У бездротових мережах WiMAX під управлінням протоколу IEEE 802.16 AC використовують механізм конкурентного доступу для резервування ресурсу загального каналу. У статті розглядається аналітична модель для дослідження ефективності доступу в мережі IEEE 802.16

Ключові слова: запрос, конфлікт, доступ, імовірність

В беспроводных сетях WiMAX под управлением протокола IEEE 802.16 AC используют механизм конкурентного доступа для резервирования ресурса общего канала. В статье рассматривается аналитическая модель для исследования эффективности доступа в сети IEEE 802.16

Ключевые слова: WiMAX, запрос, конфликт, доступ, вероятность

In the wireless networks WiMAX under the management of protocol the IEEE 802.16 MS use the mechanism of competition access for reservation of resource of general channel. An analytical model for research of efficiency of access in the IEEE 802.16 network is examined in the article

Key words: WiMAX, query, conflict, access, probability

УДК 621.391

АНАЛИТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ ДЛЯ ИССЛЕДОВАНИЯ ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТИ ДОСТУПА АБОНЕНТОВ СЕТИ WIMAX

И Анадж Наорс
Аспирант
Кафедра телекоммуникационных систем
Харьковский национальный университет радиоэлектроники
пр. Ленина, 14, г. Харьков, Украина, 61166
Контактный тел.: 050-183-98-05
E-mail: moskalets1@yandex.ru

Введение

Одним из основных направлений развития телекоммуникационной индустрии в настоящее время является разработка новых беспроводных сетей городского масштаба. Стандарт IEEE 802.16 является основой технологии широкополосной связи, рассчитанной на внедрение в городских беспроводных сетях и получивший название WiMAX. Стандарт IEEE 802.16 определяет протоколы физического и канального уровней эталонной семиуровневой модели взаимодействия открытых систем OSI. Канальный уровень представлен в виде двух подуровней - уровня управления логическим каналом LLC (Logical Link Control) и уровня управления доступом к среде MAC (Medium Access Control), причем подуровень управления логическим каналом LLC определяется в соответствии с IEEE 802.2. Стандарт призван решить проблему "последней мили" - обеспечить пользователям доступ в глобальные сети в городских масштабах и, в дополнение к этому, дифференцировать уровни предоставляемых услуг и гарантировать качество обслуживания, что позволяет использовать протокол для передачи мультимедийной информации в реальном времени [1]. В этом и заключается его основная особенность, выгодно отличающая его от других беспроводных протоколов и приносящая ему все большую популярность по всему миру.

Стандартизованным в IEEE 802.16 алгоритмом случайного множественного доступа, применяемым абонентской станцией в интервале конкурентного доступа для передачи запроса, является "двоичный экспоненциальный откат" (Binary Exponential Backoff, BEB) [2]. При поступлении пакета данных абонентская станция начинает действовать по алгоритму BEB для передачи запроса по восходящему каналу.

При рассмотрении вопросов по анализу производительности беспроводной сети, основанной на технологии WIMAX, особую роль следует уделить такому параметру, как средняя задержка передачи пакета, которая, в свою очередь, зависит от механизма множественного доступа, действующего в системе.

Расчет средней задержки передачи пакета для системы WiMAX представляет собой достаточно сложную задачу. В данной статье рассматривается метод расчета средней задержки передачи запроса посредством определенного в стандарте IEEE 802.16 алгоритма binary exponential backoff (BEB), не рассматривая передачу пакетов. Такой подход позволяет более детально исследовать механизм резервирования и оптимизировать параметры алгоритма BEB.

Анализ алгоритма binary exponential backoff

Универсальность технологии IEEE 802.16 предполагает, что беспроводной широкополосный доступ может использоваться очень широким спектром приложений, от традиционного голосового сервиса, до сложных сетевых игр и современных мультимедиа-приложений.

Поскольку точный алгоритм формирования запросов в стандарте IEEE 802.16 не определен и зависит от конкретной реализации то, следуя указанному подходу, для простоты, будем различать два состояния у каждого абонента - активное и пассивное. Если абонент переходит в активное состояние, то он генерирует запрос, в котором указывает объем данных, требующих передачу. При успешной передаче запроса происходит переход абонента в пассивное состояние.

