

ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТЬ БЕСПРОВОДНЫХ СЕТЕЙ СТАНДАРТА IEEE 802.11

А. В. Зюльков, А. А. Ефанов

*Воронежский государственный университет
ОАО Концерн «Созвездие»*

Поступила в редакцию 01.10.2010 г.

Аннотация: представлен обзор по материалам зарубежной печати современных моделей и методов оценки производительности протокола доступа к среде передачи данных беспроводных сетей стандарта IEEE 802.11.

Ключевые слова: беспроводные сети, IEEE 802.11 DCF, анализ работы, насыщение, пропускная способность, задержка доступа к среде, марковская модель, производящая функция.

Abstract: the review on materials of a foreign press of modern models and methods of an estimation of productivity of the protocol media access control of data transmission of wireless networks of standard IEEE 802.11.

Key words: wireless LAN, IEEE 802.11 DCF, performance analysis, saturation, throughput, medium access delay, markov chain model, generating function.

1. ВВЕДЕНИЕ

Беспроводные локальные сети стандарта IEEE 802.11 (далее просто 802.11) получают все большее распространение во многом благодаря тому, что они просты в развертывании и удобны в эксплуатации. Гибкость архитектуры, т.е. возможность динамического изменения топологии сети при подключении, передвижении и отключении мобильных пользователей без значительных потерь времени, высокая скорость передачи информации (до 54 Мбит/с и выше), быстрота проектирования и развертывания, отказ от прокладки или аренды оптоволоконного или медного кабеля являются неоспоримыми преимуществами беспроводных локальных сетей.

Рабочая группа 802.11 вырабатывает стандарты на беспроводные сети на двух уровнях: уровне доступа к среде передачи данных (MAC — Media Access Control), и физическом уровне (PHY — Physical layer). Для построения беспроводной сети стандарта 802.11 могут быть использованы различные реализации физического уровня протокола. Широкий выбор практических реализаций обусловлен наличием ряда физических сред, применяемых для передачи кадра и нескольких различных радиочастотных диапазонов. Наиболее часто используемыми являются спецификации FHSS (Fre-

quency Hopping Spread Spectrum), DSSS (Direct Sequence Spread Spectrum), IR (Infrared). Все варианты физического уровня работают с одним и тем же алгоритмом уровня MAC, однако некоторые параметры уровня MAC зависят от используемого физического уровня.

Регулирование совместного использования среды передачи данных определяется на уровне доступа к ней. Именно на MAC-уровне устанавливаются правила совместного использования среды передачи данных одновременно несколькими узлами беспроводной сети. Подуровень MAC стандарта 802.11 управляет механизмом, обеспечивающим беспрепятственный доступ к среде передачи.

Архитектура 802.11 призвана решать более сложные проблемы, чем в контролируемой проводной среде Ethernet (MAC протокол 802.3). Станции стандарта 802.11 не обладают способностью обнаруживать коллизии, как это делают Ethernet-станции, осуществляющие множественный доступ к сети с контролем несущей и обнаружением коллизий. Вследствие этого для доступа к среде необходим более сложный и масштабируемый подуровень MAC при минимальных дополнительных издержках.

Утвержденный IEEE механизм доступа для сетей стандарта 802.11 это распределенная функция координации (DCF — Distributed Coordination Function), представляющая собой

схему случайного доступа, основанную на механизме множественного доступа с контролем несущей и предотвращением коллизий (CSMA/CA). Повтор коллизионных пакетов осуществляется на основании усеченного экспоненциального двоичного алгоритма отсрочки, аналогичного используемому в методе CSMA/CD для проводных сетей 802.3 [1—3 и др.]. Стандарт также дополнительно определяет точечную функцию координации (PCF — Point Coordination Function) представляющую собой способ централизованного управления передачей и применяемый при обмене данными, критичными к задержкам доведения.

Несмотря на достаточно большое время, прошедшее с момента разработки стандарта 802.11 интерес к нему не ослабевает, что подтверждается большим количеством работ, посвященных оценке эффективности функционирования протокола в различных условиях. В этих работах, направленных на создание эффективных методов анализа, разрабатываются и исследуются различные модели канального уровня протокола, используются разнообразные подходы для оценки пропускной способности, времени задержки при обслуживании, и других важных показателей работоспособности беспроводных сетей. При создании аналитических моделей таких сложных систем неизбежными являются некоторые допущения и предположения, которые с одной стороны упрощают анализ, а с другой, позволяют получить лишь приближенные результаты с ограниченной областью применения.

В ранних работах пропускная способность протокола 802.11 под управлением механизма DCF изучалась либо экспериментально, либо путем упрощенного имитационного моделирования, основанного на предположениях, существенно упрощающих реальный алгоритм функционирования. С течением времени ситуация менялась: появлялись новые аналитические модели и методы исследования, постоянно совершенствовались существующие, позволяя получать все более точные и полные оценки эффективности функционирования беспроводных сетей.

Целью данной работы является краткий обзор зарубежных работ, систематизация основных методов оценки производительности беспроводных локальных сетей на основе протокола 802.11 DCF и ключевых результатов,

полученных в данной области. Особое внимание при этом будет уделено методам исследования временных задержек, неизбежно возникающих из-за потерь кадров данных вследствие коллизий или битовых ошибок в канале.

В рассматриваемых работах случайные временные задержки описываются либо на основе своих начальных вероятностных моментов, либо заданием вероятностного распределения. Преимущество последнего способа, при наличии простых замкнутых выражений, состоит в возможности использования полученных результатов для оптимизации и адаптации параметров протокола MAC уровня, а также их использовании для исследования эффективности протоколов более высоких уровней и расчета различных вероятностно-временных характеристик (VBX) работы беспроводных сетей.

2. РАСПРЕДЕЛЕННОЕ УПРАВЛЕНИЕ В БЕСПРОВОДНЫХ СЕТЯХ 802.11

В режиме распределенного управления (схема DCF) информационные пакеты передаются в общем случае двумя способами. Короткие пакеты, чья длина не превышает некоторого предела P , передаются с помощью механизма базового доступа. При этом механизме, станция, успешно принявшая кадр, содержащий информационный пакет, спустя короткий интервал SIFS (Short Interframe Space) немедленно отвечает положительным подтверждением ACK (acknowledgement). Явная передача ACK необходима, поскольку в беспроводной среде передатчик не может определить, успешно ли получен его пакет, основываясь лишь на прослушивании канала.

