

Аналитическая модель одношаговой передачи неординарного случайного потока механизмом МССА в условиях помех*

Иванов А.С.
ИППИ РАН
a.ivanov@iitp.ru

Хоров Е.М.
ИППИ РАН
khorov@iitp.ru

Аннотация

Для передачи по mesh-сети трафика, предъявляющего высокие требования к качеству обслуживания, целесообразно использовать описанный в стандарте IEEE 802.11s механизм МССА детерминированного доступа к среде. При использовании этого механизма станции резервируют для своих передач определенные периодически повторяющиеся моменты времени, тем самым обеспечивая бесконкурентный доступ к каналу связи. Однако, чтобы обеспечить успешную доставку данных в условиях помех, необходимо устанавливать дополнительные резервирования под повторные попытки передачи. В данной работе рассмотрен неординарный поток данных и построена аналитическая модель процесса одношаговой передачи этого потока с помощью механизма МССА в условиях помех. Модель позволяет определить наибольший период резервирования, при котором выполнены требования на задержку и долю потерянных пакетов. Полученный результат представляет собой основу для разработки модели многошаговой передачи.

1. Введение

Одним из направлений развития беспроводных технологий являются беспроводные самоорганизующиеся сети с распределенным управлением — mesh-сети. Mesh-сети лучше масштабируются и обеспечивают больший радиус покрытия, нежели сети с централизованным управлением. Пожалуй, наиболее известным примером mesh-сетей являются сети, построенные по технологии Wi-Fi Mesh.

Традиционный для сетей Wi-Fi [?] механизм случайного доступа EDCA (*Enhanced Distributed Channel Access*) не может гарантировать высокую пропускную способность в mesh-сетях из-за эффекта скрытых станций [?, ?]. Для борьбы с ним и,

соответственно, для повышения пропускной способности mesh-сетей рабочей группой «s» комитета IEEE 802.11 был разработан механизм детерминированного доступа, который позже получил название МССА (*Mesh coordination function Controlled Channel Access*) [?].

МССА основан на предварительном резервировании интервалов времени, называемых МССАОР (*MCCA Opportunity*), в течение которых возможны бесконкурентная передача данных от станции-владельца резервирования к станции-адресату резервирования и доставка кадра АСК (*Acknowledgement*) подтверждения в обратном направлении.

Чтобы определить положение резервирований во времени, станция делит всю ось на равные временные DTIM-интервалы, начало которых совпадает с отправкой служебных сообщений — DTIM-биконов. Все резервирования располагаются внутри DTIM-интервалов и характеризуются следующими тремя параметрами:

- длительностью (MCCAOP duration) каждого зарезервированного интервала;
- периодичностью (MCCAOP periodicity) — числом зарезервированных интервалов в течение одного DTIM-интервала;
- смещением (MCCAOP offset) первого зарезервированного интервала от начала DTIM-интервала.

Чтобы предотвратить использование зарезервированных интервалов соседних станций, каждая станция mesh-сети, поддерживающая механизм МССА, периодически рассылает информацию о собственных резервированиях и о резервированиях своих соседей. При установлении нового резервирования станция-источник выбирает его параметры так, чтобы оно не пересекалось с уже установленными резервированиями, и формирует запрос станции-получателю. При этом, станция-получатель может

*Исследование выполнено при финансовой поддержке РФФИ в рамках грантов No.12-07-33067 мол_a_вед.

как принять резервирование, так и отказаться от него, например, если новое резервирование пересекается с уже установленным.

Несмотря на предварительное резервирование канала связи, применение механизма МССА не гарантирует успешной доставки пакетов по следующим причинам. Во-первых, потери пакетов могут быть вызваны случайным шумом в канале. Во-вторых, согласно стандарту IEEE 802.11s, станции, находящиеся вне двухшаговой окрестности от установивших резервирование станций, могут вести передачу в пределах интервала резервирования, что приводит к интерференции и, соответственно, к потерям пакетов. Как показано в [?, ?], в определенных случаях интерференция может приводить к значительному снижению производительности сети, использующей механизм МССА. В этом случае, чтобы поддерживать качество обслуживания на требуемом уровне, необходимо при установлении резервирования учитывать время на дополнительные попытки передач.

Стоит отметить, что стандарт IEEE 802.11s не регламентирует, в каких случаях использовать механизм МССА. С учетом накладных расходов на создание резервирования и его рекламу, очевидно, что невыгодно устанавливать резервирование для передачи одного единственного пакета. Установление резервирования оправдано лишь в случае передачи потоковых данных. В частности, механизм МССА может быть применен для передачи мультимедийных данных, которые предъявляют определенные требования к качеству обслуживания: ограничение на время доставки и долю потерянных пакетов. Учитывая большую долю видео в структуре мультимедийного трафика, в работе рассматривается передача видеопотоков и исследуется, *какой минимальный объем канальных ресурсов нужно зарезервировать, чтобы передать видеопоток с заданными требованиями к качеству обслуживания при заданной вероятности успешной передачи в канале*. Более точно задача исследования будет сформулирована в следующем разделе.