Для разрешения возникающих конфликтов используется специальный вариант алгоритма BEB. Перед каждой попыткой передачи, абонент равномерно выбирает целое число из интервала $\left[0, W_i - 1\right]$, где W_i - текущее значение его конкурентного окна. Выбранное значение (счетчик отложенной передачи), показывает количество мини-окон, которое абонент должен ждать перед попыткой передачи запроса. Для первой попытки передачи величина конкурентного окна устанавливается равной W_{min}. В случае конфликта абонент удваивает значение конкурентного окна, так что после i конфликтов, W_i оно становится равным $2^i W_{min}$. Конкурентное окно не удваивается в том случае, если оно достигло максимального значения $W_{max} = 2^m W_{min}$, где m максимальная стадия отката. Как и в IEEE 802.11 в случае успешной передачи конкурентное окно устанавливается в минимальное значение W_{min}.

Стандарт IEEE 802.16 не определяет никакой взаимосвязи между параметрами W_{min}, W_{max} и K. Заметим, что если $W_{min} < K$, тогда некоторые мини-окна никогда не будут использоваться в течение первой попытки передачи. Необходимо устанавить $W_{min} = lK$, где l - натуральное число, для того чтобы равномерно распределить попытки передачи по доступным мини-окнам. Данное допущение приводит к значительному упрощению аналитического анализа.

Полагаем, что канал является бесшумным, т.е. если в точности один абонент передает в мини-окне, то передача является успешной. В противном случае происходит конфликт. Более того, будем считать, что абоненты получают информацию обратной связи о ситуациях в мини-окнах текущего кадра от центральной станции к началу следующего кадра.

Несложно видеть, что работу данной системы, можно описать многомерным Марковским процессом с дискретным временем:

$$\left\{b^{(j)}(t), c^{(j)}(t), d(t)\right\}, \ j = \overline{1, n}, \ t = 0,1,2,..., \quad (1)$$

где $c^{(j)}(t)$ - стадия отката j-го абонента, $b^{(j)}(t)$ - счетчик отложенной передачи у’-го абонента, $d(t)$ - номер мини-окна в текущем кадре. Интервал времени между двумя последовательными моментами времени t и $t+1$ соответствует одному мини-окну.

Пусть работа системы описывается процессом (1). Введем в рассмотрение $p^{(j)}(t)$ - вероятность того, что в момент времени t абонент с номером j попадет в конфликт. Понятно, что эта вероятность определена лишь в тех случаях, когда абонент в момент времени t начинает передачу, т.е. при условии, что $s^{(j)}(t) = 0$ и зависит от того, в каком состоянии находится система.

Используя подход из работы [3] введем следующие допущения:

1. Вероятность $p^{(j)}(t)$ не меняется со временем для произвольно взятого абонента.

2. Вероятность $p^{(j)}(t)$ одинакова для всех абонентов.

Эвристическое обоснование этих допущений приведено в работе [3].

Таким образом, фактически работа одного абонента считается независимой от состояния других абонентов, а значит, ее можно описать следующим двумерным Марковским процессом:

$$\left\{b^{(j)}(t), c^{(j)}(t)\right\} \quad (2)$$

где $b^{(j)}(t)$ и $c^{(j)}(t)$ - соответственно счетчик отложенной передачи и стадия отката некоторого абонента.

Мы предполагаем, что поведение произвольно взятого абонента не зависит от поведения других $n-1$ абонентов, и условная вероятность конфликта p является постоянной. В рамках этого допущения, предлагается следующий способ аналитического описания процесса (2).

Подход на основе цепи Маркова

Рассмотрим следующую 2-х шаговую процедуру:

- на первом шаге, абонент равномерно выбирает один из кадров для передачи, где $L_w = 2^w l$ $w = 0,...,m$ и w соответствует текущей стадии отката;

- на втором шаге один из K мини-окон равномерно выбирается в данном кадре.