В случае если длина пакета превышает порог $\bar{P}$, передача информационного кадра предваряется запросом на передачу — кадром RTS (Request to Send) направляемым к принимающей станции, которая спустя SIFS отвечает разрешающим кадром CTS (Clear to Send). Далее в соответствии с описанной выше процедурой, передающее устройство отправляет кадр с данными и дожидается подтверждения ACK [1—3 и др.]. Данный способ передачи пакетов носит название RTS/CTS. Коллизия в этом случае может произойти только с RTS пакетом и обнаруживается отсутствием CTS подтверждения. Значение $\bar{P}$ выбирается в результате

разумного компромисса между накладными расходами механизма RTS/CTS, заключающемся в передаче двух дополнительных кадров RTS и CTS, и выигрышем в длительности коллизии. Отметим, что длительность коллизии определяется максимальной длиной информационных кадров, участвующих в коллизии. А при использовании механизма RTS/CTS она равна длительности передачи короткого кадра RTS.

Режим доступа DCF требует синхронизации станций. В спецификации 802.11 эта проблема решается достаточно просто — временные интервалы начинают отсчитываться от момента окончания передачи очередного кадра. Это не требует передачи каких-либо специальных синхронизирующих сигналов. Стандарт 802.11 подразумевает выход на передачу только в начале каждого временного слота, а размер слота выбирается таким образом, чтобы обеспечить обнаружение передачи пакета любой другой станцией [1, 4, 5 и др.]

Станция, перед передачей нового пакета обязана предварительно прослушать среду. Если принято решение, что канал свободен в течение времени большего или равного промежутку DIFS (Distributed Interframe Space), станция начинает передачу. Иначе, если считается, что канал занят (или становится занятым в течении DIFS), станция продолжает контролировать канал до тех пор, пока он не станет свободным на длительность DIFS. В этот момент станция выбирает для передачи слот на основании разыгранной с использованием усеченного экспоненциального двоичного алгоритма отсрочки случайной задержки (backoff). Номер слота выбирается как случайное целое число, равномерно распределенное в интервале $[0, W - 1]$, где W — длительность окна конкуренции (Contention Window). Оно зависит от числа безуспешных передач пакета. При первой попытке передачи $W = W_0$, W_0 — длительность минимально возможного окна конкуренции. После каждой безуспешной попытки передачи W удваивается до достижения максимально возможного значения $W_{\max} = 2^m W_0$. В любой момент времени размер окна конкуренции равен $W_i = 2^i W_0$, где $i \in (0, m)$ — уровень (состояние) отсрочки. Таким образом, станция может находиться в одном из $m + 1$ состояний, где номер состояния i равен текущему числу попыток передачи. Если устройство повторно

передает пакет, то для определения занятости канала оно должно использовать увеличенный межкадровый интервал EIFS [1].

Длительность случайного интервала отсрочки загружается в специальный счетчик BC (backoff counter). Его значение уменьшается на единицу при прохождении каждого пустого слота пока канал свободен. Как только счетчик обнулится, устройство может занимать канал. Если до обнуления счетчика канал занимает другое устройство, счет останавливается, сохраняя достигнутое значение. При следующей попытке отсчет начинается с сохраненной величины. В результате узел, не успевший передать кадр в прошлый раз, получает больше шансов занять канал в следующий.

3. НАСЫЩЕННЫЕ СЕТИ

Как было отмечено, в ранних работах оценки производительности беспроводных сетей 802.11 проводились либо экспериментально, либо с использованием упрощенного имитационного моделирования. Существовали и аналитические модели, однако они не в достаточной мере учитывали особенности функционирования механизма обратного отсчета и, как следствие, не обладали достаточной точностью. К настоящему времени аналитические модели MAC-уровня протокола 802.11 разрабатываются в предположении высокой нагрузки (насыщенные сети) и без него. Условие насыщения сети предполагает, что очереди передачи каждой станции никогда не являются пустыми (любая станция всегда имеет в наличии пакеты для передачи). Полученные в этом предположении результаты позволяют исследовать потенциальные BBX сети. Реальные сети обычно функционируют в ненасыщенном режиме, поэтому их BBX зависят кроме всего прочего и от структуры и свойств потоков поступающих на обслуживание требований.

3.1 МАРКОВСКИЕ МОДЕЛИ ПРОТОКОЛА 802.11

Первый, наиболее подробный анализ обоих механизмов доступа к каналу (базовый и RTS/CTS) схемы DCF был проведен в работах [4,5], которые явились в некотором смысле базовыми для развития методов оценки усредненных характеристик производительности беспроводных сетей 802.11. В [4] была предложена и далее в [5] детализирована простая, но достаточно точная аналитическая модель для вы-

числения пропускной способности в предположении о конечном числе терминалов, идеальном канале и отсутствии скрытых узлов. При анализе использовалось условие насыщения сети.

В [5] применена дискретная целочисленная временная шкала работы сети, единицей которой является виртуальный слот. Виртуальные слоты не одинаковы, и каждый из них может представлять собой либо

— «пустой» слот отсрочки передачи σ , в котором ни одна из станций не осуществляет передачу и канал остается свободным;

— «успешный» слот, в котором только одна из станций передает пакет;

— «коллизийный» слот, в котором передают две или более станций.

Предполагается, что в начале каждого слота любая станция выходит на передачу с одинаковой вероятностью, равной τ . Ключевым допущением является также предположение о постоянной вероятности столкновения пакета p , переданного каждой станцией, независимо от числа совершенных повторных передач. Как показывает моделирование [5], эти предполо-

жения приводят к достаточно точным результатам, особенно когда число станций в беспроводной сети довольно большое (> 10). Поведение отдельных станций предполагается независимым и описывается марковской цепью, граф которой представлен на рис. 1.

