Математическая модель процесса передачи потокового трафика методом MCCA в mesh-сетях в условиях помех

Швец Е.А.
ИППИ РАН
leednee@iitp.ru

Ляхов А.И.
ИППИ РАН
lyakhov@iitp.ru

Аннотация

Надежная передача мультимедийного трафика является сегодняшним вызовом разработчикам mesh-сетей. Такой трафик требует высокого качества обслуживания, для обеспечения которого удобно использовать описанный в стандарте IEEE 802.11s метод доступа к среде MCCA. При использовании этого метода станции устанавливают периодичные резервирования, и если все станции сети поддерживают метод MCCA, то доступ к каналу во время резервирований является бесконкурентным. Общим недостатком работ, посвященных методу MCCA, является предположение об отсутствии случайных помех. Учет влияния случайных помех значительно усложняет описание процесса передачи, однако является необходимым для обеспечения высокого качества обслуживания. В данной работе построена аналитическая модель процесса передачи потокового трафика методом MCCA в условиях помех.

1. Введение

Беспроводные сети передачи информации претерпевают бурное развитие и область их применения растет с каждым годом. Широкое распространение получают mesh-сети, то есть сети с распределенным управлением, описанные в стандарте IEEE 802.11s. Одной из задач, стоящих сегодня перед разработчиками mesh-сетей, является обеспечение надежной передачи потокового трафика. Для передачи может использоваться два метода доступа к среде: детерминированный и случайный. Детерминированный метод защищает передачу от коллизий, а потому является более удобным для передачи трафика с высокими требованиями на качество обслуживания (QoS-требованиями). В частности, в ряде работ [1, 2] показано, что из двух методов доступа к среде, описанных в стандарте IEEE 802.11s (случайный EDCA и детерминированный MCCA) , именно детерминированный (MCCA) обеспечивает более высокое качество обслуживания. Этот метод и рассматривается в данной работе.

Метод MCCA использует периодическую рассылку биконов, регламентированную стандартами IEEE 802.11[3] и IEEE 802.11s[4]; интервал между биконами имеет длительность DTIM . Каждая станция, поддерживающая MCCA, включает в свои биконы информацию о своих резервированиях и резервированиях своих соседей. Таким образом, все соседи в двухшаговой окрестности каждой станции знают о предстоящих резервированиях этой станции и воздерживаются от передачи во время ее резервирований. Проблема интерференции со станциями вне двухшаговой окрестности рассмотрена в работе [5]. Устанавливаемые резервирования характеризуются количеством резервирований N на одном интервале DTIM, длительностью одного резервирования и задержкой $Offset$ между началом интервала DTIM (биконом) и последующим резервированием. Резервирования внутри интервала DTIM следуют через равные промежутки времени, и далее вместо параметра N мы рассматриваем их период t_c^*, равный $\frac{DTIM}{N}$.

Во всех работах, посвященных MCCA, предполагается, что детерминированный метод доступа защищает передачу от коллизий и гарантирует успешную доставку пакета. Поэтому при планировании резервирований на каждый пакет отводится ровно одно резервирование. Однако передача в беспроводной среде всегда подвержена влиянию помех, что ведет к потере пакетов. Обычно для обеспечения высокого качества обслуживания в беспроводных сетях происходит повторная передача потерянных пакетов. Однако, если на каждый пакет отведено всего одно резервирование, повторные передачи невозможны. Поэтому при построении резервирований необходимо учитывать существование повторных передач.

При передаче мультимедийного трафика выдвигаются требования к качеству обслуживания. В данной работе требования описываются двумя параметрами : максимально допустимой задержкой при передаче D^{QoS} и максимально допустимой долей потерянных пакетов PLR^{QoS}. Передача ведется следующим образом: пакет передается станцией либо до успешной передачи, либо пока задержка при его передаче не превысит D^{QoS}. Во втором случае пакет отбрасывается. Доля отброшенных таким образом пакетов не должна превышать PLR^{QoS}. При многошаговой передаче QoS-требования делятся некоторым образом между шагами передачи, и задача описания многошаговой передачи сводится к описанию одношаговой передачи.

В данной работе строится аналитическая модель одного шага передачи, которая позволяет находить оптимальный период резервирований, т.е. минимизировать нагрузку на канал при одновременном выполнении QoS-требований и может быть использована при разработке и анализе различных методов передачи потокового трафика по многошаговым маршрутам.