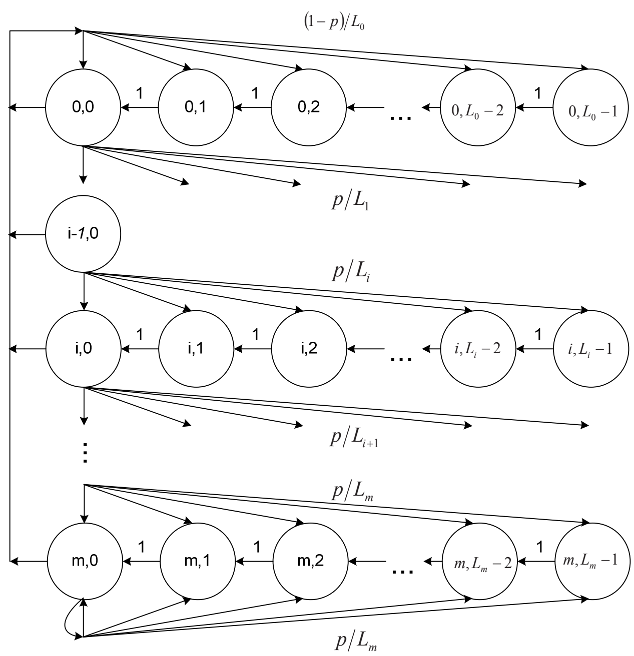

Рис. 1. Цепь Маркова с переходными вероятностями

Введем дискретную и целочисленную временную шкалу, где t и $t+1$ соответствует началу двух последовательных кадров. Пусть $c_1(t)$ есть стохастический процесс представляющий собой число кадров, которые абонент должен ждать до того как начнет передачу в момент времени t. Таким образом, абонент передает в кадре, если $c_1(t)$ обращается в ноль. Пусть $b(t)$ это стадия отката абонента в момент t. Значит, можно описать двумерный процесс $\{b(t),c_1(t)\}$ цепью Маркова (рис. 1) с переходными вероятностями, описывающими правила работы алгоритма.

Для краткости будем использовать обозначение:

$$P\{w_1,\nu_1|w_0,\nu_0|\}= \\ =P\{b(t+1)=w_1,c_1(t+1)=\nu_1|b(t)=w_0,c_1(t)=\nu_0\}:$$

1. Если счетчик $c_1(t)$ абонента не равен нулю, то в начале каждого кадра происходит его уменьшение (независимо от стадии отката):

$$P\{w,\nu|w,\nu+1|\}\quad \nu\in[0,L_w-2]\quad w\in[0,m]$$

2. После успешной передачи запроса (вероятность этого события $1-p$), абонент устанавливает конкурентное окно отката (W_0) и производит инициализацию счетчика $c_1(t)$, т.е. равномерно выбирает его значение из интервала $[0,L_0-1]$:

$$P\{0,\nu|w,0|\}=(1-p)/L_0\quad \nu\in[0,L_w-1]\quad w\in[0,m]$$

3. Если при передаче запроса произошел конфликт (вероятность p), и текущее значение конкурентного окна отката абонента не равно максимальному значению, производится его удвоение. После этого значение счетчика $c_1(t)$ равномерно выбирается из интервала $[0,L_w-1]$:

$$P\{w,\nu|w-1,0|\}=p/L_w\quad \nu\in[0,L_w-1]\quad w\in[1,m]$$

4. Если при передаче запроса произошел конфликт и текущее значение конкурентного окна абонента равно максимальному значению (W_m), то дальнейшее его удвоение не производится. Значение счетчика $c_1(t)$ в таком случае вновь равномерно выбирается из интервала $[0,L_w-1]$:

$$P\{w,\nu|m,0|\}=p/L_m\quad \nu\in[0,L_m-1]$$

Таким образом, получаем эргодическую цепь Маркова. Поскольку, цепь эргодическая, то существует стационарное распределение:

$$b_{i,k}=\lim_{t\to\infty}P\{b(t)=i,c(t)=k\}\quad b\in[0,m]\quad c\in[0,L_i-1]\qquad(3)$$

Результаты, полученные в ходе расчета стационарного распределения [4-6]:

