

## Беспроводные локальные сети IEEE 802.11: механизм распределение скоростей

**Ключевые слова:**  
беспроводные локальные сети IEEE 802.11.

**Легков К.Е.,**  
Научный сотрудник  
СевероКавказского филиала МТУСИ,  
constf@mail.ru

Рассмотрим беспроводную локальную сеть (БЛС) с протоколом IEEE 802.11, состоящую из  $N$  станций, находящихся в области радиодоступности друг друга (в одном домене коллизий). Для управления доступом к среде передачи может использоваться двухуровневый протокол доступа DFWMAC (distributed foundation wireless MAC), обеспечивающий базовый распределенный механизм управления доступом (DCF — distributed coordination function) или надстроенный над ним механизм централизованного управления (PCF — point coordination function) [1].

DCF использует механизм доступа CSMA/CA. PCF реализован с помощью опросов (poll), производимых центральным координатором (точкой доступа). Некоторая часть временного интервала (суперкадра) резервируется для "неорганизованных" станций, использующих DCF.

Наиболее детальный анализ схемы DCF проведен в работах [2] и [3], где было отмечено, что использование протоколов производного доступа к общей разделяемой среде передачи ведет к неустойчивому поведению сети. В частности, при увеличении нагрузки пропускная способность сети увеличивается до максимального значения, называемого "максимальной пропускной способностью". Дальнейшее же увеличение нагрузки приводят, в конечном счете, к существенному уменьшению пропускной способности системы. Это следует из практической невозможности управлять схемой производного доступа для удержания максимальной пропускной способности на достаточно большом промежутке времени. На практике гораздо более важное значение

Низкое качество связи на любом направлении связи беспроводной локальной сети под управлением протокола IEEE 802.11 с распределенным механизмом доступа к среде передачи оказывает влияние на все остальные корреспондирующие пары узлов и на всю сеть в целом. Причина этого в уменьшении доли времени занятия канала станциями с высокой скоростью передачи за счет увеличения доли времени занятия канала станциями, передающими пакеты с низкой скоростью.

имеют характеристики системы в устойчивом состоянии [2]. Поэтому будем считать, что каждая станция всегда имеет хотя бы один пакет для передачи. В этом случае принято говорить, что станции работают в режиме насыщения (сеть работает в режиме насыщения). Остановимся на рассмотрении пропускной способности БЛС в режиме насыщения (предел пропускной способности сети при увеличении нагрузки).

Поведение сети, узлы которой используют протокол CSMA, определяется занятостью канала (среды передачи), который прослушивает каждый узел. Процесс изменения состояния канала может быть абстрактно представлен временной диаграммой, представленной на рис. 1. Можно выделить три различных состояния канала: канал свободен, канал занят успешной передачей, канал занят коллизией. Стрелки на рис. 1 показывают моменты времени возможного изменения состояния.

Интервалы времени, в течение которых узел остается в каждом из этих трех состояний, будем называть виртуальными слотами. Таким образом, процесс изменения состояния канала можно рассматривать как последовательность следующих друг за другом виртуальных слотов. Виртуальные слоты не одинаковы. Каждый из них может представлять из себя:

- 1) пустой слот с фиксированной длительностью  $\sigma$ , в начале которого происходит декрементация счетчиков отсрочки станций;
- 2) успешный слот длительностью  $t_s$ , в котором одна из станций осуществляет передачу пакета;
- 3) коллизийный слот длительностью  $t_c$ , в котором передачу пакета осуществляют две станции и более.

Значение  $\sigma$  есть величина постоянная, равная длительности слота отсрочки. Продолжительность других интервалов может быть различной, в зависимости от механизма доступа (базовый доступ или механизм RTS/CTS), размера кадра и длительности его передачи узлами.

Согласно модели Бьянки предполагается, что в начале каждого слота каждая станция может начать передачу пакета с вероятностью  $\tau$ . Приняв это предположение, можно записать выражения для вероятности наступления пустого  $p_e$ , успешного  $p_s$  и коллизийного  $p_c$  слота:

$$p_e = (1 - \tau)^N, \quad p_s = N\tau(1 - \tau)^{N-1}, \\ p_c = 1 - (1 - \tau)^N - N\tau(1 - \tau)^{N-1}.$$

В данном случае вероятность коллизии не зависит от размера передаваемого пакета. Поэтому предполагается, что длительности успешного и коллизийного слотов независимы от числа попыток и определяются только функцией распределения вероятности для размера пакета данных.