2. Модель одного шага передачи

2.1. Предположения модели

На станцию поступает поток, который необходимо передать. Этот поток является марковским и задается распределением интервалов времени $\{t_i^*\}$ между прибытием пакетов. Это означает, что после прибытия пакета следующий пакет прибывает через время t_i^* с вероятностью p_i, $\sum_i p_i = 1$. Устанавливаемые станцией резервирования имеют период t_c^*. Все t_i^* и t_c^* выражены целым числом временных единиц (например, микросекунд). Кроме того, распределение $\{t_i^*\}$ является ограниченным, т.е.:

$$\exists m \in \mathbb{N} : p_m \neq 0 \ , \ \forall j > m : p_j = 0.$$

Обозначим $t_{max} \equiv t_m$. Неидеальность канала моделируется введением вероятности ошибки при передаче пакета q, которая считается независимой и равной для всех пакетов.

Успешно переданные пакеты подтверждаются станицей-получателем путем передачи кадра подтверждения. Кадры подтверждения имеют малый размер, и поэтому можно пренебречь вероятностью ошибки при их передаче.

2.2. Построение модели

Пусть τ является наибольшим общим делителем набора $t_1^*, t_2^*, .., t_{max}^*, t_c^*$ (и имеет ту же размерность). Обозначим

$$\begin{gathered} t_j = t_j^*/\tau, \ t_j \in \mathbb{N}, \\ t_c = t_c^*/\tau. \end{gathered} \tag{1}$$

Разобьем непрерывную временную шкалу на временные слоты с размером слота, равным τ, так, чтобы начало каждого резервирования совпадало с началом временного слота. Это возможно, так как t_c^* делится на τ (то есть интервал времени между резервированиями содержит целое число временных слотов).

Введем одномерную цепь 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 целым числом $h(t)$. Если $h(t) \geq 0$, то очередь не пуста и $h(t)$ равно числу полных слотов, которые старый пакет провел в очереди.

Если $h(t) < 0$, очередь пустая и $|h(t)|$ равно времени до прибытия нового пакета в очередь, выраженному в временных слотах и округленному вниз.

Обратим внимание, что время ожидания пакета в очереди не должно превышать $D = D^{QoS} - T$, где T - продолжительность резервирования. Если время ожидания пакета в очереди превышает D, то его уже невозможно передать в срок, и пакет отбрасывается. Основываясь на этом утверждении, выведем ограничение сверху на значение $h(t)$.

Сначала докажем, что интервал ξ между прибытием пакета и началом следующего временного слота одинаков для всех пакетов. Рассмотрим времена прибытия двух произвольных пакетов в очередь. Если ξ_i: $0 \leq \xi_i < \tau$, $i = 1,2$ - временные интервалы между прибытием соответственно первого и второго пакетов и началом следующих за ним слотов, то временной интервал между прибытием пакетов равен $t_{int} = \xi_1 + n \cdot \tau - \xi_2$, $n \in \mathbb{N}$. Если $\xi_1 \neq \xi_2$, то $0 < |\xi_1 - \xi_2| < \tau$ и, следовательно, t_{int} не делится на τ, что противоречит (1).

Найдем теперь максимально допустимое состояние $h(t)$. Поскольку начала резервирований совпадают с началом временных слотов, в момент времени t время ожидания пакета в очереди можно представить в виде $\xi + h(t) \cdot \tau$. Условие того, что прямо перед резервированием пакет еще актуален и его следует попытаться передать, выражается формулой :

$$\xi + h(t) \cdot \tau < D.$$

Отсюда находим максимально допустимое состояние $h(t)$:

$$d = \lfloor \frac{D - \xi}{\tau} \rfloor.$$

Для определения самой величины ξ удобно использовать задержку T^{off} между прибытием первого пакета потока в очередь и началом ближайшего резервирования. Поскольку ξ определяется как время от прибытия пакета до начала временного слота, и начало любого резервирования совпадает с началом некотороого временного слота, $T^{off} = k \cdot \tau + \xi$, $k \in \mathbb{N}$. Тогда $\xi = T^{off} \ mod \ \tau$. Это автоматически означает, что если прибытие пакета состыковано с началом резервирования, то $\xi = 0$.

