

Проблема неравномерного распределения пропускной способности канала в сетях IEEE 802.11¹

А.И. Ляхов*, И.А. Пустогаров*, А.С. Гудилов**

*Институт проблем передачи информации им. А.А. Харкевича РАН,
Москва, Россия

**Московский физико-технический институт (Государственный Университет),
Москва, Россия

Поступила в редколлегию 15.07.2008

Аннотация—В работе рассматривается проблема взаимной интерференции прямых соединений в сетях IEEE 802.11. Данная проблема характерна как для прямых соединений в сетях типа hot spot со скрытыми терминалами, так и для mesh-сетей. В статье разрабатываются аналитические модели для изучения влияния интерференции на показатели производительности соединений в различных случаях расположения станций. На основе этих аналитических моделей, точность которых проверена путем сравнения с имитационными моделями, показывается, что во многих случаях пропускная способность канала распределяется неравномерно между прямыми соединениями, и объясняются причины такого неравномерного распределения в каждом конкретном случае. В заключении обсуждаются возможные способы решения указанной проблемы неравномерного распределения.

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, является наиболее популярной и бурно развивающейся технологией беспроводных сетей передачи данных. В данной работе рассматриваются два направления развития стандарта IEEE 802.11, а именно: поддержка организации прямых соединений (DLS, Direct Link Setup) и mesh-сети.

Изначально, стандарт IEEE 802.11 определял два режима работы: одношаговый ad hoc режим, в котором все станции находятся в зоне радиоприема друг друга и могут устанавливать исключительно прямые соединения, а также режим типа hot spot, в котором все станции могут напрямую посылать пакеты только точке доступа. В последней версии стандарта IEEE 802.11 [1] в режиме hot spot станции могут обмениваться кадрами и непосредственно, при условии, что они организуют прямые соединения с использованием механизма DLS. Прямые соединения уменьшают нагрузку на точку доступа и повышают производительность сети.

Комитет по стандартизации IEEE 802 LAN/MAN недавно начал свою работу по утверждению дополнения к стандарту IEEE 802.11s [2], 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

¹ Исследование проведено при поддержке Российского фонда фундаментальных исследований (грант № 08-07-90102-Мол_а).

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.

Как сети типа hot spot, использующие механизм DLS, так и mesh-сети основаны на организации прямых соединений, проводимой без централизованного управления. Если отправитель или получатель, участвующие в одном соединении, скрыты от одной из станций, образующих другое соединение, интерференция значительно снижает пропускную способность одного или обоих соединений.

Для решения проблемы скрытых станций стандарт IEEE 802.11 [1] рекомендует использовать метод доступа RTS/CTS: см. рис.1. Перед тем, как передать кадр данных, устройство резервирует канал путем передачи специального короткого кадра RTS (Request to Send – запрос на передачу). Станция-приемник посылает в ответ кадр CTS (Clear to Send – разрешение на передачу), после чего передаются кадры данных (DATA) и подтверждения (ACK). Кадры этой последовательности разделены короткими промежутками SIFS (Short InterFrame Space).

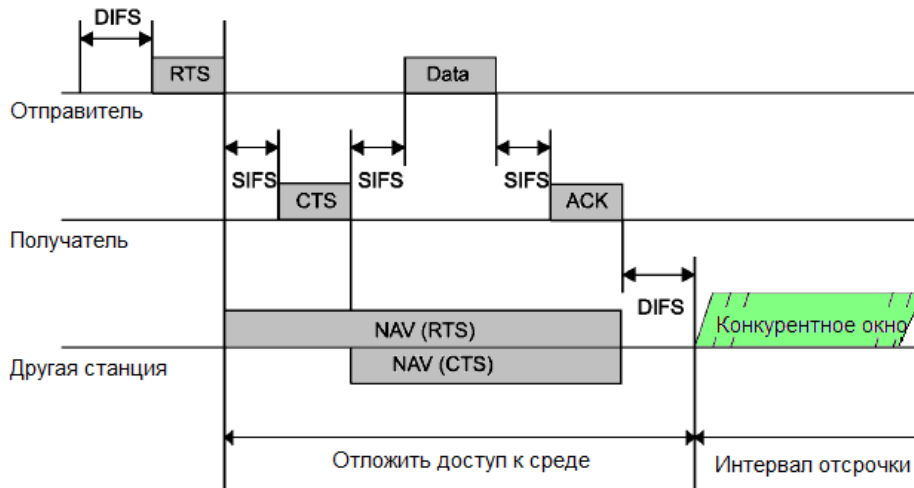


Рис. 1. Механизм RTS/CTS

В кадрах RTS и CTS содержится поле длительности, определяющее время, необходимое для передачи кадра данных и получения подтверждения. Используя это поле, другие станции воздерживаются от передачи на указанный период времени, обновляя вектор NAV виртуального занятия среды соответствующим значением. Таким образом стандарт IEEE 802.11 дополняет физический контроль несущей механизмом виртуального контроля.

Устройства, скрытые от отправителя RTS, принимают кадр CTS и откладывают свою передачу на время, указанное в поле длительности. Это защищает кадры данных от коллизий. Тем не менее, коллизии RTS-кадров возможны, и их количество в расчете на один кадр данных ограничено максимальным числом передач коротких кадров N_r . После получения кадра CTS,

станция сбрасывает счетчик коротких передач в ноль. Аналогично, число передач кадра данных в расчете на пакет ограничено максимальным числом длинных передач N_d , а счетчик длинных передач сбрасывается в ноль при получении кадра подтверждения. При достижении любого из этих пределов, пакет сбрасывается.

После каждой попытки передачи станция выполняет стандартную процедуру отсрочки. Она устанавливает счетчик отсрочки в значение, равное случайному целому числу, называемому временем отсрочки и равномерно распределенному внутри *конкурентного окна* $(0, \dots, w-1)$. w зависит от текущего числа i совершенных попыток передачи пакета: $w = W_i$. Перед первой попыткой w равно своему минимальному значению $W_0 = CW_{\min}$. После каждой новой попытки w удваивается, пока не будет достигнуто максимальное значение $CW_{\max} = 2^m CW_{\min}$. Счетчик отсрочки уменьшается на единицу каждый слот σ , когда канал свободен. Станция прекращает отсчет при обнаружении занятости канала и возобновляет отсчет, если канал оказывается свободен на время DIFS (либо EIFS, если последний принятый кадр был искажен).

В традиционных сетях типа hot spot механизм RTS/CTS позволяет полностью исключить коллизии данных, поскольку все станции слышат кадры CTS, передаваемые точкой доступа. Однако, это не так, если станции устанавливают прямые соединения в сетях типа hot spot или в mesh-сетях.

В данной статье показывается, что интерференция между прямыми соединениями может привести к неравномерному распределению пропускной способности сети. В частности, в статье анализируются возможные случаи интерференции с указанием причин неравномерного распределения. Данный вопрос уже обсуждался в ряде работ (см., например, [5-8]), однако были предложены лишь имитационные модели для его исследования. В данной статье разрабатываются новые аналитические модели для изучения различных случаев интерференции, поскольку существующие подходы, изложенные, например, в [9-11], предполагают, что станции отсчитывают свои интервалы отсрочки синхронно, что не всегда верно в сети со скрытыми терминалами.

2. АНАЛИТИЧЕСКИЕ МОДЕЛИ

В этом разделе рассматриваются несколько вариантов расположений 4 станций, образующих два активных соединения: $1 \rightarrow 2$ и $3 \rightarrow 4$, работающих в режиме насыщения [9]. Получатель или отправитель одного соединения может быть скрыт от получателя или отправителя другого соединения, поэтому предполагается, что всегда используется механизм RTS/CTS. Кроме того, длина пакета данных L считается постоянной.

Для каждого рассматриваемого случая вычисляются следующие показатели производительности:

- пропускная способность S_m ,
- вероятность $p_{rej}^{(m)}$ сброса пакета ввиду достижения максимального числа попыток,
- среднее время $E_m[SendTime]$ передачи одного пакета.