1. Вероятность того, что в произвольный момент времени счетчик $c_1(t)$ абонента равен нулю, а конкурентное окно минимально W_0:

$$b_{0,0}=\frac{l(1-2p)(1-p)}{(1-2p)(l+1)+pl\left(1-(2p)^m\right)}\qquad(4)$$

2. Вероятность того, что в произвольный момент времени счетчик $c_1(t)$ равен нулю, а конкурентное окно лежит в интервале (W_1,W_m-1):

$$b_{i,0}=p^ib_{0,0}\quad i\in(0,m)\qquad(5)$$

3. Вероятность того, что в произвольный момент времени счетчик $c_1(t)$ абонента равен нулю, а конкурентное окно максимально W_m

$$b_{m,0}=\frac{p^m}{1-p}b_{0,0}\qquad(6)$$

Пусть x - вероятность того, что абонент будет передавать в некотором кадре. Поскольку передача происходит при обнулении таймера $c_1(t)$ можно записать

$$x=\sum_{i=0}^{m}b_{i,0}=\frac{b_{0,0}}{1-p}.$$

Суммируя вероятности состояний, когда счетчик $c_1(t)$ равен нулю, с учетом (3.4-3.6), может быть получено следующее выражение для вероятности передачи в кадре x:

$$x=\sum_{i=0}^{m}b_{i,0}=\sum_{i=0}^{m-1}p^ib_{0,0}+b_{m,0}=b_{0,0}\left(\frac{1-p^m}{1-p}+\frac{p^m}{1-p}\right)= \\ =\frac{2(1-2p)}{(1-2p)(l+1)+pl\left(1-(2p)^m\right)}.\qquad(7)$$

Рассмотрим процесс передачи абонентом некоторого запроса. Этот процесс начинается с момента появления запроса и заканчивается его успешной передачей. Пусть $\overline{N}$ - среднее число попыток передачи запроса, а $\overline{K}$ - среднее число мини-окон, в которых абонент откладывает передачу в ходе этого процесса. Тогда, вероятность x определяется следующим образом:

$$x=\frac{\overline{N}}{\overline{N}+\overline{K}}.\qquad(8)$$

Несложно показать, что

$$\overline{N}=\sum_{i=1}^{\infty}i(1-p)p^{i-1}=\frac{1}{1-p}.\qquad(9)$$

Пусть $\overline{K}$ – среднее число кадров, в течение которых абонент откладывал передачу, если для успешной передачи потребовалось в точности i попыток, тогда

$$\overline{K}=\sum_{i=1}^{\infty}i(1-p)p^{i-1}.\qquad(10)$$

Можно показать, что выполняются следующее соотношения:

$$\overline{K_i}=2^{i-1}l-\frac{l+i}{2},\ \text{при}\ 1\le i\le m+1\qquad(11)$$

$$\overline{K_i}=2^{m}l\frac{i-m+1}{2}-\frac{l+i}{2},\ \text{при}\ i\ge m+1\qquad(12)$$

Подставляя (12)-(9) в (8) и производя алгебраические упрощения, получаем выражение (7).

Рассмотрим теперь произвольного абонента, который передает в кадре. Тогда, вероятность y_u события, состоящего в том, что u абонентов, из оставшихся $i-1$ передают в том же кадре равна

$$y_u = \binom{i-1}{u} x^u (1-x)^{i-1-u},$$

а вероятность того, что все из них будут передавать в мини-окнах отличных от слота, выбранного рассматриваемым абонентом равна $(1-1/K)^u$.

Таким образом, условная вероятность возникновения конфликта p равна

$$p = 1 - \sum_{u=0}^{i-1} \binom{i-1}{u} x^i (1-x)^{i-1-u} \left(1-\frac{1}{K}\right)^K. \qquad (13)$$

Равенства (7) и (13) представляют систему нелинейных уравнений с двумя неизвестными. Заметим, что когда K=1 (каждый кадр содержит в точности одно мини-окно), наша модель сводится к модели [3].

Теперь рассчитаем среднюю задержку при передаче запроса $\overline{d}$ (измеряемую в числе кадров). Для условий насыщения будем считать, что новый запрос появляется у абонента в момент успешной передачи предыдущего.

