

**ВЕСТНИК
ТОМСКОГО
ГОСУДАРСТВЕННОГО
УНИВЕРСИТЕТА**

**УПРАВЛЕНИЕ,
ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА
И ИНФОРМАТИКА**

TOMSK STATE UNIVERSITY
JOURNAL OF CONTROL AND COMPUTER SCIENCE

Научный журнал

2012

№ 3(20)

Свидетельство о регистрации: ПИ № ФС 77-29497
от 27 сентября 2007 г.



НАЦИОНАЛЬНЫЙ ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКИЙ
ТОМСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ

**РЕДАКЦИОННАЯ КОЛЛЕГИЯ ЖУРНАЛА
«ВЕСТНИК ТОМСКОГО ГОСУДАРСТВЕННОГО УНИВЕРСИТЕТА.
УПРАВЛЕНИЕ, ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА И ИНФОРМАТИКА»**

Горцев А.М., д-р техн. наук, проф. (председатель); Смагин В.И., д-р техн. наук, проф. (зам. председателя); Лопухова С.В., канд. физ.-мат. наук, доц. (отв. секретарь); Агибалов Г.П., д-р техн. наук, проф.; Дмитриев Ю.Г., д-р физ.-мат. наук, проф.; Домбровский В.В., д-р техн. наук, проф.; Змеев О.А., д-р физ.-мат. наук, проф.; Евтушенко Н.В., д-р техн. наук, проф.; Конев В.В., д-р физ.-мат. наук, проф.; Костюк Ю.Л., д-р техн. наук, проф.; Кошкин Г.М., д-р физ.-мат. наук, проф.; Матросова А.Ю., д-р техн. наук, проф.; Назаров А.А., д-р техн. наук, проф.; Параев Ю.И., д-р техн. наук, проф.; Поддубный В.В., д-р техн. наук, проф.; Сущенко С.П., д-р техн. наук, проф.; Тарасенко Ф.П., д-р техн. наук, проф.; Хорошевский В.Г., д-р техн. наук, проф., член-корр. РАН; Enzo Orsingher, Prof., University of Rome (Italy); Paolo Prinetto, Prof., Polytechnic Institute Turine (Italy); Yervant Zorian, PhD, Vice President & Chief Scientist, Virage Logic Corp., Fremont, CA (USA).

Научный журнал «Вестник Томского государственного университета. Управление, вычислительная техника и информатика» был выделен в самостоятельное периодическое издание из общенаучного журнала «Вестник Томского государственного университета» в 2007 г. Журнал зарегистрирован в Федеральной службе по надзору в сфере массовых коммуникаций, связи и охраны культурного наследия (свидетельство о регистрации ПИ № ФС 77-29497 от 27 сентября 2007 г.), ему присвоен международный стандартный номер сериального издания (ISSN 1998-8605). С 2010 г. журнал входит в Перечень ВАК. Журнал выходит ежеквартально и распространяется по подписке, его подписной индекс 44031 в объединённом каталоге «Пресса России».

В журнале «Вестник ТГУ. УВТиИ» публикуются результаты теоретических и прикладных исследований вузов, научно-исследовательских, проектных и производственных организаций в области управления, вычислительной техники и информатики в технических, экономических и социальных системах.

Тематика публикаций журнала:

- УПРАВЛЕНИЕ ДИНАМИЧЕСКИМИ СИСТЕМАМИ
- МАТЕМАТИЧЕСКОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ
- ОБРАБОТКА ИНФОРМАЦИИ
- ИНФОРМАТИКА И ПРОГРАММИРОВАНИЕ
- ДИСКРЕТНЫЕ ФУНКЦИИ И АВТОМАТЫ
- ПРОЕКТИРОВАНИЕ И ДИАГНОСТИКА ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ

Правила оформления статей приведены на сайте: <http://vestnik.tsu.ru/informatics/>

Адрес редакции:

634050, г. Томск, пр. Ленина, д.36, корп. 2, к. 201

Электронный адрес: <http://vestnik.tsu.ru>

Контактный тел./факс: (3822) 529-599

E-mail: vestnik_uvti@mail.tsu.ru

ООО «Издательство научно-технической литературы»

634050, Томск, пл. Новособорная, 1, тел. (3822) 533-335

Редактор *Т.С. Портнова*

Верстка *Д.В. Фортеса*

УДК 681.324

П.А. Михеев, С.П. Сущенко

АНАЛИЗ БЫСТРОДЕЙСТВИЯ БЕСПРОВОДНОЙ ЛВС

Предложена математическая модель метода случайного множественного доступа с контролем несущей и предотвращением коллизий для соперничающих абонентов. Показана возможность захвата среды передачи данных одним из соперников на неопределенно долгое время и унимодальная зависимость операционных характеристик протокола доступа от начальной ширины конкурентного окна. Предложены меры предупреждения эффекта захвата, основанные на модификации протокольных правил выбора размера конкурентного окна. Для исследования эффекта захвата с произвольным числом соперников построена имитационная модель процесса соперничества. Показана эффективность профилактических мер, обеспечивающих справедливое распределение совместно используемого ресурса времени разделяемой среды передачи данных при незначительном снижении общей пропускной способности метода доступа.

