

# Модель передачи мультимедийных потоков реального времени при помощи детерминированного метода доступа<sup>1</sup>

А.Г. Кирьянов, А.И. Ляхов, Е.М. Хоров

*Институт проблем передачи информации им. А.А. Харкевича РАН, Москва, Россия*

Поступила в редколлегию 11.08.2014

**Аннотация**—Для осуществления надежной передачи данных по беспроводной сети и выполнения требований к качеству обслуживания может использоваться детерминированный метод доступа к среде, суть которого заключается в резервировании временных интервалов для исключительного использования парой станций. Описания методов детерминированного доступа к среде в стандартах включают в себя процедуру резервирования канального ресурса, но не содержат алгоритмов определения необходимого объема ресурсов для надежной передачи тех или иных данных. Как показывает практика, при передаче мультимедийных потоков реального времени, которые зачастую обладают переменной интенсивностью, данная задача оказывается нетривиальной. В работе предлагается алгоритм динамического управления объемом зарезервированных ресурсов для передачи мультимедийных потоков реального времени, обладающих переменной интенсивностью, в условиях помех.

**КЛЮЧЕВЫЕ СЛОВА:** Мультимедийный поток, метод детерминированного доступа к каналу, качество обслуживания, потоки переменной интенсивности.

## 1. ВВЕДЕНИЕ

В последние годы в беспроводных сетях наблюдается значительный рост объемов передачи мультимедийного трафика, причем основной вклад составляет передача видеопотоков. Согласно ежегодному отчету [1] компании Cisco доля видеотрафика уже достигла 50 % и продолжает стремительно расти. Передача видеопотоков реального времени предъявляет определенные требования к качеству обслуживания, которые, как правило, представляют собой ограничение на долю потерянных пакетов за определенный интервал времени, а также ограничение на время передачи каждого пакета. При передаче видеопотоков реального времени максимально допустимая доля потерянных пакетов составляет всего 1% [2], а время доставки пакета не должно превышать 400 мс [3]. Выполнение таких ограничений в беспроводных сетях представляет собой трудную задачу. Для обслуживания такого рода потоков были специально разработаны методы приоритетного обслуживания различных типов трафика в рамках механизмов случайного доступа к среде, но, как показывает практика, и они зачастую не могут гарантировать выполнение предъявляемых требований к качеству обслуживания. Поэтому для передачи подобных потоков целесообразно использовать методы детерминированного доступа к каналу, которые основаны на резервировании канала станцией в определенные промежутки времени, вследствие чего станция получает исключительное право передачи в данных временных интервалах и вероятность успешной попытки передачи значительно повышается.

При использовании методов детерминированного доступа к каналу возникает вопрос, какой объем резервирований необходимо установить для передачи тех или иных данных. При

<sup>1</sup> Исследование выполнено при финансовой поддержке РФФИ в рамках научного проекта № 14-07-31249 мол\_а.

передаче мультимедийного потока, интенсивность которого со временем не изменяется (примером такого потока является голосовой поток), достаточно выделить фиксированный объем ресурсов. Совсем иначе обстоят дела при передаче мультимедийных потоков переменной интенсивности (примерами таких потоков являются практически любые сжатые при помощи кодеров видеопотоки, например, MPEG-4). Выделение для передачи такого потока ресурсов заранее и с запасом (на случай резкого увеличения интенсивности потока в какой-то момент времени) приводит к неэффективному использованию ресурсов в сети. Выделение же меньшего объема ресурсов может привести к значительным потерям пакетов в периоды увеличения интенсивности потока. По этим причинам необходимо динамически изменять объем зарезервированных ресурсов. В случае, когда все станции находятся в области радиослышимости друг друга, основная идея алгоритма резервирования ресурсов может быть тривиальной: станция отправляет широковещательное сообщение с информацией о резервировании и полагается на то, что все остальные успешно примут данное сообщение. Далее можно различными способами повышать вероятность успешного принятия этого сообщения. В случае же многошаговых сетей, которые и рассматриваются в данной работе, некоторые станции могут быть скрыты друг от друга [4], и для установления резервирования необходимо заранее уведомить об этом резервировании как соседние станции *владельца* (кто будет осуществлять передачу) резервирования, так и соседние станции *адресата* (кому будет осуществляться передача) резервирования. Для этого может быть применен следующий подход, использующийся, в частности, в сетях Wi-Fi Mesh [5]. Когда *владелец* будущего резервирования принимает решение о необходимости установить резервирование, он отправляет *адресату* резервирования запрос на установление резервирования. Получив данный запрос, *адресат* должен ответить либо согласием, либо отказом. В случае согласия *владелец* и *адресат* должны уведомить соседние станции о новом резервировании. Эту информация они распространяют в своих биконах – широковещательных служебных сообщениях, которые каждая станция сети отправляет строго периодически в защищенных временных интервалах. Только после отправки бикона *адресатом* и *владельцем* резервирования новое резервирование считается установленным и может быть использовано для передачи данных. Таким образом с момента принятия решения об установке нового резервирования до возможности его использовать проходит некоторый промежуток времени, но не более одного бикон-периода, см. рис. 1. Аналогично происходит процесс отмены установленного резервирования, причем с момента принятия решения об отмене резервирования до фактического освобождения занятого ресурса тоже проходит не более одного бикон-периода. Здесь и далее будем считать, что момент принятия решения об установлении или отмене резервирования находится непосредственно перед отправкой бикона *владельца* данного резервирования.