Найдем вероятности переходов между состояниями цепи Маркова. Если в момент времени t $h(t) < 0$, то пакетов в очереди нет, резервирование "пропадает", и в следующий момент времени $h(t+1) = h(t) + t_c$. Если $h(t) \geq 0$, то происходит передача пакета.

Будем называть "старым пакетом" пакет, который провел наибольшее время в очереди. Будем называть "свежим пакетом" пакет, который прибывает в очередь после старого. Сначала рассмотрим случай удачной передачи. В этом случае старый пакет покидает очередь, и $h(t+1)$ должно быть равно целому числу слотов, которое провел в очереди свежий пакет. Пусть временной интервал между прибытиями старого и свежего пакетов равен $t^*_{last} = t_{last} \cdot \tau$. Это означает, что на момент передачи старого пакета свежий провел в очереди $h(t) - t_{last}$ временных слотов. Тогда к моменту следующего резервирования свежий пакет проведет в очереди $h(t) - t_{last} + t_c$ временных слотов. Если $h(t) - t_{last} + t_c \leq d$, это и будет новым состоянием системы $h(t+1)$. Если $h(t) - t_{last} + t_c > d$, то свежий пакет уже не может быть передан вовремя, следует отбросить и его и далее рассматривать время, которое провел в очереди пакет, пришедший после свежего. Однако, в дальнейшем для простоты мы рассматриваем только случаи, когда $\min_i t_i \geq t_c$ и, следовательно, $h(t) - t_{last} + t_c \leq d$, поскольку t_{last} принимает только значения из $\{t_i\}$.

Состояние, в которое переходит система после передачи пакета, зависит только от t_{last}. Входной поток пакетов является марковским, поэтому значение случайной величины t_{last} не зависит от предыстории. Поэтому система переходит из состояния $h(t)$ в состояние $h(t+1) = h(t) - t_i + t_c$ с вероятностью p_i.

В случае неудачной передачи значение $h(t+1)$ должно принять значение $h(t+1) = h(t) + t_c$. Это означает, что к моменту следующего резервирования время ожидания пакета в очереди увеличится на t_c.

Если $h(t) + t_c > d$, и передача пакета в момент t была неудачной, пакет следует отбросить. Состояние системы при этом изменится так же, как если бы пакет был успешно передан.

Минимальное значение, которое может принимать $h(t)$, равно $t_c - t_{max}$. Это значение $h(t)$ достигается в момент времени $t_0 + 1$, если пакет приходит в пустую очередь в течение временного слота τ перед моментом t_0, и успешно передается в первое же резервирование, а следующий за ним пакет приходит через максимально возможный промежуток времени.

В силу отсутствия общего множителя у $t_1, t_2, .., t_{max}, t_c$ цепь Маркова обладает свойством эргодичности.

Таким образом, $t_c - t_{max} \leq h(t) \leq d$. Пусть π_i, $i \in \{-t_{max} + t_c, ..., d\}$ – стационарное распределение вероятностей цепи Маркова. Уравнения для стационарных вероятностей имеют вид:

$$\pi_i = \alpha^i \cdot \pi_{i-t_c} + \sum_{j=1}^{max} p_j \cdot \beta^i_j \cdot \pi_{i+t_j-t_c}, \quad i \in \{-t_{max} + t_c, ..., d\}, \tag{2}$$

как показано ниже. Здесь предполагается $\pi_i = 0$ для $i \notin \{-t_{max} + t_c, ..., d\}$.

Рассмотрим, как коэффиценты α^i и β^i_j зависят от i – номера состояния, в которое осуществляется переход.

Слагаемое с коэффицентом α^i отвечает за переход из состояния π_{i-t_c} после неудачной передачи либо отсутствия передачи. В первые состояния $i < -t_{max} + 2t_c$ таким образом перейти нельзя, поскольку нет состояний, откуда это можно было бы сделать.