Цепь Маркова представляет собой двумерный случайный процесс $\{s(t), b(t)\}$, где $b(t)$ и $s(t)$ — случайные процессы, описывающие состояние счетчика обратного отсчета и его уровень соответственно, для данной станции во временном слоте t . Возможными являются лишь ненулевые одношаговые переходы из одного состояния в другое, условные вероятности которых описываются следующей системой уравнений

$$\begin{cases} P\{i, k | i, k + 1\} = 1, \\ \quad \text{где } k \in (0, W_i - 2), i \in (0, m); \\ P\{0, k | i, 0\} = (1 - p) / W_0, \\ \quad \text{где } k \in (0, W_0 - 1), i \in (0, m); \\ P\{i, k | i - 1, 0\} = p / W_i, \\ \quad \text{где } k \in (0, W_i - 1), i \in (1, m); \\ P\{m, k | m, 0\} = p / W_m, \\ \quad \text{где } k \in (0, W_m - 1); \end{cases}$$

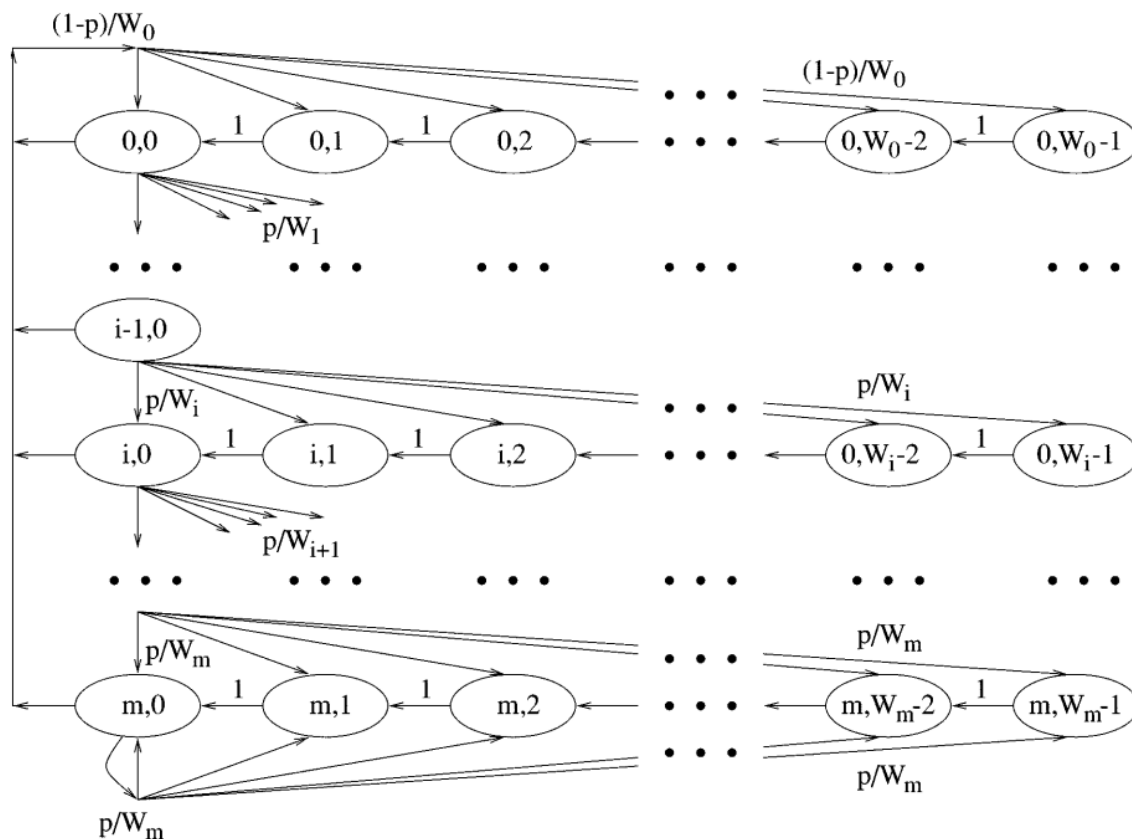


Рис. 1. Марковская модель изменения состояния станции

где $P\{i_1, k_1 | i_0, k_0\} = P\{s(t+1) = i_1, b(t+1) = k_1 | s(t) = i_0, b(t) = k_0\}$. Из этой системы уравнений могут быть получены стационарные состояния марковской цепи $b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = k\}$, где $i \in [0, m]$, $k \in [0, W_i - 1]$ с использованием которых в [5] получена система нелинейных уравнений для вероятностей передачи τ и коллизий p кадра

$$\begin{cases} \tau = \frac{2(1-2p)}{(1-2p)(W+1) + pW(1-(2p)^m)} \\ p = 1 - (1-\tau)^{n-1}. \end{cases} \quad (1)$$

Система уравнений (1) имеет единственное решение, которое может быть получено численными методами.

Для характеристики пропускной способности в [5] используется отношение среднего количества бит переданного в виртуальном временном слоте к средней длительности слота, нормированной на длительность чипа (элементарной временной посылки)

$$S = \frac{P_s P_{tr} E[P]}{(1 - P_{tr})\sigma + P_{tr} P_s T_s + P_{tr} (1 - P_s) T_c}.$$

Здесь P_{tr} и P_s — вероятности передачи в данном временном слоте и успеха при условии передачи; T_s и T_c — нормированное среднее время занятости канала при успешной передаче и в случае коллизии; σ — длительность пустого временного слота, когда ни одна из станций не передает; $E[P]$ — нормированная средняя длительность пакета (число чипов).

В [5] исследована зависимость пропускной способности от числа узлов в сети, начального размера окна конкуренции, максимального уровня отсрочки, размера используемых при передаче пакетов. Полученные в [5] выражения позволяют явно вычислить оптимальную вероятность передачи τ , при которой обеспечивается максимальная пропускная способность для данной сети. Аналитические оценки пропускной способности справедливы для обоих механизмов доступа к каналу, как в случае их раздельного использования, так и при совместном применении и могут быть адаптированы для любого распределения длин пакетов. Интересным результатом является то, что максимальная пропускная способность, достижимая при базовом механизме доступа, очень близка к пропускной способности, достижимой при ис-

пользовании RTS/CTS. Кроме того, максимальная пропускная способность практически не зависит от числа узлов в беспроводной сети.

