

РЕГИОНАЛЬНЫЕ БЕСПРОВОДНЫЕ СЕТИ ПЕРЕДАЧИ ДАНЫХ НА БАЗЕ ПРОТОКОЛА RADIO-ETHERNET: СОСТОЯНИЕ, МОДЕЛИРОВАНИЕ, ПРИМЕРЫ РЕАЛИЗАЦИИ

**В.М.Вишнеvский, А.И.Ляхов, Б.Н.Терещенко, В.М.Воробьев,
И.Н.Астафьева, Ю.В.Целикин, Г.Ф.Гайкович, Д.Н.Мацнев**

Институт проблем передачи информации, Российская академия наук, Москва, Россия

Поступила в редакцию 20.02.2001

Аннотация—Рассматривается состояние и перспективы развития беспроводных сетей передачи информации. Исследуется типовая беспроводная сеть передачи данных, функционирующая под управлением децентрализованной версии протокола Radio-Ethernet 802.11. Предлагается эффективный приближенный метод оценки пропускной способности этой сети, учитывающий особенности протокола и применимый при любых параметрах нагрузки. Описываются примеры реализации региональных беспроводных сетей в Российской Федерации.

1. СОСТОЯНИЕ И ПЕРСПЕКТИВЫ РАЗВИТИЯ БЕСПРОВОДНЫХ РАДИОСЕТЕЙ

В последние годы беспроводные сети передачи данных становятся одним из основных направлений развития сетевой индустрии. По данным ряда фирм [1], занимающихся исследованиями рынка телекоммуникаций, к 2002 году от 30 до 60 миллионов пользователей будут подключены к мировой сети посредством беспроводных линий связи, а в 2004 году, по прогнозам специалистов, по мобильной беспроводной связи к ресурсам Internet будут подключены 700 миллионов пользователей. Бурное развитие сетей этого класса в России и во всем мире, о котором многие говорят как о беспроводной революции в области сетей передачи информации [1,2], объясняется наличием целого ряда присущих им достоинств. К ним относятся:

- гибкость архитектуры сети, когда обеспечивается возможность динамического изменения топологии сети при подключении, передвижении и отключении мобильных пользователей без значительных потерь времени;
- высокая скорость передачи информации (до 11 Мбит/с);
- быстрота проектирования и реализации, что критично при жестких требованиях к времени построения сети;
- высокая степень защиты от несанкционированного доступа;
- отказ от дорогостоящей прокладки или аренды оптоволоконного или медного кабеля.

В настоящее время беспроводные технологии обеспечивают эффективное решение следующих задач:

- обеспечение мобильного беспроводного доступа к ресурсам Internet;
- организация беспроводной радиосвязи между рабочими станциями локальной сети (организация беспроводного доступа к ресурсам локальной сети);
- объединение удаленных локальных вычислительных сетей и рабочих станций в единую сеть передачи данных и реализация удаленного стационарного доступа локальных сетей пользователей к Internet;

- решение проблемы „последней мили“;
- соединение АТС между собой беспроводными каналами связи со скоростью до 11 Мбит/с;
- создание территориальных сотовых радиомодемных сетей передачи данных.

Указанные достоинства беспроводных технологий в значительной мере определяются тем, что в основе беспроводных сетей, функционирующих в диапазоне 2,4 ГГц, лежит технология широкополосного или шумоподобного сигнала (ШПС). Эта технология первоначально использовалась для военных целей, а в последние годы успешно применяется в гражданских радиосетях. В рамках технологии ШПС разработано два принципиально различающихся между собой метода использования широкой полосы частот - метод прямой последовательности (Direct Sequence Spread Spectrum – DSSS) и метод частотных скачков (Frequency Hopping Spread Spectrum – FHSS). Оба этих метода предусматривают деление всей используемой широкой полосы частот на n подканалов. При методе DSSS каждый бит информации кодируется в виде последовательности из n бит, и все эти n бит передаются параллельно по всем n подканалам, причем алгоритм кодирования индивидуален для каждой пары „передатчик-приемник“, обеспечивая таким образом конфиденциальность передачи. При методе FHSS станция в каждый момент времени передает только по одному из n подканалов, регулярно переключаясь на другой подканал. Эти переключения (скачки) происходят синхронно на передатчике и приемнике, причем их последовательность носит псевдослучайный характер и заранее известна только данной паре „передатчик-приемник“, что также гарантирует конфиденциальность передачи. Каждый из этих методов имеет свои сильные стороны. Метод DSSS позволяет достигать большей пропускной способности и, благодаря n -кратной избыточности, во-первых, обеспечивает большую устойчивость к узкополосным помехам, а во-вторых, позволяет использовать сигнал очень низкой мощности, таким образом практически не создавая помех обычным радиоустройствам. Оборудование FHSS значительно проще и дешевле, а также обладает большей устойчивостью к широкополосным помехам.

Для работы беспроводных сетей требуются специальные протоколы уровня управления доступом к среде (MAC) ввиду фундаментальных отличий от кабельной среды: отсутствует полная связность (т.е. станции могут быть скрыты друг от друга), беспроводная среда не защищена от внешних сигналов, и ее свойства по распространению сигналов асимметричны и изменчивы во времени. Для обеспечения эффективного управления доступом к беспроводной среде недавно появились ряд международных стандартов, протоколов и рекомендаций, которые специфицируют физический и MAC уровни беспроводных сетей: Bluetooth, ETSI Hiperlan [3] и IEEE 802.11 [4] для организации комнатных и локальных сетей; тот же IEEE 802.11, но с применением необходимых усилителей и параболических антенн, – для корпоративных и городских сетей; наконец, технологии сотовой телефонии, модифицированные для передачи данных и видеоизображений (GPRS и UMTS), – для городских и региональных сетей.

Среди разработчиков локальных и городских беспроводных сетей особенно популярен протокол IEEE 802.11 (называемый также Radio-Ethernet) [4], утвержденный в качестве международного стандарта в 1997 г., ввиду:

- возможности его использования как в локальных, так и в городских сетях;
- регламентации в этом стандарте обоих методов использования ШПС: как DSSS, так и FHSS;
- появления на мировых рынках программных и аппаратных продуктов ряда крупных фирм (таких, как CISCO Aironet, Lucent Technologies, BreezeCom и др.), регламентируемых этим стандартом.

В Российской Федерации примерами успешной реализации беспроводных сетей на основе протокола IEEE 802.11 являются региональные сети Москвы, Обнинска и Якутска, разработанные и реализованные Институтом проблем передачи информации РАН (ИППИ РАН) и описываемые в последнем разделе данной статьи.

В протоколе IEEE 802.11 фундаментальным механизмом доступа к беспроводной среде является функция распределенного управления (Distributed Coordination Function – DCF), реализующая метод

CSMA/CA (множественный доступ с прослушиванием несущей и избеганием коллизий). Согласно этому методу последовательные попытки передачи каждой станции беспроводной сети разделены интервалом задержки, а также случайным отложенным временем (backoff time). Число слотов b , составляющих это отложенное время, определяется по двоичному экспоненциальному правилу, которое будет описано в разделе 2. Альтернативным механизмом доступа, предусматриваемом в стандарте IEEE 802.11 в качестве возможной надстройки над DCF, является функция централизованного управления (Point Coordination Function – PCF), при которой станция-координатор ведет централизованный опрос остальных станций. Вопросам оценки производительности PCF посвящены работы [5, 6], в то время как в данной статье мы ограничимся анализом пропускной способности основной схемы DCF.

В целом, как в России, так и за рубежом ведутся интенсивные научные исследования, направленные на повышение эффективности беспроводных радиосетей и выбор оптимальных параметров протокола IEEE 802.11 [3,5-13]. В имеющихся работах оценка производительности проводилась либо путем имитационного моделирования (см., например, [3,7]), либо с помощью приближенных аналитических моделей [10, 11], основанных на допущениях, существенно упрощающих правило определения интервала задержки. Особенности схемы DCF наиболее полно учтены в работах [8, 9], в которых разработаны аналитические методы оценки пропускной способности локальной беспроводной сети 802.11 при высокой нагрузке, когда ко всем станциям БЛС всегда имеются непустые очереди. Данный показатель производительности оценивался в [8, 9] в предположении идеального канала, т.е. в отсутствии помех и скрытых станций.

Результаты указанных работ [3,7-11] оказываются практически неприменимы для оценки пропускной способности городских беспроводных сетей. В типичных условиях городской сети абонентские станции не имеют радиовидимости друг с другом и вынуждены взаимодействовать через ретрансляционную базовую станцию, расположенную на большой высоте (на высотных зданиях, телевышках и т.д.), как это показано на рис.1. Совокупность абонентских (оконечных) станций, которые обычно являются радиобриджами между беспроводной сетью и локальными кабельными сетями, и базовой станции, на которую сфокусированы антенны оконечных станций, называется радиосотой и является основной структурной единицей беспроводной сети.

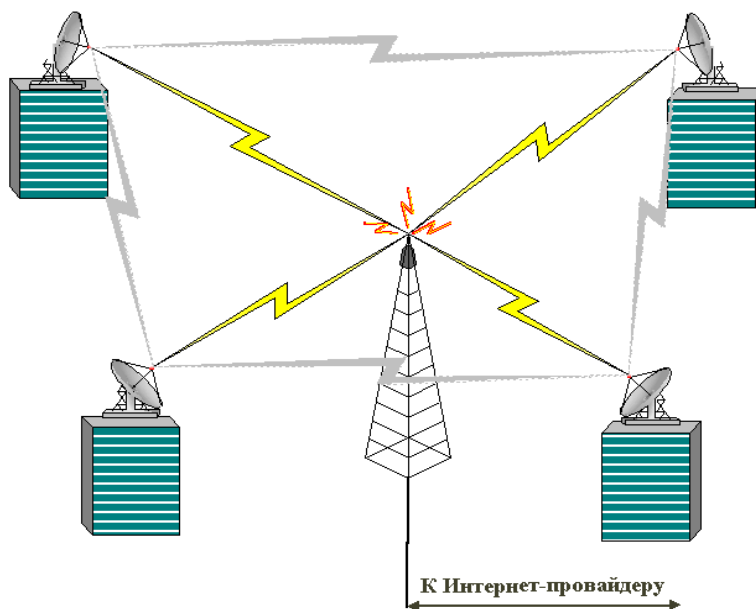


Рис. 1. Типовая радиосота

В данной работе анализируется эффективность схемы DCF в аспекте пропускных способностей, обеспечиваемых для клиентов локальных сетей типовой радиосоты [12,14] в условиях помех, характерных для современного города и искажающих передаваемые пакеты. Данная статья продолжает исследование [12] в направлении учета, во-первых, фрагментации пакетов, применяемой для снижения влияния помех, и во-вторых, особенностей используемого метода ШПС (DSSS или FHSS). Для этого разрабатываются сначала имитационная модель (раздел 3), а затем (в разделах 4 и 5) приближенный метод аналитического моделирования такой радиосоты, позволяющий эффективно оценивать пропускные способности при различных информационных потоках, параметрах протокола и конфигурациях радиосоты с соответствующими локальными сетями. В разделе 6 проводится сравнительный анализ результатов аналитического и имитационного моделирования, а также приводятся некоторые результаты исследования по выбору оптимальных параметров протокола IEEE 802.11. Наконец, в разделах 7 и 8 описываются региональные беспроводные сети, спроектированные и реализованные ИППИ РАН с применением методов анализа производительности, как разработанных ранее в [5, 6, 12, 13], так и описываемых в данной статье.