Ключевые слова: *беспроводные сети стандарта 802.11, соперничество, конкурентное окно, таймер случайной отсрочки, положительная обратная связь, время соперничества, эффект захвата среды передачи данных, пропускная способность.*

Широкое распространение беспроводных сетей обусловлено простотой их развертывания и доступа к интернет-ресурсам в местах большого скопления людей. Протокол, обеспечивающий работоспособность беспроводных ЛВС в распределенном режиме доступа (DCF) [1, 2], использует механизм множественного доступа с контролем несущей и предотвращением коллизий (carrier sense multiple access with collision avoidance, CSMA/CA) [2–4]. Данный механизм основан на том, что передающая станция проверяет, присутствует ли в среде сигнал несущей и, прежде чем начать отправку кадра, ожидает освобождения «эффира». Беспроводные станции стандарта 802.11, в отличие от проводных Ethernet, не способны обнаруживать коллизии в среде передачи данных [5]. В силу этого обнаружение коллизий и бесконфликтных передач протокольных блоков данных основано на механизме тайм-аутов и алгоритме положительной обратной связи. Цикл передачи кадра данных от отправителя к получателю начинается с прослушивания отправителем среды для определения ее занятости. По истечении межкадрового интервала запускается алгоритм случайной задержки для выбора номера слота, в котором можно начать передачу данных. Номер слота равномерно выбирается из промежутка $[0, S_n - 1]$, где S_n – целочисленный размер конкурентного окна, измеренного в слотовых интервалах t_c и определяемого соотношением $S_n = 2^{N_0+m}$, $m = \begin{cases} n, & n \leq 10 - N_0; \\ 10 - N_0, & n > 10 - N_0. \end{cases}$ Здесь N_0 – начальное значение, задающее ширину конкурентного окна при первой попытке отправителя передать данные, а $n \geq 0$ – номер повторной передачи. Ширина конкурентного окна не может превышать максимального значения $S_{\max} = 1024$, установленного стандартом 802.11 [2]. Номер выбранного слота присваивается значению таймера отсрочки

t_0 , после чего начинают отсчитываться слотовые интервалы. В конце каждого слотового интервала таймер отсрочки уменьшается на единицу, при этом прослушивается среда передачи данных. Как только фиксируется занятость среды, таймер отсрочки замораживается до тех пор, пока не освободится «эфир». После освобождения «эфира» таймер запускается со значения, зафиксированного непосредственно перед замораживанием. По истечении таймера отсрочки станция-отправитель начинает передачу кадра данных. По окончании передачи отправитель ждет положительную квитанцию в течение времени t_{out} , по завершении которого считается, что состоялся конфликт и станции, попавшие в него, увеличивают значение n на единицу, а действия, направленные на передачу данных, повторяются. Ширина конкурентного окна удваивается с каждой попыткой передачи кадра данных, до тех пор, пока не достигнет максимального значения, а с каждой последующей попыткой отправки кадра ширина конкурентного окна остается равной S_{max} . После успешной передачи кадра ширина окна принимает начальное значение S_0 . Таким образом, технология беспроводного доступа в силу невозможности обнаружения коллизии в среде передачи данных имеет три существенных отличия от случайного метода доступа, реализуемого в проводной среде. Во-первых, беспроводный метод передачи использует механизм положительной обратной связи. Во-вторых, в отличие от случайного метода доступа в проводных сетях технология WiFi уже при первой передаче использует механизм случайной отсрочки. И наконец, беспроводный протокол доступа использует механизм «замораживания» счетчика отсрочки при обнаружении факта занятости среды до истечения таймера случайной задержки.

1. Математическая модель беспроводной ЛВС

Проанализируем функционирование беспроводной локальной сети до первой безошибочной передачи кадра и получения квитанции об успешной доставке данных. Предположим, что в беспроводной ЛВС имеется K станций-источников данных. Считаем, что все источники независимы, равноправны, всегда имеют кадры данных для отправки, а все интервальные промежутки выражены в слотовых интервалах t_c . Пусть все станции обмениваются кадрами одинакового размера. Тогда согласно последовательности протокольных действий элементарный цикл отправки кадра получателю определится размером межкадрового промежутка t_m , периодом случайной отсрочки t_0 , длительностью «заморозки» таймера случайной отсрочки t_z , временем передачи информационного кадра t_k , а также величиной тайм-аута ожидания положительной квитанции t_{out} , которая складывается из короткого межкадрового промежутка и времени передачи положительной квитанции [2, 4]. Среднее время передачи кадра $T(K, N_0)$ складывается из взвешенной суммы средних времен ожидания неудачных отправок и успешную передачу [6]

$$T(K, N_0) = d + \sum_{N=0}^{\infty} \left[Nd + \sum_{n=0}^{N-1} t(n, K, N_0) + \tau(N, K, N_0) \right] f(N, K, N_0). \quad (1)$$

Здесь $d = t_m + t_k + t_{out}$, $t(n, K, N_0)$ и $\tau(N, K, N_0)$ – средние условные времена до неудачной и успешной N -й повторной попытки отправить кадр абонентом, а $f(N, K, N_0)$ – функция вероятности продолжительности конкуренции

между абонентами за «эфир», которая определяется вероятностью успешной передачи кадра на N -м повторном шаге $P(N, K, N_0)$ после $N-1$ неудач $\pi(n, K, N_0) = 1 - P(N, K, N_0)$ [6]:

$$f(N, K, N_0) = P(N, K, N_0) \prod_{n=0}^{N-1} \pi(n, K, N_0). \quad (2)$$

Наряду со средним временем передачи кадра одним из основных показателей эффективности функционирования сети передачи данных является пропускная способность. Будем искать индивидуальное быстродействие, нормированное значение которого определится как отношение времени, необходимого на передачу информационного кадра t_k , к среднему времени передачи кадра $T(K, N_0)$:

$$C(K, N_0) = \frac{t_k}{T(K, N_0)}. \quad (3)$$

Рассмотрим соперничество двух беспроводных станций ($K = 2$) локальной вычислительной сети. Обозначим соперничающие станции через A и B . Найдем вероятностно-временные характеристики (ВВХ) процесса передачи данных станцией A . Обозначим через $p_n(i)$ вероятность выбора случайной отсрочки длительностью равной i слотовым интервалам на n -й повторной передаче станцией A , а через $f_n(j)$ – станцией B . Тогда условная вероятность возникновения конфликта на n -й повторной передаче для станции A определится соотношением

$$\pi(n, 2, N_0) = \begin{cases} \sum_{i=0}^{S_0-1} p_0(i) \sum_{j=0}^i f_0(j) L_{i-j}, & n=0; \\ \sum_{k=1}^n E_k(n) \left[\sum_{i=0}^{S_k-1} p_n(i) \sum_{j=0}^i f_k(j) L_{i-j} + \sum_{i=S_k}^{S_n-1} p_n(i) \sum_{j=0}^{S_k-1} f_k(j) L_{i-j} \right], & n \geq 1. \end{cases} \quad (4)$$

Здесь L_k – рекуррентные вероятности движения станции B «снизу» к конфликтному слотовому интервалу i , выбранному станцией A , за множество шагов с успешными передачами:

$$L_k = \begin{cases} \sum_{i=0}^{\infty} f_0^i(0) \sum_{i=1}^k f_0(i) L_{k-i}, & k = \overline{1, S_0 - 1}, L_0 = 1; \\ \sum_{i=0}^{\infty} f_0^i(0) \sum_{i=1}^{S_0-1} f_0(i) L_{k-i}, & k = \overline{S_0, S_n - 1}. \end{cases} \quad (5)$$

Отсюда нетрудно видеть, что конкурирующая станция B перед конфликтом с соперником A может выполнить неограниченное количество успешных передач при «выпадении» случайной отсрочки нулевой длительности. Используя соотношения для арифметико-геометрической прогрессии [7] для L_k при $k = \overline{1, S_0 - 1}$, получаем окончательное соотношение $L_k = S_0^{k-1} / (S_0 - 1)^k$, $k = \overline{1, S_0 - 1}$. Подставляя данный результат в (4), находим вероятность конфликта на первой попытке передачи кадра данных:

$$\pi(0, 2, N_0) = \frac{S_0 - 1}{S_0^2} \left[\left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^{S_0} - 1 \right]. \quad (6)$$

Коэффициенты $E_k(n)$ в соотношении (4) являются вероятностями того, что на n -й повторной передаче станцией A , станция B будет находиться в состоянии k -й повторной передачи:

$$E_k(n) = \begin{cases} \sum_{k=1}^{n-1} \frac{E_k(n-1)}{\pi(n-1, 2, N_0)} \left[\sum_{i=1}^{S_k-1} p_{n-1}(i) \sum_{j=0}^{i-1} f_k(j) L_{i-j} + \sum_{i=S_k}^{S_{n-1}-1} p_{n-1}(i) \sum_{j=0}^{S_k-1} f_k(j) L_{i-j} \right], \\ n \geq 2, k = 1, E_1(1) = 1; \\ \frac{E_{k-1}(n-1)}{\pi(n-1, 2, N_0)} \sum_{i=0}^{S_{k-1}-1} p_{n-1}(i) f_{k-1}(i), \quad n \geq 2, k = \overline{2, n}. \end{cases}$$

Средние условные времена до неудачной и успешной n -й попытки передачи данных $t(N, K, N_0)$ и $\tau(N, K, N_0)$ складываются из средней длительности случайной отсрочки $N_s(n)$ (среднего количества слотов до начала передачи) и среднего количества заморозок, обусловленных захватом «эфира» станций B , $Z_t(n, N_0)$ в случае неудачи и $Z_\tau(n, N_0)$ в случае успеха соответственно: $t(n, 2, N_0) = N_s(n) + Z_t(n, N_0)d$, $\tau(n, 2, N_0) = N_s(n) + Z_\tau(n, N_0)d$. Здесь

$$N_s(n) = \sum_{i=0}^{S_n-1} i p_n(i) = \frac{S_n - 1}{2}, \quad (7)$$

а средние значения числа заморозок $Z_t(n, N_0)$ и $Z_\tau(n, N_0)$ имеют схожий вид

$$Z_t(n, N_0) = \begin{cases} \sum_{i=1}^{S_0-1} p_0(i) \sum_{j=0}^{i-1} f_0(j) M_{i-j}, & n=0; \\ \sum_{k=1}^n E_k(n) \left[\sum_{i=1}^{S_k-1} p_n(i) \sum_{j=0}^{i-1} f_k(j) M_{i-j} + \sum_{i=S_k}^{S_{n-1}-1} p_n(i) \sum_{j=0}^{S_k-1} f_k(j) M_{i-j} \right], & n \geq 1; \end{cases} \quad (8)$$

$$Z_\tau(n, N_0) = \begin{cases} \sum_{i=1}^{S_0-1} p_0(i) \sum_{j=0}^{i-1} f_0(j) V_{i-j}, & n=0; \\ \sum_{k=1}^n E_k(n) \left[\sum_{i=1}^{S_k-1} p_n(i) \sum_{j=0}^{i-1} f_k(j) V_{i-j} + \sum_{i=S_k}^{S_{n-1}-1} p_n(i) \sum_{j=0}^{S_k-1} f_k(j) V_{i-j} \right], & n \geq 1. \end{cases} \quad (9)$$

