

# Аналитическая модель многоадресной передачи СВР-потока механизмом МССА в условиях помех <sup>\*</sup>

Кузнецов Е.С., Иванов А.С., Хоров Е.М.

ИППИ РАН

egor.kuznecov@frtk.ru, a.ivanov@iitp.ru, khorov@iitp.ru

**Аннотация** Механизм детерминированного доступа МССА, описанный в стандарте IEEE 802.11 сетей Wi-Fi, позволяет станциям резервировать интервалы времени для передачи данных. Защита от коллизий и эффекта скрытых станций, обеспечиваемая детерминированным доступом, позволяет использовать МССА для передачи данных с заданными требованиями к качеству обслуживания. В случае, когда такие данные требуется передать сразу нескольким получателям, МССА для экономии канальных ресурсов позволяет устанавливать многоадресное резервирование. Однако остается открытым вопрос о выборе параметров таких резервирований. В данной работе предлагается метод определения таких параметров многоадресного резервирования, при которых на каждом из получателей выполнены требования к качеству обслуживания передаваемого потока, а расход канальных ресурсов минимален.

**Keywords:** Wi-Fi, МССА, многоадресное резервирование, QoS, СВР

## 1 Введение

В настоящее время Wi-Fi — наиболее распространенная технология построения беспроводных локальных сетей (WLAN). Основные направления ее развития определяются такими требованиями пользователей, как требованиями к низкой стоимости развертывания, простоте использования, масштабируемости и надежности передачи данных. Одним из ответов на эти требования стало появление технологии Wi-Fi Mesh беспроводных самоорганизующихся многошаговых сетей с распределенным управлением, называемых mesh-сетями. Все нововведения технологии Wi-Fi Mesh описаны в дополнении IEEE 802.11s [1] к стандарту сетей IEEE 802.11 [2] сетей Wi-Fi. Одним из таких нововведений является механизм детерминированного доступа МССА (Mesh coordination function Controlled Channel Access), который позволяет станции сети Wi-Fi Mesh зарезервировать интервалы времени для передачи своих данных, в течение которых только она одна имеет

<sup>\*</sup> Исследование выполнено в ИППИ РАН при финансовой поддержке РФФИ в рамках научного проекта №14-50-00150.

доступ к каналу, а окружающие ее станции — нет. Появление детерминированного доступа в дополнении 802.11s связано с тем, что он позволяет бороться с эффектом скрытых станций, особенно остро проявляющегося в многошаговых сетях и в значительной степени снижающего эффективность механизмов случайного доступа в сетях Wi-Fi Mesh [3]. Большая (по сравнению со случайным доступом) надежность передачи данных позволила рассматривать МССА не просто как средство повышения пропускной способности сетей Wi-Fi Mesh, но и как средство для гарантированного выполнения требований к качеству обслуживания (QoS-требований) передаваемых по таким сетям данных. Проблема же выполнения QoS-требований становится все более и более актуальной с ростом требований пользователей к качеству обслуживания (QoS-требования), связанных, в первую очередь, с широким распространением сервисов реального времени (IPTV, YouTube, видеоконференции, VoIP и т.п.).

Используя механизм МССА, каждая станция сети может зарезервировать последовательность периодически повторяющихся интервалов одинаковой длительности (duration), называемых МССАОР (рис. 1). Будем называть такую последовательность зарезервированных интервалов просто *резервированием*.

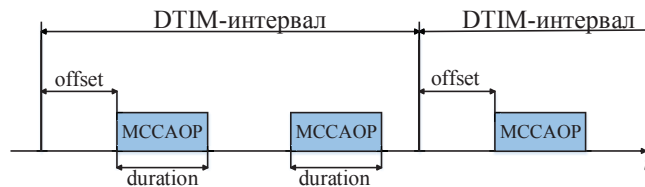


Рис. 1: МССА резервирование периодичности 2

Для того чтобы определить положение интервалов МССАОР во времени, станции делят время на равные промежутки, называемые DTIM-интервалами. Положения интервалов МССАОР определяется двумя параметрами: смещением (offset) первого МССАОР относительно начала DTIM-интервала и периодичностью (periodicity), т.е. количеством МССАОР внутри DTIM-интервала (рис. 1).