2. СХЕМА ДЕЦЕНТРАЛИЗОВАННОГО УПРАВЛЕНИЯ

Для снижения влияния помех в протоколе IEEE 802.11 рекомендуется разбивать передаваемые пакеты на фрагменты (с максимальным размером L_f^m) с тем, чтобы повторно передавать в случае искажения помехами не весь пакет, а только его фрагмент. Таким образом, пакет длиной L делится на $n = \lceil L/L_f^m \rceil$ фрагментов (где $\lceil \cdot \rceil$ - минимальное целое число, большее или равное данному), причем длина всех фрагментов, кроме последнего, равна L_f^m .

Процесс передачи первого фрагмента в общем случае складывается из обмена четырьмя фреймами (пакетами уровня Radio-Ethernet): запрос на передачу (фрейм RTS), разрешения на передачу (фрейм CTS), сам фрагмент с заголовком (фрейм DATA) и подтверждение успешной передачи (фрейм ACK). Эти фазы обмена разделяются коротким временным интервалом τ_0 . При длине фрагмента, меньшей некоторого предела L_{min} , фреймы RTS и CTS не используются. Если станция в течение определенного тайм-аута не получает ответные корректные фреймы CTS и ACK (а также сразу по приему искаженных фреймов или фреймов, относящихся к другой станции), она считает, что либо произошла коллизия, либо последний переданный фрейм был искажен, и переходит в состояние отложенной передачи, увеличивая на единицу свой счетчик коллизий n_c (при $n_c < n_c^{max}$). После успешной передачи фрагмента (по получении ACK) станция спустя τ_0 начинает передачу следующего фрагмента. Передача последующих фрагментов пакета отличается лишь тем, что при первой попытке не используются фреймы RTS и CTS независимо от длины фрагмента. После успешной передачи последнего фрагмента пакета станция переходит в состояние отложенной передачи, устанавливая $n_c = n_c^{min}$.

Станция начинает передачу при выполнении следующих условий: 1) истекло отложенное время с момента последней передачи данной станции; 2) эфир этой станции был свободен в течение интервала задержки (равного τ_g , если последний „услышанный“ фрейм не был искаженным, а иначе – τ_b); и 3) в очереди на передачу имеются готовые пакеты. В частности, при поступлении нового пакета в пустую очередь на передачу станция либо сразу начинает передачу фрейма RTS или DATA (см. выше), если на момент поступления пакета эфир был свободен в течение интервала задержки, либо переходит в состояние отложенной передачи с $n_c = n_c^{min}$. Этот переход в общем случае состоит из двух фаз: а) ожидание освобождения канала, если он занят, и б) интервал задержки. Если в течение этого интервала канал был свободен, машина начинает отсчет отложенного времени t^{b-o} (а иначе обе фазы перехода повторяются), вычисляемого по формуле: $t^{b-o} = [(2^{n_c} - 1)R(0, 1)] t_{slot}$, где $[\cdot]$ - целая часть числа, $R(0, 1)$ - случайная величина, равномерно распределенная на интервале $(0, 1)$, а t_{slot} - значение временного слота, т.е. среднее отложенное время

$$t_m^{b-o} = (2^{n_c} - 1)t_{slot}/2. \quad (1)$$

Отсчет прекращается по получении сигнала о занятости канала и возобновляется только спустя интервал задержки с момента освобождения канала. По окончании отсчета отложенного времени передающая машина либо сразу же посылает фрейм RTS или (DATA при длине фрагмента, меньшей L_{min}), либо простаивает в ожидании нового пакета (при пустой очереди на передачу).

Для повышения надежности слежения за состоянием эфира протокол Radio-Ethernet наряду с регистрацией „физической“ занятости эфира предусматривает механизм отслеживания „виртуальной“ занятости. Для этого фреймы содержат поле предполагаемой длительности передачи t_{nav} :

- для фрейма RTS значение t_{nav} равно сумме времен передачи CTS, DATA и ACK;
- для CTS оно равно сумме времен передачи DATA и ACK;
- для DATA оно равно сумме времен передачи ACK данного фрагмента и DATA и ACK следующего фрагмента (если он есть);
- наконец, для ACK t_{nav} равно сумме времен передачи DATA и ACK следующего фрагмента.

Все эти суммы включают соответствующее число интервалов τ_0 между фреймами, причем при расчете времен передачи (как и тайм-аутов) используется максимальное время распространения сигнала τ_a^{max} , установленное для данной радиосоты. Станция, принявшая фрейм, не предназначенный ей, считывает из него значение t_{nav} и считает эфир „виртуально“ занятым в течение соответствующего интервала (в случае фрейма RTS механизм более сложен - см. [4, 12, 13]).

Изложение особенностей протокола для технологии FHSS дадим в разделе 5, а сейчас перейдем к описанию используемых моделей.

3. ИМИТАЦИОННОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ РАДИОСОТЫ

Рассмотрим типовую радиосоту [12, 14], структура которой упрощенно изображена на рис. 2. Радиосота объединяет S оконечных станций, каждая из которых подключает к радиосоте локальную кабельную сеть s ($s = 1, \dots, S$) типа Ethernet, состоящую из N_s терминалов и одного или нескольких серверов. Основываясь на данных из [15], будем учитывать (как и в [12]) только наиболее распространенные информационные взаимодействия типа: запрос к локальному (внутри радиосоты) или внешнему (в глобальной сети) серверу, состоящий из одного пакета, – ответ сервера, состоящий из множества пакетов.

Так как целью исследования является анализ пропускной способности радиосоты, то прохождение запросов и ответов по локальным кабельным сетям и вне радиосоты моделируется следующим упрощенным образом. Запрос терминала локальной сети s генерируется в среднем за время λ_s^{-1} с момента приема последнего пакета ответа соответствующей оконечной станцией s и поступает в очередь к передающей машине этой станции. Извне через базовую станцию также поступает пуассоновский поток запросов к локальным серверам с интенсивностью λ_0 , причем число внешних запросов, одновременно обслуживаемых в радиосоте, не превышает N_0 .

После прохождения радиосоты запрос обслуживается в требуемом сервере локальной сети r (при $r > 0$) или „внешнего мира“ (при $r = 0$), что определяется маршрутной матрицей $\|p_{sr}\|_{s,r=0,\dots,S}$, где $s = 0$ соответствует внешнему потоку запросов. После обслуживания сервером (в среднем за время μ_r^{-1}) пакеты ответа поступают в очередь к передающей машине станции r (при $r = 0$ – сразу к базовой станции 0) через случайные интервалы t_r^w (со средним значением $1/\mu_r^w$). Наконец, после передачи последнего пакета ответа через радиосоту к станции-источнику s , терминал, ожидавший этого ответа, может генерировать новый запрос (при $s = 0$ освобождается место для нового внешнего запроса).

Времена генерации запросов и обслуживания в серверах (а также интервалы t_r^w) распределены экспоненциально, а число пакетов в ответе сервера r на запрос из станции s (со средним F_{rs}) имеет геометрическое распределение. Размер пакета ответа L_M предполагается фиксированным и равным 1518 байт (максимальный размер пакета в Ethernet [16]), а размер пакета-запроса – равномерно рас-

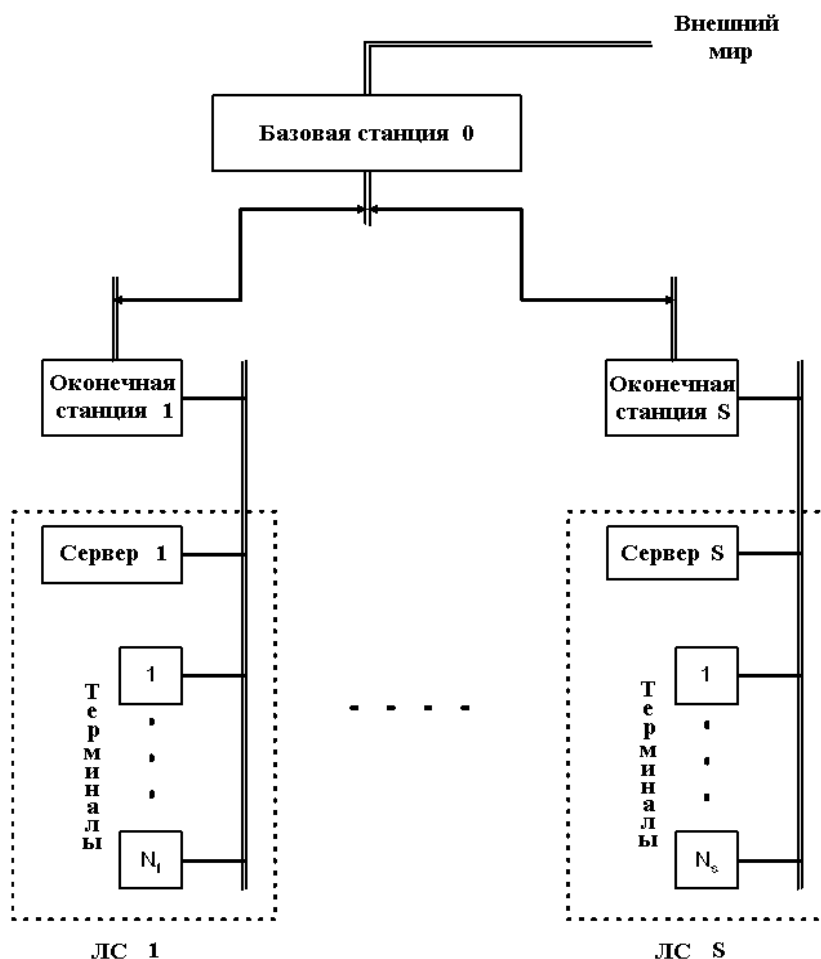


Рис. 2. Структура радиосоты с подключенными локальными сетями

пределенным на интервале $[0, L_M]$. Наконец, вероятность p_e искажения фреймов помехами считается прямо пропорциональной времени передачи фрейма; в частности, для фрейма DATA с нефрагментированным пакетом ответа $p_e = k_e(t_h + 8L_M/V) = p_e^0$, где $T_M = t_h + L_M/V$ и t_h – времена передачи всего фрейма и его заголовка, а V – быстродействие радиосети в Мбит/с.