2. Обзор существующих работ

В 2006 году рабочей группой «s» комитета IEEE 802.11 в качестве дополнения [?] к разрабатываемому протоколу mesh-сетей был предложен механизм детерминированного доступа к среде MDA (*Mesh Deterministic Access*), позже получивший название МССА (везде в этой работе будет использоваться именно это название). С тех пор было представлено множество статей, исследующих эффективность МССА. Так, например, в [?] с помощью имитационного моделирования продемонстрирован прирост пропускной способности mesh-сетей при передаче

данных с помощью МССА вместо EDCA.

Недостатком многих работ, посвященных механизму МССА, является предположение, что резервирование канала связи гарантирует успешную доставку пакетов. Однако, как уже было упомянуто, передача в беспроводной сети всегда подвержена влиянию помех [?], что приводит к необходимости предоставления дополнительных попыток передач неуспешно переданным пакетам. При использовании механизма МССА данная задача решается путем установления дополнительных резервирований, причем к построению дополнительных резервирований можно подходить несколькими способами.

Первый способ, предложенный и исследованный в [?], состоит в резервировании для каждого пришедшего пакета нескольких следующих друг за другом интервалов времени, длительность которых достаточна для передачи пакета и кадра подтверждения. Если пакет не был передан до прихода следующего пакета, то он отбрасывается. Хотя такой способ и позволяет достаточно просто рассчитать необходимое число резервирований для выполнения требования к качеству обслуживания, он обладает существенным недостатком, заключающимся в том, что если пакет был успешно передан с первой попытки передачи, то оставшиеся попытки не могут использоваться для передачи других пакетов. Нерациональное использование резервирований приводит к чрезмерному потреблению канальных ресурсов, поэтому в данной работе мы этот способ не рассматриваем.

Второй способ заключается в резервировании временных интервалов через равные промежутки времени. В отличие от первого способа, пакет продолжает передаваться до тех пор, пока не будет передан, или не будет достигнуто ограничение на время обслуживания пакета. Этот способ был впервые исследован в [?], где предложена аналитическая модель, позволяющая определить минимальный объем канальных ресурсов, который необходимо зарезервировать с помощью механизма МССА для выполнения требований QoS, представленных максимальными значениями задержки и доли потерянных пакетов, при передаче ординарного периодического потока постоянной интенсивности. Разработанная модель не может использоваться для расчета параметров передачи видеопотока, так как при использовании протокола RTP [?] для передачи видеопотока моменты поступления пакетов в очередь хоть и следуют строго периодически друг за другом, но пакеты поступают в очередь не по одному, а пачками разной длины. Поэтому необходима новая модель, описывающая передачу такого потока.

Целью данной работы является *разработка модели передачи видеопотока с помощью периодических резервирований канала с заданными ограничениями на качество обслуживания в условиях помех*

в канале. В каждом зарезервированном интервале может быть осуществлена только одна попытка передачи пакета. При достижении ограничения на допустимое время доставки пакетов пакет отбрасывается. Модель должна позволять определить максимальный период резервирования, при котором требования к качеству обслуживания выполнены. Ограничимся в данной работе случаем, когда поток передается на 1 шаг.

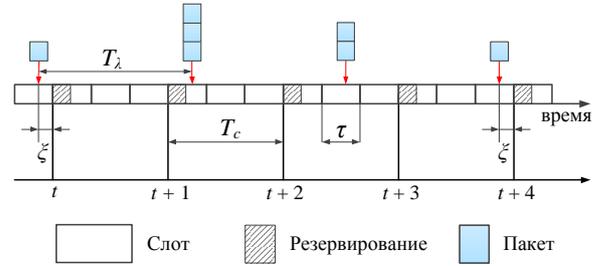


Рис. 1. Дискретное время цепи Маркова в масштабе слотов

3. Математическая модель

3.1. Описание модели

Представим видеопоток в виде неординарного потока, с заданным распределением p_j числа j пакетов в пачке ($j = 1, 2, \dots, M, \sum_j p_j = 1$). Пачки пакетов поступают на станцию через равные промежутки времени длительностью T_λ . Требования к качеству обслуживания представлены значениями максимальной задержки при передаче пакета D_{QoS} и максимально допустимой доли потерянных пакетов PLR_{QoS} .

Для передачи пакетов с помощью механизма МССА станция устанавливает резервирования с периодом $T_c \geq T_\lambda$ и длительностью R , которая включает в себя время, затрачиваемое на передачу пакета, кадра подтверждения, а также длительность межкадровых интервалов.

Пакет передается, пока не наступит одно из следующих событий: пакет успешно передан или время, которое пакет провел в очереди на обслуживание, превзошло величину $D = D_{QoS} - R$. В последнем случае пакет отбрасывается.

Помехи в канале предполагаются случайными и независимыми. Попытка передачи пакета оказывается неудачной с вероятностью q . Соответственно, вероятность успешной передачи равна $1 - q$.