Механизм МССА позволяет устанавливать как одноадресные, так и многоадресные резервирования. В первом случае в процедуре установления резервирования участвуют станция-инициатор и единственная станция-адресат. Во втором случае станций-адресатов несколько. Станции, участвующие в процедуре установления, выбирают параметры резервирования так, чтобы оно не пересекалось с уже имеющимися резервированиями в окрестности этих станций. Это возможно благодаря тому, что станции периодически рассылают информацию о своих резервированиях и резервированиях своих соседей. Таким образом, механизм МССА гарантирует, что резервирования станций, находящихся в двухшаговой окрестности, не пересекаются,

что обеспечивает защиту от коллизий и эффекта скрытых станций. Однако не исключены интерференция от станций вне двухшаговой окрестности и случайные помехи в канале, наличие которых приводит к тому, что при установлении резервирования станция должна учитывать время на дополнительные попытки передач.

Стоит отметить, что резервирование канала нецелесообразно для передачи одного или нескольких пакетов, так как большая часть канальных ресурсов будет использоваться на создание резервирования и рассылку информации о нем, а не на передачу данных.

В современных сценариях работы беспроводных сетей распространён случай, когда приходится передавать один и тот же поток данных сразу нескольким адресатам. Например, при видеоконференциях, лекциях и вещаниях IPTV. В этом случае МССА позволяет установить многоадресное резервирование для передачи данных одновременно всем адресатам, а не использовать одноадресные резервирования для передачи данных каждому адресату в отдельности. При этом внутри каждого МССАОР может использоваться один из существующих методов многоадресной передачи, например ВМММ [4], когда пакеты передаются по одному, и станции подтверждают каждый полученный пакет (рис. 2). Тем не менее остаётся открытым вопрос о том, как правильно выбрать параметры многоадресного резервирования, чтобы были выполнены QoS-требования на каждом из получателей при минимальном объёме зарезервированного времени. Именно ответу на этот вопрос и посвящена данная работа, в которой рассматривается многоадресная передача потока постоянной интенсивности (СВР-потока) с заданными QoS-требованиями нескольким получателям.

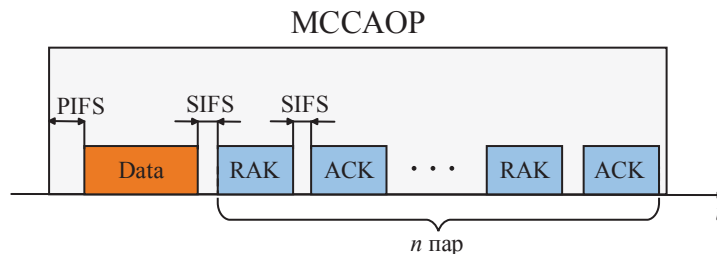


Рис. 2: ВМММ

## 2 Постановка задачи

Рассмотрим многоадресную передачу СВР-потока  $n$  получателям, находящимся в одношаговой окрестности станции-отправителя, в многошаговой сети 802.11.

Пакеты поступают в очередь канального уровня станции-отправителя по одному через равные промежутки времени  $T_{in}$ . Требования к качеству

обслуживания потока определяются значениями максимально допустимой задержки  $D_{QoS}$  доставки пакета и максимально допустимой доли потерянных пакетов  $PLR_{QoS}$ .