Из любого отрицательного состояния с индексом $k < 0$ можно перейти только в состояние $i = k + t_c$, поскольку пакетов в очереди нет и система ждет следующее резервирование. Поэтому $\alpha^i = 1$ для $-t_{max} + 2t_c \leq i < t_c$. Для остальных состояний переход происходит при неудачной передаче, т.е. с вероятностью q. Получаем:

$$\alpha_i = \begin{cases} 0, & i < -t_{max} + 2t_c, \\ q, & t_c \leq i \leq d, \\ 1, & -t_{max} + 2t_c \leq i < t_c. \end{cases}$$

Слагаемые с коэффицентом β^i_j отвечают за переход в состояние i из состояния $i + t_j - t_c$ после ухода старого пакета из очереди. Этот переход возможен, когда временной интервал между старым и свежим пакетами равен t_j. Рассмотрим условные вероятности перехода при условии, что временной интервал между старым и свежим пакетами равен t_j временным слотам. В состояния $i > d - t_j + t_c$ перейти после ухода пакета из очереди нельзя, т.к. не существует состояний, откуда это можно было бы сделать.

Если пакет передается из состояния k такого, что $k + t_c > d$, вне зависимости от успешности передачи, он покинет очередь и следущим состоянием будет состояние $i = k - t_j + t_c$. Поэтому $\beta^i_j = 1$, если $d - t_j < i \leq d - t_j + t_c$. В остальных случаях коэффицент β^i_j равен вероятности успешной передачи $1 - q$. Таким образом,

$$\beta^i_j = \begin{cases} 0, & i > d - t_j + t_c, \\ 1 - q, & i \leq d - t_j, \\ 1, & d - t_j < i \leq d - t_j + t_c. \end{cases}$$

Множитель p_j в (2) отвечает за то, что временной интервал между старым и свежим пакетом принимает значение t_j.

Решая систему уравнений (2) с учетом условия нормировки

$$\sum_{i=-t_{max}+t_c}^{d} \pi_i = 1,$$

находим стационарные вероятности $\{\pi_i\}$.

Найдем долю потерянных пакетов PLR. Пакет теряется в случае неудачной передачи из состояния i такого, что $i+t_c>d$. Поэтому среднее количество потерянных пакетов за единицу времени цепи Маркова равно $q\cdot\sum_{i=d-t_c+1}^{d}\pi_i$.

Среднее количество пакетов, которые поступают в очередь за единицу времени цепи Маркова, равно отношению временного интервала между резервированиями к среднему времени между прибытием последовательных пакетов: $\frac{t_c}{\sum_j p_j\cdot t_j}$.

Поэтому отношение среднего числа потерянных пакетов к среднему числу прибывших в очередь равно:

$$PLR = \frac{q\cdot\sum_{i=d-t_c+1}^{d}\pi_i}{\frac{t_c}{\sum_j p_j\cdot t_j}}.$$

Найдем теперь распределение интервалов времени $\{t_i^{\prime *}\}$ между пакетами выходного потока, т.е. распределение интервалов времени между успешными передачами. Поскольку пакеты передаются только во время резервирований, а резервирования имеют период t_c^*, то можно записать

$$\forall t_i^{\prime *}, i\in\mathbb{N}:\ t_i^{\prime *} = i\cdot t_c^*.$$

Найдем вероятности $p_i^\prime$ того, что временной интервал между двумя выходными пакетами равен $t_i^{\prime *}$.

Пусть в момент времени $t-1$ состоялась успешная передача. В момент времени t система находится в состоянии $h(t)=j$. Обозначим тогда θ_k^j условную вероятность того, что следующая успешная передача произойдет в момент времени $t+k$. Интервал времени между этими последовательными успешными передачами составит $(k+1)\cdot t_c$ временных слотов (успешные передачи происходят в моменты времени $t-1$ и $t+k$).

При $k=0$ θ_k^j равна вероятности успешной передачи пакета в ближайшее резервирование, т.е. $1-q$, если $h(t)\equiv j\geq 0$ (в очереди есть пакеты), и нулю, если $h(t)\equiv j<0$ (в очереди нет пакетов):

$$\begin{cases} \theta_0^j = 0, & j<0, \\ \theta_0^j = 1-q, & j\geq 0. \end{cases} \qquad (3)$$

Для $k>0$ найдем θ_k^j по индукции. Допустим, для всех $k\leq k_0$ мы знаем наборы $\{\theta_k^j\}$. Выразим элемент набора $\{\theta_{k_0+1}^j\}$ через элементы набора $\{\theta_{k_0}^j\}$.