С помощью данной модели найдем зависимость $PLR(T_c)$ при заданных остальных параметрах, а затем по ней определим максимальное значение T_c^* , при котором выполнено ограничение $PLR(T_c^*) \leq PLR_{QoS}$.

3.2. Анализ модели

Представим T_λ/T_c в виде несократимой дроби t_λ/t_c , где $t_\lambda, t_c \in \mathbb{N}$. Назовем слотом интервал времени длины

$$\tau = \frac{T_\lambda}{t_\lambda} = \frac{T_c}{t_c}.$$

Разобьем непрерывную временную шкалу на слоты таким образом, чтобы начало каждого резервирования совпадало с началом некоторого слота – см. рис ??.

Процесс передачи пакетов с помощью механизма МССА может быть описан цепью Маркова с дискретным временем, единица которого равна интервалу времени между резервированиями, причем моменты времени t и $t+1$ соответствуют началам двух последовательных резервирований.

В каждый момент времени t состояние системы описывается парой целых чисел $(h(t), m(t))$. Если $h(t) \leq 0$, то очередь не пуста, и $h(t)$ равно числу полных слотов, которые головная (самая старшая) пачка пакетов провела в очереди, а $m(t)$ равно числу пакетов в этой пачке. Если $h(t) < 0$, то очередь пуста, и $|h(t)|$ равно времени до прибытия новой пачки пакетов, выраженному в слотах и округленному вниз; при этом $m = 0$. Таким образом, состояние системы в каждый моменты времени t характеризуется числом пакетов в головной пачке и временем, в течение которого пакеты этой пачки ожидают передачи. Используемые обозначения состояния системы позволяют определить количество пачек пакетов в очереди: $\lfloor h(t)/t_\lambda \rfloor + 1$, но не позволяют определить длины всех пачек, кроме головной. После того, как все пакеты старшей пачки были переданы или отброшены, разыгрывается размер следующей пачки и она становится головной.

Минимальное значение $h(t)$ равно $t_c - t_\lambda$. Оно достигается в момент времени t , если пачка из одного пакета пребывает в пустую очередь непосредственно перед моментом $t-1$, и единственный пакет пачки успешно передается с первой попытки.

Теперь найдем максимальное возможное значение $h(t)$. Для этого обозначим через ξ время между прибытием пачки пакетов в очередь и началом следующего слота, $0 \leq \xi < \tau$. В силу того, что время T_λ равно целому числу t_λ слотов, значение величины ξ одинаково для всех пачек. Таким образом, к моменту времени t время ожидания в очереди пакетов головной пачки равно $h(t) \cdot \tau + \xi$. Чтобы эта пачка не была отброшена в момент t , ее время ожидания не должно превышать значения D . Следовательно, $h(t) \leq d = \lfloor \frac{D-\xi}{\tau} \rfloor$.

Благодаря тому, что числа t_λ и t_c взаимно про-

сты, цепь Маркова обладает свойством эргодичности. Таким образом, может быть найдено стационарное распределение вероятностей цепи Маркова.

3.3. Матрица переходных вероятностей

Выясним, в какие состояния и с какой вероятностью может перейти система из состояния (h, m) за один шаг. Для этого отдельно рассмотрим следующие случаи:

1. $h < 0, m = 0$;
2. $h \geq 0, m = 1$;
3. $h \geq 0, m > 1$.

1. Пусть $h(t) < 0$, т. е. в момент времени t очередь пуста.

Если $h + t_c \geq 0$, то к моменту времени $t + 1$ в очередь поступит очередная пачка пакетов. Размер пачки является случайной величиной с распределением p_j , поэтому с вероятностью p_j система окажется в состоянии $(h + t_c, j)$.

Если же $h + t_c < 0$, то к моменту времени $t + 1$ в очередь не поступит ни одного пакета, т. е. в этом случае система с вероятностью 1 перейдет в состояние $(h + t_c, 0)$.

2. Пусть $h(t) \geq 0$ и $m(t) = 1$, т. е. в головной пачке находится единственный пакет.

С вероятностью $1 - q$ этот пакет успешно передается.

- Если при этом $h - t_\lambda + t_c < 0$, то к моменту времени $t + 1$ на станцию не поступит ни одной пачки данных и система окажется в состоянии $(h - t_\lambda + t_c, 0)$.
- Если же $h - t_\lambda + t_c \geq 0$, то в момент времени $t + 1$ очередь будет не пуста, и состояние системы будет определяться числом пакетов j в головной пачке. Поскольку вероятность успешной попытки передачи пакета равна $1 - q$, а пачка имеет размер j с вероятностью p_j , то система перейдет в состояние $(h - t_\lambda + t_c, j)$, $j \in \{1, \dots, M\}$, с вероятностью $(1 - q)p_j$.

С вероятностью q попытка передачи пакета оказывается неудачной.