Здесь $m = 1$ или $m = 3$ соответствует номеру станции-отправителя в соединении. Более точно, $E_m[SendTime]$ – это средний промежуток времени между двумя последовательными моментами, соответствующими концу передачи пакета станцией m , включая интервал DIFS (либо CTS таймаут), завершающий передачу. Эти показатели производительности взаимосвязаны посредством формулы:

$$S_m = \frac{L(1 - p_{rej}^{(m)})}{E_m[SendTime]}. \quad (1)$$

2.1. Общий метод.

В данном разделе описывается общий метод для построения аналитических моделей, применимый для всех рассмотренных в работе случаях. Аналогично [9] назовем интервал времени между двумя последовательными отсчетами таймера отсрочки данной станции виртуальным слотом этой станции. Виртуальный слот может быть пустым или занятым передачей другой станции. Пусть $\tau_m^{(n)}$ – вероятность того, что станция m начинает свою передачу в начале виртуального слота станции n . Также, пусть $p_{c_{k-1}}^{(m)}$ – вероятность того, что произошла k -ая коллизия при передаче пакета станцией m , при условии, что уже произошли все предыдущие $k-1$ коллизий. В условиях отсутствия коллизий кадров данных среднее время передачи одного пакета определяется следующим образом:

$$E_m[SendTime] = a_0^{(m)} + \sum_{i=1}^{N_r-1} a_i^{(m)} \prod_{k=0}^{i-1} p_{c_k}^{(m)}, \quad (2)$$

где N_r – максимальное число коротких передач, $a_i^{(m)}$ – длительность $i+1$ -ой попытки, включая время передачи, а также время отсрочки, состоящее в среднем из $\frac{W_i-1}{2}$ виртуальных слотов:

$$a_i^{(m)} = \frac{W_i-1}{2} t_{slot}^{(m)} + (1 - p_{c_i}^{(m)}) l_s + p_{c_i}^{(m)} l_c^{(m)}.$$

Здесь $l_s = RTS + 3 \cdot SIFS + CTS + DATA + ACK + DIFS$ – время успешной передачи, $l_c^{(m)}$ – среднее время коллизии, а $t_{slot}^{(m)}$ – средняя длительность виртуального слота:

$$t_{slot}^{(m)} = (1 - \tau_n^{(m)}) \sigma + \tau_n^{(m)} l_a^{(m)},$$

где $l_a^{(m)}$ – средняя длительность интервала, на который станция m замораживает свой счетчик отсрочки из-за передачи другой станции, т.е. средняя длительность “занятого” слота.

При условии, что обмен кадрами RTS и CTS надежно защищает передачу данных, вероятность сброса пакета равна вероятности того, что произойдет ровно N_r коллизий:

$$p_{rej}^{(m)} = p_{c_0}^{(m)} p_{c_1}^{(m)} \dots p_{c_{N_r-1}}^{(m)}. \quad (3)$$

Для нахождения вероятности передачи $\tau_m^{(n)}$ используется метод, описанный в [11]. Рассмотрим процесс передачи пакета станцией m . Пусть f_m и w_m – средние количества соответственно попыток, совершаемых этой станцией, и виртуальных слотов, в которые станция воздерживается от передачи, в течение рассматриваемого процесса. Эти количества определяются следующими выражениями:

$$f_m = 1 + \sum_{i=1}^{N_r-1} \prod_{j=0}^{i-1} p_{c_j}^{(m)} \quad \text{и} \quad w_m = \frac{W_0-1}{2} + \sum_{i=1}^{N_r-1} \frac{W_i-1}{2} \prod_{j=0}^{i-1} p_{c_j}^{(m)}. \quad (4)$$

Тогда

$$\tau_m^{(n)} = \frac{f_m}{w_m + f_m}. \quad (5)$$

Для нахождения вероятностей коллизий $p_{c_k}^{(m)}$, а также их длительности $l_c^{(m)}$ необходимо рассмотреть каждый из случаев расположения станций, используя изложенный общий метод с некоторыми модификациями. В каждом случае будем отмечать только отличия от общего метода.

2.2. Случай 1

Начнем с простейшего случая, когда все станции находятся в пределах TX-области (Transmission range) друг друга (рис 2.), т.е. любой кадр, переданный одной из станций, успешно принимается любой другой станцией в отсутствие коллизий. В данном случае $l_a^{(m)} = l_s$ и $\tau_1^{(3)} = \tau_3^{(1)} = \tau$ из соображений симметрии.

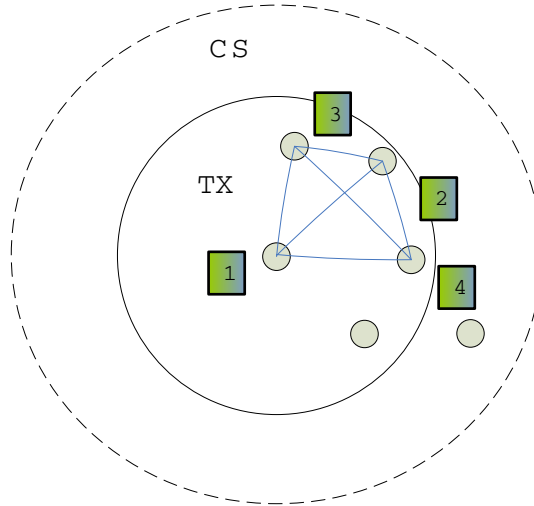


Рис. 2. Случай 1

После успешной передачи станции 3 (см. рис. 3) станции 1 и 3 ждут DIFS и продолжают отсчитывать свои таймеры отсрочки. Если станции 1 и 3 начинают передавать одновременно, происходит коллизия и обе станции вынуждены ждать CTS-таймаут T_c перед тем, как вернуться к процедуре отсчета интервала отсрочки. Поэтому, $l_c^{(m)} = RTS + T_c$ и

$$p_{c_i}^{(m)} = \tau, \quad i = \overline{0 \dots N_r - 1}. \quad (6)$$

Подставляя (6) в (4), найдем τ из (5).

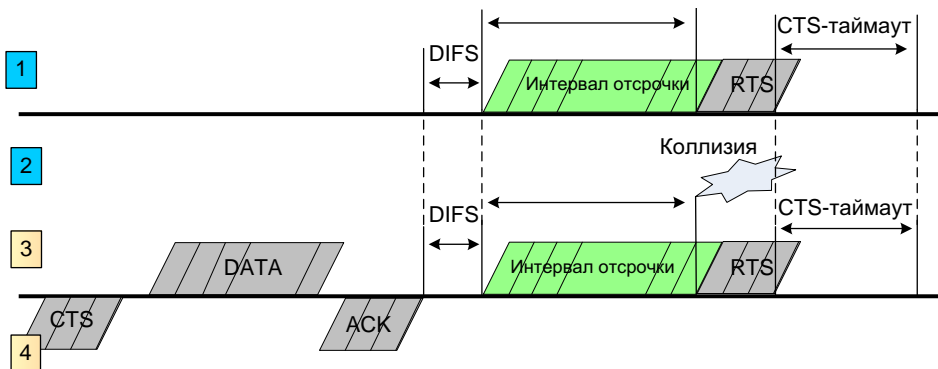


Рис. 3. Процесс передачи пакета в случае 1

2.3. Случай 2

Теперь рассмотрим случай 2, при котором станции 1 и 4 находятся в CS-области (Carrier Sense range) друг друга (см. рис. 4), т.е. любой кадр, переданный одной станцией, принимается другой станцией некорректно. В силу асимметричности данного случая $\tau_1^{(3)}$ и $\tau_3^{(1)}$ будут различны.

