

Аналитическая модель передачи QoS-данных с помощью периодических резервирований и Stop-and-Wait ARQ*

Занкин В.П., Иванов А.С., Хоров Е.М.

Институт Проблем Передачи Информации (ИППИ РАН), Москва, Россия
{zankin, a.ivanov, khorov} @iitp.ru

Аннотация Большинство технологий беспроводной связи (например Wi-Fi) позволяют станциям сети заранее резервировать канал для передачи своих данных. В частности, широко распространен подход периодических резервирований, когда станция резервирует последовательность периодических интервалов времени одинаковой длительности. Резервирование канала обеспечивает защиту от коллизий, а потому целесообразно при передаче данных, предъявляющих требования к качеству обслуживания (QoS-требования). Однако ошибки могут возникать вследствие случайных помех, присущих беспроводной среде. Поэтому необходимо выбирать параметры резервирований с учетом времени, необходимого на дополнительные попытки передачи, которое зависит от используемого протокола повторной передачи (ARQ). В данной работе построена аналитическая модель передачи мультимедийных данных с помощью периодических резервирований и протокола Stop-and-Wait ARQ. Модель позволяет определить период и длительность зарезервированных интервалов, при которых выполнены QoS-требования передаваемых данных.

Keywords: Wi-Fi, резервирование, ARQ, QoS, BlockAck, аналитическая модель

1 Введение

Непрерывное развитие технологий беспроводной передачи данных привело к небывалому росту числа пользователей беспроводных сетей и, соответственно, к росту объемов данных передаваемых по беспроводным сетям. При этом значительную долю беспроводного трафика составляют мультимедийные данные, генерируемые, например, такими приложениями реального времени как YouTube, IPTV, VoIP и т.д. Основной сложностью при передаче таких данных является выполнение их QoS-требований. Растущий интерес пользователей к приложениям реального времени и сопряженный с ним рост числа таких приложений привели к тому, что надежная передача

* Исследование выполнено в ИППИ РАН за счет гранта Российского Научного Фонда (соглашение № 14-50-00150).

данных реального времени стала одним из основных вызовов разработчикам современных беспроводных сетей.

В беспроводных сетях возможность выполнения QoS-требований в существенной мере зависит от используемого механизма доступа. В целом в технологиях беспроводной связи (например в Wi-Fi [1]) имеются механизмы доступа двух типов: случайного и детерминированного.

Случайный доступ (так или иначе присутствующий во всех технологиях беспроводной связи) основан на выборе станциями случайных моментов времени для передачи данных. Однако в случае высокой плотности сети такой подход становится неэффективным ввиду большого числа коллизий и эффекта скрытых станций. Как следствие случайный доступ не может гарантировать выполнение QoS-требований в случае высокой плотности числа устройств: в одном из основных сценариев, рассматриваемых рабочей группой TGач комитета IEEE 802.11 LMSC, занимающейся разработкой Wi-Fi сетей нового поколения.

Механизмы детерминированного доступа позволяют станции-отправителю передавать данные в заранее зарезервированных интервалах времени, в течение которых только эта станция имеет право передавать, а другие станции — нет. Детерминированный доступ использует рассылку информации об уже зарезервированных интервалах, обеспечивая таким образом защиту от коллизий и эффекта скрытых станций. В результате использование детерминированного доступа для надежной доставки QoS-данных более целесообразно, нежели использование случайного доступа.

Стоит отметить, что резервирование канала для передачи одного единственного пакета неоправданно ввиду значительных накладных расходов, связанных как с установлением самого резервирования, так и с рассылкой информации о нем. Поэтому все вышеупомянутые дополнения позволяют резервировать не одиночные интервалы времени, а последовательности периодических интервалов одинаковой длительности. Это позволяет уменьшить накладные расходы на рассылку информации, так как каждая последовательность интервалов (в дальнейшем называемая просто *резервированием*) описывается только тремя параметрами: началом первого интервала, периодом следования интервалов и длительностью одного интервала.

В беспроводных сетях ошибки при передаче пакетов связаны не только с интерференцией от соседних станций, но и со случайными помехами, присущими беспроводной среде. Поэтому, для того чтобы выполнить QoS-требования, следует резервировать канальное время с учетом дополнительных попыток передач. При этом для выявления пакетов, которые не были успешно доставлены, и для их последующей повторной передачи используется различные протоколы ARQ (Automatic Repeat Request). Основная идея таких протоколов состоит в том, что приемник извещает отправителя о доставке (недоставке) пакета. В данной работе рассматриваются два протокола ARQ: Stop-and-Wait ARQ и Selective Repeat ARQ.

В сетях Wi-Fi при использовании Stop-and-Wait ARQ станция отправляет пакет с данными и затем в течение определенного времени ждет кадр

подтверждения ACK. Если в течение этого времени кадр подтверждения не был получен, то считается, что произошла ошибка при передаче пакета, и он передается повторно.

Использование Stop-and-Wait ARQ может вносить значительные накладные расходы из-за необходимости отправки кадра подтверждения после каждого переданного пакета. Данный недостаток отсутствует у Selective Repeat ARQ, который в сетях Wi-Fi соответствует механизму блочной передачи Block Ack. В случае использования этого механизма станция передает пакеты группами (блоками) с минимальным межкадровым интервалом между пакетами (рис. 1с). За блоком пакетов следует кадр BlockAckReq (BAR) запроса кадра подтверждения BlockAck (B-ACK) от получателя. В кадре BlockAck станция-получатель указывает, какие пакеты из посланного блока не были получены успешно. Эти пакеты передаются повторно в следующем блоке.