В целом модель [5] оказалась удобной для дальнейших исследований. Так в [6] проведен анализ задержки пакетов для протокола 802.11b, который является логическим продолжением анализа пропускной способности в [5]. Результат данной работы заключается в выявлении зависимости средней задержки передачи пакета от числа станций и размера используемых кадров, как для базового, так и для RTS/CTS механизмов доступа к среде. Анализ подтвержден результатами моделирования. Основным вывод, сделанный авторами, состоит в том, что механизм RTS/CTS несколько увеличивает среднее время доведения пакета относительно базового доступа, однако в сетях, состоящих из большого числа узлов, значительно превосходит показатели базового механизма доступа, достигая максимального преимущества при использовании длинных пакетов. Заметим, однако, что в работе [6] оба механизма доступа к каналу рассматриваются отдельно, что является приемлемым при использовании пакетов постоянной длины.

Дальнейшее обобщение модели [5] проведено в работе [7], где при вычислении средней задержки доведения пакетов учитывается ограничение по числу повторных передач. Когда количество передач одного пакета достигает порогового значения, пакет уничтожается и из очереди берется новый пакет для передачи. При этом время, потраченное на его передачу, не учитывается при вычислении средней задержки пакетов. В работе так же получена средняя вероятность того, что пакет будет разрушен, и ожидаемое время до его уничтожения. Результаты, как и раньше, проверены имитационным моделированием и справедливы в случае обоих механизмов доступа 802.11 DCF.

Несколько работ было посвящено анализу временных задержек пакетов в условиях плохих каналов, т.е. когда при передаче в пакете возможны битовые ошибки. Так в [8,10] предложена модель, которая наряду с пределом повторных передач учитывает и возникновение битовых ошибок в канале. Влияние ошибок и размеров сети на работоспособность базового механизма доступа определяется в терминах пропускной способности, средней задержки

пакета, времени до разрушения пакета из-за превышения порога повторных передач и вероятности этого события. Анализ пропускной способности, учитывающий эффект ошибок в канале, проведен так же в работе [9]. Кроме того, в [9] устранена неточность, присущая моделям [5,8], где авторы по ошибке использовали интервал DIFS вместо EIFS, при рассмотрении повторных передач пакета. Хотя, как показывают результаты [9], эта ошибка не оказывает существенного влияния на конечный результат.

При анализе в [8—0] использована модель двоичного симметричного канала без группирования ошибок, однако уже в [11] те же результаты были получены для канала с пакетированием ошибок на основе модели Гильберта-Эллиотта. Предполагается, что беспроводной канал, описываемый на основе марковской цепи, имеет два состояния: хорошее (GOOD — канал в нормальном состоянии) и плохое (BAD — в канале замирания). В пределах каждого состояния ошибки происходят независимо с частотой BER_G и BER_B соответственно ($BER_G \ll BER_B$). Вероятность появления пакета ошибок описывается формулой

$$BER_{burst} = \frac{BER_G p_{bg} + BER_B p_{gb}}{p_{bg} + p_{gb}}$$

где p_{gb} и p_{bg} представляют вероятности перехода при передаче из GOOD состояния в BAD и наоборот соответственно.

Из результатов [5] вытекает, что для идеального канала с увеличением длины пакетов пропускная способность возрастает. Однако в [8—11] показано, что если в канале присутствуют ошибки, то вероятность их появления в длинных пакетах выше, что приводит к более частым повторным передачам и, следовательно, к снижению пропускной способности. В [11] установлено, что существует оптимальная длина пакета, которая максимизирует пропускную способность для каналов, подверженных ошибкам передачи.

Большинство работ, изучающих 802.11 DCF сети, не учитывают существование широковещательного (broadcast) трафика. Они моделируют поведение сети в присутствии только одноадресных кадров, однако, в реальных условиях широковещательные кадры существуют и, несомненно, оказывают влияние на поведение сети. Подробное исследование влияния наличия

широковещательного трафика на производительность беспроводных сетей проведено в работе [12]. Широковещательная передача обладает рядом особенностей, таких, как наличие лишь одного уровня возврата и отказ от подтверждения приема квитанцией, что приводит к некоторому усложнению классической марковской модели протокола, предложенной в [5]. В [12] были получены аналитические выражения для расчета средних значений выхода станции на передачу, времени обслуживания кадра и пропускной способности сети, в зависимости от длины кадров, числа узлов в сети и вероятности появления широковещательных пакетов. Были сделаны некоторые интересные наблюдения, так, для коротких кадров (до 100 байт полезной информации) и небольшого числа узлов (порядка 5—10), пропускная способность сети увеличивается с увеличением относительного количества широковещательных передач, однако, при возрастании числа узлов увеличение широковещательного трафика, сверх некоторого порогового значения приводит к снижению совокупной пропускной способности сети. Для длинных кадров (свыше 1500 байт полезной информации), при малом числе узлов, пропускная способность почти постоянна и не зависит от количества многоадресных кадров.

3.2 НЕМАРКОВСКИЕ МОДЕЛИ ПРОТОКОЛА 802.11

Все упомянутые выше работы были нацелены лишь на получение средних характеристик эффективности протокола IEEE 802.11, однако на практике этого зачастую оказывается недостаточно. К примеру, для большинства приложений реального времени требуется, чтобы их пакеты достигали пункта назначения в пределах определенной временной задержки с заданной вероятностью. В этом случае недостаточно знать лишь среднюю временную задержку пакета, необходимо проводить вычисления распределения задержки. Такие вычисления были проведены в работах [13, 14]. Модели, предложенные в них, отличается простотой вычислений, т.к. основаны на элементарных математических операциях, однако дают приемлемые результаты, что авторы подтверждают имитационным моделированием.