Так как процесс установления нового резервирования занимает некоторое время, которое зависит от частоты рассылки информации о резервированиях (то есть от частоты рассылки биконов), то необходимо определить, как часто следует рассылать биконы, чтобы не допускать неконтролируемых потерь пакетов из-за превышения ограничения на время передачи пакета.

Кроме того, несмотря на исключительное право владельца передавать данные в зарезервированных промежутках времени, в силу случайных шумов в беспроводном канале некоторые из передач могут быть неудачными, и зарезервированных ресурсов может оказаться недостаточно для совершения повторных попыток передачи. Таким образом, возникает задача определения необходимого объема канальных ресурсов, который должен быть зарезервирован для передачи потока с требуемым качеством обслуживания.

В данной работе предлагаются решения описанных выше проблем.

Дальнейшее изложение материала построено следующим образом. В разделе 2 сформулирована задача динамического резервирования ресурсов при передаче мультимедийного потока

переменной интенсивности. Раздел 3 содержит обзор исследований в области данной проблемы. Аналитическая модель передачи по беспроводной сети мультимедийного потока переменной интенсивности методом детерминированного доступа приводится в разделе 4. Алгоритм определения необходимого объема канальных ресурсов для резервирования описан в разделе 5. В разделе 6 приводятся численные результаты моделирования. Раздел 7 содержит заключение и направление дальнейших исследований.

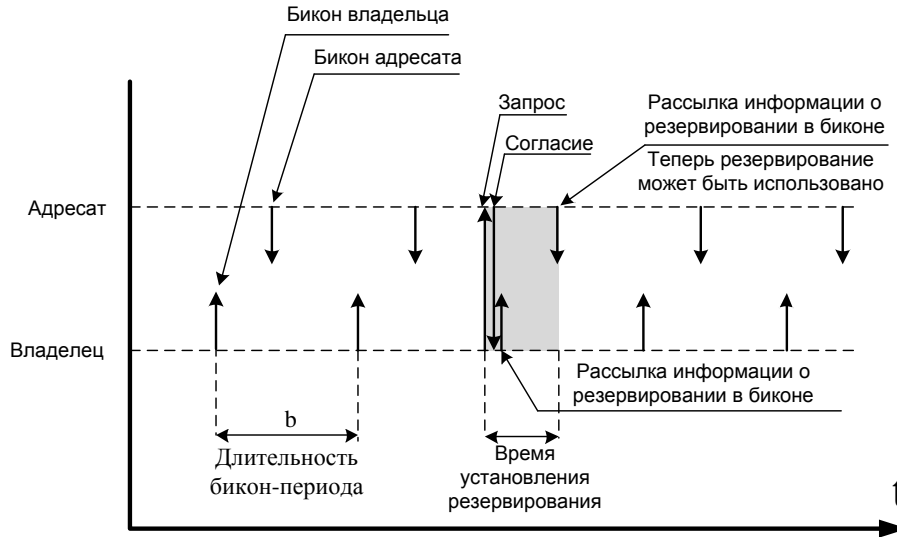


Рис. 1. Процесс установления резервирования.

## 2. ЗАДАЧА ДИНАМИЧЕСКОГО РЕЗЕРВИРОВАНИЯ РЕСУРСОВ

При передаче по сети видеокадры инкапсулируются в пакеты транспортного уровня. Зачастую при этом используется связка двух протоколов транспортного уровня: RTP + UDP. В таком случае видеопоток можно упрощенно представить в виде периодического неординарного потока пакетов  $G(t)$ , где  $t$  – дискретные моменты времени: число пакетов в пачке, которая поступает в очередь в момент времени  $t$ , составляет  $G(t)$  (при  $t \leq 0, G(t) = 0$ ), см. рис. 2. Интервал времени  $[t, t + 1)$  назовем слотом с порядковым номером  $t$ .

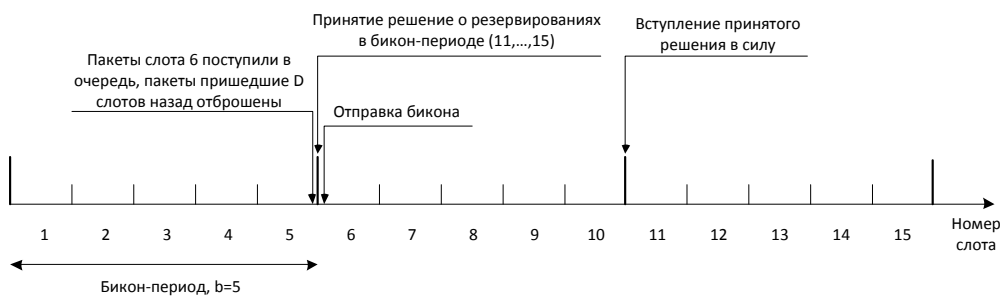


Рис. 2. Временная диаграмма.

