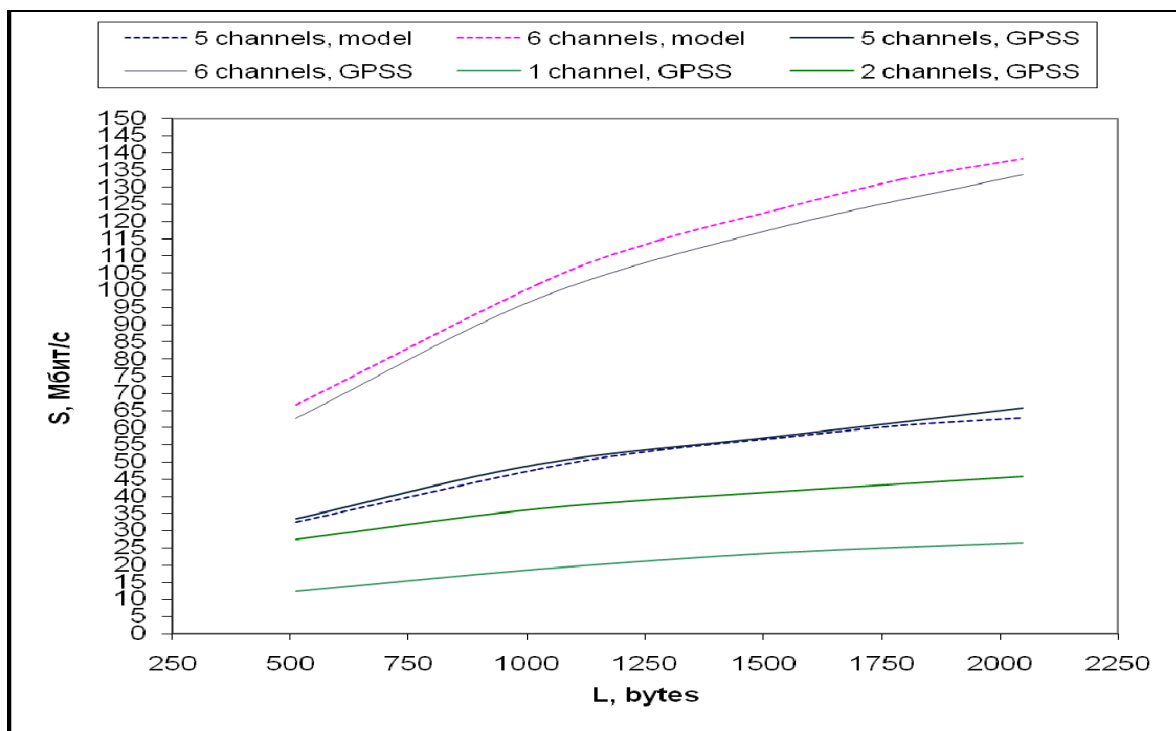


Рис. 10. Пропускная способности сети S в зависимости от длины пакета

Далее приводятся результаты для общего случая, когда имеется как восходящий, так и нисходящий трафик. Используемые при моделировании параметры протокола совпадают с приведенными в предыдущем пункте, но длина пакета фиксирована и составляет 1024 байта.

В рассматриваемом случае основным варьируемым параметром системы является коэффициент k – коэффициент пропорциональности, связывающий интенсивность нисходящего трафика для каждого из конечных устройств и скорость генерации данных этим устройством: $\lambda_{down} = k \lambda_{up}$. На рис. 11-12 представлены зависимости нисходящего, восходящего и суммарного трафика от данного коэффициента. На рис. 12 видно, что для сети с 6 каналами увеличение доли нисходящего трафика приводит к значительному снижению суммарной пропускной способности. Как показывают расчеты, в этом случае «узким местом» сети будет соединение типа «точка-точка» в кластере, состоящем из шлюза и одной базовой станции. Для канала такого типа суммарная пропускная способность падает при появлении встречного потока. При $k \gg 1$ трафик фактически вновь становится однонаправленным, и пропускная способность сети вновь возрастает. Для случая с пятью каналами узким местом сети является кластер из 4 устройств: шлюза и 3 станций, чем и объясняется заметно отличное поведение: k практически не влияет на суммарную пропускную способность.