Для удобства дальнейшего изложения введем следующую терминологию для описания процесса передачи пакетов внутри зарезервированных интервалов:

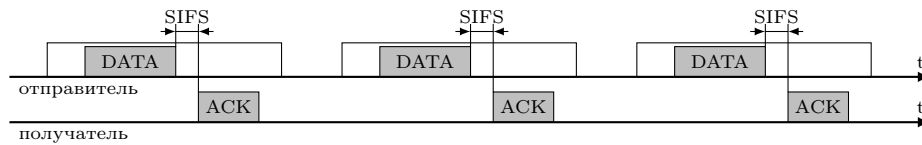
- *Одиночная передача* (рис. 1а) — в каждом зарезервированном интервале может быть передано не более одного пакета.
- *Множественная по пакетной передаче* (рис. 1б) — Stop-and-Wait ARQ используется для передачи пакетов в зарезервированных интервалах, чья длительность рассчитана на передачу более одного пакета.
- *Множественная блочная передача* (рис. 1с) — Selective Repeat ARQ используется для передачи пакетов в зарезервированных интервалах.

Какая бы из вышеописанных техник ни была использована для передачи QoS-данных, возникает *задача оценки минимального объема канальных ресурсов, необходимого для выполнения QoS-требований передаваемых данных*. В данной работе эта задача решена для случая применения множественной по пакетной передачи. Случае одиночной передачи и множественной по пакетной передачи уже были ранее рассмотрены в работах [2], [3].

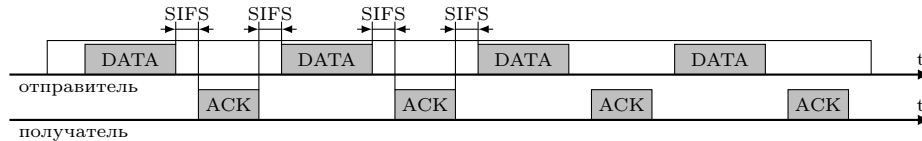
Дальнейшее изложение построено следующим образом. В разделе 2 приводится формальная постановка задачи с описанием исследуемой системы передачи. Раздел 3 посвящен обзору предшествующих работ. В разделе 4 представлена аналитическая модель системы передачи, используемая для решения поставленной задачи. В разделе 5 приводятся численные результаты, подтверждающие работоспособность разработанной модели. Итоги и направления дальнейших исследований представлены в разделе 6.

2 Постановка задачи

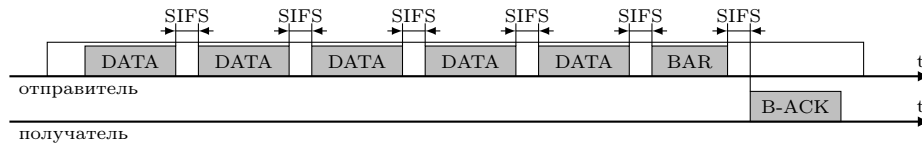
Рассмотрим передачу мультимедийного потока между двумя станциями беспроводной сети. Пакеты потока поступают в очередь передающей станции периодически (с периодом T_{in}) пачками разной длины j (такое предположение соответствует передаче видео с помощью протокола RTP [4]) с известным распределением $\{p_j\}_{j=1}^M$ числа пакетов в пачке ($j = \overline{1, M}$, $\sum p_j = 1$).



(a) Одиночная передача



(b) Множественная по пакетной передаче



(c) Множественная блочная передача

Рис. 1: Способы передачи внутри зарезервированных интервалов

Требования к качеству обслуживания представлены максимально допустимыми значениями доли потерянных пакетов PLR_{QoS} и задержки доставки пакета D_{QoS} .

Для передачи пакетов станция-отправитель устанавливает резервирование: последовательность периодических интервалов времени периода T_{res} и длительности R . Длительность R каждого зарезервированного интервала достаточна для передачи V пакетов с использованием множественной по пакетной передаче. В качестве политики обслуживания очереди используется FIFO.

Передача пакета осуществляется до тех пор, пока пакет либо не будет успешно передан, либо время обслуживания пакета не превысит величину D_{QoS} . В последнем случае пакет отбрасывается, а станция переходит к обслуживанию следующего пакета в очереди.

Ввиду использования детерминированного метода доступа, будем считать, что коллизии пакетов отсутствуют, и все ошибки, возникающие при передаче, обусловлены только наличием помех в канале. Помехи в канале предполагаются случайными и независимыми. Попытка передачи пакета оказывается неудачной с вероятностью q .

В рамках описанной системы передачи требуется разработать метод нахождения оптимальных параметров резервирования при которых, с одной стороны, выполнены требования к качеству обслуживания передаваемого

потока в то время как, с другой стороны, объем потребляемых канальных ресурсов минимален. Для решения этой задачи в данной работе разработана аналитическая модель, которая позволяет определить зависимость PLR от параметров резервирования T_{res} и B (или R)¹ при заданных $\{p_j\}_{j=1}^M$, T_{in} , q и D_{QoS} . Полученная зависимость $PLR(T_{res}, B)$ в свою очередь может быть использована для нахождения искомых значений T_{res}^* и B^* (или R^*).