Результаты [13] применимы лишь для RTS/CTS механизма доступа. В [14] же происходит их обобщение для случая базового и гибридно-

го (сосуществование базового и RTS/CTS) механизмов доступа, кроме того, здесь предполагается, что станции передают пакеты переменной длины. Распределение задержки для 25 конкурирующих за канал станций, полученное в [13], изображено на рис. 2. Каждая метка на графике (метки, полученные при моделировании (simulation) и аналитически (analytical), рассматриваются совместно) соответствует паре значений N_s и N_c , которые определяют, сколько успешных и коллизионных передач соответственно было осуществлено остальными станциями с момента, когда пакет появился в очереди и до того, как он был успешно передан. Крайний левый пик соответствует значению $N_s = 0$, а его крайняя левая метка — паре значений $N_s = 0$ и $N_c = 0$, затем метка для $N_s = 0$ и $N_c = 1$, и т.д. Заметим, что распределение задержки пакета является дискретным, где наименьшую единицу времени представляет собой один временной слот.

Новый подход к вычислению пропускной способности и задержек пакетов протокола 802.11 DCF, основанный на элементарных условных вероятностях, а не двумерной марковской цепи, предложен в работе [15]. Данный подход значительно упрощает модель [5] и позволяет отделить друг от друга процессы обновления счетчика обратного отсчета и состояния, в котором находится станция (уровня счетчика). Кроме того, появляется возможность анализа большего числа разнообразных механизмов обратного отсчета, отличающихся

как способом уменьшения длительности окна задержки, так и скоростью уменьшения содержимого счетчика ВС. Пусть TX — событие, состоящее в том, что станция передает пакет в данном временном слоте, и $s = i$ — событие, заключенное в том, что станция находится в состоянии $i \in (0, \dots, R)$. Тогда, по теореме Байеса

$$P(TX) \sum_{i=0}^R \frac{P(s = i | TX)}{P(TX | s = i)} = \sum_{i=0}^R P(s = i) = 1;$$

$$\tau = P(TX) = 1 / \sum_{i=0}^R \frac{P(s = i | TX)}{P(TX | s = i)}.$$

Здесь $P(s = i | TX)$ — условная вероятность того, что станция, осуществляющая передачу, находится на уровне i . Возможными являются лишь ненулевые одношаговые переходы из одного состояния в другое, условные вероятности которых описываются системой уравнений

$$\begin{cases} P(s(k+1) = i | s(k) = i-1) = p, & i = 1, \dots, R; \\ P(s(k+1) = 0 | s(k) = i) = 1-p, & i = 0, \dots, R-1; \\ P(s(k+1) = 0 | s(k) = R) = 1, & i = R; \end{cases}$$

где p — условная вероятность коллизии. Получив выражения для условных вероятностей

$$P(s = i | TX) = \frac{(1-p)p^i}{1-p^{R+1}}; \quad P(TX | s = i) = \frac{1}{1+CW_i/2};$$

$$i \in (0, \dots, R)$$

авторы приходят к системе нелинейных уравнений, аналогичной (1).

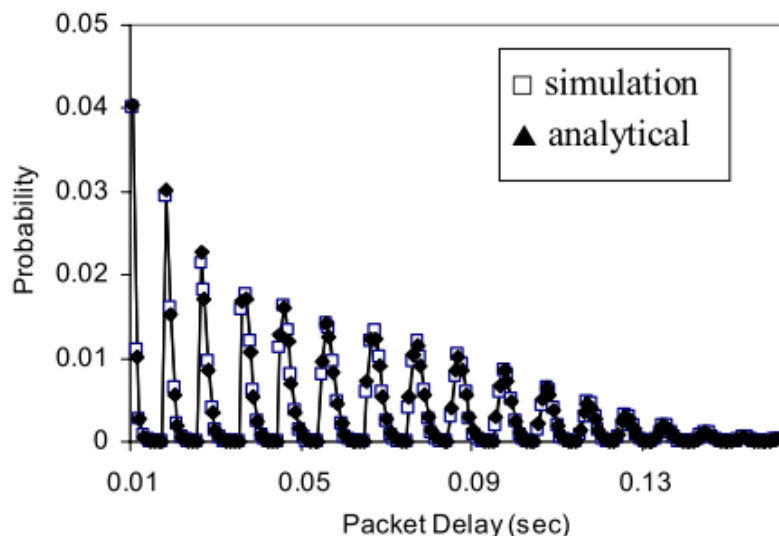


Рис. 2. Распределение задержки пакета для 25 станций при использовании RTS/CTS механизма доступа

Простая, но достаточно точная аналитическая модель оценки характеристик протокола IEEE 802.11 DCF на основе марковской цепи оказалась весьма удобной для исследований. Большое количество работ, основывались на этой модели, адаптируя ее для конкретных ситуаций, добавляя в нее дополнительные детали моделирования и получая в итоге пропускную способность и разнообразные средние характеристики времени обслуживания пакетов.

Подход, позволяющий получить полное вероятностное описание функционирования протокола использует метод производящей функции, которую для дискретной случайной величины X будем обозначать $G_X(z) = E[z^X]$. Относительно свежими работами, использующими подобный подход являются [16, 17]. В [16] время обслуживания пакета ω_s авторы представили здесь в виде суммы времени успешной передачи T_s , времени, которое теряется из-за возможных коллизий с участием этого

пакета $\sum_{j=1}^{n_c} T_{c,j}$ (n_c — число коллизий, а $T_{c,j}$

— время, потерянное в каждой из них) и задержки τ_B , обусловленной применяемой процедурой отсрочки передачи

$$\omega_s = T_s + \sum_{j=1}^{n_c} T_{c,j} + \tau_B.$$

Предполагается, что T_s и T_c — независимые случайные величины, производящие функции которых $G_{T_s}(z)$ и $G_{T_c}(z)$, а n_c — геометрически распределенная случайная величина с распределением $p_{n_c}(r) = (1-p)p^r$.