Проведенное (на основе сделанных предположений) имитационное моделирование радиосоты с 5 оконечными станциями, результаты которого отчасти приведены в разделе 6, потребовало значительных временных затрат даже при небольших количествах терминалов в локальных сетях (N_s) и пакетов (F_{rs}) в файлах-ответах, что объясняется прежде всего существенным дисбалансом временных масштабов: например, интервалы между поступлениями запросов клиентов исчисляются секундами и десятками секунд, а временной масштаб событий, определяемых протоколом радиосоты, измеряется в микросекундах. С ростом же величин N_s и F_{rs} ресурсоемкость имитационного моделирования становится неприемлемой для задач начальных этапов проектирования. Поэтому наиболее эффективным способом определения оптимальной конфигурации радиосоты является ее аналитическое моделирование.

4. АНАЛИТИЧЕСКИЙ МЕТОД ОЦЕНКИ ПРОПУСКНОЙ СПОСОБНОСТИ

Ввиду недавнего появления протокола Radio-Ethernet, в настоящее время еще не разработано эффективных аналитических методов оценки его производительности, за исключением работ [8-11], недостатки которых описаны в разделе 1. Итак, рассмотрим радиосоту на рис. 2. Так как число терминалов в каждой локальной сети обычно велико [15,17], применим вывод из [18] о том, что при оценке пропускных способностей можно заменить конвейерную передачу (через оконечную и базовую станции) файлов-ответов на последовательную. Тогда, пренебрегая интервалами t_r^w между поступлениями последовательных пакетов ответов (эти интервалы достаточно малы и „накладываются“ на время ожидания в очереди), получаем замкнутую экспоненциальную модель, изображенную на рис. 3.

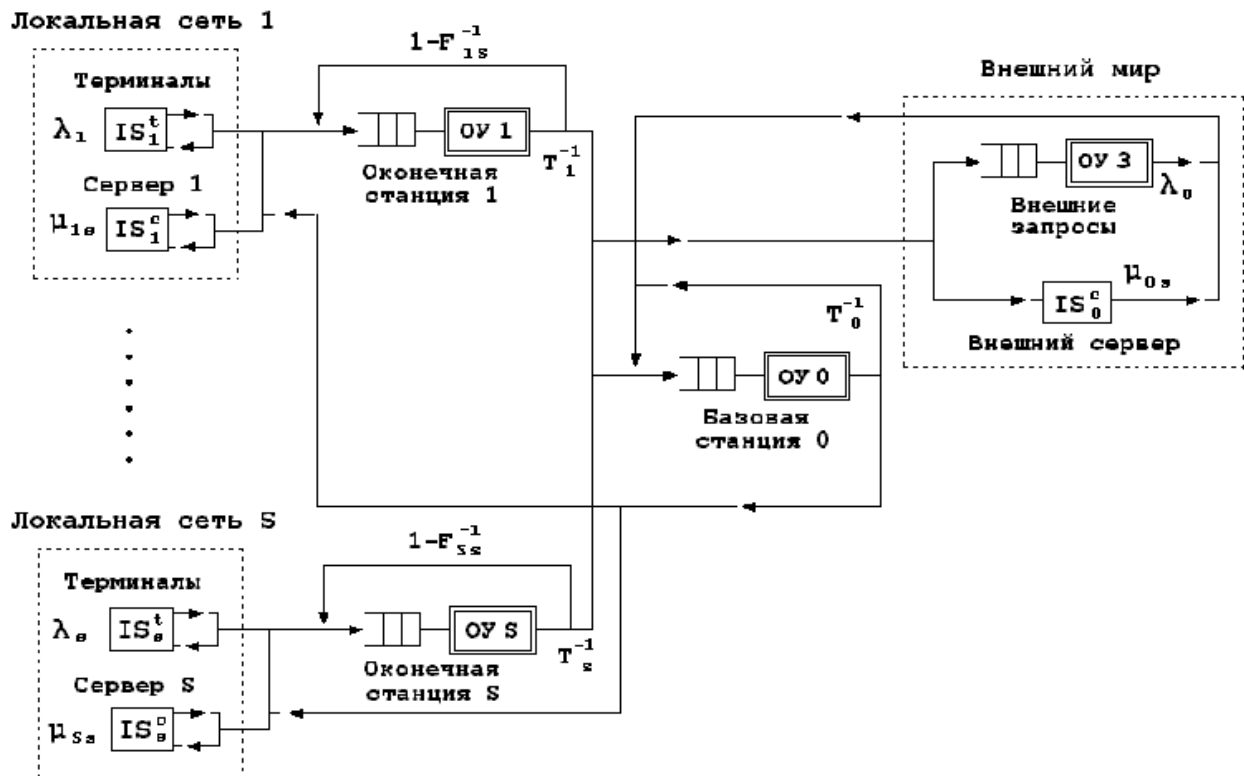


Рис. 3. Модель радиосоты

В этой модели циркулируют заявки $(S + 1)^2$ классов, разбитых на $S + 1$ укрупненных классов. Из IS-станции IS_s^t , моделирующей работу терминалов локальной сети s , исходят заявки класса s_s (при $s = 0$ - это запросы „внешнего мира“, генерация которых, согласно [19], моделируется одноканальным устройством ОУЗ), которые после прохождения через одноканальные устройства (ОУ i , $i = 0, \dots, S$), моделирующие станции, и обслуживания в требуемом сервере r (также IS-станции IS_r^c) меняют свой класс на s_r . Общее число заявок укрупненного класса s (включающего классы s_r , $r = 0, \dots, S$) фиксировано и равно N_s . Ненулевые вероятности переходов между узлами модели на рис. 3 имеют вид: для заявок класса s_s при $s > 0$

$$Prob[IS_s^t \rightarrow s] = 1, \quad Prob[s \rightarrow 0] = 1 - p_{s0},$$

$$Prob[s \rightarrow IS_0^c] = p_{s0}, \quad Prob[0 \rightarrow IS_r^c] = p_{sr}/(1 - p_{s0}), \quad r > 0, \quad r \neq s;$$

для заявок класса s_r при $s > 0$ и $r \neq s$

$$Prob[IS_r^c \rightarrow r] = 1, \\ Prob[r \rightarrow 0] = 1/F_{rs}, \quad r > 0, \quad Prob[0 \rightarrow IS_s^t] = 1/F_{rs};$$

для заявок класса 0_0

$$Prob[\rightarrow 0] = 1, \quad Prob[0 \rightarrow IS_r^c] = p_{0r}, \quad r > 0;$$

для заявок класса 0_r при $r > 0$

$$Prob[IS_r^c \rightarrow r] = 1, \quad Prob[r \rightarrow] = 1/F_{r0}.$$

В этих выражениях $\sum_{r=0, r \neq s}^S p_{sr} = 1$ для всех $s = 0, \dots, S$.

Предположив известными средние времена передачи пакета T_s каждой станцией $s = 0, \dots, S$, из этой модели стандартными методами [19] находим для каждой станции s : искомые пропускные способности Λ_s по запросам из каждой локальной сети $s = 1, \dots, S$ и по внешним запросам ($s = 0$), а также вероятности ρ_s отсутствия очередей к каждой из станций $s = 0, \dots, S$. При большом числе терминалов N_s точные методы оказываются чрезмерно ресурсоемкими и значения этих показателей целесообразно определять из следующих асимптотических приближений [20,21]:

$$\Lambda_s = N_s/Q_s, \quad \rho_s = 1 - \sum_{i=0}^S \Lambda_i \kappa_{is},$$

где коэффициенты посещения κ_{is} имеют вид:

$$\kappa_{is} = T_s p_{is} F_{si}, \quad i \neq s; \quad \kappa_{ss} = T_s; \tag{2}$$

$$\kappa_{i0} = T_0 \left\{ 1 - p_{i0} + \sum_{j=0, j \neq i}^S p_{ij} F_{ji} \right\}, \quad i > 0, \tag{3}$$

а значения Q_s находятся из системы уравнений

$$Q_s = 1/\lambda_s + T_s y_s + \sum_{i=0, i \neq s}^S (p_{si}/\mu_{is} + \kappa_{si} y_i), \quad s > 0, \tag{4}$$

$$Q_0 = y_0/\lambda_0 + T_0 y_0 + \sum_{i=1}^S (p_{0i}/\mu_{i0} + \kappa_{0i} y_i), \tag{5}$$

$$1 - 1/y_0 - N_0/(\lambda_0 Q_0) = 0, \quad 1 - 1/y_s - \sum_{i=0}^S N_i \kappa_{is}/Q_i = 0, \quad s > 0,$$

с ограничениями $Q_s > 0$, $y_s > 0$ для всех s . Кроме того, из значений Λ_s имеем [12] интенсивности поступления пакетов для передачи на станцию s : $M_s = D_s^0 + D_s^1$, где D_s^0 и D_s^1 – интенсивности поступления соответственно пакетов-запросов и пакетов-ответов, определяемые выражениями

$$D_s^1 = \sum_{i=0, i \neq s}^S F_{si} p_{is} \Lambda_i, \quad D_s^0 = \Lambda_s, \quad s = 1, \dots, S;$$

$$D_0^0 = \Lambda_0 + \sum_{i=1}^S (1 - p_{i0}) \Lambda_i, \quad D_0^1 = \sum_{i=0}^S \sum_{j=1}^S F_{ij} p_{ji} \Lambda_j.$$

Теперь на основе этих показателей будем искать значения T_s . Предположим:

1) механизм слежения за эфиром абсолютно надежен;

2) длина всех пакетов одинакова, так что каждый из них состоит из $n_f = \lfloor L_M/L_f^m \rfloor$ фрагментов, а время передачи любого фрейма DATA t_{DATA} и вероятность его искажения помехами соответственно равны

$$t_{DATA} = t_h + L_M/(n_f^d V) \quad \text{и} \quad p_e^f = p_e^0 t_{DATA}/T_M; \quad (6)$$

3) для передачи всех пакетов используются фреймы RTS и CTS, так что отсутствуют коллизии фреймов DATA;

4) число попыток передачи пакета не ограничено;

5) при подсчете тайм-аутов и t_{nav} используются (вместо τ_a^{max}) реальные значения τ_{as} времени распространения сигнала между оконечной станцией s и базовой станцией.