Сначала, заметим, что, когда конкурентное окно абонента равно $W_j = 2^j K l \quad j = 0,...,m$, то среднее число кадров, которое он должен ждать равно

$$\overline{N_j} = \frac{\sum_{i=1}^{2^j l} i}{2^j l} = \frac{1+2^j l}{2}. \qquad (14)$$

Тогда средняя задержка имеет геометрическое распределение и может быть вычислена следующим образом

$$\overline{D} = (1-p)\left[\sum_{i=0}^{m} p^i \sum_{j=0}^{i} \overline{N_j} + \sum_{i=m+1}^{\infty} p^i \left(\sum_{j=0}^{m} \overline{N_j} + (i-m)\overline{N_m}\right)\right]. \qquad (15)$$

Из (15) и, принимая во внимание (14), может быть получено следующее выражение для средней задержки [4-6]:

$$\overline{D} = \frac{1}{2(1-p)} + \frac{1}{2(1-2p)} - l\frac{2^{m-1}p^{m+1}}{(1-2p)(1-p)}. \qquad (16)$$

На рис. 2 показаны аналитические результаты для случая условий насыщения и различных типовых комбинаций параметров.

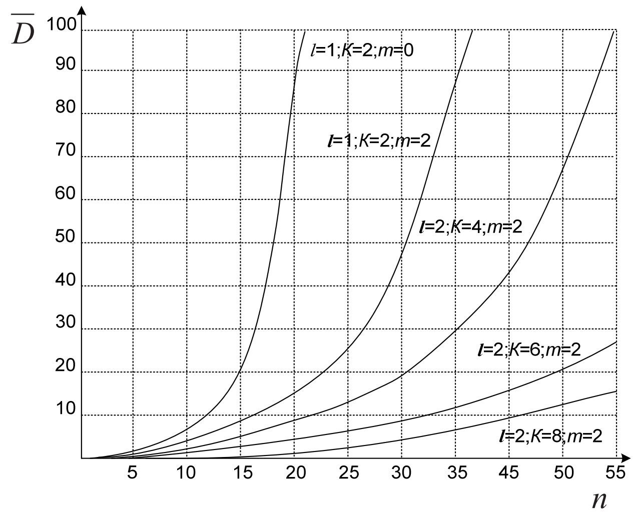

Рис. 2. Зависимости средней задержки при передаче запроса (в кадрах) от числа абонентов в системе

Выполняя минимизацию задержки, мы максимизируем пропускную способность передачи запроса. Для фиксированных n и K, средняя задержка, полученная в выражении (16) есть функция от l и т.

Пара (l_{opt}, m_{opt}), которая минимизирует среднюю задержку, может быть найдена численно.

Следовательно, можно сделать вывод о том, что оптимальная пара (l_{opt}, m_{opt}) не является уникальной, но для любого значения m существует определенное l, при котором задержка минимальна. Очевидно, что увеличение числа мини-окон K приводит к уменьшению задержки, поскольку задержка измеряется в кадрах.

Литература

1. Широкополосные беспроводные сети передачи информации: учеб. [Текст] / В. М. Вишневский, А. И. Ляхов, С. Л. Портной, И. Л. Шахнович. – М. : Техносфера, 2005.–592 с.
2. IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks. Part 16: Air Interface for Fixed Broadband Wireless Access Systems, IEEE Std. 802.16-2004, Oct. 2004.
3. G. Bianchi. Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function // IEEE Journal On Selected Areas In Communications. – 2000, No. 3. – vol. 18. – p. 535 - 547.
4. Hai L. Vu. Performance Analysis of Best-Effort Service in Saturated IEEE 802.16 Networks / Hai L. Vu, , Sammy Chan, Lachlan L. H. Andrew// IEEE Transactions on vehicular technolog. – 2010, no. 1. – vol. 59.
5. A. Vinel. Performance analysis of the random access in IEEE 802.16 / A. Vinel, Y. Zhang, M. Lott, and A. Tiurlikov // IEEE Int. Symp. Pers., Indoor Mobile Radio Commun.– Sep. 2005.– pp.1596-1600.
6. A. Vinel. Efficient request mechanism usage in IEEE 802.16 / A. Vinel, Y. Zhang, Q. Ni, and A. Lyakhov // in Proc. IEEE Globecom, San Francisco, CA. – no. 2006. – pp. 1–5.