3 Обзор существующих работ

Задача передачи QoS-данных с помощью резервирования канала не нова. Так в [5] была построена аналитическая модель передачи потока постоянной интенсивности (пакеты поступают поодиночке строго периодически) с помощью периодических резервирований, где были учтены как QoS-требования потока (максимально допустимые значения времени доставки и доли потерянных пакетов), так и наличие ошибок в канале. Подход, использованный в [5], в [6] был расширен на случай, когда интервал времени между поступлениями пакетов является случайной величиной, а в [7] был обобщен на случай одиночной передачи потока переменной интенсивности, когда пакеты поступают в очередь передающей станции строго периодически пачками разной длины. Наконец, в [8] была построена аналитическая модель многошаговой передачи потока переменной интенсивности. Во всех вышеупомянутых работах считалось, что в каждом зарезервированном интервале может быть передан максимум один пакет. Альтернативный подход, связанный с блочной передачей, был рассмотрен в [3], где была построена аналитическая модель блочной передачи неординарных потоков в сетях Wi-Fi Mesh с помощью периодических резервирований. Однако до сих пор не была исследована эффективность множественной по пакетной передаче внутри зарезервированных интервалов.

В рамках данной работы была разработана аналитическая модель множественной по пакетной передаче неординарного потока данных, которая позволяет определить такие параметры резервирования (T_{res} и R), при которых выполнены QoS-требования передаваемых данных.

4 Аналитическая модель

4.1 Описание цепи Маркова

Назовем *слотом* интервал времени длины $\tau = \text{НОД}(T_{in}, T_{res})$ и выразим временные параметры рассматриваемой системы в слотах: $t_{in} = \frac{T_{in}}{\tau}$, $t_{res} = \frac{T_{res}}{\tau}$, $t_{in}, t_{res} \in \mathbb{N}$. Далее разобьем непрерывную шкалу времени на слоты так, чтобы начало каждого зарезервированного интервала совпадало с началом некоторого слота (это можно сделать в силу определения τ). Обозначим

¹ Значения B и R однозначно связаны друг с другом. Поэтому не важно, какое из этих значений рассматривать в качестве параметра резервирования

через ξ величину интервала времени от момента поступления пачки пакетов до начала ближайшего слота (см. рис. 2). В силу определения t_{in} и t_{res} значение ξ одинаково для всех пачек пакетов.

Процесс передачи пакетов представим в виде случайного процесса — двумерной цепи Маркова с дискретным временем. Наблюдение состояний данной цепи будем осуществлять в началах зарезервированных интервалов. Таким образом, единица времени марковской цепи равна периоду резервирования T_{res} .

Состояние системы в момент времени t цепи Маркова будем описывать парой целых чисел $(h(t), m(t))$:

- если очередь не пуста, то $h(t) \geq 0$ — выраженный в слотах возраст самой старшей пачки пакетов в очереди, а $m(t)$ — количество пакетов в этой пачке;
- если очередь пуста, то $h(t) < 0$ и $|h(t)|$ — выраженное в слотах время до поступления следующей пачки пакетов; как и ранее $m(t)$ — размер этой пачки.

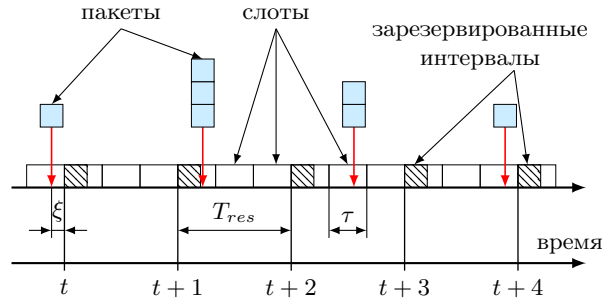


Рис. 2: Моменты наблюдения системы

Возможные значения $h(t)$ ограничены сверху. В момент времени t время пребывания старшей пачки пакетов в очереди равно $h(t) \cdot \tau + \xi$, и чтобы

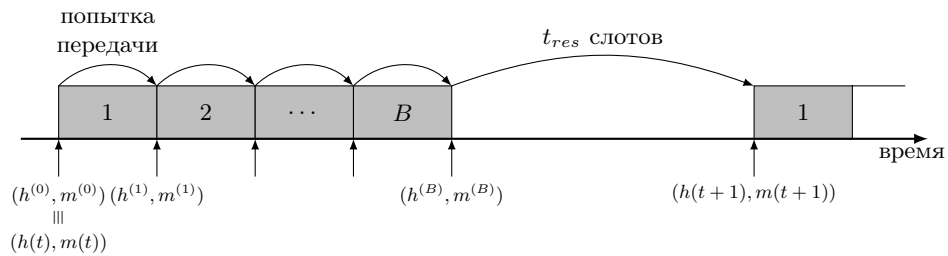


Рис. 3: Переход между состояниями цепи Маркова

эта пачка не была отброшена в момент t , это время не должно превышать D_{QoS} : $h(t) \cdot \tau + \xi \leq D_{QoS}$. Таким образом, $d = \left\lfloor \frac{D_{QoS} - \xi}{\tau} \right\rfloor$.

Минимально возможное значение $h(t)$ будет найдено ниже.

Рассмотрим переходы между состояниями (h, m) цепи Маркова. Пусть система в некоторый момент времени t находится в состоянии (h, m) . Выясним, в какие состояния и с какой вероятностью может перейти система из этого состояния за один шаг цепи Маркова.