Элементы M_k и V_k являются показателями среднего числа заморозок таймера отсрочки абонента A после выбора случайной задержки длительностью i на n -й повторной передаче при выборе соперничающей станцией B j -го слота, предшествующего i -му:

$$M_k = \begin{cases} \sum_{m=1}^k f_0(m) \sum_{i=0}^{\infty} (i+1 + M_{k-m}) f_0^i(0), & k = \overline{1, S_0 - 1}, M_0 = 0; \\ \sum_{m=1}^{S_0-1} f_0(m) \sum_{i=0}^{\infty} (i+1 + M_{k-m}) f_0^i(0), & k = \overline{S_0, S_n - 1}; \end{cases} \quad (10)$$

$$V_k = \begin{cases} \sum_{i=0}^{\infty} (i+1) f_0^i(0) \sum_{m=k+1}^{S_0-1} f_0(m) + \sum_{m=1}^{k-1} f_0(m) \sum_{i=0}^{\infty} (i+1 + V_{k-m}) f_0^i(0), & k = \overline{1, S_0 - 1}; \\ \sum_{m=1}^{S_0-1} f_0(m) \sum_{i=0}^{\infty} (i+1 + V_{k-m}) f_0^i(0), & k = \overline{S_0, S_n - 1}. \end{cases} \quad (11)$$

При подстановке сюда вероятностей выпадения длительности отсрочки $f_0(m)$ получаем следующие соотношения:

$$M_k = \begin{cases} \frac{S_0}{S_0 - 1} \left[\left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^k - 1 \right], & k = \overline{1, S_0 - 1}; \\ \frac{S_0}{S_0 - 1} + \frac{\sum_{m=1}^{S_0-1} M_{k-m}}{S_0 - 1}, & k = \overline{S_0, S_n - 1}. \end{cases} \quad V_k = \begin{cases} \frac{S_0 - 2}{S_0 - 1} \left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^k, & k = \overline{1, S_0 - 1}; \\ \frac{S_0}{S_0 - 1} + \frac{\sum_{m=1}^{S_0-1} V_{k-m}}{S_0 - 1}, & k = \overline{S_0, S_n - 1}. \end{cases}$$

Показатель общей пропускной способности можно найти по аналогии с индивидуальным быстродействием (3), при этом в числителе указанного соотношения нужно учесть не только успешно переданный пакет станцией A , но и среднее количество переданных пакетов станцией B за рассматриваемый период:

$$C_{\text{общ}}(2, N_0) = \frac{(G(N_0) + 1)t_k}{T(2, N_0)},$$

где $G(N_0)$ определится взвешенной суммой среднего количества заморозок таймера отсрочки станции A в ожидании неудачных и успешной передачи, которые определяются соотношениями (8) и (9):

$$G(N_0) = \sum_{N=0}^{\infty} \left[\sum_{n=0}^{N-1} Z_t(n, N_0) + Z_{\tau}(N, N_0) \right] f(N, 2, N_0).$$

Численные исследования среднего времени передачи кадра абонентом A показывают, что функция (1) имеет ярко выраженный минимум по координате N_0 , определяющей начальный размер конкурентного окна и, как следствие, степень рассеяния станций по длительностям отсрочки перед началом процедуры соперничества. Для двух соперничающих станций минимум достигается при $N_0 = 4$. Очевидно, что значение N_0 , минимизирующее среднее время передачи кадра, максимизирует индивидуальную пропускную способность (рис. 1). Кроме того, уже на этапе формализации задачи стала очевидной возможность захвата среды передачи данных одним из абонентов, о котором упоминается в [5]. Особенно сильно этот эффект проявляется при малых значениях N_0 . В результате эффекта захвата среды передачи данных наблюдаются дискриминационные индивидуальные показатели при высоком уровне общей пропускной способности сети (рис. 1). Уже при первой попытке соперничества двух станций возможен захват среды передачи данных (например, станцией B), вероятность которого определится вероятностями того, что у одной из станций (B) длительность отсрочки окажется меньше длительности отсрочки другой станции (A), а затем у «успешной» станции (B) будет выпадать отсрочка нулевой длительности, чередуясь с отсрочками меньшими, чем остаточное значение таймера отсрочки станции (A):

$$P_z(0, 2, N_0) = \sum_{i=1}^{S_0-1} p_0(i) L_{i-1} \sum_{k=1}^{\infty} f_0^k(0) = \frac{1}{S_0^2} \left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^{S_0-1}.$$

Отсюда нетрудно видеть, что вероятность захвата в значительной мере определяется начальной шириной конкурентного окна S_0 (рис. 2). После нескольких конфликтов возможность захвата для «успешной» станции становится еще более вероятной.

Основной причиной эффекта захвата среды передачи данных является протокольное действие «замораживание отсрочки», поскольку именно оно приводит к тому, что после бесконфликтной передачи станция может неопределенно долго захватывать среду передачи данных, попадая в интервал отсрочки от 0 до остаточного значения отсрочки других станций. Другой причиной повышения вероятности захвата среды передачи данных после нескольких конфликтов одним из абонентов являются различные размеры конкурентного окна для станций, вышедших из конфликта, и станций, продолжающих разрешение конфликта в состоянии ожидания истечения времени отсрочки и периодов заморозки.