В заключение стоит отметить высокую точность аналитического моделирования: сравнение кривых, полученных аналитически (штриховые линии на рис. 10–12) и имитационно (сплошные линии), показывает, что погрешность аналитической модели не превышает 4%.

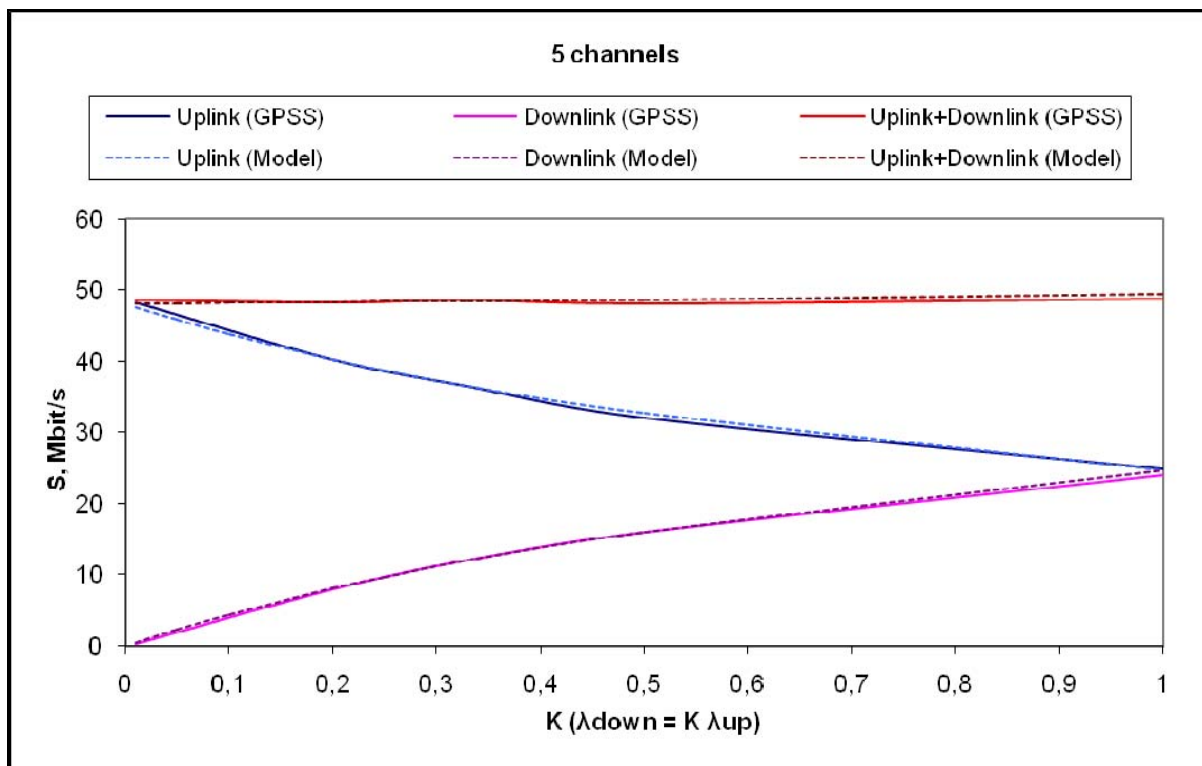


Рис. 11. Пропускная способность сети S в зависимости от коэффициента k для сети с 5 каналами