Любой переход цепи Маркова в момент t состоит из B попыток передачи в текущем зарезервированном интервале и перехода по времени к началу следующего зарезервированного интервала, т.е. к моменту $t + 1$ (рис. 3). Таким образом, переход цепи Маркова можно представить в виде последовательности из $B + 1$ переходов посредством введения промежуточных состояний, соответствующих моментам окончания каждой из B попыток передач. В эти моменты, система описывается теми же парами чисел (h, m) , что и в началах зарезервированных интервалов. Пусть $(h^{(i)}, m^{(i)})$ — состояние системы по завершении i -ой попытки передачи.

Первые B промежуточных переходов эквивалентны по своему смыслу — каждый переход соответствует попытке передачи пакета. Оставшийся переход из $(h^{(B)}, m^{(B)})$ в $(h(t + 1), m(t + 1))$ соответствует шагу по времени на t_{res} слотов вперед.

Рассмотрим один из первых B переходов. Пусть перед очередной попыткой передачи (т.е. перед переходом), система находилась в состоянии $(h^{(i)}, m^{(i)}) \equiv (h, m)$, $i = 0, \dots, B - 1$. Выясним, в какие промежуточные состояния может перейти система в результате одной попытки передачи.

- Если $h < 0$, то сейчас в очереди нет пакетов. Поэтому система останется в состоянии (h, m) с вероятностью 1.
- Если $0 \leq h \leq d$, то очередь не пуста, и осуществляется передача самого старшего пакета в очереди:
 - Если пакет не был успешно передан (с вероятностью q), то система останется в состоянии (h, m)
 - Если пакет был успешно передан, то возможны два случая. а) Если $m > 1$, то система перейдет в состояние $(h, m - 1)$ с вероятностью $1 - q$. б) Если $m = 1$, т.е. успешно передан единственный пакет в пачке, то система перейдет к обслуживанию следующей пачки (возраст которой равен $h - t_{in}$). Следовательно, система с вероятностью $(1 - q) \cdot p_j$ перейдет в состояние $(h - t_{in}, j)$, $j = \{1, \dots, M\}$.

Обозначим через A матрицу переходных вероятностей, соответствующую вышеописанным переходам.

Минимальное значение $h^{(i)}$ в промежуточных состояниях может быть равно $-t_{in}$. Это происходит, когда а) пачка пакетов поступила в очередь в начале текущего зарезервированного интервала, б) все пакеты очереди переданы, и с) в текущем интервале еще осталось время на как минимум одну попытку передачи.

Теперь рассмотрим переход из последнего промежуточного состояния $(h^{(B)}, m^{(B)}) \equiv (h, m)$, в которое система попала по завершении B возможных попыток передач, в состояние, соответствующее началу следующего резервирования.

- Если $h + t_{res} \leq d$, то к моменту времени $t + 1$ старшая пачка пакетов в очереди не устареет и система перейдет в состояние $(h + t_{res}, m)$ с вероятностью 1.
- Если $h + t_{res} > d$, то к моменту времени $t + 1$ старшая пачка пакетов в очереди устареет и будет отброшена. Возраст следующей пачки к моменту $t + 1$ будет равен $h + t_{res} - t_{in}$. Если $t_{res} > t_{in}$, то может оказаться, что $h + t_{res} - t_{in} > d$, т.е. следующая пачка также будет отброшена. В общем случае дополнительно к первой пачке могут быть отброшены $n_{h,m} = \left\lceil \frac{h+t_{res}-t_{in}-d}{t_{in}} \right\rceil$ следующих за ней пачек, после чего система перейдет к обслуживанию пачки, возраст которой в момент $t + 1$ будет равен $h + t_{res} - t_{in} - n \cdot t_{in}$. Таким образом, система с вероятностью p_j перейдет в состояние $(h + t_{res} - t_{in} - n_{h,m} \cdot t_{in}, j)$, где

$$n_{h,m} = \begin{cases} \left\lceil \frac{h+t_{res}-t_{in}-d}{t_{in}} \right\rceil, & t_{res} > t_{in}; \\ 0, & t_{res} \leq t_{in}. \end{cases}$$

Обозначим через C матрицу переходных вероятностей, соответствующую вышеописанным переходам.

Теперь найдем минимальное возможное значение h в моменты наблюдения цепи Маркова. Если $t_{res} \leq t_{in}$, то минимальное значение $h(t)$ равно $-t_{in} + t_{res}$ и достигается в момент времени t , если а) пачка пакетов поступила в момент времени $t - 1$ непосредственно перед началом интервала передачи, и б) все пакеты очереди были переданы в этом зарезервированном интервале. Если же $t_{res} > t_{in}$, то к началу любого зарезервированного интервала в очереди будет как минимум один пакет. Таким образом, $h \geq \min\{t_{res} - t_{in}, 0\}$. В любом случае, ввиду того, что в промежуточных состояниях $\min h^{(i)} = -t_{in}$, в вычислениях должно быть положено, что $-t_{in} \leq h \leq d$.

В конце концов матрица переходных вероятностей рассматриваемой цепи может быть представлена в виде:

$$P = A^B \cdot C.$$

Зная P , найдем вектор стационарных вероятностей $\pi_{h,m} = (\dots, \pi_{h,m}, \dots)^T$ состояний цепи Маркова.

4.2 Нахождение PLR

Доля потерянных пакетов PLR равна отношению среднего числа пакетов, отброшенных за единицу времени к среднему числу пакетов, поступивших за единицу времени.