- Если $h + t_c > d$, то к моменту времени $t + 1$ время ожидания данного пакета превысит допустимое значение D , и этот пакет будет отброшен. Система с вероятностью p_j перейдет в одно из состояний $(h - t_\lambda + t_c, j)$, $j \in \{1, \dots, M\}$.

- Если $h + t_c \leq d$, то в момент $t + 1$ будет принята следующая попытка передачи этого же пакета, а сама система в этот момент времени будет находиться в состоянии $(h + t_c, 1)$.

3. Наконец, рассмотрим случай, когда $h(t) \geq 0$, $m(t) > 1$.

С вероятностью $1 - q$ попытка передачи пакета была успешной. В этом случае в обслуживаемой пачке остается $m - 1$ пакет.

- Если $h + t_c > d$, то к моменту времени $t + 1$ время ожидания этих пакетов превысит допустимое значение D , и все пакеты пачки будут отброшены. Система с вероятностью p_j перейдет в одно из состояний $(h - t_\lambda + t_c, j)$, $j \in \{1, \dots, M\}$.
- Если $h + t_c \leq d$, то система перейдет в состояние $(h + t_c, m - 1)$.

Аналогично, в случае, когда попытка передачи не была успешной, система перейдет в состояние $(h - t_\lambda + t_c, j)$ при $h + t_c > d$ и в $(h + t_c, m)$ — при $h + t_c \leq d$.

Подводя итог, получаем, что при выполнении соответствующих условий система переходит из состояния (h, m) в одно из следующих состояний:

- 1) $(\tilde{h}, 0)$, $\theta = 1$, при $m = 0, h < -t_c$;
- 2) (\tilde{h}, j) , $\theta = p_j$, при $m = 0, -t_c \leq h < 0$;
- 3) $(\tilde{h} - t_\lambda, j)$, $\theta = (1 - q)p_j$, при $m = 1, t_\lambda - t_c \leq h \leq d$;
- 4) $(\tilde{h} - t_\lambda, 0)$, $\theta = 1 - q$, при $m = 1, 0 \leq h < t_\lambda - t_c$;
- 5) $(\tilde{h} - t_\lambda, j)$, $\theta = qp_j$, при $m = 1, d - t_c < h \leq d$;
- 6) (\tilde{h}, m) , $\theta = q$, при $m > 0, 0 \leq h \leq d - t_c$;
- 7) $(\tilde{h} - t_\lambda, j)$, $\theta = p_j$, при $m > 1, d - t_c < h \leq d$;
- 8) $(\tilde{h}, m - 1)$, $\theta = 1 - q$, при $m > 1, 0 \leq h \leq d - t_c$;

где $\tilde{h} = h + t_c$, а θ — вероятность перехода.

Уделим особое внимание переходу под номером 7. Он может осуществиться двумя способами.

Первый способ заключается в том, что сначала с вероятностью $1 - q$ происходит успешная передача пакета, а потом с вероятностью p_j — переход $(h + t_c - t_\lambda, j)$. Таким образом, вероятность перехода первым способом равна $(1 - q)p_j$.

Второй способ заключается в том, что сначала с вероятностью q возникает ошибка при передаче пакета, а затем переход с вероятностью p_j в состояние $(h + t_c - t_\lambda, j)$. Получаем, что вероятность перехода вторым способом равна qp_j .

Складывая вероятности возможных переходов, получаем, что вероятность перехода 7 равна p_j .

Однако между этими двумя способами реализации перехода есть существенное различие: в первом случае отбрасывается $m - 1$ пакет, а во втором — m пакетов. Данное обстоятельство окажется существенным при подсчете значения PLR .

3.4. Стационарное распределение вероятностей

Для того, чтобы найти значение PLR , необходимо найти стационарное распределение вероятностей состояний $\pi = (\pi_1, \dots, \pi_n)$, где $n = t_\lambda - t_c + (d+1) \cdot M$ – общее число состояний. Нумерация состояний такова, что состояние под номером i , $i \in \{1, \dots, n\}$, есть i -ый элемент последовательности $(t_c - t_\lambda, 0), (t_c - t_\lambda + 1, 0), \dots, (-1, 0), (0, 1), (0, 2), \dots, (d, M-1), (d, M)$. В дальнейшем, там где потребуется, будем состояние (h, m) обозначать как (h_i, m_i) , явно указывая на его номер i в последовательности состояний.

Пусть P – матрица переходных вероятностей, т. е. матрица, элемент P_{ij} которой есть вероятность перехода цепи Маркова из состояния i в состояние j за один шаг. В этих обозначениях стационарное распределение вероятностей удовлетворяет следующей системе:

$$\pi^T P = \pi^T.$$

Эквивалентная запись данной системы имеет вид

$$(P - I)^T \pi = \mathbf{0},$$

где I – единичная матрица размера $n \times n$.