Кроме того, не будем учитывать потери от коллизирующих фреймов RTS в части бесполезного занятия эфира.

Передача пакета может начаться только в те моменты времени, когда эфир свободен и с момента занятости эфира прошло, по крайней мере, время τ_g или τ_b . Пренебрегая потерями от коллизирующих фреймов RTS в части бесполезного занятия эфира (включая интервалы τ_b), долю U этих моментов времени можно приближенно оценить выражением $U = 1 - \sum_{s=0}^S U_s$, где доля моментов U_s , $s = 1, \dots, S$, когда эфир занят передачей пакета от станции s , определяется по формулам:

$$U_s = M_s \{ (T_s^0 + \tau_g) + (\hat{U}_s + T_M - t_h)/(1 - p_e^m) \}, \quad (7)$$

$$\hat{U}_s = n_f [t_h + t_{ACK} + \tau_s^r + p_e^m (T_s^0 + \tau_b)].$$

В этих формулах

$$T_s^0 = t_{RTS} + t_{CTS} + 2\tau_{as} + \tau_0, \quad \tau_s^r = 2(\tau_0 + \tau_{as}), \quad p_e^m = 1 - (1 - p_e^f)(1 - p_e^a);$$

t_{RTS} , t_{CTS} и t_{ACK} – времена передачи соответствующих фреймов, а $p_e^r = p_e^0(t_{RTS} + t_{CTS})/T_M$ и $p_e^a = p_e^0 t_{ACK}/T_M$ – вероятности искажения помехами соответственно одного из последовательных фреймов RTS и CTS и фрейма ACK.

Вероятность неуспешной попытки передачи пакета от станции s равна:

$$P_{hs} = 1 - (1 - p_e^r)(1 - P_{cs})(1 - p_e^m), \quad (8)$$

где P_{cs} – вероятность коллизии при передаче RTS. Найдем эту величину. Пусть передача RTS от оконечной станции s началась в момент t_0 . Тогда коллизия с RTS от другой оконечной станции i произойдет в случае, если та начала передачу в интервале $(t_0 - t_{RTS} - \tau_0 - \tau_{as} - \tau_{ai}, t_0 + t_{RTS} + \tau_{as} - \tau_{ai})$; для $i = 0$ (коллизия с базовой станцией) этот интервал равен $(t_0 - \tau_{as}, t_0 + \tau_{as})$. Следовательно, предполагая (здесь и далее) пуассоновский характер распределения моментов начала передачи на интервалах свободного эфира, имеем:

$$P_{cs} = 1 - \exp \left\{ -\frac{2M_0\eta\tau_{as}}{(1 - P_{h0})U} \right\} \exp \left\{ -t_s^{coll} \sum_{i=1, i \neq s}^S \frac{M_i\eta}{(1 - P_{hi})U} \right\}, \quad s = 1, \dots, S, \quad (9)$$

$$P_{c0} = 1 - \exp \left\{ -2 \sum_{i=1}^S \frac{M_i\eta\tau_{ai}}{(1 - P_{hi})U} \right\}, \quad (10)$$

где

$$t_s^{coll} = 2(t_{RTS} + \tau_{as}) + \tau_0, \quad \eta = 1 + p_e^m(n_f - 1).$$

Решая систему уравнений (8)-(10), находим P_{hs} .

Определим среднее время пребывания станции s в состоянии отложенной передачи в расчете на один пакет, включая время возможного ожидания освобождения канала. Рассмотрим случай 1 передачи пакета, поступившего в непустую очередь. Учитывая, что очередь может быть пуста только при поступлении пакета-запроса или первого из пакетов-ответов, находим вероятность этого случая: $\xi_{s1} = 1 - \rho_s q_s^1$, где

$$q_0^1 = \left(D_0^0 + \sum_{i=0}^S \sum_{j=1}^S p_{ji} \Lambda_j \right) / M_s, \quad q_s^1 = \left(D_s^0 + \sum_{i=0, i \neq s}^S p_{is} \Lambda_i \right) / M_s, \quad s > 0.$$

Исходя из (1), среднее отложенное время определяется по формуле

$$T_s^b = A_{s1} + \frac{t_{slot}}{2\psi_s} \sum_{j=0}^{\infty} \varphi_j^{(s)} W_j \quad (11)$$

с коэффициентом $A_{s1} = 0$, где W_j – суммарное отложенное время при j неудачных попытках передачи пакета, т.е.

$$W_j = \sum_{i=n_c^{min}+j}^{n_c^{min}+j} (2^i - 1) \text{ при } j \leq m = n_c^{max} - n_c^{min} \text{ и } W_j = W_m + (2^{n_c^{max}} - 1)(j - m) \text{ при } j > m,$$

а вероятность того, что произошло ровно j неудачных попыток, равна

$$\varphi_j^{(s)} = \sum_{k=1}^{\min\{j+1, n_f\}} B_k \binom{j}{k-1} P_{hs}^{j-k+1},$$

где

$$B_k = (1 - P_{hs})^k (p_e^m)^{k-1} (1 - p_e^m)^{n_f - k};$$

наконец, делитель $\psi_s = 1 - \sum_{i=0, i \neq s}^S U_i / (1 - U_s)$ в (11) отражает тот факт, что отсчет отложенного времени ведется только при свободном эфире. Для удобства вычисления формулу (11) можно представить в виде:

$$T_s^b = A_{s1} + \frac{t_{slot}}{2\psi_s} \left\{ \sum_{j=0}^J \varphi_j^{(s)} W_j + \sum_{k=1}^{n_f} \left[B_k^0 \frac{d^{k-1} f(P_{hs})}{dP_{hs}} + B_k^1 \frac{d^k f(P_{hs})}{dP_{hs}} \right] \right\}, \quad (12)$$

где $J = \max\{n_f, m\}$,

$$B_k^0 = [W_J + (2^{n_c^{max}} - 1)(J - k + 1)] B_k, \quad B_k^1 = (2^{n_c^{max}} - 1) B_k, \quad f(P_{hs}) = \frac{P_{hs}^{J+1}}{1 - P_{hs}}.$$

Рассмотрим теперь различные случаи поступления пакета в пустую очередь. Формулы (11) и (12) остаются справедливыми и в этих случаях, но с заменой коэффициента A_{s1} на A_{si} , где i – номер случая.

Случай 2: станция s находится в состоянии отложенной передачи (включая интервал задержки) после своей последней передачи. Вероятность этого случая – $\xi_{s2} = \rho_s q_s^1 \nu_s$, где

$$\nu_s = 1 - \exp\{-M_s \Delta_{s2}^b\}, \quad \Delta_b = \tau_g + t_{slot} (2^{n_c^{min}} - 1) / (2\psi_s),$$

а коэффициент – $A_{s2} = -\Delta_b / 2$. В остальных случаях станция s не находится в состоянии отложенной передачи.

Случай 3: при поступлении пакета либо эфир занят, либо не истек интервал задержки после передачи другой станции. Вероятность –

$$\xi_{s3} = \rho_s q_s^1 (1 - \nu_s) (1 - \psi_s),$$

коэффициент –

$$A_{s3} = [T_s^0 + T_M - t_h + n_f^d (t_h + t_{ACK} + \tau_s^r + 2\tau_{as}) + \tau_g] / 2 - \tau_g.$$

Случай 4: при поступлении пакета эфир свободен и истек интервал задержки. Вероятность – $\xi_{s4} = 1 - \sum_{j=1}^3 \xi_{sj}$, коэффициент $A_{s4} = -\Delta_b$.

Суммируя (с соответствующими вероятностями ξ_{si}) средние отложенные времена T_s^b для всех случаев и учитывая (из (7)), что фактическое среднее время занятости эфира при передаче одного пакета станцией s примерно равно

$$\frac{U_s}{M_s} + \Delta_s^{coll}, \quad \text{где } \Delta_s^{coll} = \eta \left[\frac{1}{1 - P_{hs}} - \frac{1}{1 - p_e^m} \right] (t_{RTS} + \tau_{as} + \tau_b)$$

– потери станции s из-за коллизий, находим искомое среднее время передачи пакета:

$$T_s = \frac{U_s}{M_s} + \Delta_s^{coll} + \hat{T}_s^b,$$

где \hat{T}_s^b определяется так же, как T_s^b , но с заменой A_{s1} на усредненный коэффициент $\bar{A}_s = \sum_{j=1}^4 \xi_{sj} A_{sj}$. Подставляя значения T_s в (2) – (5), получаем искомые пропускные способности.

5. МЕТОД ОЦЕНКИ ПРОПУСКНОЙ СПОСОБНОСТИ ПРИ ТЕХНОЛОГИИ FHSS

При реализации радиосоты на базе технологии FHSS все станции работают на одной частоте в течение фиксированного временного интервала T_{dwell} , по окончании которого происходит их переключение (в течение короткого интервала t_{cf}) на другую частоту; далее процесс повторяется. При переключении частот теряется контроль за состоянием эфира. Поэтому станция, желающая передать пакет (или фрагмент пакета), воздерживается от передачи, если предполагаемое время передачи (расчитываемое исходя из максимального времени распространения сигнала τ_a^{max}) превышает время, оставшееся до конца интервала работы на текущей частоте, и переходит в отложенное состояние, не изменяя текущее значение счетчика коллизий n_c [4]. Назовем такую попытку передачи отложенной. При выходе из отложенного состояния станция возвращается в него, если указанное условие допустимости передачи не выполняется.

Пусть передается фрейм DATA с фрагментом, не являющимся последним, и предполагаемое время передачи последующего фрагмента не укладывается в оставшееся время работы на текущей частоте. Тогда, во-первых, значение t_{nav} (в поле предполагаемой длительности передачи) для передающегося фрейма DATA равно времени передачи АСК, а t_{nav} для ответного фрейма АСК обнуляется, и во-вторых, после получения этого ответного фрейма АСК станция переходит в отложенное состояние, не начиная передачу последующего фрагмента. Таким образом, решение о том, передавать фрагмент $i > 1$ в текущем интервале T_{dwell} или нет, принимается в момент начала передачи фрейма DATA предыдущего фрагмента $i - 1$.