В последовательности из $B + 1$ промежуточных переходов из состояния $(h(t), m(t))$ в состояние $(h(t + 1), m(t + 1))$ отбрасывание пакетов возможно только при последнем промежуточном переходе, т.е. из состояния $(h^{(B)}, m^{(B)})$ в $(h(t + 1), m(t + 1))$.

Обозначим $\mathbb{E}(j) = \sum_{j=1}^M j \cdot p_j$ — математическое ожидание числа пакетов в пачке. Тогда из любого состояния $(h^{(B)}, m^{(B)}) \equiv (h, m)$ такого, что $h + t_{res} > d$ в среднем отбрасывается $m + n_{h,m} \cdot \mathbb{E}(j)$ пакетов.

Чтобы найти среднее число пакетов, отбрасываемых за единицу времени, необходимо найти стационарное распределение вероятностей $\tilde{\pi}_{h,m}$ состояний $(h^{(B)}, m^{(B)})$. $\tilde{\pi}_{h,m}$ выражается через $\pi_{h,m}$ следующим образом:

$$\tilde{\pi}_{h,m}^T = \pi_{h,m}^T \cdot A^B.$$

Для значений I_{in} и I_{dis} получаем

$$I_{in} = \frac{\mathbb{E}(j)}{T_{in}}, \quad I_{dis} = \frac{1}{T_{res}} \sum_{\substack{(h,m): \\ h > d - t_{res}}} (m + n_{h,m} \cdot \mathbb{E}(j)) \tilde{\pi}_{h,m}.$$

Таким образом, доля потерянных пакетов равна

$$PLR = \frac{I_{dis}}{I_{in}} = \frac{T_{in}}{\mathbb{E}(j) \cdot T_{res}} \sum_{\substack{(h,m): \\ h > d - t_{res}}} (m + n_{h,m} \cdot \mathbb{E}(j)) \tilde{\pi}_{h,m}.$$

4.3 Выходной поток

Поток пакетов на выходе системы является неординарным: в каждом зарезервированном интервале может быть передано от 0 до B пакетов. Обозначим через p_ℓ^{out} вероятность того, что в одном зарезервированном интервале успешно передано ℓ пакетов. Распределение $\{p_\ell^{out}\}_{\ell=0}^B$, будучи известным, может быть использовано для моделирования многошаговой передачи, когда выходной поток одной станции является входным потоком другой.

Пусть система в некоторый момент времени t находилась в состоянии $(h, m) \equiv (h^{(0)}, m^{(0)})$. Обозначим через $p_{(h,m),\ell}$ вероятность того, что при переходе из состояния (h, m) было успешно передано ровно ℓ пакетов. Тогда вероятности $\{p_\ell^{out}\}_{\ell=0}^B$ находятся следующим образом:

$$p_\ell^{out} = \sum_{(h,m)} \pi_{(h,m)} p_{(h,m),\ell}. \quad (1)$$

Далее найдем вероятности $p_{(h,m),\ell}$.

Переход из состояния $(h^{(0)}, m^{(0)})$ в состояние $(h^{(B)}, m^{(B)})$ может осуществляться множеством путей, каждый из которых соответствует некоторому числу успешно переданных пакетов. Этим переходам соответствует матрица A^B , однако в ней как таковой отсутствует информация о величинах

$\{p_{(h,m),\ell}\}$: каждый элемент матрицы есть просто сумма вероятностей всей путей, ведущих из одного состояние, в другое.

Чтобы найти вероятности $p_{(h,m),\ell}$, воспользуемся следующим приемом. Домножим элементы матрицы A , соответствующие переходам с успешной передачей пакета, на специальную метку λ . В результате получим матрицу \hat{A} , элементами которой являются многочлены степени не выше 1. Далее возведем матрицу \hat{A} в степень B , чтобы получить аналог матрицы A^B . Каждый элемент $\|\hat{A}^B\|_{i,j}$ матрицы \hat{A}^B , соответствующий переходу из состояния $(h^{(0)}, m^{(0)}) \equiv (h_i, m_i)$ в состояние $(h^{(B)}, m^{(B)}) \equiv (h_j, m_j)$, имеет вид

$$\begin{aligned} \|\hat{A}^B\|_{i,j} &= p_{(h_i, m_i), (h_j, m_j), 0} + p_{(h_i, m_i), (h_j, m_j), 1} \lambda + \dots + \\ &+ p_{(h_i, m_i), (h_j, m_j), B} \lambda^B = \sum_{\ell=0}^B p_{(h_i, m_i), (h_j, m_j), \ell} \lambda^\ell, \end{aligned}$$

где $p_{(h_i, m_i), (h_j, m_j), \ell}$ — вероятность успешно передать ℓ пакетов при переходе из состояния (h_i, m_i) в состояние (h_j, m_j) . В самом деле, единственный причиной, по которой может возникнуть степень λ^ℓ , является наличие перехода с ℓ успешно переданными пакетами. Более того, вероятности всех таких переходов автоматически суммируются в $p_{(h_i, m_i), (h_j, m_j), \ell}$ при перемножении матриц.

Теперь для $p_{(h,m),\ell}$ получаем

$$p_{(h,m),\ell} = \sum_{(h', m')} p_{(h,m), (h', m'), \ell} \quad (2)$$

Подставив (2) в (1) получим распределение $\{p_\ell^{out}\}_{\ell=0}^B$ числа пакетов в пачках выходного потока.