Матрица $(P - I)^T$ системы вырождена. Заменяя последнюю строку расширенной матрицы системы $\left((P - I)^T | \mathbf{0} \right)$ единичной строкой (что эквивалентно замене последнего уравнения системы равенством $\sum_{i=1}^n p_i = 1$), получим систему с расширенной матрицей $(A | \mathbf{b})$, матрица A которой невырождена. Соответственно, вектор стационарных вероятностей π есть решение системы

$$A\pi = \mathbf{b},$$

т. е.

$$\pi = A^{-1}\mathbf{b}.$$

3.5. Определение PLR

Найдем долю потерянных пакетов PLR . Пакеты отбрасываются, только если превышен порог D , поэтому потери пакетов могут происходить только при следующих переходах:

- 1) переход из состояния (h, m) в состояние $(h - t_\lambda + t_c, j)$ с вероятностью qp_j при условиях $m = 1$ и $d - t_c < h \leq d$;
- 2) переход из состояния (h, m) в состояние $(h - t_\lambda + t_c, j)$ с вероятностью $(1 - q)p_j$ при условиях $m > 1$ и $d - t_c < h \leq d$;
- 3) переход из состояния (h, m) в состояние $(h - t_\lambda + t_c, j)$ с вероятностью qp_j при условиях $m > 1$ и $d - t_c < h \leq d$;

При этом в первом случае теряется 1 пакет, во втором случае теряется $m - 1$ пакетов, а в третьем теряется m пакетов. Таким образом, за один шаг цепи Маркова в среднем теряется

$$\sum_{i: h_i > d - t_c} ((m_i - 1)(1 - q)\pi_i + m_i q \pi_i) = \sum_{i: h_i > d - t_c} (m_i - 1 + q)\pi_i$$

пакетов, где суммирование происходит по состояниям (h_i, m_i) , удовлетворяющим условию $h_i > d - t_c$. Соответственно, среднее число отбрасываемых за единицу времени пакетов равно

$$J_{dis} = \frac{\sum_{i: h_i > d - t_c} (m_i - 1 + q)\pi_i}{T_c}.$$

Среднее число поступающих в очередь за единицу времени пакетов равно

$$J_{in} = \frac{\sum_j j \cdot p_j}{T_\lambda}. \quad (1)$$

Значение PLR равно отношению среднего числа потерянных пакетов к среднему числу пакетов, поступивших в очередь:

$$PLR = \frac{J_{dis}}{J_{in}} = \frac{t_\lambda}{t_c} \cdot \frac{\sum_{i: h_i > d - t_c} (m_i - 1 + q)\pi_i}{\sum_j j \cdot p_j}.$$

4. Численные результаты

Рассмотрим применение модели для нахождения оптимального периода резервирования для нескольких случаев. Рассмотрим 2 потока. Первый поток является ординарным и имеет постоянную интенсивность (так называемый СВР-поток), что в терминах разработанной модели описывается следующим образом: $M = 1, p_1 = 1$. Второй поток является неординарным: $M = 5, p_1 = 0,99, p_5 = 0,01$. Для обоих потоков интервал времени между моментами поступления пакетов в очередь $T_\lambda = 20$ мс. Вероятность ошибки q при передаче пакета равна 0,3, а требуемый порог $PLR_{QoS} = 0,1\%$. Первый пакет приходит в очередь непосредственно перед началом резервирования; таким образом, $\xi = 0$. На рис. ?? и ?? представлены графики зависимости PLR от T_c при различных значениях D . С помощью построенной зависимости нетрудно определить для каждого случая максимальное значение T_c^* такое, что $PLR(T_c^*) \leq PLR_{QoS}$.

Из графиков видно, что хотя интенсивность второго потока лишь на 4% выше чем интенсивность первого потока, доля потерянных пакетов при тех же значениях периода резервирования и тех же требованиях QoS в несколько раз больше. Например, при $T_c = 10$ мс и $D = 50$ мс PLR для второго потока

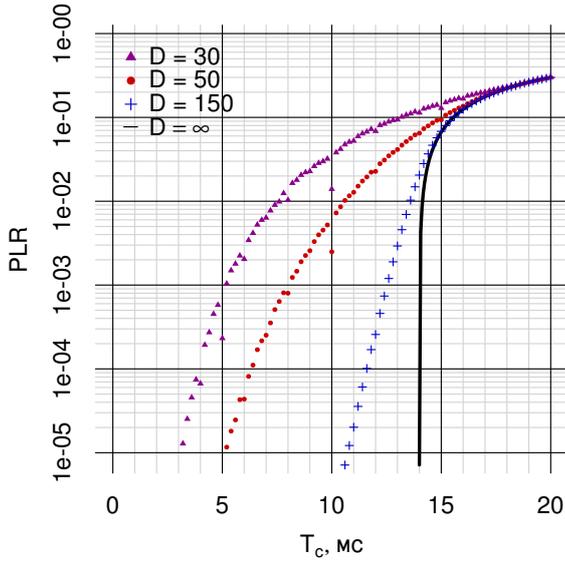


Рис. 2. Зависимость PLR от T_c для значений $T_\lambda = 20$ мс, $q = 0,3$, $p_1 = 1$, $\xi = 0$

больше PLR для первого потока почти в 10 раз. Это доказывает необходимость учета неординарности потока при определении периода резервирования.