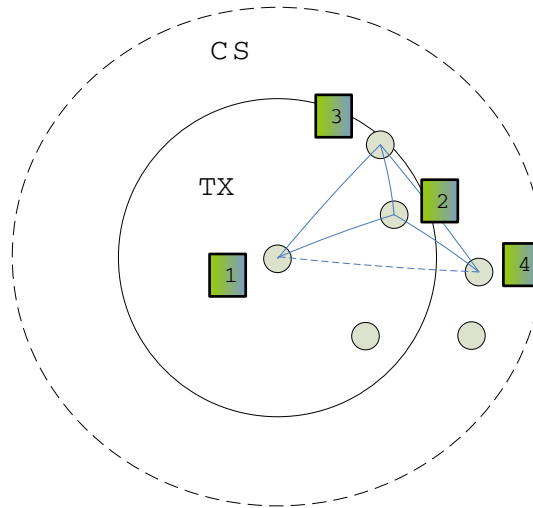


Рис. 4. Случай 2

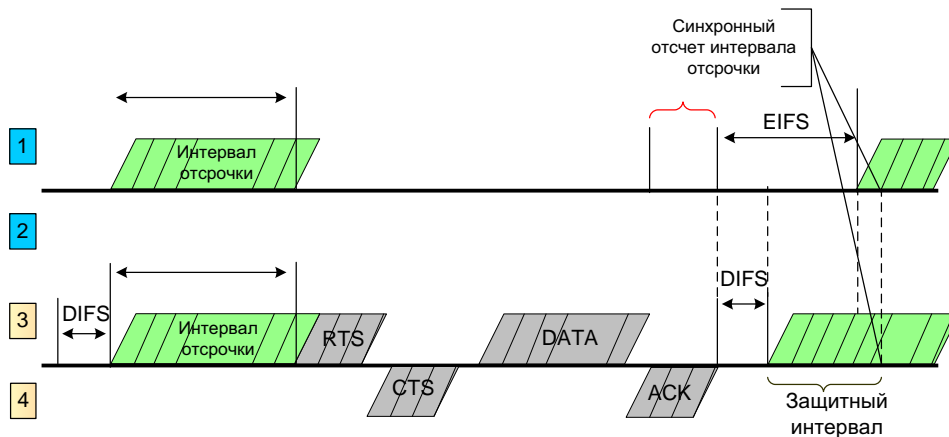


Рис. 5. Защитный интервал

Сначала оценим пропускную способность соединения $1 \rightarrow 2$. На рис. 5 показано, что после того, как станция 3 получила кадр ACK подтверждения от станции 4, она должна подождать время DIFS, в то время как станция 1 не может декодировать этот кадр и должна ждать время EIFS ($EIFS > DIFS$). Таким образом, возникает так называемый защитный интервал (ЗИ), внутри которого станция 3 может начать свою передачу, не соревнуясь за канал со станцией 1. Длина ЗИ в слотах равна $d = \lceil \hat{d} \rceil$, где $\hat{d} = \frac{EIFS - DIFS}{\sigma}$, а d – целая часть \hat{d} . Вероятность того, что станция 3 начнет свою передачу внутри ЗИ, равна $p_d = \frac{d+1}{W_0}$.

Пусть станция 3 начала передавать внутри ЗИ. После этой передачи ситуация с ЗИ повторяется, причем такая цепочка последовательных передач может быть потенциально бесконечной и в среднем содержит $\frac{pd}{1-pd}$ дополнительных передач станции 3, выполняемых без конкуренции за канал со станцией 1, что является причиной неравномерного распределения пропускной способности между соединениями. Таким образом, выражение для $l_a^{(1)}$ будет следующим:

$$l_a^{(1)} = l_s + \hat{d}\sigma + \frac{pd}{1-pd} \left(l_s + \frac{d}{2}\sigma \right). \quad (7)$$

Значение \hat{d} не является целым, поэтому после передачи станции 3 станции 1 и 3 отсчитывают свои интервалы отсрочки асинхронно и, следовательно, не могут вступить в коллизию (время RX/TX переключения станции из режима приема в режим передачи пренебрежимо мало). Они вновь синхронизируются после успешной передачи станции 1 или коллизии. Поэтому попытка передачи станции 1 будет неудачной, если станция 3 не передает в течение интервала отсрочки станции 1 и начинает передачу одновременно со станцией 1. В результате имеем следующую формулу для вероятности коллизии:

$$p_{c_i}^{(1)} = \tau_3^{(1)} \frac{1}{W_i} \sum_{b=0}^{W_i-1} (1 - \tau_3^{(1)})^b = \frac{1 - (1 - \tau_3^{(1)})^{W_i}}{W_i}, \quad i = \overline{0 \dots N-1}. \quad (8)$$

Зная $\tau_3^{(1)}$, находим показатели производительности соединения $1 \rightarrow 2$, используя (1), (2) и (3).

Теперь перейдем к оценке производительности соединения $3 \rightarrow 4$. Во-первых, необходимо учесть ЗИ. При первой попытке передачи пакета станция 3 не испытывает конкуренции со стороны станции 1 с вероятностью pd . Поэтому, с вероятностью pd станция 3 отсчитывает в среднем $\frac{d}{2}$ пустых слотов и успешно передаст свой пакет.

С вероятностью $1 - pd$ станция 3 начнет передачу вне ЗИ. Она отсчитывает d пустых слотов и в среднем $\left(\frac{W_0-d-1}{2}\right)$ виртуальных слотов, которые могут быть заполнены передачами станции 1. Следовательно, формула для длительности первой попытки выглядит следующим образом:

$$a_0^{(3)} = pd \left(l_s + \frac{d}{2}\sigma \right) + (1 - pd) \left[d\sigma + \frac{W_0 - d - 1}{2} t_{slot}^{(3)} \right] + (1 - p_{c_0}^{(3)})l_s + p_{c_0}^{(3)}l_c. \quad (9)$$

Как уже отмечалось, после передачи станции 3 станции 1 и 3 асинхронны. Если в один из виртуальных слотов станции 3 станция 1 вела передачу, они вновь становятся синхронны. Кроме того, коллизия невозможна в течение ЗИ. Поэтому вероятность первой коллизии для станции 3 будет следующей:

$$\begin{aligned} p_{c_0}^{(3)} &= (1 - pd)\tau_1^{(3)} \frac{1}{W_0 - d - 1} \sum_{i=1}^{W_0-d-1} (1 - (1 - \tau_1^{(3)})^i) \\ &= (1 - pd) \left[\tau_1^{(3)} - \frac{(1 - \tau_1^{(3)})(1 - (1 - \tau_1^{(3)})^{W_0-d-1})}{W_0 - d - 1} \right]. \end{aligned}$$

После первой же коллизии станции, очевидно, будут синхронны, поэтому

$$p_{c_i}^{(3)} = \tau_1, \quad i = \overline{1 \dots N-1}.$$

$\tau_1^{(3)}$ и $\tau_3^{(1)}$ находятся из (4) и (5), причем компоненты (4) при нахождении $\tau_3^{(1)}$ несколько меняются из-за того, что станция 1 не отсчитывает интервал отсрочки внутри ЗИ:

$$f_3 = 1 - p_d + \sum_{i=1}^{N_r-1} \prod_{j=0}^{i-1} p_{c_j}^{(3)} \quad \text{и} \quad w_3 = (1 - p_d) \frac{W_0 - d - 1}{2} + \sum_{i=1}^{N_r-1} \frac{W_i - 1}{2} \prod_{j=0}^{i-1} p_{c_j}^{(3)}.$$

2.4. Случай 3

Рассмотрим следующий случай (рис. 6), при котором станции 1 и 4 вовсе не “слышат” друг друга (т.е. находятся вне CS-области).