Рассмотрим сначала случай, когда фрагментация пакетов не используется. При этом среднее значение предполагаемого времени передачи для станции s равно

$$T_s^p = (D_s^0 / 2 + D_s^1) (T_M - t_h) + t_h + t_{RTS} + t_{CTS} + t_{ACK} + 3\tau_0 + 4\tau_a^{max}.$$

Тогда среднее время от отложенной попытки передачи до конца интервала работы на текущей частоте (включая интервал переключения), когда станции запрещено передавать, равно $T_s^p/2 + t_{cf}$.

Другим фактором снижения производительности по сравнению с режимом без частотных скачков является тот факт, что после отложенной попытки станция переходит в отложенное состояние и поэтому делает попытку передачи не в начале следующего интервала T_{dwell} , а спустя некоторое время. Однако в случае, когда последняя успешная передача заканчивается в момент времени, достаточно близкий к концу интервала T_{dwell} , во-первых, следующая попытка передачи не будет отложенной, и во-вторых, время нахождения в фазе отложенного состояния между этими попытками будет существенно меньше, чем в режиме без частотных скачков (ввиду малой загрузки эфира в конце интервала T_{dwell}).

Поэтому можно считать (и это подтверждается имитационным моделированием), что влияние двух последних факторов взаимно компенсируется и режим с частотными скачками отличается от режима без них только периодами „молчания“ со средней продолжительностью $T_s^p/2 + t_{cf}$ в конце каждого интервала T_{dwell} .

Следовательно, исключая эти периоды, можно предположить, что в оставшееся время станция s работает так же, как аналогичная станция без частотных скачков, обеспечивающая интенсивности потоков запросов $\hat{D}_s^0 = D_s^0/(1 - \delta_s)$ и ответов $\hat{D}_s^1 = D_s^1/(1 - \delta_s)$, где $\delta_s = (T_s^p/2 + t_{cf})/(T_{dwell} + t_{cf})$. Таким образом, среднее время передачи пакета T_s будем рассчитывать по формулам раздела 4 с заменой интенсивностей потоков запросов D_s^0 и ответов D_s^1 на \hat{D}_s^0 и \hat{D}_s^1 . В свою очередь, при определении пропускных способностей Λ_s и вероятностей отсутствия очередей ρ_s , $s = 0, \dots, S$, в формулы (2) – (5) вместо T_s следует подставить $\hat{T}_s = T_s/(1 - \delta_s)$.

Перейдем к случаю фрагментированных пакетов и разделим попытки передачи фрагментов на две категории: категория (а), когда либо номер фрагмента $i = 1$, либо предыдущая попытка передачи не была успешной; и категория (б), когда имеет место первая попытка передачи фрагмента $i > 1$. Обозначим время, требуемое для передачи фрейма DATA с фрагментом i через $t_{DATA}^{(i)}$. Тогда попытка передачи фрагмента i будет отложена, если время до конца интервала работы на текущей частоте меньше либо (при категории (а))

$$t_s^f = t_{DATA}^{(i)} + t_{RTS} + t_{CTS} + t_{ACK} + 3\tau_0 + 4\tau_a^{max},$$

либо (при категории (б))

$$t_s^{fb} = t_{DATA}^{(i)} + t_{ACK} + \tau_0 + 2(2\tau_a^{max} - \tau_{as}).$$

Будем считать, что среднее время t_{DATA} , требуемое для передачи фрейма DATA, определяется (6), и обозначим средние значения t_s^{fa} и t_s^{fb} через T_s^{fa} и T_s^{fb} , которые определяются теми же формулами с заменой $t_{DATA}^{(i)}$ на t_{DATA} .

Попытка категории (а) происходит с вероятностью $1 - p_s^{fb}$, где $p_s^{fb} = (1 - p_e^m)(1 - n_{fs}^{-1})$ – вероятность попытки категории (б), и выполняется в основном после пребывания станции s в отложенном состоянии. Поэтому для категории (а), как и в случае нефраgmentированных пакетов, можно считать, что эффект переключения частот сводится к периодам „молчания“ со средней продолжительностью $T_s^{fa}/2 + t_{cf}$ в конце каждого интервала T_{dwell} .

Попытка категории (б) выполняется сразу (через τ_0) по окончании предыдущей попытки без пребывания станции в отложенном состоянии. Поэтому для этой категории необходимо учесть, наряду с периодом „молчания“ со средней продолжительностью $T_s^{db} = T_s^{fb}/2 + t_{cf}$, среднее время Δ_s^{db} нахождения в фазе отложенного состояния в начале следующего интервала T_{dwell} после того, как данная попытка была отложена. Для нахождения Δ_s^{db} учтем следующие факты: 1) среднее время от отложенной попытки передачи до конца интервала работы на текущей частоте (включая интервал переключения) равно T_s^{db} ; 2) средняя продолжительность фазы отложенного состояния равна $T_b^{min} = \tau_g + (2^{n_c^{min}} - 1)t_{slot}/2$. Предположим также, что случайное время от момента начала фазы

отложенного состояния, переходящей на следующий интервал T_{dwell} , до конца текущего интервала T_{dwell} распределено равномерно между 0 и $\min(T_b^{min}, T_s^{db})$. Тогда в период $(0, \Delta_s^{db})$, отсчитываемый с начала следующего интервала T_{dwell} , усредненная вероятность свободного (с точки зрения данной станции s) эфира ψ_s^d (величина, аналогичная ψ_s) примерно равна

$$\psi_s^d = 1 - \sum_{i=0, i \neq s}^S \frac{U_i(1 - 3p_i^{fb}/4)}{1 - U_s(1 - 3p_s^{fb}/4)},$$

откуда получаем следующее приближение:

$$\Delta_s^{db} = [T_b^{min} - \min(T_b^{min}, T_s^{db})/2]/\psi_s^d.$$

Таким образом, в случае фрагментированных пакетов величина δ_s , используемая (см. выше) для модификации средних времен передачи пакета T_s и интенсивностей потоков запросов D_s^0 и ответов D_s^1 , определяется по формуле

$$\delta_s = [(p_s^{fa}T_s^{fa} + p_s^{fb}T_s^{fb})/2 + p_s^{fb}\Delta_s^{db} + t_{cf}]/(T_{dwell} + t_{cf}).$$

Вычисляя с помощью этой величины значения \hat{D}_s^0 , \hat{D}_s^1 и \hat{T}_s , $s = 0, \dots, S$, и используя их вместо D_s^0 , D_s^1 и T_s в формулах раздела 4 определяем искомые пропускные способности Λ_s .

6. ЧИСЛЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

Рассмотрим радиосоту, объединяющую $S = 5$ оконечных станций со статистически однородными локальными сетями, т.е. для каждого $s = 1, \dots, S$:

$$N_s = N/S, \quad \lambda_s = \lambda, \quad p_{s0} = p_0, \quad p_{0s} = 1/S,$$

$$\tau_{as} = 0,000017 \text{ с}, \quad p_{si} = (1 - p_0)/(S - 1) \text{ при } i > 0 \text{ и } i \neq s$$

(значение τ_{as} соответствует расстоянию в 5 километров). Кроме того: средние количества пакетов-ответов $F_{rs} = F$ для всех серверов r ; после обслуживания любого запроса в любом из локальных серверов r с одинаковой интенсивностью $\mu_{rs} = \mu_1 = 2 \text{ с}^{-1}$ пакеты ответа поступают в среднем через 0,002 с; при обслуживании во „внешнем мире“ эти величины равны, соответственно, $\mu_0 = 0,2 \text{ с}^{-1}$ и 0,02 с. Значение τ_a^{max} выбрано из расчета максимально возможного расстояния между станциями, равного 50 километров, а предел длины пакета $L_{min} = 300$ байт.

Таблица 1.

t_{slot}	τ_a^{max}	τ_0	τ_g	τ_b	t_{RTS}
216	167	28	460	728	208
$t_{CTS} = t_{ACK}$	T_M	t_h	n_c^{min}	n_c^{max}	
184	6072	264	4	10	

Начнем со случая, когда радиосота реализована по технологии FHSS с быстродействием $V = 2$ Мбит/с, достаточно большим временем T_{dwell} (что позволяет ограничиться формулами раздела 4) и фрагментация не используется, т.е. $L_f^m > 1518$ байт. Соответствующие параметры протокола Radio-Ethernet, полученные на основе данных из [4], приведены в табл.1 (временные параметры даны в микросекундах). Вероятность помех p_e^0 при передаче пакета равна $p_e^0 = 0,1$. На рис. 4

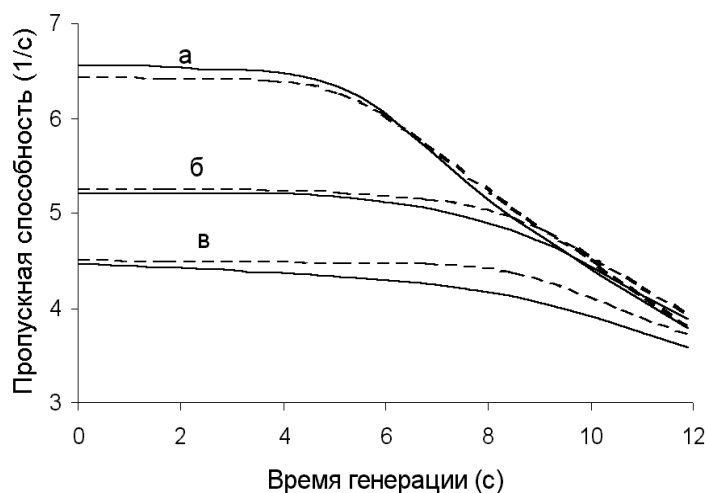


Рис. 4. Графики зависимости суммарной пропускной способности по локальным запросам от среднего времени их генерации

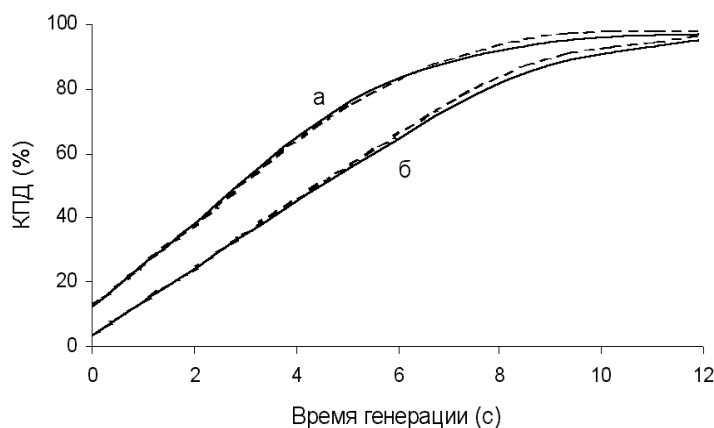


Рис. 5. Графики зависимости КПД сети от среднего времени генерации локальных запросов

показаны зависимости суммарной локальной пропускной способности $\Lambda = \sum_{s=1}^S \Lambda_s$ этой радиосоты от среднего времени генерации запроса $T_g = \lambda^{-1}$.