Для передачи данных станция-отправитель устанавливает со станциями-получателями многоадресное резервирование, т.е. последовательность следующих друг за другом с периодом  $T_{res} \leq T_{in}$  интервалов времени одинаковой длительности  $R$ , достаточной для передачи одного пакета с данными и получения подтверждения от каждой станции при использовании метода ВМММ. Станция-отправитель использует политику обслуживания FIFO, т.е. в первую очередь передаёт пакет, который раньше всех поступил в очередь. Старший в очереди пакет передаётся, пока не наступит одно из следующих событий: пакет успешно передан, или время на его обслуживание истекло, т.е. пакет провёл в очереди время, большее  $D = D_{QoS} - R$ . В обоих случаях станция приступает к обслуживанию следующего пакета.

Помехи в канале предполагаются случайными и независимыми. Вероятность неуспешной попытки передачи  $i$ -ому получателю равна  $q_i$  ( $i = \overline{1, n}$ ).

В рамках описанной системы требуется определить максимальное значение периода зарезервированных интервалов  $T_{res}^*$ , для которого выполнено ограничение  $PLR(T_{res}^*) \leq PLR_{QoS}$  на каждом из получателей. Выбор именно максимального значения приводит к минимальному объёму зарезервированного времени.

Для решения данной задачи в работе построена аналитическая модель описанной системы, позволяющая получить зависимости  $PLR_i(T_{res})$  ( $i = \overline{1, n}$ ) для каждого из получателей, по которым и определяется  $T_{res}^*$ .

### 3 Обзор существующих работ

С момента появления механизма детерминированного доступа МССА в дополнении IEEE 802.11s [1], было проведено немало исследований, направленных на изучение эффективности его использования. Большой интерес к МССА связан с тем, что в стандарте не описаны способы определения параметров резервирований, оставляя широкое поле деятельности для исследователей. Ранее в работе [5] был предложен метод, позволяющий определить минимальный объем канальных ресурсов, который необходимо зарезервировать для выполнения QoS-требований (заданных максимальными значениями задержки и доли потерянных пакетов) при передаче СВР-потока одному адресату. Позднее в работе [6] этот метод был обобщён на случай потока переменной интенсивности. Следует заметить, что в работах [5] и [6] исследовался случай только одноадресных резервирований, и методы, предложенные в данных работах, не могут быть применены к многоадресной передаче.

Непосредственно же исследованию многоадресной передачи посвящена работа [7], где для передачи данных с QoS-требованиями предложен метод ELBP (Enhanced Leader Based Protocol), использующий механизм BlockAck [2]. При этом QoS-требования представлены ограничениями на долю поте-

ранных пакетов и задержку, выраженную в максимальном числе попыток передач на пакет. В отличие от [7] в данной работе требование на задержку представлено явно в виде ограничения на время нахождения пакета в очереди передающей станции.

## 4 Аналитическая модель

### 4.1 Цепь Маркова

Назовём слотом интервал времени длительности  $\tau = \text{НОД}(T_{in}, T_{res})$ . Разобьём временную шкалу на слоты так, чтобы начало каждого зарезервированного интервала совпадало с началом некоторого слота (см. рис. 3). Представим временные параметры в слотах:

$$t_{in} = \frac{T_{in}}{\tau}, \quad t_{res} = \frac{T_{res}}{\tau}, \quad \text{где } t_{in}, t_{res} \in \mathbb{N}. \quad (1)$$

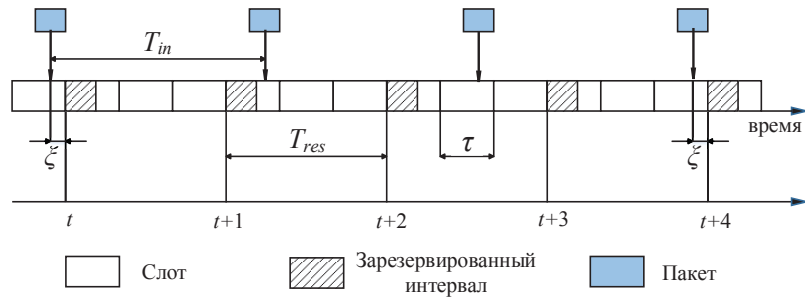


Рис. 3: Дискретное время цепи Маркова в масштабе слотов

Процесс передачи будем описывать с помощью Марковской цепи с дискретным временем, единица которого равна интервалу времени между двумя последовательными зарезервированными интервалами. Моменты наблюдения системы соответствуют началам этих интервалов.