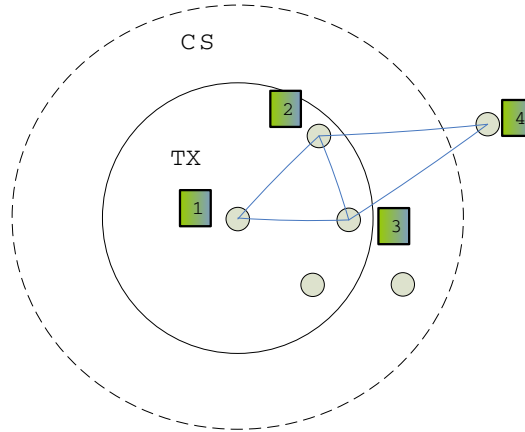


Рис. 6. Случай 3

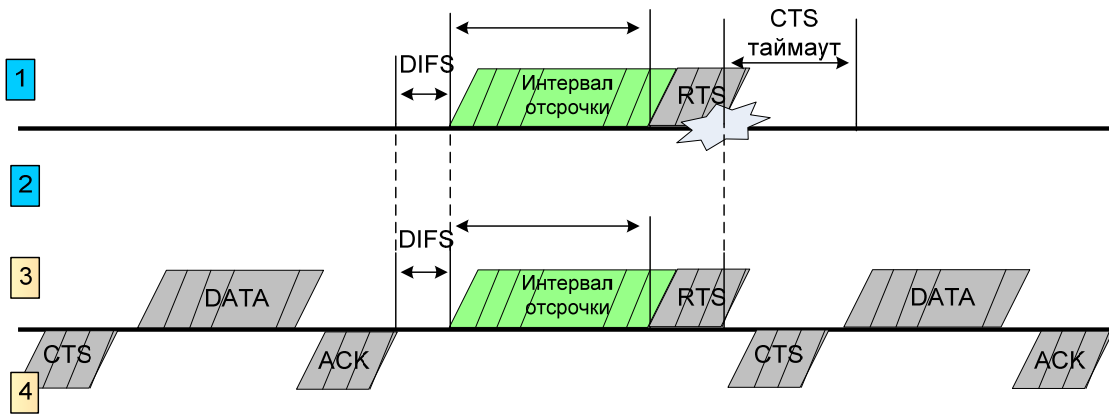


Рис. 7. Коллизия в случае 3

Как показано на рис. 7, в случае одновременной передачи станций 1 и 3 коллизия произойдет на станции 2, но не на станции 4, поскольку она скрыта от станции 1. Поэтому станции 3 и 4 успешно продолжают обмен кадрами. Это значит, что с точки зрения станции 1 длительность коллизии равна времени l_s успешной передачи. Далее используем общий метод с $p_{c_i}^{(3)} = 0$ для всех i и $\tau_3^{(1)} = 2/(W_0 + 1)$, поскольку конкурентное окно станции 3 всегда минимально.

2.5. Случай 4

В этом случае станции 1 и 4 не слышат друг друга вовсе, а станции 1 и 3 так же, как и станции 2 и 4 находятся в пределах CS-области друг друга (см. рис 8).

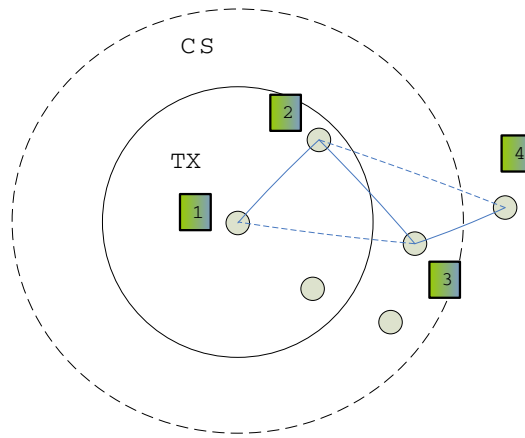


Рис. 8. Случай 4

Данный случай схож со случаем 2. После передачи кадра данных станцией 3 станция 1 не сможет декодировать кадр данных и будет вынуждена ждать время EIFS до возобновления отсчета слотов отсрочки, в то время как станции 3 необходимо ждать меньший интервал SIFS+ACK+DIFS. Поэтому аналогично случаю 2 появляется ЗИ, во время которого станция 3 может начать свою передачу, не испытывая конкуренции со стороны станции 1 (см. рис. 9).

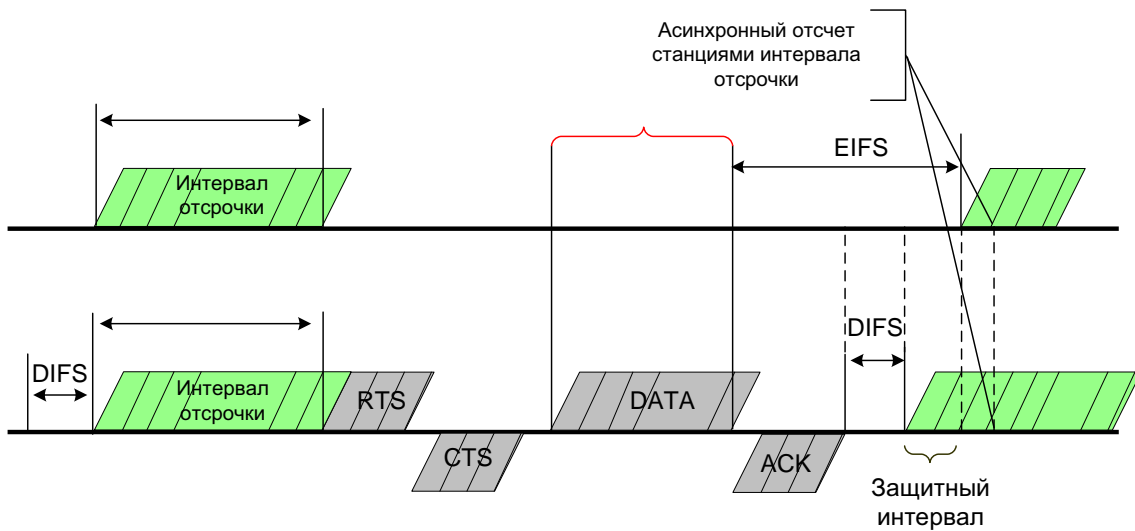


Рис. 9. Процесс пересылки пакетов. Случай 4

Длина ЗИ в этом случае равна $d = \left[\hat{d} = \frac{EIFS - (SIFS + ACK + DIFS)}{\sigma} \right]$ слотов, и формула (7) верна с этим новым значением d . Однако в отличие от случая 2 станции 1 и 3 становятся синхронны только после успешной передачи станции 1, но не после коллизии. Более того,

аналогично случаю 3, если станции начнут передавать одновременно, коллизия произойдет только на станции 2, но не на станции 4. Поэтому показатели производительности для соединения $3 \rightarrow 4$ находятся с помощью формул (1), (2), (3), (9) и $p_{c_i}^{(3)} = 0$ для всех i . Как и в случае 3, конкурентное окно станции 3 всегда минимально, поэтому ее вероятность передачи равна $\tau_3^{(1)} = 2/(W_0 - d + 1)$.

Заметим, что в отличие от случая 2 лишь одна коллизия возможна для соединения $1 \rightarrow 2$. В самом деле, пусть на станции 2 произошла коллизия, тогда станция 3 в любом случае завершит свою передачу успешно и станции 1 и 3 станут асинхронны, поэтому вероятность последующих коллизий равна нулю. Таким образом, вероятность $p_{c_0}^{(1)}$ первой коллизии для станции 1 вычисляется согласно (8), в то время как $p_{c_i}^{(1)} = 0$ для $i = \overline{1..N_r - 1}$, а также $p_{rej} = 0$. Для соединения $1 \rightarrow 2$ длительность коллизийного слота равна времени успешной передачи станции 3, включая возможные дополнительные передачи из-за наличия ЗИ, т.е. $l_c^{(1)} = l_a^{(1)}$. Вероятность передачи $\tau_1^{(3)}$ находится с помощью общего метода.

2.6. Случай 5

В случае 5 лишь станции 2 и 3 слышат друг друга (см. рис. 10). Поскольку станция 1 вовсе не слышит станцию 3, то она может начать свою передачу в любое время, вне зависимости от поведения станций 3 и 4. В частности, отсчет DIFS станцией 3 может быть прерван посылкой ответного кадра CTS станцией 2.

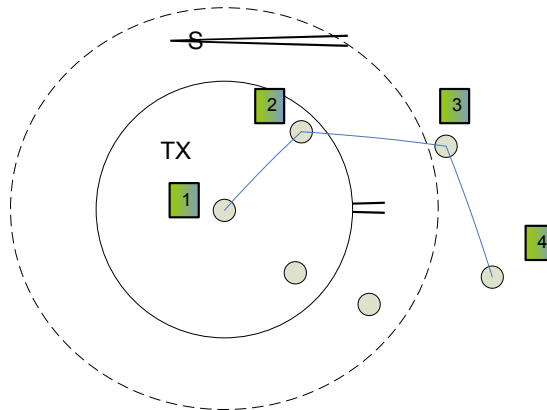


Рис. 10. Случай 5

В данном случае удобно интерпретировать $\tau_1^{(3)}$ как вероятность того, что станция 2 начнет отвечать кадром CTS во время отсчета станцией 3 интервала отсрочки или DIFS. Длительность виртуального слота станции 3, заполненного успешной передачей станции 1, равна $l_a^{(3)} = l_s - RTS - SIFS$, поскольку станция 3 не слышит кадр RTS, посланный станцией 1.