Рассмотрим величину $\theta_{k_0+1}^j$. Для того, чтобы следующая успешная передача произошла через $(k_0+1)\cdot t_c$ временных слотов, необходимо, чтобы в течение ближайшего (т.е. в момент t) резервирования успешной передачи пакета не было (из-за отсутствия пакетов в очереди или из-за неудачной передачи). Пусть из состояния $h(t)=j$ в случае отсутствия успешной передачи система попадает в состояние $h(t+1)=l$ с вероятностью γ_{lj}. Вероятность отсутствия успешной передачи равна вероятности неудачной передачи, если в очереди есть пакеты ($j\geq 0$) и единице, если в очереди нет пакетов ($j<0$). Тогда

$$\theta_{k_0+1}^j = q\cdot\sum_l \gamma_{lj}\cdot\theta_{k_0}^l,\ j\geq 0;\theta_{k_0+1}^j = \sum_l \gamma_{lj}\cdot\theta_{k_0}^l,\ j<0. \quad (4)$$

Если $j+t_c\leq d$, то единственным состоянием, в которое система может попасть после резервирования, в котором отсутствовала удачная передача, является состояние $j+t_c$.

Если $j+t_c>d$, то после неудачной передачи старый пакет будет отброшен, а система перейдет в одно из состояний $\{j+t_c-t_i\},\ t_i=t_1,\ldots,t_{max}$. Вероятность перехода в состояние $j+t_c-t_i$, как было показано выше, равна p_i. Поэтому (4) запишется в виде:

$$\begin{cases} \theta_{k_0+1}^j = \theta_{k_0}^{j+t_c}, & j<0, \\ \theta_{k_0+1}^j = q\cdot\theta_{k_0}^{j+t_c}, & t_c\leq j+t_c\leq d, \\ \theta_{k_0+1}^j = q\cdot\sum_{k=1}^{max} p_k\cdot\theta_{k_0}^{j+t_c-t_k}, & j+t_c>d. \end{cases} \qquad (5)$$

Используя (3) и (5), рекурсивно вычисляется любое значение θ_k^j.

Для дальнейшего использования данной модели удобно, чтобы распределение θ_k^j было ограниченным: $\exists k_{max}:\ \forall k>k_{max}\ :\ \theta_k^j=0$. На самом деле θ_k^j не обладает таким свойством. Поэтому необходимо построить близкое к θ_k^j, но ограниченное распределение. Обозначим новое распределение $\hat{\theta}_k^j$.

Поскольку θ_k^j пропорционально q^k, $q<1$, то при больших k θ_k^j принимает малые значения. Поэтому выбирается $k_{lim}\in\mathbb{N}$ и постулируется:

$$\forall k>k_{lim}:\ \hat{\theta}_k^j = 0.$$

Новое распределение $\hat{\theta}_k^j$ должно удовлетворять условию нормировки: $\sum_{k,j}\hat{\theta}_k^j=1$. Поэтому логично определить $\hat{\theta}_k^j$ как:

$$\begin{cases} \hat{\theta}_k^j = \frac{\theta_k^j}{\sum_j\sum_{k=1}^{k_{lim}}\theta_k^j}, & i\leq k_{lim}, \\ \hat{\theta}_k^j = 0, & k>k_{lim}. \end{cases}$$

В дальнейшем $\{\theta_k^j\}$ означает нормированное распределение.

Обозначим ρ_i вероятность того, что в начале резервирования, следующего за успешной передачей пакета, система находится в состоянии $h(t)=i$. Тогда общая вероятность того, что интервал времени между двумя последовательными успешными передачами равен $i_0 \cdot t_c^*$, вычисляется как:

$$p'_{i_0} = \sum_j \rho_j \cdot \theta_{i_0-1}^j. \tag{6}$$

Вычислим значения ρ_i. Напомним обозначения: $\{\pi_k\}$ обозначает стационарное распределение вероятностей состояний цепи Маркова, описывающей процесс. $\{p_j\}$ - распределение интервалов $\{t_j^*\}$ между пакетами входного потока.

После успешной передачи следующее состояние системы $h(t+1)$ равно $i = h(t)+t_c-t_j$ с вероятностью p_j. Передача осуществляется из любого состояния системы такого, что $h(t) \geq 0$. Отсюда с учетом нормировки:

$$\rho_i = \frac{\sum_{j:\ 0\leq i-t_c+t_j\leq d} \pi_{i-t_c+t_j} \cdot p_j}{\sum_{k=0}^d \pi_k}. \tag{7}$$

Подстановка (7) в (6) дает искомый результат.