В каждый момент времени  $t$  состояние системы будем описывать парой целых чисел  $(h(t), k(t))$ , где  $h(t)$  равно числу полных слотов, которые самый старший пакет провёл в очереди, а  $k(t)$  равно количеству совершённых попыток передачи этого пакета. Если очередь пуста, то  $h(t) < 0$  и  $|h(t)|$  равно числу слотов до прибытия нового пакета (округлённому вниз), а  $k$  равно 0.

Найдём диапазон допустимых значений параметров  $h(t)$  и  $k(t)$  цепи Маркова. Если пакет пришёл в пустую очередь непосредственно перед моментом  $t - 1$  и был успешно передан с первой попытки, то в момент времени  $t$  достигается минимальное значение  $h(t) = t_{res} - t_{in}$ .

Пусть пакет пребывает в очередь за время  $\xi$  до начала следующего слота ( $0 \leq \xi < \tau$ ). Так как период поступления пакетов в очередь  $T_{in}$  равен целому числу  $t_{in}$  слотов, то  $\xi$  одинаково для всех пакетов. Значит, к моменту

времени  $t$  время нахождения в очереди самого старшего пакета будет равно  $h \cdot \tau + \xi$ . Если это время превосходит максимальное время на передачу пакета  $D$ , то он будет немедленно отброшен. Таким образом, должно быть выполнено  $h \cdot \tau + \xi \leq D$ , откуда максимальное значение  $h$  равно  $d = \lfloor \frac{D-\xi}{\tau} \rfloor$ .

Очевидно, что сделанное количество попыток передачи пакета возраста  $h$  не может быть больше  $h/t_{res}$ , следовательно,  $0 \leq k \leq \lfloor h/t_{res} \rfloor$ . Таким образом, найдены допустимые значения параметров  $h(t)$  и  $k(t)$  цепи Маркова.

Перейдём к нахождению стационарного распределения  $\pi_{(h,k)}$ , предварительно составив матрицу переходных вероятностей.

## 4.2 Матрица переходных вероятностей

Рассмотрим возможные переходы между состояниями цепи и найдём их вероятности. Для этого сначала найдём вероятность  $p(suc|k)$  того, что при  $(k+1)$ -ой попытке пакет будет успешно передан всем станциям при условии, что он не передан всем за  $k$  попыток передач.

Обозначим через  $p(k)$  вероятность того, что пакет не передан за  $k$  попыток передач. Тогда учитывая, что  $(1 - q_i^k)$  — вероятность того, что станция  $i$  получила пакет за  $k$  попыток передач, вероятность  $p(k)$  равна

$$p(k) = 1 - \prod_{i=1}^n (1 - q_i^k). \quad (2)$$

Согласно определению условной вероятности

$$p(suc|k) = \frac{p(suc \cap k)}{p(k)}, \quad (3)$$

где  $p(suc \cap k)$  вероятность того, что пакет передан ровно за  $k + 1$  попытку. Эта вероятность вычисляется следующим образом

$$p(suc \cap k) = p(k) - p(k + 1). \quad (4)$$

Следовательно, вероятность  $p(suc|k)$  равна

$$p(suc|k) = \frac{p(k) - p(k + 1)}{p(k)} = 1 - \frac{1 - \prod_{i=1}^n (1 - q_i^{k+1})}{1 - \prod_{i=1}^n (1 - q_i^k)}. \quad (5)$$

Пусть непосредственно перед началом зарезервированного интервала система находится в состоянии  $(h, k)$ . Тогда возможны следующие случаи.