Так как станция 2, использующая механизм виртуального прослушивания канала, не реагирует на приход кадра RTS от станции 1 в интервале от начала передачи RTS станцией 3 до окончания передачи ACK станцией 4, прерывание DIFS возможно только спустя SIFS после его начала. Длительность интервала, в течение которого станция 1 может прервать отсчет DIFS станции 3, равна $d = \left[\hat{d} = \frac{DIFS - SIFS}{\sigma} \right]$ слотам.

Аналогично случаю 3, передача станции 3 всегда успешна и ее конкурентное окно всегда минимально. Поэтому

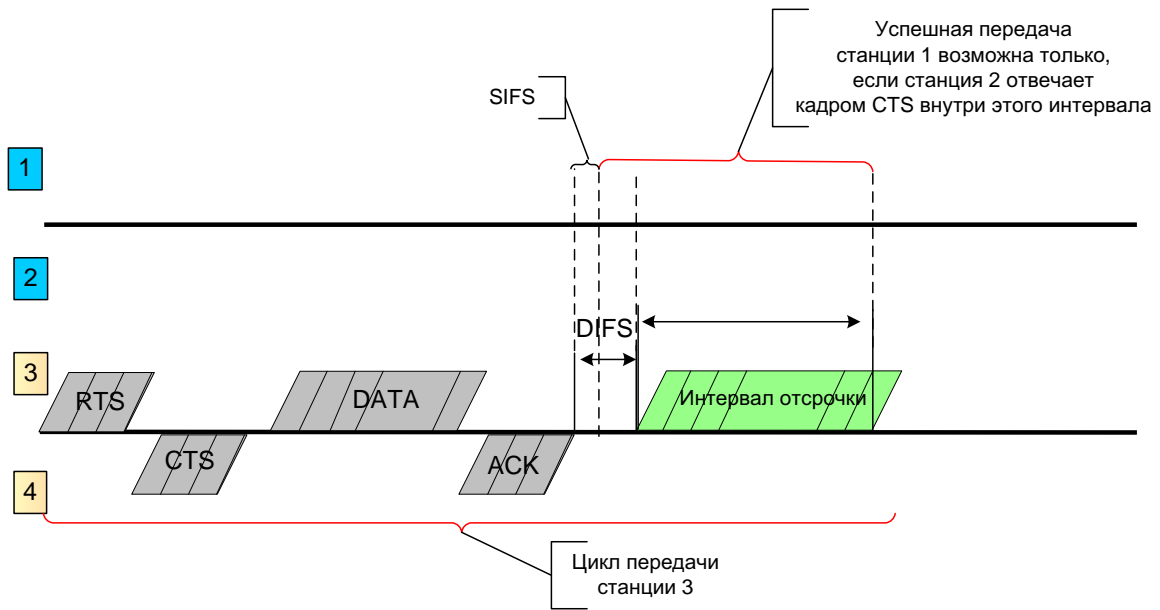


Рис. 11. Случай 5: цикл передачи соединения 3 → 4

$$E_3[SendTime] = l_s - DIFS + SIFS + \left[d + \frac{W_0 - 1}{2} \right] l_{slot}^{(3)}. \quad (10)$$

Теперь рассмотрим соединение 1 → 2. Передача станции 1 будет неудачной в случае, если она началась либо за время (RTS+SIFS) до передачи станции 3, либо внутри интервала $(l_s - RTS - DIFS)$ после начала передачи станции 3 (см. рис. 11). Цикл передачи станции 3 состоит из самой передачи и интервала отсрочки. Станция 1 может равновероятно начать передачу кадра RTS в любой момент внутри цикла передачи станции 3 за исключением времени, когда станция 3 замораживает счетчик отсрочки из-за передачи станции 1. С учетом этого исключения длина одного цикла равна $l_{cycle}^{(3)} \approx l_s + \frac{W_0 - 1}{2} \sigma$. Тогда находим вероятность коллизии как следующее отношение:

$$p_{c_i}^{(1)} = p_c = \frac{SIFS + l_s - DIFS}{l_{cycle}^{(3)}} \quad (11)$$

и оцениваем показатели производительности соединения 1 → 2, используя общий метод и учитывая, что в этом случае $l_a^{(1)} = \sigma$ и $l_c^{(1)} = RTS + T_c$. Для нахождения $\tau_1^{(3)}$ воспользуемся (3).

2.7. Случай 6

В случае 6 станции 2 и 3 находятся в CS-области друг друга. Остальные станции полностью скрыты друг от друга (см. рис. 12). Аналогично случаю 5 станция 1 может начать свою передачу независимо от поведения станций 3 и 4, поэтому отсчет DIFS станции 3 а также ее интервала отсрочки может быть прерван ответом станции 2.

Обмен кадрами RTS/CTS не защищает передачу данных станции 1, поскольку механизм виртуального прослушивания в этом случае не работает. Таким образом, вероятность коллизии p_c нужно разделить на два компонента: вероятность p_{cR} коллизии кадра RTS и вероятность

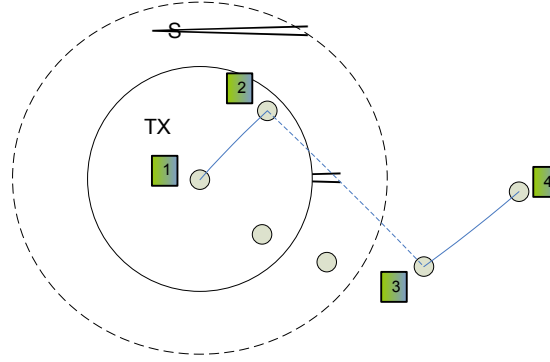


Рис. 12. Случай 6

p_{cD} коллизии кадра данных при условии, что передача RTS была успешна. Ввиду неработоспособности механизма виртуального прослушивания, станция 2 отвечает кадром CTS, даже если станция 1 послала свой RTS сразу после окончания передачи кадра данными станцией 3. Поэтому в (10) исключим SIFS из суммы и переопределим d : $d = \lceil \frac{DIFS}{\sigma} \rceil$. Как будет показано далее, если DIFS или интервал отсрочки станции 3 будет прерван кадром CTS станции 2, вслед за которым последует интервал EIFS (поскольку станция 3 не может декодировать кадр), затем интервал отсрочки станции 3 также будет прерван кадром ACK станции 2 с вероятностью $1 - p_{cD}$ (см. рис. 13). Следовательно, $l_a^{(3)} = CTS + EIFS + (1 - p_{cD})(ACK + EIFS)$. Далее используем (10) для нахождения $E_3[SendTime]$.

Теперь найдем вероятности коллизии для станции 1. Как и в случае 5, введем понятие цикла передачи как интервала времени между окончаниями двух последовательных передач кадров данными станцией 3. Пусть $t = 0$ соответствует моменту начала цикла передачи. Передача кадра RTS станции 1 успешна, если она начинается в момент $t_1 \in I(b) = [0, \Delta + b\sigma]$, где $\Delta = SIFS + ACK + DIFS - RTS$ и $b \in [0, W_0 - 1]$ – время отсрочки станции 3. Очевидно, средняя длина интервала $I(b)$ успеха RTS равна $l_s^{RTS} = \Delta + \frac{W_0 - 1}{2}\sigma$. Тогда (11) изменяется следующим образом:

$$p_{cR} = 1 - \frac{l_s^{RTS}}{l_{cycle}^{(3)}}.$$

Даже если станция 1 успешно передает свой кадр RTS, следующий за ним кадр данных может быть искажен последующей передачей кадра RTS станцией 3, и вероятность коллизии данных зависит от интервала отсрочки b станции 3.