5 Численные результаты

5.1 Передача видеопотока

Применим разработанную модель к передаче видеопотока с распределением числа пакетов в пачке, показанном на рис. 4.

На рис. 5 представлены зависимости $PLR(T_{res}, B)$, полученные аналитически для различного количества попыток передачи B при следующих значениях параметров: $T_{in} = 40$ мс, $q = 0,2$, $D_{QoS} = 200$ мс. Значения PLR , полученные с помощью имитационного моделирования в среде GPSS [9], отличаются от результатов аналитического моделирования лишь на доли процентов, а потому явно не показаны на рисунке.

Из рис. 5 видно, что зависимость $PLR(T_{res}, B)$ немонотонна по T_{res} . Данное поведение было объяснено в работе [2] и связано с тем, что при некоторых значениях T_{res} пакеты в среднем находятся в очереди в течении большего числа зарезервированных интервалов, чем при соседних значениях T_{res} . Это приводит к большему числу попыток передачи на пакет и, соответственно, к меньшему значению PLR .

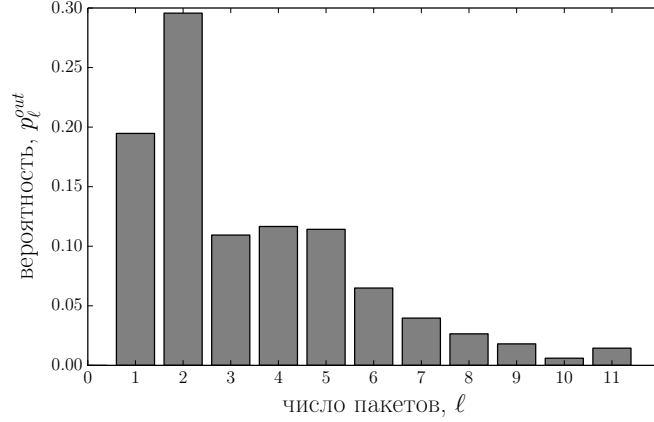


Рис. 4: Распределение вероятностей количества пакетов в пакете

Полученная зависимость может быть использована для нахождения таких пар значений T_{res} и B , при которых $PLR(T_{res}, B) \leq PLR_{QoS}$ (см. рис. 5), т.е. выполнены требования к качеству обслуживания.

Далее сравним эффективности по пакетной и блочной передачи данных на примере сетей Wi-Fi. Будем использовать передачу данных на физическом уровне, описанную в стандарте IEEE 802.11a, считая что кадры BlockAckReq (BAR), BlockAck (B-ACK) и ACK передаются на минимальной скорости 6 Мб/с, а кадры данных передаются на скорости 54 Мб/с или 324 Мб/с.

Сравнивать механизмы по пакетной и блочной передачи будем по объему зарезервированных канальных ресурсов необходимых для выполнения QoS-требований передаваемых данных, т.е. по нагрузке на канал. Формально определим величину нагрузки на канал $\eta(B, T_{res})$ как долю времени занимаемую зарезервированными интервалами:

$$\eta(B, T_{res}) = \frac{R(B)}{T_{res}},$$

где, исходя из структуры зарезервированных интервалов (рис. 1), для по пакетной передачи

$$R(B) = T_{PIFS} + (T_{DATA} + T_{SIFS} + T_{ACK} + T_{SIFS}) \cdot B - T_{SIFS},$$

и для блочной передачи

$$R(B) = T_{PIFS} + (T_{DATA} + T_{SIFS}) \cdot B + T_{BAR} + T_{SIFS} + T_{B-ACK}.$$

Длительность передачи кадра в сетях 802.11a определяется следующим образом:

$$T_{packet} = T_{preamble} + T_{symbol} \left(\left\lceil \frac{L_{packet} + 16}{L_{symbol}} \right\rceil + 1 \right), \quad (3)$$

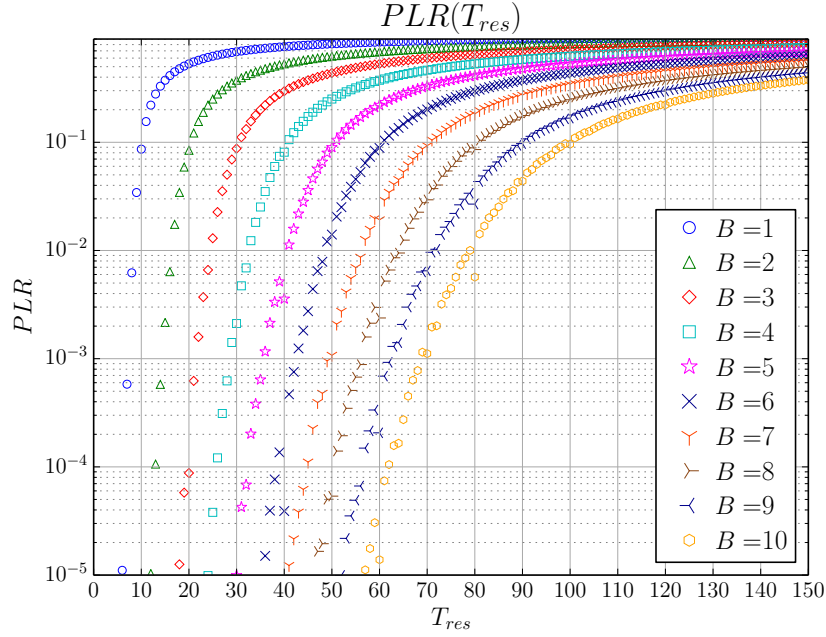


Рис. 5: Зависимость PLR от T_{res}

где $T_{preamble} = 16$ мкс — время, необходимое для передачи преамбулы, $T_{symbol} = 4$ мкс — длительность OFDM-символа, L_{packet} — длина передаваемого пакета, к которой добавляются 16 бит физического заголовка, L_{symbol} — число бит в OFDM-символе (24 бита на скорости 6 Мб/с, 216 бит на скорости 54 Мб/с и 1296 бит на скорости 324 Мб/с). Используя (3), получим значения длительностей различных кадров. Эти значения приведены в таблице 1.