1.  $h < 0$  ( $k = 0$ ), то есть очередь пуста. Тогда независимо от того, поступил пакет в очередь или нет, система с вероятностью 1 перейдет в состояние  $(h + t_{res}, 0)$ .
2.  $0 \leq h \leq d - t_{res}$  и  $0 \leq k \leq \lfloor h/t_{res} \rfloor$ , то есть очередь не пуста, и осуществляется передача пакета.

- (a) С вероятностью  $p(suc|k)$  пакет будет успешно передан станциям, которые его ещё не получили, и система перейдет в состояние  $(h+t_{res}-t_{in}, 0)$ .
  - (b) С вероятностью  $1-p(suc|k)$  пакет будет передан не всем станциям, и система перейдет в состояние  $(h+t_{res}, k+1)$ .
3. Если  $h > d - t_{res}$ , то независимо от того, будет ли пакет всем успешно доставлен или нет, система перейдет в состояние  $(h+t_{res}-t_{in}, 0)$ . При этом вероятность того, что при заданном переходе пакет доставлен успешно всем, равна  $p(suc|k)$ , в противном случае —  $(1-p(suc|k))$ .

Построив матрицу переходных вероятностей найдём стационарное распределение, решив линейную систему уравнений

$$\begin{cases} \pi_{(h,k)}^T P = \pi_{(h,k)}^T, \\ \sum_{h,k} \pi_{(h,k)} = 1. \end{cases} \quad (6)$$

### 4.3 Определение PLR

Определим долю  $PLR_l$  пакетов, недоставленных станции  $l$  ( $l = \overline{1, n}$ ). Для этого необходимо найти среднее число  $J_l^{dis}$  пакетов, отбрасываемых отправителем за единицу времени, которые так и не получила станция  $l$ . Заметим, что отбрасывание пакетов возможно только при переходах из таких состояний  $(h, k)$ , что  $h > d - t_{res}$ . При переходе из любого такого состояния вероятность того, что станция  $l$  не получила пакет за  $k$  попыток передач и не получит пакет за попытку  $(k+1)$ , равна

$$\frac{q_l^{k+1}}{1 - \prod_{j=1}^n (1 - q_j^k)}. \quad (7)$$

Откуда среднее число неполученных пакетов  $J_l^{dis}$  может быть найдено следующим образом:

$$J_l^{dis} = \frac{1}{T_{res}} \sum_{h > d - t_{res}} \pi_{(h,k)} \cdot \frac{q_l^{k+1}}{1 - \prod_{j=1}^n (1 - q_j^k)}. \quad (8)$$

Среднее число пакетов  $J^{in}$ , поступивших в очередь за единицу времени, равно

$$J^{in} = \frac{1}{T_{in}}. \quad (9)$$

Значение  $PLR_l$  равно отношению среднего числа  $J_l^{dis}$  недоставленных пакетов к среднему числу  $J^{in}$  пакетов, поступивших в очередь:

$$PLR_l = \frac{J_l^{dis}}{J^{in}} = \frac{t_{in}}{t_{res}} \sum_{h > d - t_{res}} \pi_{(h,k)} \cdot \frac{q_l^{k+1}}{1 - \prod_{j=1}^n (1 - q_j^k)}. \quad (10)$$

## 5 Численные результаты

Рассмотрим применение модели к нахождению оптимального периода резервирования. Пусть имеется 3 станции-получателя с вероятностями неудачной передачи  $q_1 = 0,05$ ,  $q_2 = 0,1$ ,  $q_3 = 0,4$ . Период поступления пакетов в очередь равен  $T_{in} = 20$  мс. Первый пакет приходит в очередь непосредственно перед началом зарезервированного интервала, т.е.  $\xi = 0$ . QoS-требования заданы значениями  $PLR_{QoS} = 0,1\%$  и  $D = 50$  мс. На рис. 4(a) представлены графики зависимостей  $PLR_i(T_{res})$  ( $i = \overline{1,3}$ ), полученные аналитически. Результаты, полученные с помощью имитационного моделирования, неотличимы от аналитических и поэтому не представлены на рисунках явно. По полученным зависимостям можно определить максимальный период резервирования  $T_{res}^*$ , при котором выполнено ограничение  $PLR_i(T_{res}^*) \leq PLR_{QoS}$  для каждой из станций. В данном случае  $T_{res}^* = 6,1$  мс. Это значение находится как абсцисса точки пересечения прямой  $PLR = 0,001$  и графиком зависимости для станции с наибольшей вероятностью ошибки передачи.