Если станция 1 начала свою передачу в момент времени $t_1 \in I(b)$, она завершит передачу кадра данных в момент времени

$$t_1^c = t_1 + RTS + 2 \cdot SIFS + CTS + DATA.$$

Кадр CTS станции 2 прерывает или DIFS станции 3, если $t_1 < \Delta - SIFS$, или ее интервал отсрочки. Следовательно, станция 3 закончит отсчитывать интервал отсрочки в момент времени

$$t_3^c = t_1 + RTS + SIFS + CTS + EIFS + b\sigma - \max\{0, t_1 - \Delta + SIFS\}.$$

Очевидно, что кадр данных станции 1 будет передан успешно, если $t_3^c \geq t_1^c$, то есть,

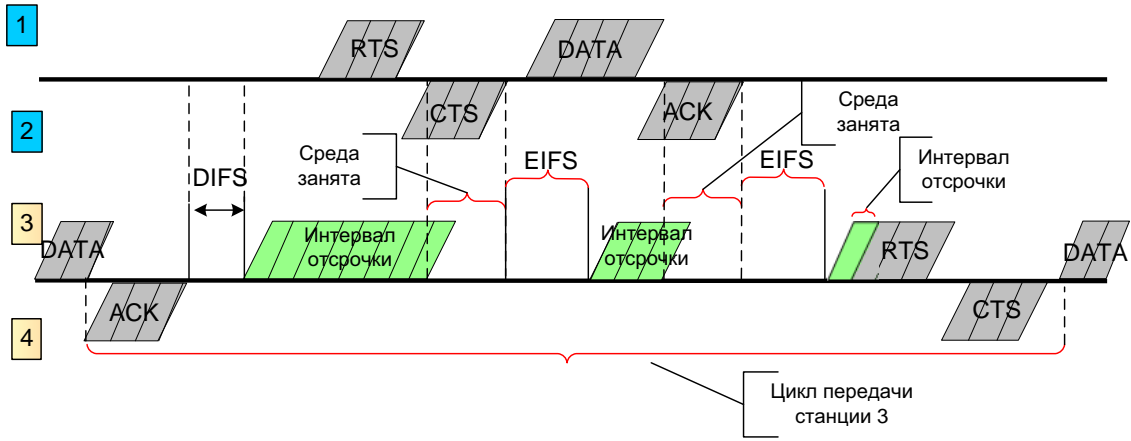


Рис. 13. Случай 6: цикл передачи

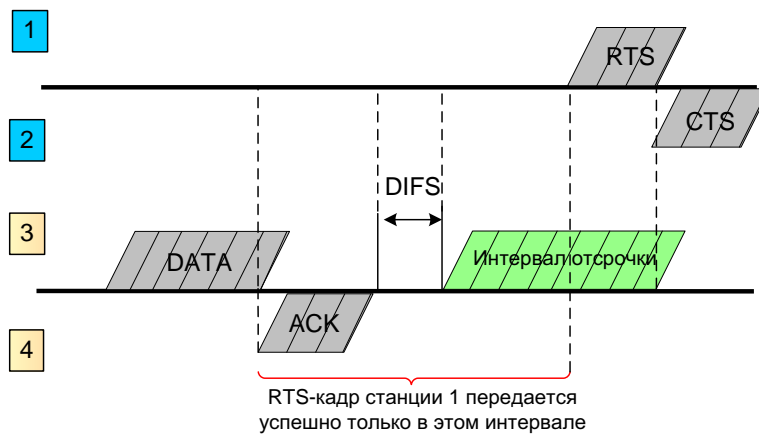


Рис. 14. Случай 6: интервал успешной передачи кадра RTS станцией 1

$$b > b_0 = [(DATA + SIFS - EIFS)/\sigma] \text{ и } t_1 \leq \Delta_1 + b\sigma,$$

где

$$\Delta_1 = EIFS + ACK + DIFS - SIFS - RTS - DATA.$$

Таким образом,

$$p_{cD} = 1 - \frac{1}{W_0 l_s^{RTS}} \sum_{b=b_0+1}^{W_0-1} (\Delta_1 + b\sigma) = 1 - \frac{W_0 - 1 - b_0}{W_0 l_s^{RTS}} \left(\Delta_1 + \sigma \frac{W_0 + b_0}{2} \right).$$

Поскольку число попыток передачи кадра RTS перед каждой передачей кадра данных и число попыток передачи кадра данных ограничены соответственно пределами N_r и N_d , вероятность отказа вычисляется по следующей формуле:

$$p_{rej}^{(1)} = p_{cD}^{N_d} [1 - p_{cR}]^{N_d} + \sum_{j=1}^{N_d} [1 - p_{cR}]^{j-1} p_{cR}^{N_r} p_{cD}^{j-1}.$$

Чтобы найти $E_1[SendTime]$ и $\tau_1^{(3)}$, используем метод, предложенный в [11]. В соответствие с ним найдем вероятности $\psi_s(j, i)$, $\psi_r(j, i)$ и $\psi_d(i)$ того, что процесс передачи пакета закончится соответственно успехом или неудачей в силу достижения предела N_r или N_d при условии, что произошло соответственно i и j неудачных передач кадров RTS и DATA.

1. Пусть пакет передан успешно и при этом произошло $j < N_d$ неудачных передач кадра DATA и $i \leq (j+1)(N_r-1)$ неудачных передач кадра RTS. Вероятность такого события равна $\psi_s(j, i) = (1-p_{cD})p_{cD}^j(1-p_{cR})^{j+1}p_{cR}^i g(i, j+1)$, где $g(i, j+1)$ – целочисленная функция, означающая число способов, которыми i неудачных передач RTS могут быть помещены в $j+1$ интервалов, предшествующих каждой из передач DATA, так, чтобы каждый интервал содержал не более N_r-1 неудачных передач RTS. Эта функция вычисляется рекурсивно: $g(0, j) = 1 \quad \forall j \geq 0$, $g(i, 1) = 1 \quad \forall i < N_r$, $g(i, 1) = 0 \quad \forall i \geq N_r$,

$$g(i, j) = \sum_{k=0}^{\min(i, N_r-1)} g(i-k, j-1), \quad j \geq 2, i > 0.$$

2. Пусть пакет сброшен из-за достижения предела N_d . Вероятность такого события равна $\psi_d(i) = p_{cD}^{N_d}(1-p_{cR})^{N_d}p_{cR}^i g(i, N_d)$, где $i \leq N_d(N_r-1)$.
3. Пусть пакет сброшен из-за достижения предела N_r . Вероятность такого события равна $\psi_c(j, i) = p_{cD}^j(1-p_{cR})^j p_{cR}^i g(i-N_r, j)$, где $j < N_d$ и $N_r \leq i \leq N_r + j(N_r-1)$.

Используя эти вероятности, находим $E_1[SendTime]$, f_1 и w_1 :

$$f_1 = 1 + \sum_{j=0}^{N_d-1} \sum_{i=0}^{(j+1)(N_r-1)} (j+i)\psi_s(j, i) + \sum_{i=0}^{N_d(N_r-1)} (i+N_d-1)\psi_d(i) + \sum_{j=0}^{N_d-1} \sum_{i=N_r}^{N_r+j(N_r-1)} (i+j-1)\psi_r(j, i),$$

$$w_1 = \sum_{j=0}^{N_d-1} \sum_{i=0}^{(j+1)(N_r-1)} \bar{W}_{i+j}\psi_s(j, i) + \sum_{i=0}^{N_d(N_r-1)} \bar{W}_{i+N_d-1}\psi_d(i) + \sum_{j=0}^{N_d-1} \sum_{i=N_r}^{N_r+j(N_r-1)} \bar{W}_{i+j-1}\psi_r(j, i),$$

$$\begin{aligned} E_1[SendTime] &= \sum_{j=0}^{N_d-1} \sum_{i=0}^{(j+1)(N_r-1)} \psi_s(j, i) [\bar{W}_{i+j}\sigma + i(RTS + T_c) + j(l_s - \Delta + T_a) + l_s] \\ &+ \sum_{i=0}^{N_d(N_r-1)} \psi_d(i) [\bar{W}_{i+N_d-1}\sigma + i(RTS + T_c) + N_d(l_s - \Delta + T_a)] \\ &+ \sum_{j=0}^{N_d-1} \sum_{i=N_r}^{N_r+j(N_r-1)} \psi_r(j, i) [\bar{W}_{i+j-1}\sigma + i(RTS + T_c) + j(l_s - \Delta + T_a)], \end{aligned}$$

где T_a – АСК-таймаут и $\bar{W}_i = \sum_{k=0}^i \frac{W_{k-1}}{2}$.

3. ЧИСЛЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

В этом разделе разработанные аналитические модели применяются для оценки показателей производительности соединений $1 \rightarrow 2$ и $3 \rightarrow 4$ и проводится сравнение результатов, полученных посредством аналитических и имитационных моделей. Имитационные модели были разработаны с использованием среды GPSS World [12] и учитывают все существенные особенности стандарта [1] в предположении, что протокол IEEE 802.11a, обеспечивающий битовую скорость 54 Мбит/с, используется как протокол физического уровня. Значения параметров протокола IEEE 802.11, применяемые при моделировании, представлены в таблице 1.

Длительность слота (σ)	9 мкс
CW _{min}	16
CW _{max}	1024
Полезная нагрузка (L)	8196 бит
N_r	7
N_d	4
ACK	24 мкс
RTS	24 мкс
CTS	24 мкс
DATA	180 мкс
CTS- и ACK-таймауты (T_c, T_a)	50 мкс
DIFS	34 мкс
EIFS	94 мкс
SIFS	16 мкс

Таблица 1. Значение параметров протокола

На рис. 15 показаны пропускные способности соединений. Для каждого из случаев представлены результаты имитационного и аналитического моделирования, которые практически совпадают, что демонстрирует высокую точность разработанных аналитических моделей.

В случае 2 после окончания передачи кадра ACK станцией 4 станция 1 ждет интервал EIFS до возобновления отсчета отсрочки, в то время как станция 3 будет ждать лишь интервал времени DIFS, который намного короче EIFS. Это означает, что станция 3 имеет больше шансов повторно получить доступ к среде передачи, чем станция 1, что в свою очередь приводит к неравномерности распределения пропускной способности между двумя прямыми соединениями. Сравнение столбцов, соответствующих случаю 2 на рис. 15, показывает, что пропускная способность соединения $1 \rightarrow 2$ в 3 раза меньше пропускной способности соединения $3 \rightarrow 4$.

В случае 3 при одновременной передаче кадров RTS станциями 1 и 3 станция 4 принимает кадр RTS от станции 3 верно, а станция 2 регистрирует коллизию. Различная реакция на коллизии обуславливает отличие в пропускной способности соединений, так как: а) станция 3 не реагирует на коллизии и, как следствие, ее конкурентное окно всегда минимально; б) станция 1 увеличивает свое конкурентное окно после коллизии, тем самым снижая свой шанс в следующий раз получить доступ к среде передачи. Таким образом, распределение пропускной способности сети между прямыми соединениями остается неравномерным, хотя и в меньшей степени, чем в случае 2: см. соответствующие столбцы на рис. 15.

В случае 4 на распределение пропускной способности сети оказывают влияние два эффекта: ненадежная работа механизма виртуального контроля несущей (как и в случае 2) и различная реакция на коллизии (как и в случае 3). Степень несправедливости распределение пропускной способности в этом случае меньше, чем в случае 2, но больше, чем в случае 3.

В случаях 5 и 6 станция 1 абсолютно скрыта от станций 3 и 4, что приводит к крайней неравномерности распределения пропускной способности между прямыми соединениями. С

высокой вероятностью станция 1 передает кадр RTS в течение обмена кадрами между станциями 3 и 4 и соответственно не получает ответа от станции 2. Очень быстро конкурентное окно станции 1 приближается к значению максимальному значению, уменьшая с каждой попыткой шансы станции 1 получить доступ к среде передачи. Конкурентное окно станции 3, напротив, всегда минимально, поскольку передача станции 3 всегда успешна. Рис. 15 показывает, что в случае 5 пропускные способности прямых соединений $1 \rightarrow 2$ и $3 \rightarrow 4$ отличаются на порядок. В случае 6 механизм RTS/CTS не может защитить данные, передаваемые станцией 1, от коллизий, что еще более ухудшает распределение пропускной способности: пропускная способность соединения $1 \rightarrow 2$ чрезвычайно мала, а пропускная способность соединения $3 \rightarrow 4$, в свою очередь, практически равна общей пропускной способности сети.

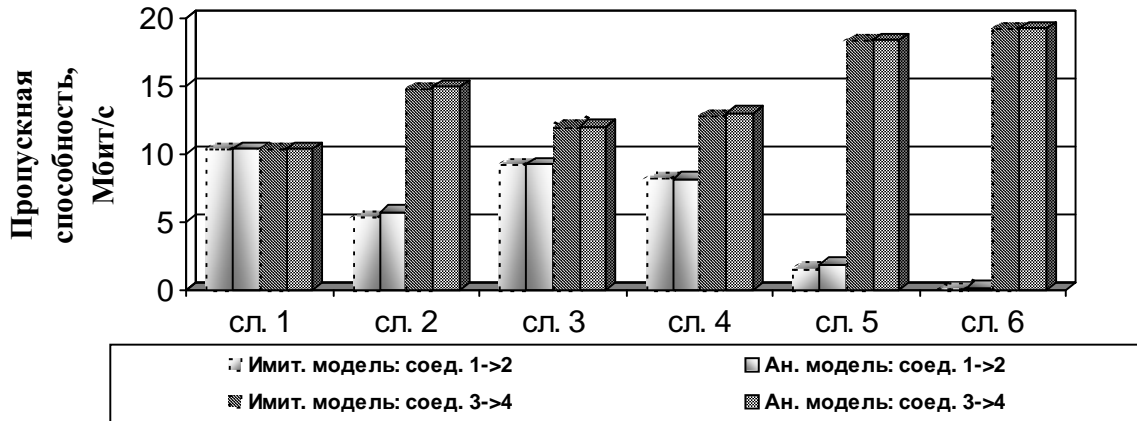


Рис. 15. Пропускные способности соединений в различных случаях

На рис. 16 показаны значения еще одного показателя производительности – среднего времени передачи пакета $E[SendTime]$ – в каждом из рассмотренных случаев. В случае 2 этот показатель для соединения $1 \rightarrow 2$ почти в три раза больше, чем для соединения $3 \rightarrow 4$. В случаях 3 и 4 эта разница не столь велика. Однако в случаях 5 и 6 различия в среднем времени передачи пакета весьма значительны: в случае 6 столбец, соответствующий соединению $1 \rightarrow 2$, почти в двадцать раз выше столбца для соединения $3 \rightarrow 4$.

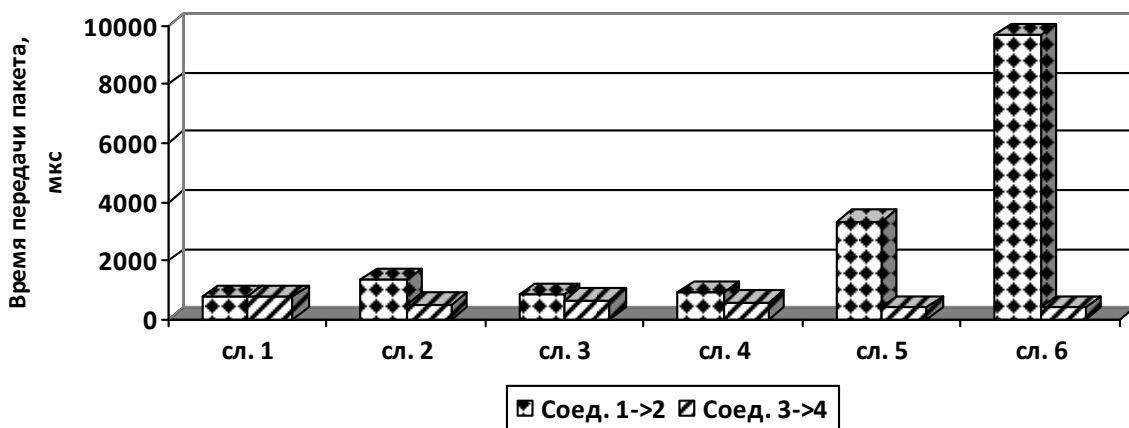


Рис. 16. Среднее время передачи пакета в различных случаях

В таблице 2 показаны вероятности сброса пакетов. Для случаев 1–4 вероятности сброса пакетов практически равны нулю. В случаях 5 и 6 для соединения 1 → 2 эти вероятности неприемлемо высокие, что означает полный отказ в работе этого соединения.