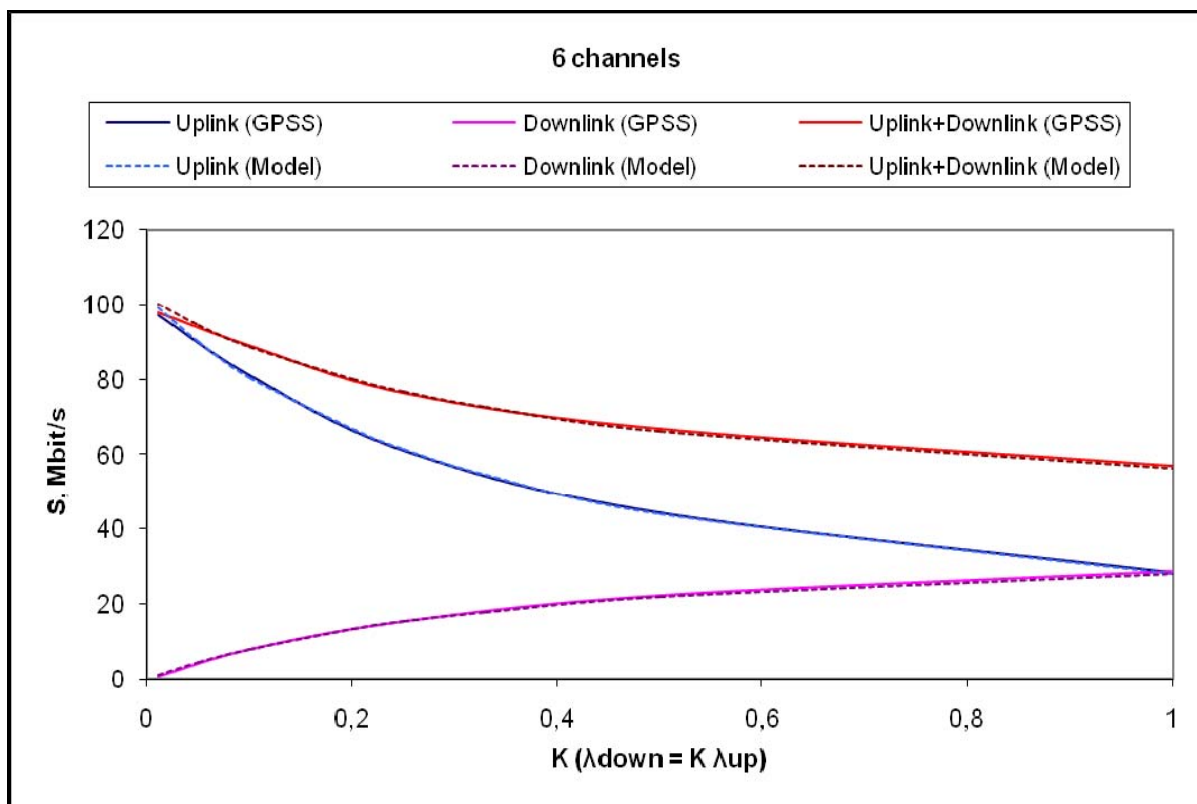


Рис. 12. Пропускная способность сети S в зависимости от коэффициента k для сети с 6 каналами

5. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Данная статья посвящена методам реализации многоканального режима в mesh-сетях на основе стандарта IEEE 802.11. Проведен анализ существующих подходов к решению задачи назначения частотных каналов для радиоинтерфейсов mesh-устройств. Большинство работ по решению этой задачи направлено на разработку универсальных схем назначения каналов, что приводит к высокой сложности алгоритмов, усложняет их практическую реализацию и снижает их эффективность. Более эффективными являются подходы, ориентированные на конкретный сценарий использования mesh-сети. В статье предложены и исследованы новые алгоритмы назначения каналов для транспортной mesh-сети с древовидной топологией, предназначенной для построения высокоскоростной и надежной сети беспроводных магистралей в масштабах города или района. Разработаны аналитические модели оценки производительности оригинальной схемы назначения каналов, полностью решающей проблему скрытых станций, которая, как показано в [5], обуславливает резкое снижение пропускной способности или даже отказ отдельных соединений mesh-сети. Приведены численные результаты по оценке производительности mesh-сети при различных схемах назначения каналов. Эти результаты показали, во-первых, высокую точность аналитических моделей, и, во-вторых, возможность многократного увеличения пропускной способности mesh-сети при использовании всего двух радиоинтерфейсов на каждом устройстве.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. IEEE Std 802.11-2007, Revision of IEEE Std 802.11-1999. *IEEE Std 802.11-2007, IEEE Standard for Information Technology—Telecommunications and information exchange between systems—Local and metropolitan area network—Specific requirements—Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications*. IEEE Computer Society, June 2007.
2. IEEE P802.11s/D2.0. *Draft 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: Mesh Networking* [Electronic resource] / IEEE Standards Activities Department.–[USA]: IEEE, 2008.
3. Bahr M. Update on the Hybrid Wireless Mesh Protocol of IEEE 802.11s. Proc. *4th IEEE Int. Conf. on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems*, October 8-11, 2007 Pisa, Italy.
 4. Duffy K., Leith D.J., Li T., Malone D. Modeling 802.11 mesh networks // *IEEE Comm. Magazine*.–New York: 2007.–vol. 10, no 6.– pp 635-637
 5. Lyakhov A., Pustogarov I., Gudilov A. IEEE 802.11 Direct Links: Interference Classification and Modeling., Revised Selected Papers From Int. Workshop of Multiple Access Communications - MACOM 2008, pp. 15-24
 6. IEEE P802.11s/D1.0. *Draft 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: Mesh Networking* [Electronic resource] / IEEE Standards Activities Department.–[USA]: IEEE, 2006.
 7. Skalli, H. Ghosh, S. Das, S.K. Lenzini, L. Conti, M. Channel Assignment Strategies for Multiradio Wireless Mesh Networks: Issues and Solutions. *IEEE Comm. Magazine*, 2007, vol. 45, no. 11, pp. 86-95.
 8. Raniwala A., Gopalan K., Chiueh T. Centralized channel assignment and routing algorithms for multi-channel wireless mesh networks. *ACM Mobile Computing and Communications Review*, 2004, vol. 8, pp. 50-65.
 9. Raniwala, A. Tzi-cker Chiueh. Architecture and algorithms for an IEEE 802.11-based multi-channel wireless mesh network. Proc. of *INFOCOM '05*, vol. 3, pp. 2223- 2234.
 10. Naveed A., Salil S. Kanhere, Sanjay K. Jha. Topology Control and Channel Assignment in Multi-radio Multi-channel Wireless Mesh Networks. Proc. of *MASS '07*, pp. 1-9.
 11. Makram S.A., Günes M. Channel Assignment for Multi-Radio Wireless Mesh Networks using Clustering. Proc. of *ICT'08*.
 12. Fu W., Xie B., Agrawal D.P., Kumar A. A Tree-based Channel Assignment Scheme for Wireless Mesh Networks. Proc. of *MASS 2007*, pp. 1-6.
 13. Raniwala A., Chiueh T. Evaluation of a wireless enterprise backbone network architecture. Proc. *12th Annual IEEE Symposium*, 2004, pp. 98-104.
 14. Bahl P., Chandra R., Dunagan J. SSCH: Slotted Seeded Channel Hopping for Capacity Improvement in IEEE 802.11 Ad-Hoc Wireless Networks. Proc of *ACM Mobicom*, 2004, pp. 216-230.
 15. Kyasanut P., Vaidya N. Routing and Interface Assignment in Multi-Channel Multi-Interface Wireless Networks., Proc of *IEEE Conf. Wireless Commun.*, 2005, vol. 4, pp. 2051- 2056.
 16. Kyasanut P., Vaidya N. Routing and Link-layer Protocols for Multi-Channel Multi-Interface Ad Hoc Wireless Networks. *Mobile Comp. and Commun. Rev.*, 2006, vol. 10, no. 1, pp. 31-43.
 17. Вишнеvский В.М., Ляхов А.И., Портной С.Л., Шахнович И.В. *Широкополосные беспроводные сети передачи информации*. М: Техносфера, 2005.
 18. Bianchi G. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function. *IEEE J. on Selected Areas in Commun.*, 2000, vol. 18, no. 3, pp. 535-547.
 19. Schriber T.J. *Simulation using GPSS*. John Wiley & Sons, 1974.