На рис. 4(b) представлены зависимости  $PLR_i(T_{res})$  для случая, когда каждая станция использует одноадресное резервирование. Оптимальный период резервирования для станции с  $q = 0,4$  равен 6,2 мс. Таким образом, период многоадресного резервирования оказывается меньше, чем оптимальный период одноадресного резервирования для станции с наибольшей вероятностью ошибки. Тем не менее, случай, когда каждая станция будет создавать для себя отдельное резервирование, оказывается хуже, так как для выполнения QoS-требований станциям потребуется создать резервирования с периодами  $T_1^* = 16,6$  мс,  $T_2^* = 14$  мс и  $T_3^* = 6,2$  мс. На рис. 5 представлен случай передачи при  $D = 100$  мс. Из рисунка видно, что значение  $T_{res}^*$  так же оказывается примерно равным значению оптимального периода резервирования для станции с  $q = 0,4$  при одноадресной передаче. Может показаться, что оптимальный период резервирования для многоадресной передачи практически равен оптимальному периоду резервирования одноадресной передачи для станции с наибольшей вероятностью неудачной передачи. Однако данное совпадение в примере выше связано с тем, что одна из станций имеет вероятность неудачной передачи значительно больше, чем остальные. Для доказательства рассмотрим следующий пример. Пусть имеется 3 станции-получателя с одинаковыми вероятностями неудачной передачи  $q = 0,1$ . На рис. 6 представлены зависимости  $PLR_i(T_{res})$  для одноадресной и многоадресной передачи. Так как вероятности неудачной передачи одинаковые, то графики зависимостей  $PLR_i(T_{res})$  ( $i = 1, 2, 3$ ) при одноадресной передаче совпадают. По этой же причине совпадают зависимости  $PLR_i(T_{res})$  при многоадресной передаче. Для  $PLR_{QoS} = 0,1\%$  из графика можно определить, что оптимальный период одноадресного резервирования равен 14 мс. В тоже время из графика видно, что использование этого периода резервирования при многоадресной передаче приводит к значению  $PLR$  равному 0,58%, т.е. к невыполнению QoS-требований. Это доказывает необходимость отдельного рассмотрения случая многоадресной передачи.



Таблица 1: Размер и длительность кадров

Кадр	Размер (байт)	Длительность (мкс)
DATA	2344	368
ACK	14	24
RAK	14	24

Определим, как много канальных ресурсов позволяет сэкономить многоадресная передача в каждом из исследованных случаев. Будем считать, что на физическом уровне передача соответствует стандарту IEEE 802.11a. Кадры DATA, ACK и RAK передаются на скорости 54 Мб/с. В таком случае длительность  $T_{packet}$  передачи кадра вычисляется по формуле

$$T_{packet} = T_{preamble} + T_{symbol} \left( \left\lceil \frac{L_{packet} + 16}{L_{symbol}} \right\rceil + 1 \right), \quad (11)$$

где  $T_{preamble} = 16$  мкс — время необходимое для передачи преамбулы,  $L_{packet}$  — длина передаваемого пакета к которому прибавляется ещё 16 бит физического заголовка,  $L_{symbol}$  — число бит в OFDM-символе (при скорости 54 Мб/с равно 216 бит), а  $T_{symbol} = 4$  мкс — длительность OFDM-символа. Используя данную формулу, получаем длительности кадров, представленные в таблице 1. Длительность интервалов SIFS и PIFS равна  $T_{SIFS} = 16$  мкс и  $T_{PIFS} = 25$  мкс. Длительность МССАОР при многоадресной передаче  $n$  адресатам равна

$$T_{MCCAOP}^{multicast} = T_{PIFS} + T_{DATA} + 2nT_{SIFS} + nT_{RAK} + nT_{ACK}, \quad (12)$$