Величина τ_B представляет собой сумму длительностей тик-периодов ξ_j (виртуальных слотов [5]) W_r , в которых узел находился с момента появления пакета в очереди и начала конкуренции за канал и до его успешной передачи $\tau_B(r) = \sum_{j=1}^{W_r} \xi_j$. Тогда, как показано в [16],

производящая функция времени обслуживания задается следующим соотношением

$$G_{\omega_s}(z) = (1-p)G_{T_s}(z) \sum_{r=0}^{+\infty} (pG_{T_c}(z))^r G_{W_r}(G_{\xi}(z)).$$

Как и в [5], в [16] все ξ_j (нормированные на длительность чипа длительности виртуальных слотов) не одинаковы, и могут принимать одно из трех значений: σ , T_s , T_c , с вероятнос-

тями p_I , p_s , p_c , соответственно. Данные вероятности могут быть легко найдены, если учесть, что в данном временном слоте одна выбранная станция не осуществляет передачи, а каждый из оставшихся $n-1$ узлов с вероятностью τ может начать передавать свой пакет. Таким образом, производящая функция виртуального слота имеет следующий вид

$$G_{\xi}(z) = p_s G_{T_s}(z) + p_c G_{T_c}(z) + p_I z^{\sigma}.$$

На данном этапе неизвестным остается лишь вероятностное описание числа виртуальных слотов W_r . Оно может быть получено, если отдельно рассматривать виртуальные слоты на каждом уровне счетчика обратного отсчета. Размер окна конкуренции на каждом уровне $i \in (0, \dots, r)$ выражается равенством $W_i = 2^{s(i)} W_0$, где $s(i) = i$ при всех $i < m$, и $s(i) = m$ при $i \geq m$. Тогда число виртуальных слотов на каждом уровне X_i , $i \in (0, \dots, r)$ — равномерно распределенная на отрезке $[0, \dots, CW_i - 1]$ случайная величина, с производящей функцией

$$G_{X_i}(z) = \frac{1 - 2^{s(i)} z^{W_0}}{(1-z)2^{s(i)} W_0}.$$

Учитывая, что $W_r = \sum_{i=0}^r X_i$, и, следовательно, $G_{W_r}(z) = \prod_{i=0}^r G_{X_i}(z)$, искомая производящая функция времени обслуживания пакета может быть представлена в виде [17]

$$G_{\omega_s}(z) = (1-p)G_{T_s}(z) \left\{ \sum_{r=0}^m (pG_{T_c}(z))^r G_{W_r}(G_{\xi}(z)) + (pG_{T_c}(z))^m G_{W_m}(G_{\xi}(z)) \frac{pG_{T_c}(z)G_{X_m}(G_{\xi}(z))}{1 - pG_{T_c}(z)G_{X_m}(G_{\xi}(z))} \right\}.$$

Далее производящая функция вероятности может быть обращена численными методами для получения вероятностного распределения задержки времени обслуживания пакета. На рис. 3 приведен график распределения полученный в [16] для случая базового механизма доступа, DSSS, 10 станций, и постоянной длины пакета в 600 байт. Следует обратить внимание на схожесть рис. 2 и рис. 3. Результаты [16], справедливы для обоих механизмов доступа к каналу и при незначительной модификации позволяют учесть возможную конечность числа повторных передач. Данный подход к исследованию сложнее, описанного ранее, однако он позволяет получать более строгие в

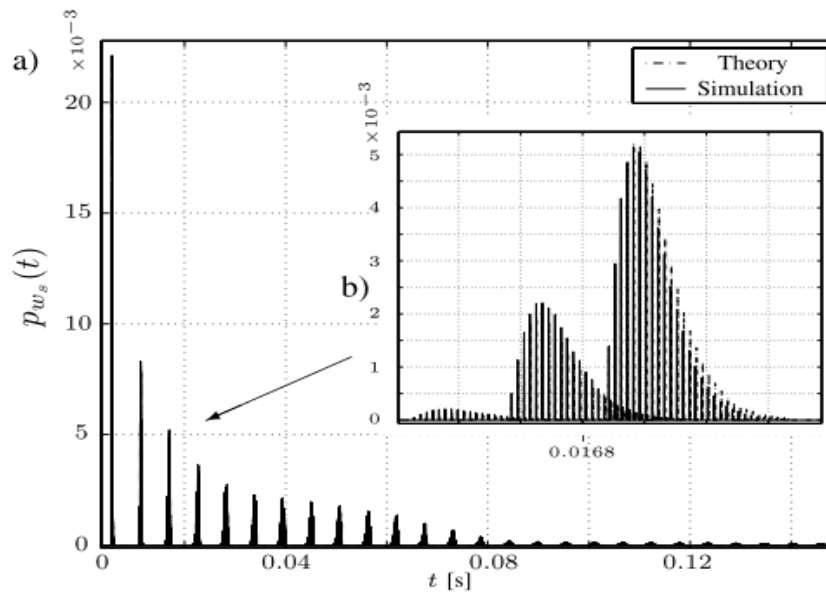


Рис. 3. а) Функция плотности вероятности времени обслуживания, б) детальная структура пика

математическом смысле результаты и может быть легко адаптирован к различным распределениям длин пакетов и процедурам отсрочки передачи.

Похожий подход был применен в работе [17]. На первом этапе в работе строится система нелинейных уравнений, связывающая средний размер окна конкуренции $\bar{W}$ с постоянной вероятностью коллизии для передаваемого пакета p

$$\begin{cases} \bar{W} = \eta \left(\sum_{i=0}^{m-1} p^i (2^i W - 1) / 2 + \sum_{i=m}^{K-1} p^i (2^m W - 1) / 2 \right) \\ p = 1 - (1 - 1 / \bar{W})^{N-1}, \end{cases} \quad (2)$$

где $\eta = (1 - p) / (1 - p^K)$ — нормированная вероятность успешной передачи, K — максимальное число передач одного пакета. Решая систему численными методами, можно получить значение вероятности p . Дальнейшее рассмотрение авторы строят при четком разделении выбранной станции, для которой происходит расчет времени задержки пакета и всех остальных станций, находящихся в сети. Вводятся случайные величины обозначающие:

- общее число временных интервалов для выбранной станции,
- задержку, вносимую успешными и коллизийными передачами с участием выбранной станции,
- задержку, вносимую успешными и коллизийными передачами сторонних станций.

В рассмотрение вводятся соответствующие распределения. На основе дальнейших строгих вероятностных рассуждений получают точное выражение для производящей функции задержки, которое для получения вероятностного распределения обращается численными методами.