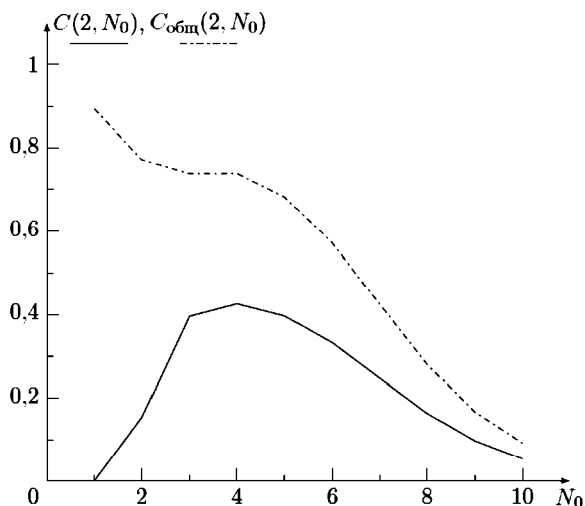


Рис. 1. Зависимость индивидуального быстродействия и общей пропускной способности от степени начальной ширины конкурентного окна

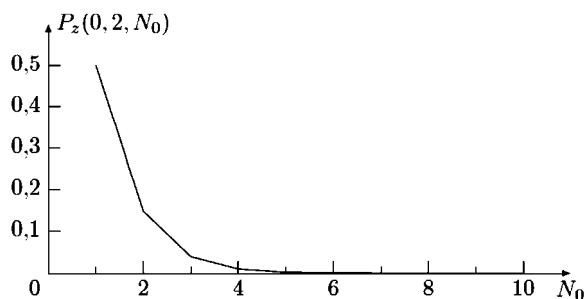


Рис. 2. Зависимость вероятности захвата среды передачи данных станцией B на первой попытке передать данные от степени начальной ширины конкурентного окна

После положительного разрешения конфликта одной из станций после n -й повторной передачи (или несколькими станциями) размер ее конкурентного окнакратно сокращается до начального значения $S_0 < S_n$, что дает этой станции преимущественное право при дальнейшем соперничестве за «эфир» с «конфликтующими» станциями, поскольку меньшая длительность случайной отсрочки для такой станции имеет существенно большую вероятность по сравнению с аналогичным операционным показателем «конфликтующей» станции. Очевидно, что для снижения вероятности эффекта захвата «эфира» на неопределенно долгое время можно предложить, с одной стороны, фиксацию размера конкурентного окна для первой и всех последующих передач, а с другой — выбор длительности случайной отсрочки t_0 на интервале от 1 до $2^N - 1$ слотовых периодов t_c (исключение отсрочки нулевого размера). При этом захват «эфира» одной станцией никогда не превысит $2^N - 2$ успешных передач до очередного конфликта или его разрешения. Рассмотрим предложенные меры модификации процедуры доступа к среде передачи данных для профилактики «эффекта захвата эфира».

2. Профилактика эффекта захвата среды передачи данных

Процедура доступа без нулевой отсрочки

Начнем рассмотрение способов предупреждения захвата среды с метода, основанного на сужении области значений случайной отсрочки. Будем считать, что станции беспроводной сети передачи данных в процессе соперничества за эфир осуществляют выборку случайной задержки из промежутка $\overline{1, S_n - 1}$ слотовых интервалов. В этом случае исключается возможность выбора задержки нулевой длины и ни одна из станций не сможет бесконечное число раз захватывать среду передачи данных. Назовем этот вариант предупреждения эффекта захвата модифицированным методом доступа к среде передачи данных. Тогда условная вероятность (4) преобразуются к виду

$$\pi(n, 2, N_0) = \begin{cases} \sum_{i=1}^{S_0-1} p_0(i) L_i = \frac{1}{S_0-1} \left[(S_0 / (S_0 - 1))^{S_0-1} - 1 \right], & n=0; \\ \sum_{k=1}^n E_k(n) \left[\sum_{i=1}^{S_k-1} p_n(i) \sum_{j=1}^i f_k(j) L_{i-j} + \sum_{i=S_k}^{S_n-1} p_n(i) \sum_{j=1}^{S_k-1} f_k(j) L_{i-j} \right], & n \geq 1. \end{cases} \quad (12)$$

Здесь L_k определяются отличным от (5) соотношением

$$L_k = \begin{cases} \sum_{i=1}^k f_0(i) L_{k-i}, & k = \overline{1, S_0 - 1}, L_0 = 1, \\ \sum_{i=1}^{S_0-1} f_0(i) L_{k-i}, & k = \overline{S_0, S_n - 1}. \end{cases}$$

Определение элементов $E_k(n)$ также отличается от исходного для базового протокола доступа:

$$E_k(n) = \begin{cases} \frac{E_k(n-1)}{\pi(n-1, 2, N_0)} \left[\sum_{i=1}^{S_k-1} p_{n-1}(i) \sum_{j=1}^{i-1} f_k(j) L_{i-j} + \sum_{i=S_k}^{S_n-1} p_{n-1}(i) \sum_{j=1}^{S_k-1} f_k(j) L_{i-j} \right], & n \geq 2, k = 1, E_1(1) = 1; \\ \frac{E_{k-1}(n-1)}{\pi(n-1, 2, N_0)} \sum_{i=1}^{S_{k-1}-1} p_{n-1}(i) f_{k-1}(i), & n \geq 2, k = \overline{2, n}. \end{cases}$$

Средняя длительность отсрочки до начала передачи (7) в этом случае преобразуется:

$$N_s(n) = 1 + \sum_{i=1}^{S_n-1} i p_n(i) = \frac{S_n}{2} + 1. \quad (13)$$

Элементы $Z_t(n, N_0)$ и $Z_\tau(n, N_0)$ отличаются от исходных (8) и (9) тем, что суммирование по всем индексам выполняется не от нуля, а от единицы, а входящие в них элементы M_k и V_k имеют вид

$$M_k = \begin{cases} \sum_{i=1}^k f_0(i) (1 + M_{k-i}), & k = \overline{1, S_0 - 1}, M_0 = 0; \\ \sum_{i=1}^{S_0-1} f_0(i) (1 + M_{k-i}), & k = \overline{S_0, S_n - 1}; \end{cases}$$

$$V_k = \begin{cases} \sum_{i=k+1}^{S_0-1} f_0(i) + \sum_{i=1}^{k-1} f_0(i)(1+V_{k-i}), & k = \overline{1, S_0-1}; \\ \sum_{i=1}^{S_0-1} f_0(i)(1+V_{k-i}), & k = \overline{S_0, S_n-1}. \end{cases}$$