Эти зависимости получены при $N = 50$, $N_0 = 100$ и $F = 10$ с помощью имитационного моделирования (сплошные линии) и аналитических методов раздела 4 (штриховые линии) для следующих случаев, отличающихся вероятностями внешнего доступа p_0 и интенсивности потока внешних запросов λ_0 : а) $p_0 = 0,5$ и $\lambda_0 = 1 \text{ с}^{-1}$, б) $p_0 = 0,9$ и $\lambda_0 = 1 \text{ с}^{-1}$, в) $p_0 = 0,5$ и $\lambda_0 = 4 \text{ с}^{-1}$. Видно, что при уменьшении T_g кривые входят в область насыщения, т.е. пропускная способность полностью определяется интенсивностью обслуживания в „узком месте“, которым является базовая станция (кривые (а) и (б)), а в случае (в) - все станции. При больших T_g пропускная способность примерно равна своему максимальному значению Λ^{max} , достижимому при данном T_g и определяемому (из расчета нулевой задержки передачи) из формулы:

$$1/\Lambda^{max} = N/[T_g + p_0/\mu_0 + (1 - p_0)/\mu_1].$$

Поэтому используем в качестве показателя эффективности работы радиосоты ее коэффициент полезного действия (КПД), равный проценту, который Λ составляет от Λ^{max} . Графики зависимости КПД от T_g показаны на рис. 5 для случаев (а) и (б) (график для случая (в) не приведен ввиду его практического совпадения со случаем (б)).

Как видно из рис. 4 и 5, погрешность разработанных приближений нигде не превышает 5%, поэтому данный метод вполне применим для оценки пропускной способности радиосети, причем в отличие от имитационного моделирования может эффективно использоваться при решении поисковых задач проектирования сетей с сотнями и тысячами клиентов. В качестве примера найдем область значений интенсивностей λ и λ_0 , где КПД сети не меньше 80%. При этом установим следующие (более реальные) параметры сети: $F = 50$, $p_0 = 0,5$, $N_0 = 500$, а N принимает два значения - 250 и 500. При имитационном моделировании на решение этой задачи потребовались бы недели, в то время как разработанный метод позволил в течение часа получить следующие результаты: рис. 6. Кривые на этом рисунке ограничивают сверху искомую область значений.

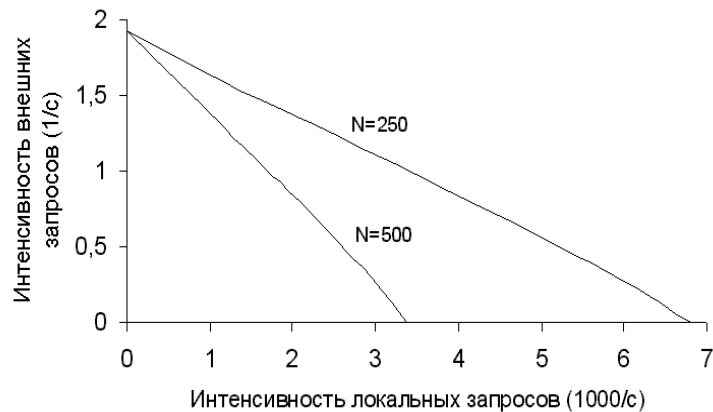


Рис. 6. Кривые ограничения нагрузки

Перейдем к исследованию эффективности использования фрагментации. Рассмотрим случай, когда радиосота реализована по технологии DSSS с быстродействием $V = 2$ Мбит/с и $L_f^m = 400$ байт. Соответствующие параметры протокола [4] даны в табл.2. Кроме того, $N = 50$, $N_0 = 100$, $\lambda = 0,5 \text{ с}^{-1}$, $\lambda_0 = 1 \text{ с}^{-1}$. На рис. 7 показаны графики суммарной локальной пропускной способности $\Lambda = \sum_{s=1}^S \Lambda_s$ этой радиосоты в зависимости от интенсивности помех, характеризуемой вероятностью ошибки p_e^0 из-за помех при передаче фрейма DATA с нефрагментированным пакетом ответа. Эти графики, образующие два семейства, отличающихся вероятностью внешнего доступа p_0 (0,1 и 0,9), получены при фрагментированной (толстые линии с меткой „ф“) и нефрагментированной (тонкие линии с меткой „н/ф“) передаче пакетов с помощью имитационного моделирования (штриховые линии) и разработанных приближений (сплошные линии). Видно, что при малых помехах эффект от использования фрагментации, определяемый разностью значений пропускной способности при фрагментации и без нее, с увеличением интенсивности помех монотонно растет от отрицательных значений (при $p_e^0 < 0,23$) до существенно положительных: в частности, при $p_e^0 = 0,4$ применение фрагментации повышает пропускную способность почти в 1,5 раза. Следует отметить, что эта картина (в том числе, и граница эффективности применения фрагментации) качественно не меняется с изменением вероятности внешнего доступа p_0 . Из сравнения графиков, изображенных сплошными и штриховыми линиями, видно, что погрешность разработанных приближений нигде не превышает 5%.

Таблица 2.

t_{slot}	τ_a^{max}	τ_0	τ_g	τ_b	t_{RTS}
192	167	10	384	698	272
$t_{CTS} = t_{ACK}$		T_M	t_h	n_c^{min}	n_c^{max}
248		6360	288	5	10

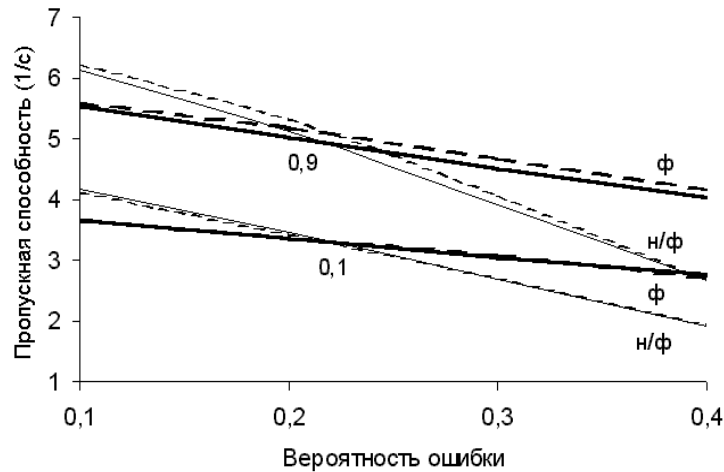


Рис. 7. Графики зависимости суммарной пропускной способности по локальным запросам от вероятности ошибки p_e^0 при технологии DSSS

Численные результаты, изображенные на рис. 7, получены в случае высокой нагрузки на радиосоту. Будем равномерно снижать (в K_l раз) интенсивности λ_s для всех $s = 0, \dots, S$ и посмотрим, как это влияет на эффект от фрагментации, при фиксированной вероятности ошибки $p_e^0 = 0,33$. Результаты этого исследования, приведенные на рис. 8, показывают в целом немонотонность зависимостей суммарной локальной пропускной способности Λ от коэффициента снижения нагрузки K_l . Рост K_l вначале (кроме случая фрагментированной передачи при $p_0 = 0,9$) увеличивает Λ за счет снижения интенсивности внешнего потока. При дальнейшем снижении нагрузки пропускная способность начинает также снижаться и становится примерно равной своему максимальному значению Λ^{max} , достижимому при данных λ_s , за счет чего эффект от фрагментации стремится к 0 (см. рис. 8). Таким образом, в случае малой нагрузки пропускные способности при фрагментированной и нефрагментированной передачах практически совпадают.

Таблица 3.

t_{slot}	τ_0	τ_g	τ_b	T_M	t_h
216	28	460	728	4240	192
$t_{CTS} = t_{ACK}$		t_{RTS}	T_{dwell}	t_{cf}	n_c^{min}
165		181	32000	220	4

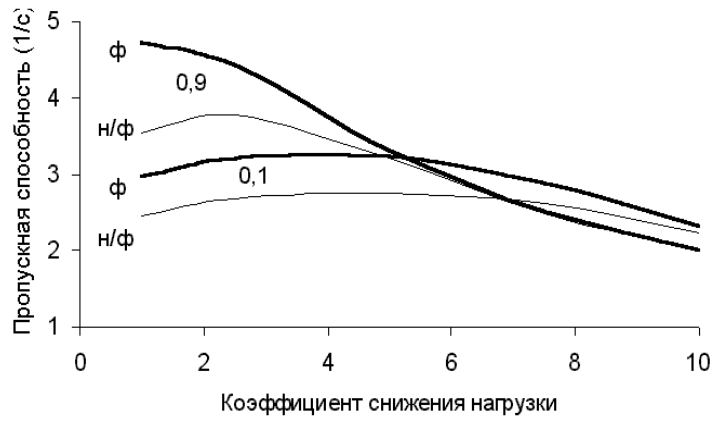


Рис. 8. Графики зависимости суммарной пропускной способности по локальным запросам от коэффициента снижения нагрузки K_l

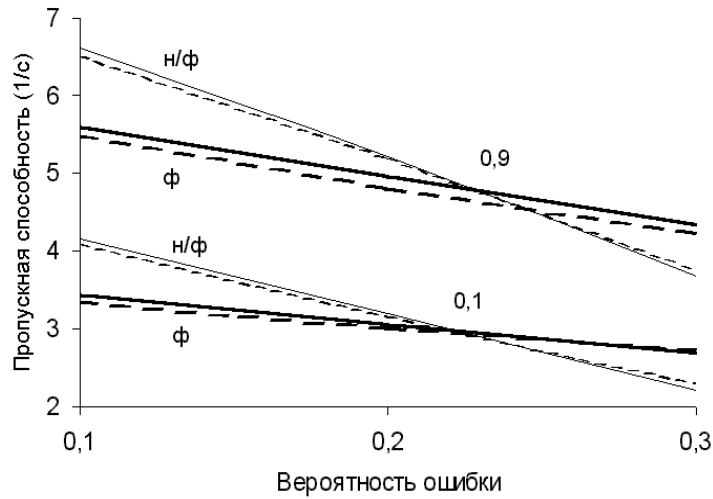


Рис. 9. Графики зависимости пропускной способности от вероятности ошибки p_e^0 при технологии FHSS