Зависимость $B(R)$ числа попыток от длительности R зарезервированного интервала для блочной передачи имеет вид

$$B(R) = \left\lfloor \frac{R - T_{PIFS} - T_{BAR} - T_{SIFS} - T_{B-ACK}}{T_{DATA} + T_{SIFS}} \right\rfloor.$$

Для по пакетной передачи $B(R)$ имеет вид

$$B(R) = \left\lfloor \frac{R + T_{SIFS} - T_{PIFS}}{T_{DATA} + 2 \cdot T_{SIFS} + T_{ACK}} \right\rfloor.$$

При заданной длительности R зарезервированного интервала, минимальная нагрузка на канал, необходимая для передачи потока с выполнением его

Длины кадров (в байтах)			
L_{DATA}	1500	длина кадра данных с учетом всех заголовков	
L_{BAR}	24	длина кадра BlockAckReq	
L_{B-ACK}	32	длина кадра BlockAck	
L_{ACK}	14	длина кадра подтверждения Ack	

Длительности кадров (в микросекундах)			
Скорость передачи	6 Мб/с	54 Мб/с	324 Мб/с
T_{DATA}	2024	244	60
T_{BAR}	56	24	24
T_{B-ACK}	68	28	24
T_{ACK}	44	24	24
T_{SIFS}	16		
T_{PIFS}	25		

Таблица 1: Длины и длительности кадров

QoS-требований, определяется следующим образом:

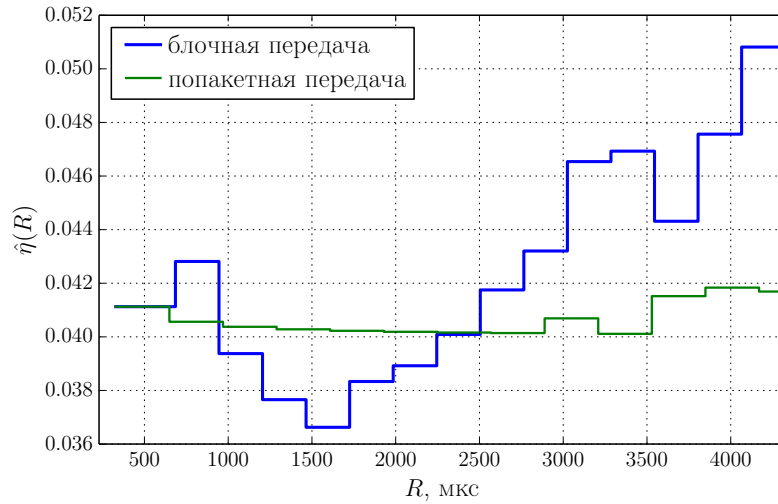
$$\hat{\eta}(R) = \min_{\substack{T_{res}: \\ PLR(T_{res}, B(R)) \leq PLR_{QoS}}} \eta(B(R), T_{res}).$$

На рис. 6 приведена зависимость $\hat{\eta}(R)$, для по пакетной и блочной передачи видеопотока и скорости передачи данных равной 54 Мб/с и 324 Мб/с.

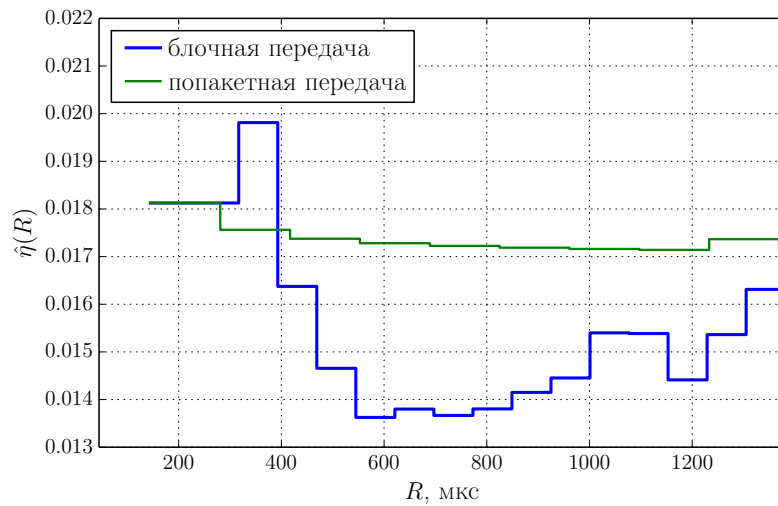
Как видно из рис. 6, минимум нагрузки на канал в обоих случаях достигается при использовании блочной передачи пакетов. В частности при скорости передачи данных, равной 54 Мб/с (рис. 6а), минимум достигается при $T_{res}^* = 40$, $B^* = 5$ ($R^* = 1465$ мкс). Однако в общем случае не все комбинации параметров устанавливаемого резервирования допустимы (например по причине пересечения с уже установленными резервированиями). В таком случае параметры резервирования придется выбирать из области допустимых значений, причем в этой области не всегда блочная передача будет выгоднее по пакетной. Например, из рис. 6а видно, что при $T_{res} \geq 60$ мс (примерно соответствует $R \geq 2,5$ мс), блочная передача по сравнению с по пакетной передачей приводит к большей нагрузке на канал.