Вероятность  $\tau$  является детерминированной функцией условной вероятности потери пакета  $p$ , т.е. вероятности того, что начатая узлом передача не успешна по причине коллизии. Для 802.11, выражение  $\tau$  как функции от условной вероятности потери пакета дано в [2]. В нашем случае для упрощения расчетов будем считать, что используется оптимальное значение конкурентно-

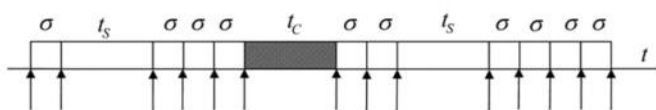


Рис. 1. Временная диаграмма состояния канала

го окна, при котором значение  $\tau$  определяется выражением:

$$\tau \approx \frac{1}{N \sqrt{\frac{T_c}{2}}}$$

где  $T_c$  — средняя продолжительность коллизии, измеренная в слотах отсрочки  $\sigma$ , а  $N$  — число станций в сети [2].

Условная вероятность потери пакета  $p$  может быть легко выражена через значение  $\tau$  и общее число узлов сети:

$$p = 1 - (1 - \tau)^{N-1}$$

Рассмотрим временной интервал  $t_i$  между двумя последовательными успешными передачами. Этот интервал, называемый виртуальным временем передачи, представляет собой время между двумя последовательными окончаниями защитных межфреймовых интервалов. Выражение для среднего значения виртуального времени передачи  $t_i$  имеет вид [1]:

$$E[t_i] = T_s + \frac{P_c}{P_s} T_c + \frac{P_c}{P_s} \sigma \quad (1)$$

где  $T_s$ ,  $T_c$  — средние длительности успешно-го и коллизионного слота соответственно.

Представим сеть в виде ориентированного графа, вершинами которого являются беспроводные узлы, а соединяющие их беспроводные каналы — направленными дугами. Каждую пару узлов будет соединять две противоположно направленные дуги. Общее количество дуг в таком графе будет определяться выражением:  $l = N(N - 1)$ , а из каждого узла будет выходить  $N - 1$  дуг. В отличие от [1], предположим, что расстояния между узлами различны и не позволяют осуществлять передачу пакетов между любыми корреспондирующими парами узлов с максимальной скоростью, заложенной в протоколе. Обмен данными в каждой корреспондирующей паре узлов будет осуществляться на различных значениях скоростей. Обозначим эти скорости  $K_{i,j} = \alpha_{i,j} K$ ,  $0 < \alpha_{i,j} \leq 1$ , где  $K$  — максимальная скорость передачи по протоколу, а  $\alpha_{i,j}$  — коэффициенты, показывающие степень отличия скорости  $K_{i,j}$  между узлами  $i$  и  $j$  от скорости  $K$ . Будем считать, что  $K_{i,j} \geq K_{j,i}$ ,  $\forall i, j$ , где  $K_{min}$  — минимальная скорость, поддерживаемая стандартом, на которой осуществляется передача служебных пакетов и преамбулы заголовка пакета данных. Поскольку все узлы находятся в одном домене коллизий, в один и тот же момент времени может осуществляться пере-

дача только по одной из существующих дуг (может быть активна только одна дуга). В противном случае произойдет коллизия, и передачи не будут успешными. Заметим, что дуги, выходящие из одного узла не могут быть одновременно активными по другой причине. Это определяется вышестоящими по отношению к подуровню MAC уровнями эталонной модели взаимодействия открытых систем.

Представим все дуги, выходящие из одного конкретного узла, одной виртуальной дугой, которая будет выходить из рассматриваемого узла и входить в виртуальный узел. Виртуальный узел (ВУ) в данном случае будет представлять собой своего рода свертку всех оставшихся  $N - 1$  реальных узлов (РУ) в один виртуальный. Виртуальная дуга (ВД) будет представлять собой свертку всех  $N - 1$  выходящих из узлов реальных дуг в одну виртуальную. Тогда сеть можно представить в виде совокупности таких ВД, число которых будет равно количеству узлов сети  $N$ . Каждая ВД поставлена в соответствие определенному РУ и будет выходить из вершины-РУ, а входить в вершину-ВУ. Каждая ВД будет характеризоваться средней скоростью передачи  $K_i = \alpha_i K$ ,  $0 < \alpha_i < 1$ ,  $i \in (1..N)$ , с которой соответствующий данной ВД узел потенциально может вести передачу. Коэффициенты  $\alpha_{i,j}$  несут функцию аналогичную описанной выше коэффициентам  $\alpha_{i,j}$ . Полагая, что любой узел сети имеет одинаковое количество трафика для каждого из  $N - 1$  остальных узлов и, учитывая, что пакеты передаются последовательно, можно записать выражение для коэффициента  $\alpha_i$ :