3. Применение модели для анализа одношаговой передачи

Простейшим применением построенной модели является анализ процесса одношаговой передачи. Продемонстрируем метод нахождения оптимального периода резервирований на примере передачи станцией потока, все пакеты которого имеют одинаковый размер, а время между их прибытием постоянно. Далее будем называть такой поток “постоянным битовым потоком”. Для подобного потока $p_1 = 1$, $\forall k > 1 : p_k = 0$. Обозначим $t_\lambda^* \equiv t_1^*$.

Пусть время между прибытием пакетов равно 20 мс. Максимально допустимая задержка без учета времени успешной передачи при передаче голосового пакета составляет $D \equiv D^{QoS} - T = 30$ мс. Доля потерянных пакетов не должна превышать $PLR^{QoS} = 5\%$. Вероятность неудачной передачи пакета $q = 0.3$. Первый пакет приходит в очередь непосредственно перед началом резервирования (поэтому $\xi = 0$).

Для различных значений t_c^* найдем долю потерянных пакетов $PLR(t_c^*)$, используя модель, описанную в разделе 2, и выберем максимальное t_c^* такое, что $PLR(t_c^*) < PLR^{QoS}$(см. рис 1).

Рассмотрим важное явление, возникающее при одношаговой передаче. Как видно из рисунка 1, функция $PLR(t_c^*)$ не является монотонной. Это можно объяснить следующим образом: максимальное число резервирований, которые пакет может использовать для своей передачи, равно целому числу $\lfloor \frac{D-\xi}{t_c} \rfloor$. Величины D и ξ являются константами, а t_c является немонотонной функцией t_c^*.

В случае, показанном на рисунке 1, при некоторых значениях t_c^* пакет получает дополнительную

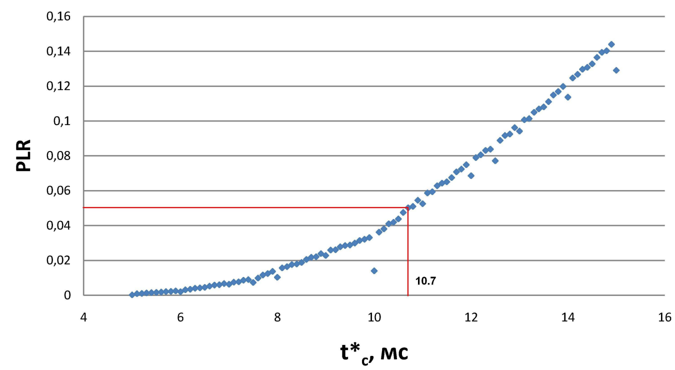

Рис. 1: Нахождение оптимального периода резервирований при
$t_\lambda^* = 20$ мс, $q = 0.3$, $D = 30$ мс, $PLR^{QoS} = 5\%$

возможность для передачи по сравнению с соседними значениями t_c^*. Падение δ значения PLR в такой точке по сравнению с соседними точками зависит от нескольких факторов.

Во-первых, δ растет при увеличении величины τ. Оно достигает максимума, когда t_λ^* нацело делится на t_c^*, и, следовательно, $\tau = t_c^*$, $t_c = 1$. В этом случае каждый пакет, прибывающий в очередь, получает дополнительную возможность для передачи, и PLR скачком принимает меньшее значение. Например, в случае $t_c^* = 10$ мс пакет, прибывающий в пустую очередь, будет иметь 4 возможности для передачи, т.к. он приходит прямо перед резервированием, и на отрезке времени $D = 30$ мс можно "уместить" 4 резервирования с периодом 10 мс. Если же, например, $t_c^* = 9$ мс, то $\tau = 1$ мс. В этом случае пакеты могут приходить как прямо перед резервированием, так и через $1, 2, .., 8$ мс после резервирования. Тогда только пакеты, пришедшие не более чем за 3 мс перед резервированием могут иметь 4 возможности для передачи, остальные будут иметь только 3 возможности (если пакет к моменту начала ближайшего после его прихода в очередь резервирования уже имеет время ожидания, равное 4 миллисекундам, то к четвертому резервированию время его ожидания составит $4+3\cdot 9 = 31$ миллисекунду, что превышает $D = 30$мс).

Во-вторых, δ больше для меньших значений D, т.к. при меньшем числе возможных попыток для передачи одна дополнительная попытка играет более важную роль.