Из рис. ??-?? видно, что функция $PLR(T_c)$ не является монотонной. Данное явление связано с тем, что при некоторых значениях T_c пакет получает дополнительную по сравнению с соседними значениями T_c попытку передачи, что выражается в падении ΔPLR значения PLR в данной точке. Величина падения ΔPLR зависит от нескольких факторов. Во-первых, ΔPLR растет с увеличением τ и достигает максимума, когда T_λ нацело делится на T_c , т. е. $\tau = T_c$ и $t_c = 1$, см., например, окрестность точки $T_c = 10$ мс. В этом случае каждый прибывший в пустую очередь пакет получает дополнительную попытку передачи. Если числа T_λ и T_c взаимно просты, т. е. $\tau = 1$ и $t_c = T_c$, то пакеты могут приходить как непосредственно перед началом резервирования, так и спустя $1, 2, \dots, t_c - 1$ слотов после резервирования. При этом в зависимости от момента поступления пакета в пустую очередь будет определяться число предоставленных данному пакету попыток передачи. В качестве примера исследуем резкое падение значения PLR при $D = 30$ мс в точке $T_c = 10$ мс. В этом случае каждому прибывшему в очередь пакету может быть предоставлено до 4 попыток передачи. Если же $T_c = 9$ мс, то пакеты могут приходить также спустя $1, 2, \dots, 8$ мс после начала резервирования. При этом пакеты, пришедшие не более чем за 3 мс до начала резервирования могут иметь 4 попытки передачи, в то время как все остальные пакеты обладают не

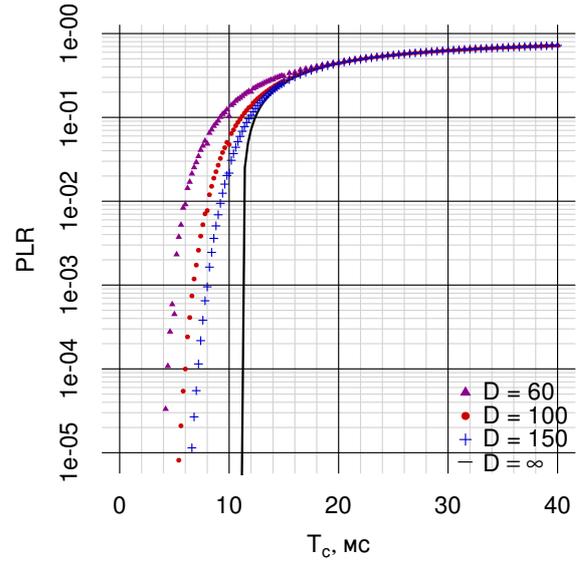


Рис. 3. Зависимость PLR от T_c для значений $T_\lambda = 20$ мс, $q = 0,3$, $p_1 = 0,99$, $p_5 = 0,01$, $\xi = 0$

более чем тремя попытками (если, например, пакет прибыл в очередь за 4 мс до начала резервирования, то к четвертому резервированию его время ожидания, равное $3 \cdot 9 + 4 = 31$ мс, превысит максимально допустимый предел $D = 30$ мс). Таким образом, лишь некоторым пакетам может быть отведено четыре попытки передачи.

Другой особенностью является то, что зависимости $PLR(T_c)$, полученные для различных D , сходятся при $T_c \rightarrow T_\lambda$, и при $T_c = T_\lambda$ значение PLR не зависит от максимального допустимой задержки. Действительно, в случае $T_c = T_\lambda$ количество резервирований совпадает с числом полученных пакетов. Иными словами, на каждый прибывший блок пакетов приходится ровно одно резервирование. Число поступивших в очередь пакетов за единицу времени определяется формулой (??), а число доставленных пакетов равно

$$J_{out} = \frac{1-q}{T_c}. \quad (2)$$

Таким образом доля потерянных пакетов равна

$$PLR(T_\lambda) = 1 - \frac{J_{out}}{J_{in}} = 1 - \frac{1-q}{\sum_j j \cdot p_j} \quad (3)$$

и не зависит от D .

Нетрудно заметить, что с ростом D увеличивается необходимый для выполнения требований к качеству обслуживания период резервирований. Исследуем, сколько ресурсов можно сэкономить, если ограничения на время доставки пакетов не будет.

Для этого устремим значение D к бесконечности и найдем зависимость PLR_∞ от периода резервирования T_c . В данном случае потери пакетов обусловлены неспособностью станции обслужить весь входящий поток данных. Таким образом, при $J_{in} > J_{out}$:

$$PLR_\infty = 1 - \frac{J_{out}}{J_{in}} = 1 - \frac{T_\lambda}{T_c} \cdot \frac{1-q}{\sum_j j \cdot p_j}.$$

Неравенство $J_{in} > J_{out}$ эквивалентно условию

$$T_c > \hat{T}_c,$$

где $\hat{T}_c = T_\lambda \frac{1-q}{\sum_j j \cdot p_j}$.