Случай 1	
Соединение 1 → 2	2.00E-07
Соединение 3 → 4	2.00E-07
Случай 2	
Соединение 1 → 2	1.66E-07
Соединение 3 → 4	4.48E-15
Случай 3	
Соединение 1 → 2	3.12E-07
Соединение 3 → 4	0
Случай 4	
Соединение 1 → 2	0
Соединение 3 → 4	0
Случай 5	
Соединение 1 → 2	0.187
Соединение 3 → 4	0
Случай 6	
Соединение 1 → 2	0.69
Соединение 3 → 4	0

Таблица 2. Вероятности сброса пакета

4. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Данная работа посвящена изучению влияния взаимной интерференции прямых соединений на распределение пропускной способности в сетях IEEE 802.11. Рассмотрены несколько случаев расположения двух прямых соединений. Для каждого из случаев разработана аналитическая модель, позволяющая оценить такие показатели производительности соединения, как пропускная способность, среднее время передачи одного пакета и вероятность сброса пакета. В этих моделях принимаются во внимание следующие эффекты:

1. Использование разных межкадровых интервалов (EIFS вместо DIFS) из-за ненадежной работы механизма виртуального прослушивания канала.
2. Чередование интервалов синхронного и асинхронного отсчета интервалов отсрочки станциями-отправителями, причем коллизии невозможны при асинхронном отсчете.
3. Одновременная передача кадров двумя станциями может восприниматься как коллизия лишь для одной станции.
4. Неработоспособность механизма виртуального прослушивания канала в случае, когда отправитель одного соединения скрыт от отправителя и получателя другого соединения.

Применяя построенные модели, показывается, что первый и третий эффекты ведут к значительной неравномерности распределения ресурса канала (пропускные способности соединений могут отличаться в два или три раза). Последний эффект в списке даже может вызвать отказ одного соединения, когда вероятность сброса пакета становится слишком высокой.

В последнее время на заседаниях Комитета IEEE 802 по стандартам локальных и городских сетей предложено несколько различных подходов для защиты прямых соединений от взаимной интерференции и обеспечения равномерного распределения пропускной способности в сетях

типа hot spot. Согласно одному из этих подходов перед передачей кадра данных инициатор передачи по прямому соединению обменивается кадрами RTS и CTS с точкой доступа, а не со станцией-получателем. При этом значения поля длительности в кадрах RTS и CTS устанавливаются такими, чтобы полностью “накрыть” ожидаемую последовательность кадров по прямому соединению, включая кадр подтверждения. Поскольку кадр CTS, посланный точкой доступа, принимают все станции сети, они воздерживаются от передачи на указанный период времени. Таким образом прямое соединение оказывается защищенным от воздействия скрытых станций. Однако, данный подход, защищая одно прямое соединение, в то же время препятствует параллельной передаче по всем другим соединениям. Когда в сети имеется два или более пространственно разнесенных (изолированных друг от друга) соединений, они могут работать параллельно, и пропускная способность сети увеличивается в несколько раз. К сожалению, предложенный подход не позволяет использовать эту потенциальную возможность резкого повышения производительности сети.

Авторами данной работы совместно с другими исследователями было предложено другое решение [13], направленное на защиту прямых соединений. В основе его лежит идея пересылки через точку доступа (путем установки в единицу бита ToDS в заголовке [1]) специального ширококвещательного кадра DLA (Direct Link Announcement), анонсирующего передачу по прямому соединению. Кадр содержит в себе MAC-адреса источника и получателя планирующейся прямой передачи, список MAC-адресов соседних станций, которые попадают в область покрытия, т.е. тех, с которыми может произойти коллизия, а также длительность прямой передачи. Этот список может быть получен средствами радиоизмерения, определяемыми в дополнении 802.11k [14] к стандарту [1].

После того как точка доступа пересылает ширококвещательный кадр DLA, станция-источник, получившая “свой” кадр DLA, спустя интервал PIFS (PIFS<DIFS) начинает передачу кадров данных по прямому соединению, избегая таким образом конкуренции с другими станциями. В течение этой передачи станции, включенные в список, не могут быть ни передатчиками, ни получателями во избежание возможных коллизий. Станциям, не включенным в список, разрешен обмен кадрами параллельно с анонсируемой передачей без отправки собственных кадров DLA. Очевидно, что это решение сохраняет всю выгоду от параллельной работы пространственно разнесенных соединений.

Для mesh-сетей также можно рассмотреть несколько способов защиты прямых соединений от взаимной интерференции и соответственно обеспечения равномерного распределения пропускной способности. Во-первых, можно использовать механизм детерминированного доступа MDA (Mesh Deterministic Access) [2] для резервирования канала, при котором приемник и получатель включают в свои синхрокадры (биконы) специальные анонсирующие информационные элементы для поддержки резервирования. Во-вторых, проблема интерференции может быть решена путем применения эффективных маршрутных решений: если на одном из соединений наблюдается высокая нагрузка, необходимо минимизировать использование близлежащих соединений. В-третьих, можно использовать многоканальный режим работы mesh-сети, когда mesh-устройства используют несколько радиointерфейсов, каждый из которых настроен на отдельный канал. Назначение каналов для радиointерфейсов соответствующим образом позволяет избежать случаев (таких, как случаи 5 и 6 в разделе 2), когда интерференция приводит к серьезному замедлению работы соединения или даже к его отказу. Математические модели, полученные в данной работе, могут послужить основой создания эффективных методов оценки производительности mesh-сетей, необходимых для разработки алгоритмов назначения каналов.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. IEEE Std 802.11-2007, Revision of IEEE Std 802.11-1999. *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 Amendment to Standard. *Mesh Networking*. March 2008.
3. 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.
4. Duffy K., Leith D.J., Li T., Malone D. Modeling 802.11 mesh networks. *IEEE Comm. Letters*, 2006, vol. 10, no. 8, pp. 635-637.
5. Xu S., Saadawi T. Does the IEEE 802.11 MAC Protocol Work Well in Multihop Wireless Ad Hoc Networks? *IEEE Comm. Magazine*, 2001, vol. 39, no. 6, pp. 130-137.
6. Huang X.L., Bensaou B. On Max-Min Fairness and Scheduling in Wireless Ad Hoc Networks: Analytical Framework and Implementation. Proc. *ACM MobiHoc*, Oct. 2001, pp.221-231.
7. Jiang L.B., Liew S.C. Improving Throughput and Fairness by Reducing Exposed and Hidden Nodes in 802.11 Networks. *IEEE Trans. Mobile Comput.*, 2008, vol. 7, no. 1, pp. 34-49.
8. Ng P.C., Liew S.C. Offered Load Control in IEEE 802.11 Multi-Hop Ad Hoc Networks. Proc. *First IEEE Int'l Conf. Mobile Ad Hoc and Sensor System (MASS'04)*, Oct 2002.
9. Bianchi G. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function. *IEEE J. Selected Areas in Commun.*, 2000, vol. 18, no. 3, pp. 535-547.
10. Cali F., Conti M., Gregori E. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit. *IEEE/ACM Trans. Networking*, 2000, vol. 8, no. 6. pp. 785-799.
11. Vishnevsky V.M., Lyakhov A.I. 802.11 LANs: Saturation Throughput in the Presence of Noise. Proc. of *2nd Int. IFIP TC6 Networking Conf. (Networking 2002)*, Pisa, Italy, May 19-24, 2002. - *Lecture Notes in Computer Science*, 2002, vol. 2345, pp. 1008-1019.
12. GPSS World®, available on <http://www.minutemansoftware.com>
13. Seok Y., Lyakhov A., Safonov A., Yakimov M., Kim Y. Fair and Protected DLS. *IEEE 802.11-07/2061r1*, September 2007.
14. IEEE P802.11k/D13.0, Draft Amendment to Standard. *Radio Resource Measurement of Wireless LANs*. March 2008