4. Применение модели для анализа многошаговой передачи

Модель, описанная в разделе 2, позволяет проводить анализ многошаговой передачи. Для этого достаточно последовательно рассмотреть передачу на каждом из шагов маршрута. Входным потоком первого шага является заданный поток, входным потоком (i+1)-ого шага - выходной поток i-ого шага. QoS-требования предполагаются известными для каждого из шагов.

Для иллюстрации метода рассмотрим следующий сценарий: происходит передача по маршруту из n шагов. Для вероятностей ошибки при передаче q_j на j-ом шаге и для периодов резервирований t^*_{cj} выполняется: $q_1 = q_2 = ... = q_n = q$, $t^*_{c1} = t^*_{c2} = ... = t^*_{cn} = t^*_c$. Требование к задержке разделено поровну между шагами: $D^{QoS}_j = D^{QoS}/n$, а выполнение требования на долю потерянных пакетов проверяется на всем маршруте. Предполагается, что каждая станция может расположить свои резервирования сразу после резервирований станции, осуществляющей предыдущий шаг передачи.

Варьируя период резервирований t^*_c, и последовательно рассматривая каждый шаг передачи, находим долю потерянных пакетов на всем маршруте:

$$PLR = 1 - \prod_{i=1}^{n}(1 - PLR_j),$$

где PLR_j– рассчитанная доля потерянных пакетов на j-ом шаге. Затем выбираем максимальный t^*_c, при котором выполняется $PLR(t^*_c) \leq PLR^{QoS}$. Зависимость найденного периода резервирований от числа шагов в маршруте передачи показана на рисунке 2.

При построении модели одного шага передачи были введены предположения о марковости входного и выходного потоков, а также об ограниченности времени между прибытием пакетов. Для проверки оправданности этих предположений была построена имитационная модель процесса передачи в среде GPSS [6]. Как видно из рисунка 2, введенные предположения не оказывают существенного влияния на значение найденного периода резервирований.

5. Заключение

В данной работе построена аналитическая модель одного шага передачи потокового трафика с использованием резервирований в условиях помех, которая может использоваться для нахождения оптимальных периодов резервирований и анализа процесса передачи на многошаговых маршрутах. Построенная модель может быть использована для разработки и сравнительного анализа методов передачи потокового трафика с использованием резервирований в условиях помех. Основными направлениями дальнейшего исследования являются: (i)рассмотрение оптимального распределения QoS-требований, (ii)приспособление модели для описания передачи мультиплексированного трафика.

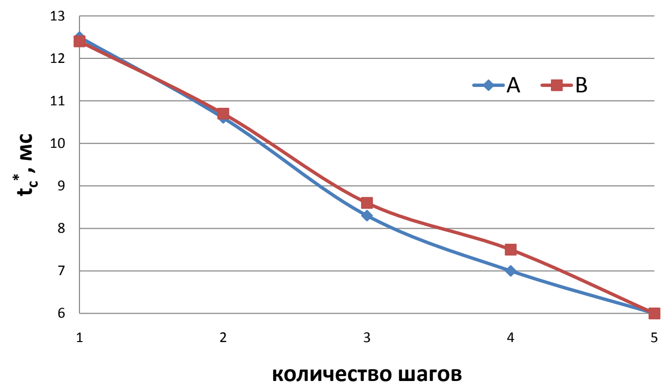

Рис. 2: Зависимость необходимого периода резервирований от количество шагов передачи при $t^*_\lambda = 20$ мс, $D^{QoS} = 150$ мс, $q = 0.4$, $PLR^{QoS} = 5\%$
A-получено путем аналитического моделирования
B-получено путем имитационного моделирования

Список литературы

[1] 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.

[2] G.R. Hiertz, S. Max, T. Junge, D. Denteneert, and L. Berlemann, “IEEE 802.11s - mesh deterministic access,” in *14th European Wireless Conference*, June 2008.

[3] *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*, 2007.

[4] *Draft Standard for Information Technology – Telecommunications and information exchange between systems – LAN/MAN Specific requirements – Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications: Amendment 10: Mesh Networking, IEEE Unapproved draft P802.11s/D10.0*, March 2011.

[5] 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.

[6] *GPSS World Simulation Environment, http://www.minutemansoftware.com/.*