Если же $J_{in} \leq J_{out}$, то станция способна передать весь поступающий на неё трафик. Следовательно, в этом случае $PLR_\infty = 0$.

Окончательно, для значения PLR_∞ при различных T_c получаем:

$$PLR_\infty = \begin{cases} 1 - \frac{\hat{T}_c}{T_c}, & T_c > \hat{T}_c; \\ 0, & 0 < T_c \leq \hat{T}_c. \end{cases} \quad (4)$$

Из графиков зависимостей $PLR(T_c)$, изображенных на рис. ?? и ??, видно, что с увеличением времени D зависимость $PLR(T_c)$ стремится к предельной зависимости (??), которая представлена непрерывной линией. Приведенные результаты позволяют оценить, насколько, по сравнению со случаем $D = \infty$, увеличивается нагрузка на канал, при выполнении требований на максимальную задержку D_{QoS} . Например, по рис. ?? видно, что при передаче CBR-потока в случае $PLR_{QoS} = 0,1\%$ и отсутствии требований на задержку, оптимальный период резервирования T_c равен 14 мс. Учет требования на задержку $D = 30$ приводит к сокращению периода резервирования до 5 мс, т. е. к почти трехкратному увеличению нагрузки на канал. Данный пример показывает, в какой степени выполнение требований QoS влияет на загруженность канала связи.

В заключение рассмотрим передачу неординарного потока с распределением вероятностей количества пакетов в пачке¹, показанном на рис. ?? и сравним ее с передачей ординарного периодического потока той же интенсивности. При этом в силу одинаковой интенсивности входных потоков предельные зависимости $PLR_\infty(T_c)$ для обоих случаев совпадают. Исследование проведем при вероятности q ошибки передачи, равной 0,05.

Представленные на рис. ??–?? результаты показывают, что при уменьшении вероятности q возникновения ошибки и постоянном значении D зависимость $PLR(T_c)$ в случае ординарного потока приближается к соответствующей предельной зависи-

¹Такое распределение соответствует фрагменту из видеоролика типа «футбол».

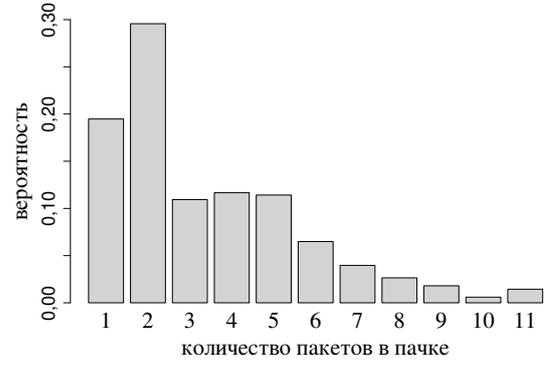


Рис. 4. Распределение вероятностей количества пакетов в пачке

мости $PLR_\infty(T_c)$, в то время как в случае неординарного потока, зависимость $PLR(T_c)$ в области интересующих значений PLR ($10^{-3} \dots 10^{-2}$) существенно отличается от предельной. Например, для значений $PLR_{QoS} = 0,1\%$ и $D = 100$ мс оптимальный период резервирования в случае ординарного потока равен 11 мс, а в случае неординарного — 6,6 мс. В то же время для предельной зависимости оптимальное значение периода резервирования равно 11,7 мс. Таким образом, неординарность входного потока приводит к необходимости установления более частых резервирований по сравнению со случаем $D = \infty$ даже для малых значений вероятности q .

5. Заключение

В данной работе построена аналитическая модель одного шага передачи периодического неординарного потока в условиях помех. Полученная модель может быть применена для нахождения оптимального периода резервирования канала связи, при котором обеспечивается выполнение требований QoS. Однако в силу случайного характера входного потока использование постоянного периода резервирования приводит либо к избытку резервирований, когда период резервирования выбирается с расчетом на «наихудший» возможный входной поток, либо к недостатку резервирований во время пиковой нагрузки, если период резервирования не рассчитан на «наихудший» случай. Следовательно, для эффективного использования канала связи необходимо уметь оценивать входной поток и оперативно изменять период устанавливаемых резервирований. Данная задача представляет практический интерес и является одним из направлений будущих исследований. В дальнейшем также планируется расширение построенной аналитической модели на случай блочной передачи пакетов, когда во время каждого интервала резервирования может быть передано