При подстановке соответствующих вероятностей выпадения того или иного слота данные соотношения преобразуются:

$$M_k = \begin{cases} \left(\frac{S_0}{S_0-1}\right)^k - 1, & k = \overline{1, S_0-1}; \\ 1 + \frac{\sum_{i=1}^{S_0-1} M_{k-i}}{S_0-1}, & k = \overline{S_0, S_n-1}; \end{cases} \quad V_k = \begin{cases} \frac{S_0-2}{S_0-1} \left(\frac{S_0}{S_0-1}\right)^{k-1}, & k = \overline{1, S_0-1}; \\ 1 + \frac{\sum_{i=1}^{S_0-1} V_{k-i}}{S_0-1}, & k = \overline{S_0, S_n-1}. \end{cases}$$

Процедура доступа с фиксированным размером конкурентного окна

В случае фиксированной ширины конкурентного окна, ВВХ процедуры доступа будут одинаковы для каждой попытки передачи данных станциями *A* и *B*. Тогда условная вероятность возникновения конфликта на *n*-й повторной передаче для станции *A* определится соотношением (6), а так как вероятность успешной передачи данных является обратной к вероятности неуспеха

$$P(n, 2, N_0) = 1 - \pi(n, 2, N_0),$$

то функция вероятности (2) принимает вид

$$f(N, 2, N_0) = \left(\frac{S_0-1}{S_0^2} \left[\left(\frac{S_0}{S_0-1}\right)^{S_0} - 1 \right]\right)^N \left(\frac{S_0^2 + S_0 - 1}{S_0^2} - \frac{S_0-1}{S_0^2} \left(\frac{S_0}{S_0-1}\right)^{S_0} \right). \quad (14)$$

Используя соотношения (10) и (11) получаем среднее количество заморозок до конфликтной ($Z_t(n, N_0)$) и успешной ($Z_\tau(n, N_0)$) передач.

$$Z_t(n, N_0) = \left(\frac{S_0}{S_0-1}\right)^{S_0} - \frac{S_0}{S_0-1} - \frac{3}{2};$$

$$Z_\tau(n, N_0) = \frac{S_0-2}{S_0-1} \left(\frac{S_0}{S_0-1}\right)^{S_0-1} - \frac{S_0-2}{S_0-1} - \frac{S_0-2}{S_0}.$$

Тогда с использованием соотношения (7) среднее условное время до неудачной и успешной *n*-й попыток передачи данных окончательно принимает вид

$$t(n, 2, N_0) = \frac{S_0-1}{2} + d \left[\left(\frac{S_0}{S_0-1}\right)^{S_0} - \frac{5S_0-3}{2(S_0-1)} \right],$$

$$\tau(n, 2, N_0) = \frac{S_0-1}{2} + d \left[\frac{S_0-2}{S_0-1} \left[\left(\frac{S_0}{S_0-1}\right)^{S_0-1} - 1 \right] - \frac{S_0-2}{S_0} \right].$$

Поскольку данные соотношения не зависят от номера повторной передачи, то с учетом (14) находим среднее время передачи кадра (1) станцией *A*:

$$T(2, N_0) = \frac{S_0 - 1}{2} + d \left(\frac{S_0 - 2}{S_0 - 1} \left[\left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^{S_0 - 1} - 1 \right] + \frac{2}{S_0} \right) + \\ + \left\{ \frac{S_0 - 1}{2} + d \left[\left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^{S_0} - \frac{S_0}{S_0 - 1} - \frac{1}{2} \right] \right\} \frac{(S_0 - 1) \left[(S_0 / (S_0 - 1))^{S_0} - 1 \right]}{S_0^2 + S_0 - 1 - (S_0 - 1) \left[S_0 / (S_0 - 1) \right]^{S_0}}.$$

Процедура доступа с фиксированным окном без нулевой отсрочки

Для процедуры профилактики эффекта захвата, основанной на фиксированной ширине конкурентного окна и исключении случайной отсрочки нулевой длительности, ВВХ системы связи будут инвариантны к номеру повторной передачи. Тогда с учетом (12) для функции вероятности продолжительности соперничества (2) получаем

$$f(N, 2, N_0) = \left(\frac{1}{S_0 - 1} \left[\left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^{S_0 - 1} - 1 \right] \right)^N \left(\frac{S_0}{S_0 - 1} - \frac{S_0^{S_0 - 1}}{(S_0 - 1)^{S_0}} \right). \quad (15)$$

Используя соотношения (10) и (11) с учетом отсутствия нулевой отсрочки, получаем среднее количество заморозок до конфликтной ($Z_t(n, N_0)$) и успешной ($Z_\tau(n, N_0)$) передач:

$$Z_t(n, N_0) = \left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^{S_0} - \frac{5S_0 - 2}{2(S_0 - 1)}, \quad Z_\tau(n, N_0) = \frac{S_0 - 2}{S_0 - 1} \left[\left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^{S_0 - 1} - 2 \right].$$

С учетом соотношения (13) окончательный вид средних условных времен до неудачной и успешной n -й попыток передачи данных преобразуется к виду

$$t(n, 2, N_0) = \frac{S_0}{2} + 1 + d \left[\left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^{S_0} - \frac{5S_0 - 2}{2(S_0 - 1)} \right], \\ \tau(n, 2, N_0) = \frac{S_0}{2} + 1 + d \frac{S_0 - 2}{S_0 - 1} \left[\left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^{S_0 - 1} - 2 \right].$$