4. НЕНАСЫЩЕННЫЕ СЕТИ

Условие насыщения сети, которое является одним из центральных предположений работ [3—17], позволяет получить лишь нижние оценки эффективности протокола, которые достаточно точно описывают пропускную способность и средние характеристики задержки пакета в сетях с большой загруженностью, однако оказываются неприемлемы в условиях нормальной нагрузки, когда очереди станций периодически оказываются пустыми. Исследование протокола в условиях нормальной загрузки осложняется выбором модели, приемлемо описывающей параметры изменения трафика в сети.

4.1 МАРКОВСКИЕ МОДЕЛИ ПРОТОКОЛА 802.11

В [18] предлагается новый подход к моделированию и анализу характеристик протокола доступа к среде по стандарту 802.11. На основе двумерной марковской цепи (аналогичной [5]) построена достаточно общая модель организации очереди в условиях пульсирующего трафика, проведен анализ распределения

времени обслуживания протокола 802.11, его среднего значения и дисперсии в зависимости от числа станций и длин пакетов. Подход основан на так называемом методе системной аппроксимации, при котором исследуется распределение времени обслуживания протоколом и применяется приближение с помощью распределения фазового типа. Оно приводит к построению универсальной модели очередей, которая легко поддается анализу и в то же время является достаточно общей, что позволяет использовать ее как к процессам пачечных поступлений, так и к статистическим характеристикам работы протоколов. Универсальность модели показана на примере процессов с марковской модуляцией, поступающих процессов типа “включен-выключен”, а также к различным распределениям размеров кадров данных. Точность аналитических результатов проверялась имитационным моделированием. Предложенный подход позволяет с использованием замкнутых выражений для среднего и дисперсии времени обслуживания в условиях насыщения анализировать ненасыщенные условия работы для различных моделей трафика.

В [19] проведена оценка схемы DCF для условий нормальной загрузки. Процесс поступления пакетов на каждую станцию здесь предполагается пуассоновским с интенсивностью λ . Поведение станции в [19] моделируется трехмерной цепью Маркова, где первые две размерности как в [5], а в качестве третьей используется длина очереди. В [19] учтены две важные особенности схемы DCF, появляющиеся при нормальной загрузке: возможность асинхронной передачи, выполняемой без предварительной отсрочки, для пакета, поступающего на станцию, находящуюся в состоянии простоя, и так называемая заключительная отсрочка, означающая, что станция должна переходить в состояние отсрочки после любой ее передачи, даже если очередь оказывается пустой. В [19] разработан достаточно простой метод получения производящей функции времени обслуживания пакета, а также оценки вероятности потери пакета и пропускной способности сети.

4.2 МОДЕЛИ ТМО ПРОТОКОЛА 802.11

Относительно небольшая часть работ посвящена анализу ненагруженных сетей с помощью моделей теории массового обслуживания (ТМО). Анализ этих работ позволяет выделить

четыре используемых модели: $M|G|1$ — [20—22], $M|MMGI|1$ — [23], $G|G|1$ — [24, 25], $M|M|1|K$ — [20, 26]. Две из этих моделей используют произвольное распределение времени обслуживания. В работе [27] использована геометрическая аппроксимация произвольного времени обслуживания и показано, что в качестве модели узла сети 802.11 может быть использована система $M|Geo|1$. Краткий обзор по моделям ТМО протокола 802.11 приведен в работе [27].

5. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В работе проведен краткий обзор современных англоязычных источников, посвященных разработке аналитических методов анализа характеристик MAC-уровня протокола 802.11. Рассмотрены марковские модели; вероятностные модели, основанные на простейших соображениях; строгие вероятностные модели с использованием аппарата производящих функций и модели ТМО.

Марковская модель протокола достаточно проста и, в то же время позволяет получать весьма точные результаты. В работах, построенных на ее основе, при различных предположениях произведены оценки пропускной способности протокола [4, 5, 8—11 и др.], средней задержки обслуживания пакетов [6—12, 14], вероятности недоведения пакета и среднего времени до его уничтожения из очереди из-за превышения максимального числа повторных передач [7—9 и др.].

В работах [13, 14] с использованием простых вероятностных соображений получено приближенное выражение для распределения задержки пакета.

В связи с перечисленными выше причинами существенный интерес представляет полное вероятностное описание задержки передачи данных. Оно позволяет не только оценить отклонение от средних значений, но и проанализировать тонкую вероятностную структуру соответствующих вероятностей. Такое описание, разработанное в последнее время, использует метод производящей функции [16, 17]. Однако, приведенные вероятностные методы, основанные на построении производящей функции, достаточно сложны и требуют численного обращения производящей функции.

В большинстве работ проведено исследование протокола в условиях насыщенной переда-

чи, следовательно, и результаты, полученные в них, справедливы лишь для сетей функционирующих в условиях большой загруженности. Исследование протокола для реальных сетей с изменяющимися параметрами загруженности осложнено выбором модели, описывающей характер этих изменений.

Зачастую работа различных механизмов протокола 802.11 анализируется разрозненно, а некоторые особенности (такие, например, как переключение скоростей, фрагментация пакетов, влияние скрытых узлов) и вовсе не учитываются при анализе, что не может не сказываться на результатах оптимизации параметров протокола.