а при одноадресной передаче

$$T_{MCCAOP}^{unicast} = T_{PIFS} + T_{DATA} + T_{SIFS} + T_{ACK}. \quad (13)$$

Следовательно, доли зарезервированного времени при многоадресной и одноадресной передаче равны

$$\begin{aligned} \eta^{multicast} &= \frac{T_{MCCAOP}^{multicast}}{T_{res}^*}, \\ \eta^{unicast} &= \sum_{i=1}^n \frac{T_{MCCAOP}^{unicast}}{T_i^*}, \end{aligned} \quad (14)$$

где  $T_i^*$  — оптимальный период одноадресного резервирования станции  $i$ .

В случае, изображённом на рис. 4, использование многоадресного резервирования уменьшает расход канальных ресурсов в  $\eta^{unicast}/\eta^{multicast} = 1,22$  раз. В случаях, изображённых на рис. 5-6, данное соотношение равно 1,36 и 1,83 соответственно.

Из рис. 4-5 видно, что функции  $PLR_i(T_{res})$  не являются монотонными, т.е. существуют значения  $T_{res}$  при которых происходит резкое падение значения  $PLR$ . Это происходит из-за того, что при некоторых  $T_{res}$  пакеты получают дополнительную попытку передачи по отношению к соседним значениям  $T_{res}$ . Это явление уже было подробно рассмотрено в работе [6].

## 6 Заключение

В данной работе исследована многоадресная передача потока постоянной интенсивности с помощью механизма МССА в условиях помех. Разработана аналитическая модель, позволяющая определить оптимальные параметры многоадресного резервирования, при котором выполнены QoS-требования на каждом из получателей, а расход канальных ресурсов минимален. Продемонстрирована высокая точность разработанной аналитической модели.

Было показано, что использование единого многоадресного резервирования для нескольких станций-получателей гораздо выгоднее с точки зрения использования канальных ресурсов, чем использование отдельных одноадресных резервирований каждой станцией.

В дальнейшем предполагается исследовать многоадресную передачу потока переменной интенсивности механизмом МССА и построить её аналитическую модель.

## Список литературы

1. IEEE Standard for Information Technology – Telecommunications and information exchange between systems – Local and metropolitan area networks – Specific requirements Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications – Amendment 10: Mesh Networking, 2011.
2. IEEE. — IEEE Standard for Information technology – Telecommunications and information exchange between systems – Local and metropolitan area networks – Specific requirements – Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, 2012.
3. Mesh Deterministic Access (MDA)-Optional IEEE 802.11 s MAC scheme-Simulation Results (IEEE 802.11 TGs submission) / G Hiertz, T Junge, S Max et al. // Online, Sep. — 2006.
4. Reliable MAC layer multicast in IEEE 802.11 wireless networks / Min-te Sun, Lifei Huang, Shaoyong Wang et al. // Wireless Communications and Mobile Computing. — 2003. — Vol. 3, no. 4. — P. 439–453.
5. Shvets Evgeny, Lyakhov Andrey. Mathematical model of MCCA-based streaming process in mesh networks in the presence of noise // Wireless Communications and Networking Conference (WCNC), 2012 IEEE / IEEE. — 2012. — P. 1887–1892.
6. Ivanov Alexander, Khorov Evgeny, Lyakhov Andrey. QoS support for bursty traffic in noisy channel via periodic reservations // Wireless Days (WD), 2014 IFIP / IEEE. — 2014. — P. 1–6.
7. Lyakhov Andrey, Yakimov Mikhail. Analytical study of QoS-oriented multicast in wireless networks // EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking. — 2011. — Vol. 2011, no. 1. — P. 307507.