Используя данные соотношения и выражение (15), находим среднее время передачи кадра (1) станцией A :

$$T(2, N_0) = \frac{S_0}{2} + 1 + d \left(\frac{S_0 - 2}{S_0 - 1} \left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^{S_0 - 1} - \frac{S_0 - 3}{S_0 - 1} \right) + \\ + \left\{ \frac{S_0}{2} + 1 + d \left[\left(\frac{S_0}{S_0 - 1} \right)^{S_0} - \frac{3S_0}{2(S_0 - 1)} \right] \right\} \frac{[S_0 / (S_0 - 1)]^{S_0 - 1} - 1}{S_0 - [S_0 / (S_0 - 1)]^{S_0 - 1}}.$$

Отметим, что данную модификацию метода доступа к среде передачи данных следует использовать при $N_0 \geq 2$, так как для $N_0 = 1$ станции всегда будут попадать в конфликт.

На рис. 3 представлены сравнительные кривые среднего времени передачи кадра абонентом в сети из двух станций для всех рассмотренных методов доступа

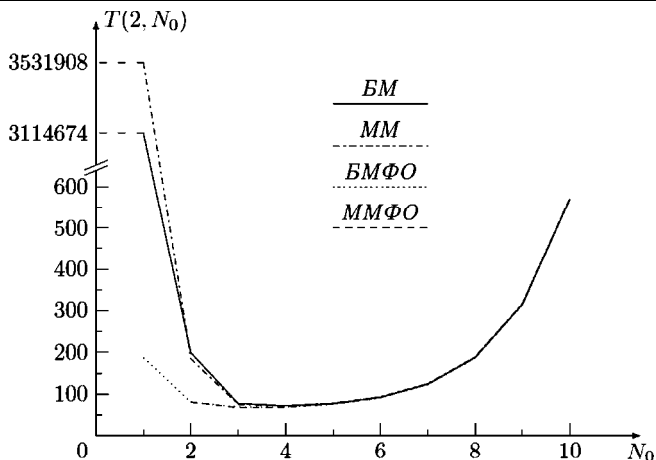


Рис. 3. Сравнительные кривые среднего времени передачи кадра для базового (БМ) и модифицированного (ММ) методов соперничества, а также для случаев с фиксированной шириной конкурентного окна – (БМФО) и (ММФО)

к среде передачи данных. Из рисунка видно, что в сети из двух станций при 100 %-й загрузке базовый метод доступа к среде передачи данных с фиксированной шириной конкурентного окна является предпочтительным в сравнении с тремя другими способами борьбы за «эфир». С одной стороны, этот метод обеспечивает меньшее, чем у базового и модифицированного методов, время передачи кадра данных при $N_0 = 1,4$, а с другой – не уступает ни одному из методов на всем отрезке допустимых значений начальной степени ширины конкурентного окна. В целом, при $N_0 = 5,10$ различие между производительностью методов нивелируется.

Для анализа индексов быстродействия беспроводной ЛВС при произвольном числе конкурирующих станций проведено имитационное моделирование логики протокольных действий базового метода доступа к разделяемой среде передачи данных и предложенных его модификаций для профилактики эффекта захвата. На рис. 4 для стандартного метода доступа к разделяемой среде показаны сравнительные кривые минимального (C_{\min}) и максимального (C_{\max}) индивидуальных быстродействий конкурирующих станций, а также кривые общей пропускной способности системы ($C_{\text{общ}}$) как функции степени начальной ширины конкурентного окна. В семействе кривых общей пропускной способности представлена также кривая, соответствующая аналитическому решению для сети с двумя активными станциями ($C_{\text{теор}}$). Из представленных численных результатов видно, что при малых значениях степени N_0 имеет место эффект захвата разделяемой среды передачи данных одной из станций для любого количества соперничающих абонентов беспроводной локальной сети. При этом благодаря захвату разделяемой среды какой-либо станцией и, как следствие, бесконфликтной передаче большого количества пакетов наблюдаются хорошие показатели общей пропускной способности сети и большой дисбаланс по показателям индивидуального

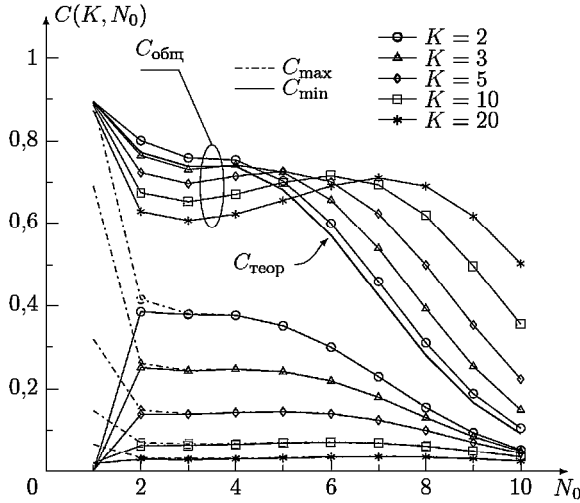


Рис. 4. Сравнительные кривые минимального и максимального индивидуальных быстродействий, и общей пропускной способности для различного числа станций сети