Наконец, рассмотрим случай, когда радиосота реализована с помощью радиобриджей BreezeNet [22], обеспечивающих максимальное быстродействие $V = 3$ Мбит/с и работающих по технологии FHSS с ограниченным временем T_{dwell} . Измененные (согласно [4,22]) по сравнению с табл. 2 параметры протокола даны в табл. 3. На рис. 9 показаны (с теми же условными обозначениями, что и на рис. 7) графики зависимости суммарной локальной пропускной способности Λ этой радиосоты от интенсивности помех (т.е. от вероятности ошибки p_e^0) для случаев фрагментированной и нефрагментированной передачи при различных вероятностях внешнего доступа p_0 (0,1 и 0,9). Эти графики получены (с применением формул раздела 5) при значениях $\lambda_s = 1$, $s = \bar{1}, \bar{S}$, и $\lambda_0 = 4 \text{ c}^{-1}$. Видно, что, во-первых, погрешность разработанных приближений мала, и во-вторых, графики на рис. 9 качественно не отличаются от графиков на рис. 7, включая практическое совпадение границы эффективности применения фрагментации. Следовательно:

- выводы о зависимости эффективности фрагментации от интенсивности помех и нагрузки, полученные для технологии DSSS, остаются справедливыми и в этом случае;

- при фрагментации положительный эффект, достигаемый за счет увеличения битов информации, передаваемых за период непрерывной работы на одной частоте, практически компенсируется отрицательным эффектом от пребывания станции в отложенном состоянии (при переключении частот) между передачами фрагментов одного и того же пакета.

7. РЕГИОНАЛЬНЫЕ БЕСПРОВОДНЫЕ СЕТИ НА БАЗЕ ШПС-РАДИОМОДЕМОВ

Примером успешной реализации беспроводной сотовой сети является сеть Radionet, разработанная и реализованная Институтом проблем передачи информации РАН (ИППИ РАН) для подключения в Интернет организаций науки и образования г. Москвы (рис. 10). Разработанная по заказу Минпром-

Московская сотовая радиомодемная сеть передачи данных для науки и образования

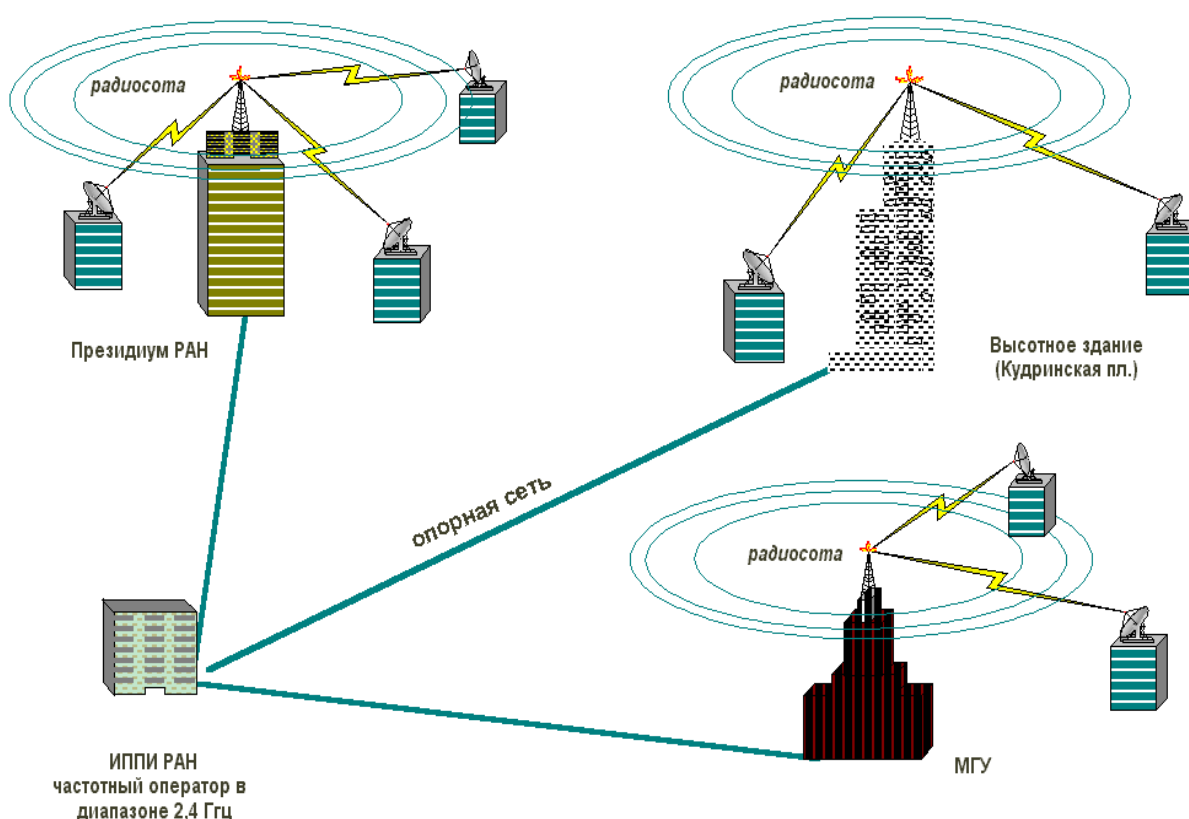


Рис. 10. Сеть Radionet

науки России указанная сеть надежно функционирует в г. Москве в течение трех лет, обеспечивая доступ в Интернет порядка 60 организаций науки и образования. Учитывая тот факт, что каждая такая организация обладает локальной сетью, включающей порядка 100 компьютеров, общее количество компьютеров, подключенных в Интернет с помощью сети Radionet, составляет порядка 6000. Основным техническим средством, на котором реализована данная радиосеть, является радиомодем CISCO AIRONET, работающий по протоколу IEEE 802.11 и использующий ШПС-технологии DSSS. Сеть имеет единый центр управления, расположенный в ИППИ РАН, который имеет лицензию Главгосвязьнадзора России на работу радиосредств с шумоподобным сигналом в диапазоне 2,4 ГГц, являясь единственным государственным оператором в г. Москве. Базовые станции сети Radionet размещены на высотных зданиях (Кудринская пл., Президиум РАН и МГУ) и соединены между собой,

а также с ИППИ РАН оптоволоконными линиями связи. В настоящее время получено разрешение Главгоссвязьнадзора России на создание еще двух базовых радиоточек, где будут размещены базовые станции, а именно – на Останкинской телебашне и в РНЦ „Курчатowski институт“.

В связи с возрастающим количеством абонентов радиосети в г. Москве и ограниченными возможностями подключения новых организаций по основным принципам „точка-мультиточка“ и „точка-точка“ для организации базовой радиоточки на Кудринской пл. (см. рис. 10) ИППИ РАН был предложен и использован более прогрессивный метод: секторирование антенны в сочетании с интегрированием и единым управлением мультиточек при четкой азимутальной ориентации секторных антенн. Такое решение позволило в 2-3 раза увеличить количество абонентов, а также осуществить развязку вышеуказанных антенн по направленности радиоизлучения с использованием вертикальной и горизонтальной поляризации в смежных секторах. При таком варианте исполнения на этой базовой точке было задействовано четыре секторных антенны, ориентированных на СЕВЕР, ЮГ, ЗАПАД, ВОСТОК.

Зачастую абонентами сети Radionet являются не только локальные сети отдельных организаций науки и образования, но и целые „кусты“ таких организаций. В этом случае локальные сети одного „куста“ связываются между собой оптоволоконными или медными линиями связи, образуя единое информационное пространство, которое подключается в Интернет с помощью радиоканала „точка-точка“. Примером такого „куста“ (рис. 11) является объединение таких институтов, как Институт литосферы РАН, ИГЕМ РАН, ГИН РАН, ИФА РАН и другие. Связь по радиоканалу осуществляется через соединение „точка-точка“ с быстродействием 11 Мбит/с между ИГЕМ РАН и отдельной антенной, установленной на высотном здании на Кудринская пл. в дополнение к вышеописанной секторной антенне.

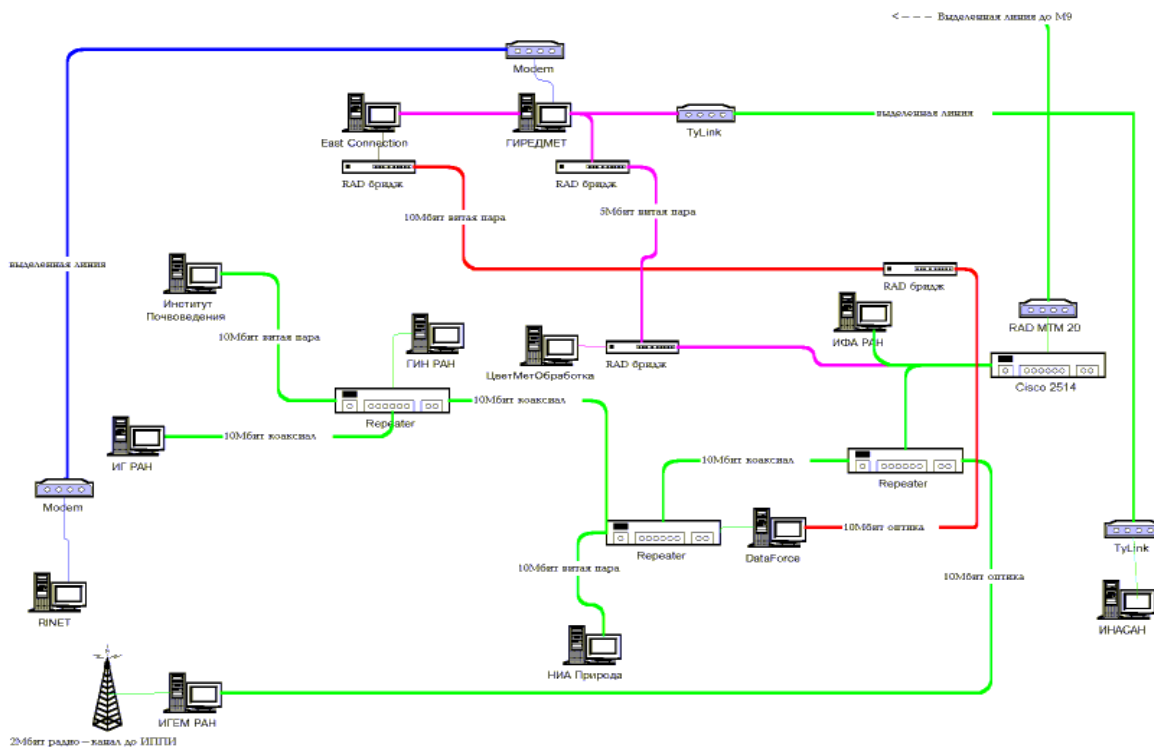


Рис. 11. Схема „куста“

Кроме московской сети Radionet, в наукограде Обнинск ИППИ РАН была реализована сеть передачи данных, используемая как для объединения ряда НИИ наземными оптоволоконными линиями,