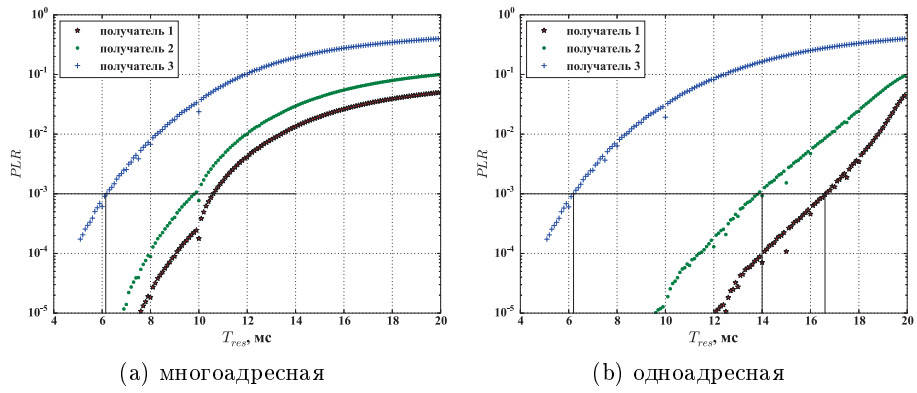


Рис. 4: Зависимости  $PLR(T_{res})$  для многоадресной и одноадресной передачи при  $T_{in} = 20$  мс,  $q_1 = 0,05$ ,  $q_2 = 0,1$ ,  $q_3 = 0,4$ ,  $\xi = 0$  и  $D = 50$  мс

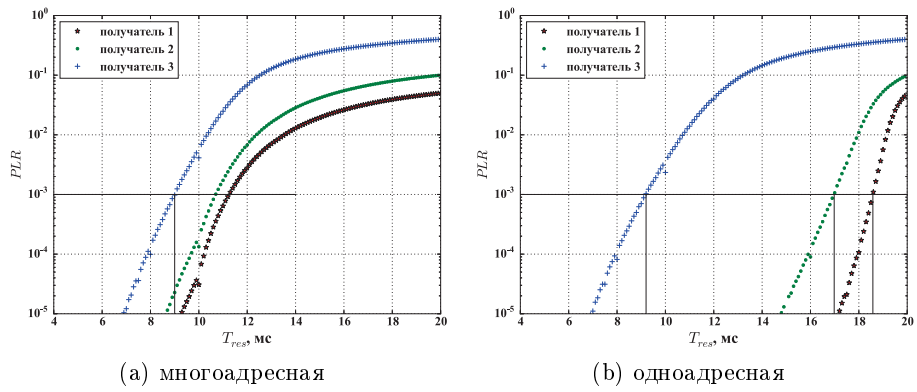


Рис. 5: Зависимости  $PLR(T_{res})$  для многоадресной и одноадресной передачи при  $T_{in} = 20$  мс,  $q_1 = 0,05$ ,  $q_2 = 0,1$ ,  $q_3 = 0,4$ ,  $\xi = 0$  и  $D = 100$  мс

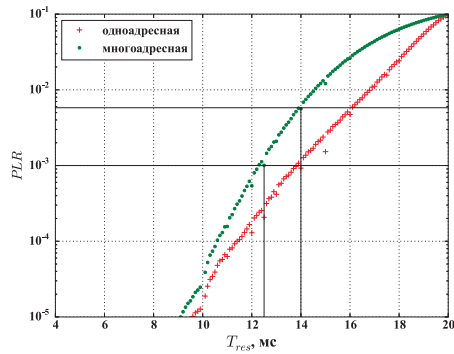


Рис. 6: Зависимости  $PLR(T_{res})$  для многоадресной (3 получателя) и одноадресной передачи при  $T_{in} = 20$  мс,  $\xi = 0$ ,  $D = 50$  мс и  $q = 0,1$  для каждого из получателей