$$\alpha_i = \frac{(N-1)}{\sum_{j=1}^N \alpha_{i,j}}$$

Рассмотрим, как распределяется общей ресурс пропускной способности при разделении среды передачи между узлами сети, т.е. между ВД.

Пусть подлежащие передаче пакеты имеют одинаковый приоритет и одинаковую длину  $R_p$  бит, а для доступа к среде используется механизм RTS/CTS [5]. Тогда средняя продолжительность коллизии  $T_c^*$ , измеренная в слотах отсрочки, будет определяться временам передачи пакета запроса на передачу и продолжительностью защитного межфреймового интервала. При использовании базового механизма доступа средняя продолжительность коллизии определяться временем передачи пакета данных продол-

жительностью защитного интервала.

Длины служебных пакетов RTS (Request to Send — запрос на передачу), CTS (Clear to Send — подтверждение передачи), ACK (ACKnowledge — кадр подтверждения получения) обозначим  $R_{RTS}$ ,  $R_{CTS}$  и  $R_{ACK}$  бит соответственно. Передача служебных пакетов и заголовка пакета данных осуществляется на установленной для них скорости  $K_{cn} = \alpha_{cn} K$ . Тогда время, необходимое для успешной передачи пакета  $i$ -тым узлом по соответствующей ВД, без учета времени распространения сигнала будет равно:

$$T_{ii} = DIFS + \frac{R_{RTS}}{\alpha_{cn} K} + SIFS + \frac{R_{CTS}}{\alpha_{cn} K} + SIFS + H + \frac{R_p}{\alpha_i K} + SIFS + \frac{R_{ACK}}{\alpha_{cn} K} \quad (3)$$

где DIFS — продолжительность защитного межфреймового интервала; SIFS — продолжительность короткого межфреймового интервала;  $H$  — время, необходимое для передачи заголовка пакета данных.

Поскольку сеть работает в условиях насыщения, то при ее функционировании на достаточно большом промежутке времени число переданных каждым узлом пакетов будет примерно одинаковым. Тогда, если описать передачу пакетов узлами, как циклическую и поочередную (в первом цикле происходит передача 1-го узла, затем 2-го, ...,  $N$ -го; во втором цикле происходит передача 1-го, 2-го, ...,  $N$ -го узла и т.д.), то это не отразится на общем количестве пакетов, переданных каждым узлом на этом промежутке времени. Рассмотрим один цикл такой поочередной передачи пакетов всеми станциями. Учитывая ранее описанные допущения и выражение (1), среднее время  $T_u$  этого цикла будет определяться по следующей формуле:

$$T_u = \sum_{i=1}^N (T_{ii} + \frac{P_c}{P_s} T_c + \frac{P_c}{P_s} \sigma) \quad (4)$$

где  $T_{ii}$  определяется по формуле (3). Порядок вычисления приведен в [1]. Поскольку в течение  $T_u$  каждый узел передаст по одному пакету, то пропускная способность любого узла будет определяться:

$$S_i = R_p / T_u \quad (5)$$

где  $R_p$  — размер пакета.

Выражение для пропускной способности сети примет вид:

$$S = NR_p / T_u \quad (6)$$

Из (4), (5), (6) видно, что низкие характеристики пропускной способности любого направления связи в БЛС с DCF оказывают влияние на все остальные корреспондирующие пары узлов и на всю сеть в целом. Причина этого влияния в том, что увеличивается доля времени занятия канала станциями, передающими пакеты с низкой скоростью. В соответствии с этим уменьшается доля времени занятия канала корреспондирующими парами узлов, имеющими возможность осуществлять передачу с высокими скоростями.