ЛИТЕРАТУРА

1. Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. ANSI/IEEE Std 802.11, 1999 Ed.
2. Вишневецкий В. М. Широкополосные беспроводные сети передачи данных / В. М. Вишневецкий, А. И. Ляхов, С. Л. Портной, И. В. Шахнович. — М.: Техносфера, 2005. — 592 с.
3. Олифер В. Г. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы: Учебник для вузов. / В. Г. Олифер, Н. А. Олифер // 3-е изд. — СПб.: Питер, 2006. — 958 с.: ил.
4. Bianchi G. IEEE 802.11 — Saturation throughput analysis / G. Bianchi // IEEE Commun. Lett. — Dec 1998. — Vol. 2. — P. 318—320.
5. Bianchi G. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function / G. Bianchi // IEEE Journal on Selected Areas in Comm. — March 2000. — № 18 (3). — P. 535—547.
6. Chatzimisios P. Packet delay analysis of IEEE802.11 MAC protocol / P. Chatzimisios, A. C. Boucouvalas, V. Vitsas // Electronics Lett. — Sept. 2003. — Vol. 39, No. 18.
7. Chatzimisios P. IEEE 802.11 Packet Delay — A Finite Retry Limit Analysis / P. Chatzimisios, V. Vitsas, A. C. Boucouvalas // Proc. of IEEE Global Telecommunications Conference (Globecom). — 2003. — Vol. 2. — P. 950—954.
8. Chatzimisios P. Influence of channel BER on IEEE 802.11 DCF / P. Chatzimisios, A. C. Boucouvalas, V. Vitsas // Electronics Lett. — 13th Nov 2003. — Vol. 39, No. 23.
9. Szczypiorski K. Performance analysis of IEEE 802.11 DCF networks / K. Szczypiorski, J. Lubacz // Journal of Zhejiang University — Science A, Zhejiang University Press, co-published with Springer-Verlag GmbH. — October 2008. — Vol. 9, No. 10.
10. Chatzimisios P. Performance analysis of IEEE 802.11 DCF in presence of transmission errors / P. Chatzimisios, A. C. Boucouvalas, V. Vitsas, // in Proceedings of the IEEE International Conference on Communications (ICC 2004). — June 2004. — Vol. 7. — P. 3854—3858.
11. Chatzimisios P. Revisit of fading channel characteristics in IEEE 802.11 WLANs: independent and burst transmission errors / P. Chatzimisios, V. Vitsas, A. C. Boucouvalas // The 17th Annual IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC'06)
12. Rodolfo Oliveira, Performance analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function with unicast and broadcast traffic / Rodolfo Oliveira, Luis Bernardo, Paulo Pinto // The 17th Annual IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC'06)
13. Raptis P. Delay Distribution Analysis of the RTS/CTS mechanism of IEEE 802.11 / P. Raptis, A. Banchs, V. Vitsas, P. Chatzimisios, K. Paparrizos // 31st IEEE Conference on Local Compute Networks (LCN '06) — Tampa, Florida, USA. — 16—18 November 2006. — P. 404—410.
14. Raptis P. Delay Distribution Analysis of IEEE 802.11 with Variable Packet Length / P. Raptis, V. Vitsas, A. Banchs, K. Paparrizos // in Proc. of the 65th IEEE Vehicular Technology Conference 2007 (VTC2007-Spring). — April 2007. — P. 830—834.
15. Bianchi G. Remarks on IEEE 802.11 DCF Performance Analysis / G. Bianchi, I. Tinnirello // IEEE Commun. Lett. — August 2005. — Vol. 9, No. 8. — P. 765—767.
16. Andrea Zanella Statistical Characterization of the Service Time in Saturated IEEE 802.11 Networks / Andrea Zanella and Francesco De Pellegrini // IEEE Commun. Lett. — March 2005. — Vol. 9, No. 3.
17. Hai L. Vu Accurate Delay Distribution for IEEE 802.11 DCF / Hai L. Vu, Taka Sakurai // IEEE Commun. Lett. — April 2006. — Vol. 10, No. 4.
18. Chuan Heng Foh A Markovian Framework for Performance Evaluation of IEEE 802.11 / Chuan Heng Foh, Moshe Zukerman, Juki Wirawan Tantra // IEEE Transactions on wireless communications. — April 2007. — Vol. 6, No. 4. — P. 1276—1285.
19. Kaveh Ghaboosi Modeling IEEE802.11 DCF Using Parallel Space—Time Markov Chain / Kaveh Ghaboosi, Yang Xiao // IEEE Trans. On vehicular tech. — July 2008. — Vol. 57, No 4.
20. Zhai H. Performance analysis of IEEE 802.11 MAC protocols in wireless LANs / H. Zhai, Y. Kwon, Y. Fang // Wireless Commun. Mob. Comput. — 2004. — Vol. 4. — P. 917—931.
21. Zheng Y. Performance analysis of IEEE 802.11 DCF in binary symmetric channels / Y. Zheng, K. Lu, D. Wu, and Y. Fang // in Proc. IEEE GLOBECOM — Dec. 2005. — Vol. 5. — P. 3144—3148.
22. Engelstad P. Analysis of the total delay of IEEE 802.11e EDCA and 802.11 DCF / P. Engelstad, O. Sterb // in Proc. IEEE ICC — June 2006.

23. *Ozdemir M.* An M/MMGI/1/K queuing model for IEEE 802.11 ad hoc networks / M. Ozdemir, A. McDonald // in Proc. 1st ACM Intl. Workshop on Perf. Eval. of Wirel. Ad Hoc Sensor Ubiquit. Net. PE-WASUN '04. — Apr. 2004. — P. 107—111.

24. *Tickoo O.* Queueing analysis and delay mitigation in IEEE 802.11 random access MAC based wireless networks / O. Tickoo, B. Sikdar // in Proc. INFOCOM 2004. — Mar. 2004. — Vol. 2. — P.1404—1413.

25. *Tickoo O.* A queueing model for finite load IEEE 802.11 random access MAC / O. Tickoo, B. Sikdar

// in Proc. ICC 2004 — June 2004. — Vol. 1. — P. 175—179.

26. *Pham P.* New cross-layer design approach to ad hoc networks under Rayleigh fading / P. Pham, S. Perreau, A. Jayasuriya // IEEE J. Select. Areas Commun. — Jan. 2005. — Vol. 32, No. 1. — P. 28—39.

27. *Abdrabou A.* Service Time Approximation in IEEE 802.11 Single-Hop Ad Hoc Networks / A. Abdrabou, W. Zhuang // IEEE Trans. On Wireless Comm. — Jan. 2008. — Vol. 7, No 1.

Зюльков А. В., кандидат физико-математических наук, доцент кафедры радиофизики физического факультета, Воронежский государственный университет

E-mail: zyulkov@phys.vsu.ru

Тел.: 208-916

Ефанов А. А., аспирант, инженер-программист, ОАО Концерн «Созвездие»

E-mail: a2efanov@box.vsi.ru

Zyulkov A. V., candidate of physic-mathematical science, assistant professor of chair of radio physics, physical faculty, Voronezh State University

E-mail: zyulkov@phys.vsu.ru

Tel.: 208-916

Efanov A. Al., graduate student, the engineer the programmer of Joint Stock, Company Concern «Sozvezdie»;

E-mail: a2efanov@box.vsi.ru