Ограничение на значения параметров резервирования может быть также связано и со следующей проблемой. Установление резервирований всевозможных периодов приводит к фрагментации канального времени: к наличию множества отстоящих друг от друга зарезервированных интервалов. В результате того, что станции не имеют права передавать как в чужих зарезервированных интервалах, так и перед ними (если промежуток времени, необходимый для передачи данных, пересекается с одним из зарезервированных интервалов) фрагментация канального времени приводит к дополнительному уменьшению ресурсов, доступных для передачи данных.

Стоит отметить, что множество значений параметров, при которых по пакетная передача эффективнее блочной, уменьшается с увеличением ско-



(a) 54 Мб/с



(b) 324 Мб/с

Рис. 6: $\hat{\eta}(R)$ для видеопотока ($T_{in} = 40$ мс, $D_{QoS} = 200$ мс, $q = 0,2$)

рости передачи данных (рис. 6b). Действительно, чем больше скорость передачи данных, тем больше ресурсов можно сэкономить с использованием блочной передачи.

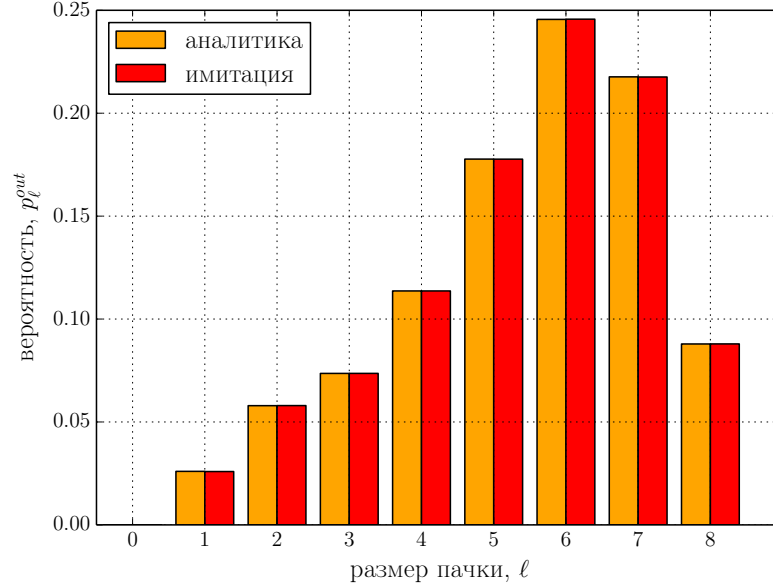


Рис. 7: Выходной поток $(\{p_\ell^{out}\}_{\ell=0}^B)$ для $B = 8$, $T_{res} = 64$ мс, $D_{QoS} = 200$ мс

Полученная модель позволяет также определить выходной поток системы. На рис. 7 показано распределение числа пакетов в выходном потоке для значения $T_{res} = 64$ мс, полученное с помощью аналитического и имитационного моделирования. Высокая точность в нахождении выходного потока может быть использована при исследовании многошаговой передачи, что является одним из направлений дальнейшей работы.

6 Заключение

В данной работе построена аналитическая модель передачи неординарного потока мультимедийных данных в беспроводных сетях с помощью механизма детерминированного доступа и множественной поадресной передачи (Stop-and-Wait ARQ). Модель позволяет определить такие параметры резервирования, при которых выполнены требования к качеству обслуживания, а объем потребляемых канальных ресурсов минимален.

В будущем планируется ввести учет корреляции помех: из-за маленького временного интервала между передачами в одном зарезервированном интервале ошибки при передачах пакетов коррелированы. Также планируется расширить модель на случай многошаговой передачи, что позволит путем распределения QoS -требований обеспечить требуемое качество обслуживания при передаче пакетов по многошаговому маршруту.

Список литературы

1. 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.
2. Иванов А. С., Хоров Е. М. Аналитическая модель одношаговой передачи неординарного случайного потока механизмом МССА в условиях помех // Информационные технологии и системы ИТиС'13 / ИППИ РАН. — Светлогорск, 1-6 сентября 2013.
3. Иванов А. С., Хоров Е.М. Аналитическая модель блочной передачи видеопотока механизмом МССА в условиях помех // Информационные Технологии и Системы ИТиС'14 / ИППИ РАН. — Нижний Новгород.
4. RFC 3550, <http://www.ietf.org/rfc/rfc3550.txt>.
5. Analytical model of IEEE 802.11s MCCA-based streaming in the presence of noise / Evgeny Shvets, Andrey Lyakhov, Alexander Safonov, Evgeny Khorov // ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review. — 2011. — Vol. 39, no. 2. — P. 38–40.
6. 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.
7. 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.
8. Ivanov Alexander, Khorov Evgeny, Lyakhov Andrey. Analytical Model of Batch Flow Multihop Transmission in Wireless Networks with Channel Reservations // Automation and Remote Control. — 2015. — Vol. 76.
9. GPSSWorld ®, <http://www.minutemansoftware.com>.