шению связи в каждой из сетей. Кроме того имеется и другая проблема. В коротковолновой части дециметрового и сантиметрового диапазона длин волн, в которых работает все рассматриваемое оборудование, доминирующим механизмом является прямая волна. Многолучевое распространение возникает в результате отражения сигнала от различных строений, элементов конструкций зданий и т.д. В результате на входе приемного устройства действует несколько сигналов, поступающих с разных направлений, что может привести к замиранию сигнала на входе приемного устройства.

В связи с этим возникает необходимость разработки новых технических решений. ИППИ РАН совместно с РНЦ „Курчатовский институт“ и ЗАО „Воздухоплавательный центр „Авгурь“ предложил и реализовал оригинальное решение для создания беспроводной сети с использованием привязных аэростатов, обеспечивающих подъем базовой станции на высоту до одного километра. Использование привязных аэростатов приводит к резкому повышению качества связи за счет решения проблемы электромагнитной совместимости. Расположение базовой станции на привязном аэростате резко снижает проблему многолучевого распространения, характерного для скользящих к горизонту углов распространения. При разработке беспроводной аэростатной радиосети, получившей название „БАРС“ (рис. 13), был решен целый ряд сложных технических проблем.

- Разработка легкого сверхпрочного троса, в котором заложено оптоволокно для передачи данных и медные провода для передачи электропитания.
- Разработка устройств стабилизации по вертикали и горизонтали базовой станции.
- Разработка устройств стабилизации температуры внутри базовой станции.

Беспроводная аэростатная радиосеть (БАРС)

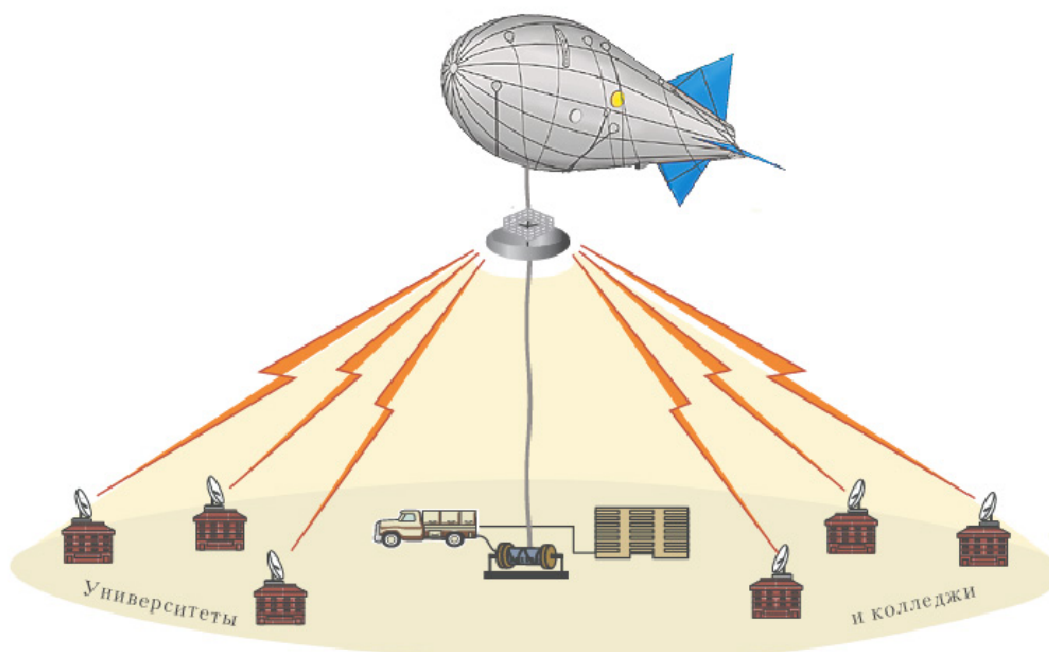


Рис. 13.

В настоящее время разрабатывается другой проект, участниками которого являются ряд ведущих фирм Европы и США. В рамках этого проекта предполагается поднять дирижабли с базовыми станциями на высоту до двадцати двух километров. Стоимость подъема одного дирижабля оценивается

в десятки миллионов долларов. Стоимость проекта „БАРС“ на два порядка ниже. Кроме реализации функции „последней мили“ в проекте „БАРС“ предусмотрена возможность оперативного создания сетей передачи голоса и видеоизображений, радиолокационного слежения за стационарными и движущимися объектами, контроля за состоянием окружающей среды и мониторинга объектов.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Saunders S., Heywood P., Dornan A., Bruno L., Allen L. Wireless IP: Ready or Not, Here it Comes. *Data Communications*, 1999, no. 9, pp. 42–68.
2. Вишнеvский В.М. Беспроводные сети широкополосного доступа к ресурсам Internet. *Электросвязь*, 2000, № 10, стр. 14–15.
3. Weinmiller J., Schlager M., Festag A., Wolisz A. Performance Study of Access Control in Wireless LANs - IEEE 802.11 DFWMAC and ETSI RES 10 HIPERLAN. *Mobile Networks and Applications*, 1997, vol. 2, no. 1, pp. 55–76.
4. *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications. IEEE Standard 802.11*. IEEE Press, 1997.
5. Баканов А.С., Вишнеvский В.М., Ляхов А.И. Метод оценки показателей производительности беспроводных сетей с централизованным управлением. *Автоматика и телемеханика*, 2000, № 4, стр. 97–105.
6. Vishnevsky V.M., Lyakhov A.I., Bakanov A.S. Method for Performance Evaluation of Wireless Networks with Centralized Control. *Proc. Int. Conf. "Distributed Computer Communication Networks (Theory and applications)" (DCCN'99)*. Tel-Aviv, Israel, November 9-13, 1999, pp. 189–194.
7. Bianchi G., Fratta L., Olivetti M. Performance Evaluation and Enhancement of the CSMA/CA MAC Protocol for 802.11 Wireless LAN's. *Proc. 7th IEEE Int. Symp. on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC'96)*, Taipei, Taiwan, October 1996, pp. 392–396.
8. Bianchi G. IEEE 802.11—Saturation Throughput Analysis. *IEEE Comm. Letters*, 1998, vol. 2, no. 12, pp. 318–320.
9. Cali F., Conti M., Gregory E. IEEE 802.11 Wireless LAN: Capacity Analysis and Protocol Enhancement. *Proc. of INFOCOM'98*, San Francisco, March 29—April 2, 1998, pp. 142–149.
10. Chhaya H.S., Gupta S. Performance Modeling of Asynchronous Data Transfer Methods of IEEE 802.11 MAC Protocol. *Wireless Networks*, 1997, vol. 3, no. 3, pp. 217–234.
11. Huang K.C., Chen K.C. Interference Analysis of Nonpersistent CSMA with Hidden Terminals in Multicell Wireless Data Networks. *Proc. 6th IEEE Int. Symp. on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC'95)*, Toronto, Ont., Canada, September 1995, pp. 907–911.
12. Вишнеvский В.М., Ляхов А.И., Терещенко Б.Н. Моделирование беспроводных сетей с децентрализованным управлением, *Автоматика и телемеханика*, 1999, № 6.
13. Вишнеvский В.М., Ляхов А.И. Оценка производительности беспроводной сети в условиях помех. *Автоматика и телемеханика*, 2000, № 12, стр. 87–103.
14. Harrison P.G., Coury S. Waiting Time Distribution in a Class of Wireless Multi-Channel Local Area Networks. *Proc. Int. Conf. on Local and Metropolitan Communication Systems*. Kyoto, Japan, December 7-9, 1994, pp. 409–428.
15. Leland W.E., Taggu M.S., Willinger W., Wilson D.V. On the Self-similar Nature of Ethernet Traffic (Extended Version). *IEEE/ACM Trans. Networking*, 1994, vol. 2, no. 1, pp. 1–15.
16. *Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) Access Method and Physical Layer Specifications. ANSI/IEEE Standard 802.3*. IEEE Press, 1996.
17. Богуславский Л.Б., Дрожжинов В.И., Ляхов А.И. Моделирование основных параметров функционирования компьютерной сети Государственной Думы. *Межд. конф. и школа "Вычислительные сети - 95"*. Тез. докл. М.: Изд. Науч. совета РАН по комплексной проблеме "Кибернетика", 1995, стр. 120–124.

18. Ляхов А.И. Асимптотический анализ моделей иерархических локальных сетей с многопроцессорными серверами. *Автоматика и телемеханика*, 1998, № 12, стр. 82–93.
19. Жожикашвили В.А., Вишневский В.М. *Сети массового обслуживания. Теория и применение к сетям ЭВМ*. М.: Радио и связь, 1988.
20. Богуславский Л.Б., Ляхов А.И. Оценка производительности распределенных информационно-вычислительных систем архитектуры “КЛИЕНТ-СЕРВЕР”, *Автоматика и телемеханика*, 1995, № 9, стр. 160–175.
21. Knessl С., Tier С. Asymptotic Expansions for Large Closed Queueing Networks with Multiple Job Classes. *IEEE Trans. Comput.*, 1992, vol. 41, no. 4, pp. 480–488.
22. Нивников Д. BreezeNET-PRO. *PC Magazine/Russian Edition*, 1998, № 5, стр. 36–38.

Статью представил к публикации член редколлегии В.И.Венец