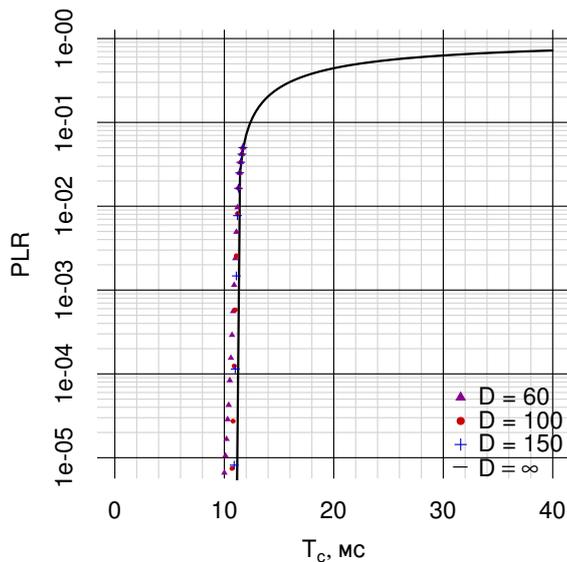


Рис. 5. Зависимость PLR от T_c для значений $T_\lambda = 11,7$ мс, $q = 0,05$, $\xi = 0$ в случае ординарного потока

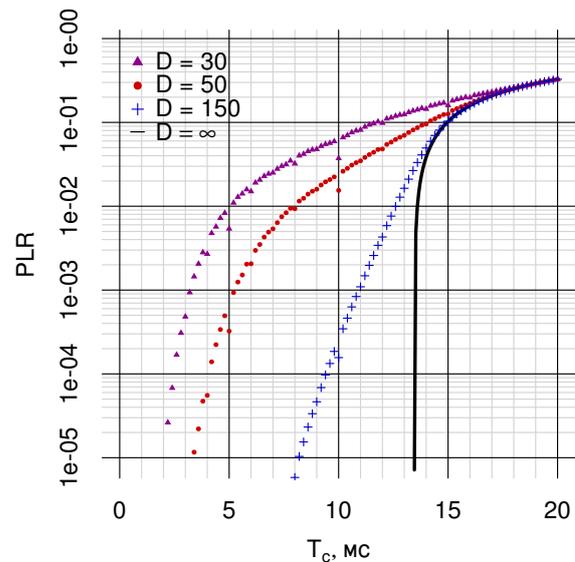


Рис. 6. Зависимость PLR от T_c для значений $T_\lambda = 40$ мс, $q = 0,05$, $\xi = 0$ в случае неординарного потока

несколько пакетов, а также на случай многошаговой передачи, что позволит, путем оптимального распределения требований QoS, обеспечить требуемое качество обслуживания при передаче пакетов по многошаговой сети.

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*, 2012.
- [2] *IEEE Draft 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*, May 2011.
- [3] A. Krasilov, “Physical model based interference classification and analysis,” *Lecture notes in Computer Science*, vol. 6235/2010, pp. 1-12, 2010.
- [4] A. Lyakhov, I. Pustogarov, and A. Gudilov, “IEEE 802.11 direct links: Interference classification and modelling.” in *Selected Lectures on Multiple Access and Queueing Systems. Revised Selected Papers from International Workshop on Multiple Access Communications (MACOM-2008)*, pp. 15-24. Saint-Petersburg, Russia, 16-17th June, 2008.
- [5] A. Krasilov, A. Lyakhov, and A. Safonov, “Interference, even with MCCA channel access method in IEEE 802.11s mesh networks,” in *Proc. MeshTech 2011*, October 2011.
- [6] C. Cicconetti, L. Lenzini, and E. Mingozzi, “Scheduling and dynamic relocation for IEEE 802.11s mesh deterministic access,” in *5th Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor, Mesh and Ad Hoc Communications and Networks (SECON)*, June 2008.
- [7] *Joint SEE-Mesh/Wi-Mesh Proposal to 802.11 TGs. IEEE 802.11 Task Group S. Submission 11-06-0328-00-000s*, February 2006.
- [8] G. Hiertz, S. Max, T. Junge, D. Denteneer, and L. Berlemann, “IEEE 802.11s - mesh deterministic access,” in *14th European Wireless Conference*, June 2008.
- [9] G. Hiertz, D. Denteneer, S. Max, R. Taori, J. Cardona, L. Berlemann, and B. Walke. IEEE 802.11s: The WLAN mesh standard. *IEEE Wireless Communications*, 17(1):104–111, February 2010.
- [10] G. Hiertz, T. Junge, S. Max, Y. Zang, L. Stibor, and D. Denteneer, *Mesh Deterministic Access (MDA) – Optional IEEE 802.11s MAC scheme – Simulation Results. IEEE 802.11 Task Group S. Submission 11-06-1370-00-000s*, September 2006.
- [11] A. Krasilov, A. Lyakhov, D. Ostrovsky, and E. Khorov, “A Dynamic Channel Reservation Method for Multimedia Streaming in Wi-Fi Mesh Networks,” in *Automatica i Telemekhanika*, no. 9, Moscow, 2013.
- [12] E. Shvets and A. Lyakhov, “Mathematical model of MCCA-based streaming process in mesh networks in the presence of noise,” in *Proc. IEEE Wireless Communications and Networking Conference WCNC 2012*, April 2012.

[13] rfc 3550, <http://www.ietf.org/rfc/rfc3550.txt>.