В левой части рис. 2 представлены зависимости пропускной способности сети от общего количества входящих в нее узлов по результатам моделирования в среде MATLAB. Кривая S1 соответствует случаю канала без ошибок, когда все ВД равнозначны и характеризуются  $\alpha_i = 1$ . Кривая S2 соответствует случаю, когда один из узлов имеет значение  $\alpha_i = 0,1$  для связанной с ним ВД, а ВД остальных узлов характеризуются значениями  $\alpha_i = 1$ .

В правой части рис. 2 представлена зависимость пропускной способности, доступной для одного узла при наличии одной ВД с  $\alpha_i = 0,1$ , от количества узлов, нормированная пропускной способностью одного узла в условиях канала без ошибок при  $\alpha_i = 1$ . Использованные значения параметров протокола приведены в таблице.

Значения используемых параметров протокола

$\sigma$	RTS	CTS, ACK	$R_p$	DIFS	SIFS	K	$K_{ca}$
20 мкс	35 байт	29 байт	1250 байт	50 мкс	10 мкс	54 Мбит/с	1 Мбит/с

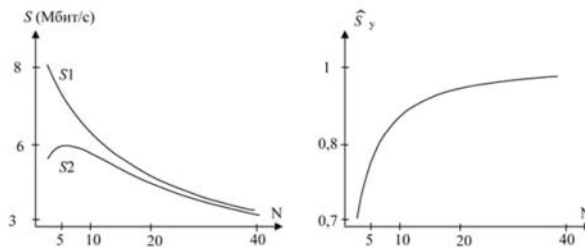


Рис. 2. Зависимость пропускной способности сети и узла от общего количества узлов

Литература

1. Легков К.Е., Донченко А.А. Анализ существующих алгоритмов распределения частотного ресурса беспроводных сетей специального назначения. // Сборник трудов СКФ МТУСИ — 2009. Ростов-на-Дону: СКФ МТУСИ, 2009. — С. 50-52.
2. Bianchi G. Performance Analysis of IEEE 802.11 Distributed Coordination Function // IEEE Journal on Selected Areas in Communications 18(3) (March 2000). — P.535-547.
3. Cali F., Conti M., Gregori E. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit. // IEEE Trans. On Networking, Dec 2000. — №8(2). — P.785-799.
4. Chaya H.S., Gupta. S. Performance modeling of asynchronous data transfer methods of IEEE 802.11 MAC protocol. ACM Wireless Networks, 1997. No. 3(3). P. 217-234.
5. IEEE Std 802.11-2007, Revision of IEEE Std 802.11-1999. IEEE Std 802.11-2007, IEEE Standard for Information Technology-Telecommunications and information exchange between systems-Local and metropolitan area network-Specific requirements-Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications. IEEE Computer Society, June 2007.

Wireless local networks IEEE 802.11: distribution of speeds mechanism

Legkov K.Ye.

Low quality of communication on any direction of wireless local area network communication under control of IEEE 802.11 protocol with the distributed mechanism of access to a transmission medium influences all remaining corresponding pairs of nodes and on the whole network. The reason of it is in time reduction of channel occupation by stations using high speed of transmission at the expense of increasing time of channel occupation by stations transferring packets at low speed.

References

1. Legkov K.Ye., Donchenko A.A. Analiz sushchestvuyushchih algoritmov raspredeleniya chastotnogo resursa besprovodnyh setey spetsialnogo naznacheniya // Sbornik trudov SKF MTUSI, 2009. Rostov-na-Donu: MTUSI SKF, 2009. — P.50-52.
2. Bianchi G. Performance Analysis of IEEE 802.11 Distributed Coordination Function // IEEE Journal on Selected Areas in Communications 18(3) (March 2000). — P.535-547.
3. Cali F., Conti M., Gregori E. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit. // IEEE Trans. On Networking, Dec 2000. — №8(2). — P.785-799.
4. Chaya H.S., Gupta. S. Performance modeling of asynchronous data transfer methods of IEEE 802.11 MAC protocol. ACM Wireless Networks, 1997. - №3(3). — P.217-234.
5. IEEE Std 802.11-2007, Revision of IEEE Std 802.11-1999. IEEE Std 802.11-2007, IEEE Standard for Information Technology-Telecommunications and information exchange between systems-Local and metropolitan area network-Specific requirements-Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications. IEEE Computer Society, June 2007.