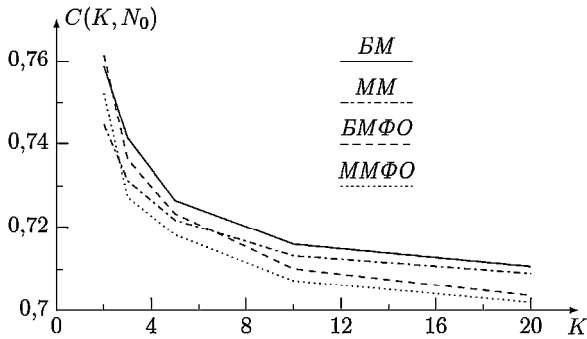


Рис. 5. Сравнительные кривые общей пропускной способности для базового ($БМ$) и модифицированного ($ММ$) методов доступа к среде передачи данных, а также для случаев с фиксированной шириной конкурентного окна – ($БМФО$) и ($ММФО$) при оптимальных N_0

быстродействия и среднего времени передачи кадра отдельных станций. С увеличением ширины конкурентного окна значения индивидуальных характеристик станций выравниваются, причем наблюдается максимум общей пропускной способности по параметру степени начальной ширины конкурентного окна. С ростом числа станций сети этот максимум смещается в сторону максимально возможного размера конкурентного окна, и если для сети из двух станций как такового экстремума нет, то для большего числа активных абонентов максимум ярко выражен: для трех станций – $N_0 = 4$, для пяти – $N_0 = 5$, для десяти – $N_0 = 6$, а для двадцати – $N_0 = 7$. При таких начальных параметрах имеет место снижение коллизий-

ных передач и выравнивание индивидуальных показателей станций на фоне пика общей пропускной способности беспроводной сети. Кроме того, для малых N_0 значение общей пропускной способности выше для сети с малым числом станций, а с увеличением ширины окна имеет место обратная зависимость – чем больше станций, тем выше общая пропускная способность. Сопоставление результатов аналитического и имитационного моделирования сети из двух станций показывает, что значения общей пропускной способности для различных размеров N_0 отличается менее чем на 4 %. На рис. 5 представлены сравнительные кривые пропущенного потока для различных модификаций метода доступа к среде передачи данных от количества активных станций сети при оптимальном значении ширины конкурентного окна.

Заключение

Проведенный анализ направлен на исследование операционных характеристик метода случайного множественного доступа с контролем несущей и предотвращением коллизий. Получены аналитические соотношения для вероятностно-временных характеристик процесса соперничества двух станций. Обнаружены «эффект захвата эфира» и экстремальная зависимость операционных характеристик от начального размера конкурентного окна. Предложены параметрические изменения в протокольную процедуру соперничества, обеспечивающие предупреждение эффекта захвата при сохранении высоких значений индивидуальных и интегральных индексов быстродействия. Показано, что оптимальная начальная ширина конкурентного окна (S_0) определяется активным размером сети (количеством соперничающих станций) и обеспечивает близкое к равномерному распределение совместно используемого ресурса времени «эфира» между конкурирующими абонентами. Исследование мер профилактики эффекта захвата среды передачи данных в локальной сети, включающей до 20 соперничающих абонентов на имитационной модели, показало эффективность предложенных изменений параметров протокольной процедуры соперничества. Показано также, что для нетривиального размера активной сети $K \geq 6$ наиболее эффективной мерой профилактики эффекта захвата является модифицированный метод, исключающий отсрочку нулевого размера и обеспечивающий минимальное снижение общей пропускной способности.

ЛИТЕРАТУРА

1. Олифер В.Г., Олифер Н.А. Компьютерные сети. СПб: Питер, 2006. 958 с.
2. IEEE Std 802.11–2007, Revision of IEEE Std 802.11–1999. Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. IEEE Computer Society, 2007. 1184 p.
3. Гейер Д. Беспроводные сети. Первый шаг. М.: Вильямс, 2005. 192 с.
4. Roshan P., Leary J. 802.11 Wireless LAN Fundamentals. Cisco Press, 2004. 312 p.
5. Вишневецкий В.М. и др. Широкополосные беспроводные сети передачи информации. М.: Техносфера, 2005. 592 с.
6. Сущенко С.П., Кустов Н.Т. О пропускной способности метода случайного множественного доступа // Автоматика и телемеханика. 2001. № 1. С. 91–102.
7. Прудников А.П., Брычков Ю.П., Маричев О.И. Интегралы и ряды: Элементарные функции. М.: Наука, 1981. 800 с.

8. Рыжиков Ю.И. Имитационное моделирование: Теория и технологии. М.: Альтекс-А, 2004. 380 с.
9. Кельтон В., Лоу А. Имитационное моделирование. Классика CS. 3-е изд. СПб.: Питер, 2004. 847 с.

Михеев Павел Андреевич

Сущенко Сергей Петрович

Томский государственный университет

E-mail: doka-patrick@mail.ru; ssp@inf.tsu.ru

Поступила в редакцию 2 июня 2012 г.

Mikheev Pavel A., Sushchenko Sergey P. (Tomsk State University). **Wireless LAN performance analysis.**

Keywords: wireless networks, contention, contention window, a random delay timer, positive acknowledgment, contention time, the effect of carrier capture, throughput.

A mathematical model of access method “carrier sense multiple access with collision avoidance” for active stations is proposed. The effect of carrier capture and unimodal dependence of the operating characteristics from the initial width of the contention window is detected. Measures of preventing the effect of carrier capture, based on the modifications of the standard protocol are proposed. The first measure is based on request of contention window, which is fixed for all retransmission, the second – on zero random delay exception and the third – on first and second composite. The simulation model of the wireless network is developed to investigate the effect of carrier capture with a large number of stations. The effectiveness of the proposed measures of preventing the effect of carrier capture is shown. It is established that zero random delay exception is the best of measures for nontrivial active stations number.