Время жизни каждого пакета в очереди составляет целое число  $D$  слотов. Если пакет поступил в очередь в слоте  $t$  и не был успешно передан ни в одном из слотов  $t, t + 1, \dots, t + D - 1$ ,

он отбрасывается. В работе принимается, что  $G(t)$  является детерминированным и конечным потоком, то есть  $\exists t^{max} \mid \forall t > t^{max}, G(t) = 0$ .

Для передачи пакетов в слотах устанавливаются резервирования. В каждом резервировании может быть сделана одна попытка передачи пакета. Вероятность того, что попытка передачи будет успешной, составляет  $p$ . Число  $u(t)$  установленных резервирований в слоте  $t$  может принимать целые значения. Предполагается, что требуемый объем канальных ресурсов всегда может быть выделен.

Для передачи пакетов в резервированиях необходимо оповестить соседние станции об установленных резервированиях. Информация о резервированиях рассылается внутри биконов – служебных пакетов, отправляемых периодически каждые  $b$  слотов. Бикон передается непосредственно в начале слота, рис. 2. Промежуток времени между отправкой двух соседних биконов называется бикон-периодом и составляет  $b$  слотов. Во всех слотах бикон-периода значение  $u$  одинаково.

Резервирование может находиться в одном из трех состояний:

- Состояние 1** – устанавливается (не может быть использовано для передачи пакетов);
- Состояние 2** – установлено (может быть использовано для передачи пакетов);
- Состояние 3** – отменяется (не может быть использовано для передачи пакетов).

Решение об установлении нового или об отмене существующего резервирования (то есть решение об изменении величины  $u(t)$ ) принимается непосредственно перед отправкой бикона, см. рис. 2, причем зарезервированный ресурс может быть использован только со следующего бикон-периода. Таким образом, процесс установления нового резервирования или отмены существующего занимает один бикон-период, то есть длится  $b$  слотов.

При передаче видеопотока реального времени необходимо выполнять ограничение на долю потерянных пакетов. Так как декодирование и отображение видеопотока реального времени происходит практически сразу же после его получения, то для получения приемлемого качества изображения на протяжении всего видеофрагмента необходимо выполнять ограничение на долю потерянных пакетов на коротких временных интервалах. В данной работе в качестве такого интервала выбран бикон-период. Таким образом для выполнения требований к качеству обслуживания необходимо, чтобы средняя доля  $PLR(t, \dots, t + b - 1)$  отброшенных пакетов в каждом бикон-периоде  $(t, \dots, t + b - 1)$  была меньше  $PLR_{max}$  (точное выражение для средней доли  $PLR$  дается формулой (5)). Таким образом, необходимо разработать алгоритм  $\hat{u}(t) \equiv \hat{u}(t, G(\tau)|_{\tau \leq t}, \dots)$ , применение которого позволяет определить необходимый объем ресурсов для резервирования и передать мультимедийный поток переменной интенсивности по беспроводной сети с выполнением требований к качеству обслуживания. Для оценки эффективности предложенного алгоритма, а также возникающих накладных расходов, требуется разработать модель передачи нестационарного мультимедийного потока по беспроводной сети методом детерминированного доступа.

### 3. ОБЗОР ПРЕДЫДУЩИХ ИССЛЕДОВАНИЙ

Множество исследований, посвященных механизмам детерминированного доступа к каналу, можно разделить на две группы. Первая из них рассматривает схемы с централизованным управлением, в которых существует выделенная станция-координатор, распределяющая ресурс между остальными станциями сети. Вторая группа включает работы, в которых рассматривается схема с распределенным управлением канальными ресурсами. Так как в данной работе разрабатывается алгоритм для схемы распределенного управления, внимание будет сфокусировано на второй группе работ.

Работы [6, 7] рассматривают сети стандарта WiMedia [8]. В них разрабатываются методы, позволяющие определить объем канальных ресурсов, необходимый для передачи потоков как постоянной, так и переменной интенсивности. Основным недостатком является принятое допущение об отсутствии помех в канале. Каждая передача в зарезервированных интервалах считается успешной, что зачастую не соответствует реальной практике.

В работе [9] авторы разрабатывают аналитическую модель, которая позволяет определить минимальный объем канальных ресурсов, необходимый для передачи мультимедийного трафика с выполнением требований на качество обслуживания. Несмотря на то, что в [9] учтены возможные неуспешные попытки передачи пакета, модель построена для передачи потока постоянной интенсивности. К сожалению, это предположение неверно при рассмотрении видеопотоков.

В работе [10] рассматривается более общий случай, когда интенсивность помех может изменяться со временем, и предлагается алгоритм для динамического изменения объема зарезервированных ресурсов. Тем не менее, результаты [10] также справедливы только для передачи потоков постоянной интенсивности.

В данной работе будет предложен алгоритм динамического управления объемом зарезервированных ресурсов для передачи мультимедийных потоков реального времени, обладающих переменной интенсивностью, в условиях помех постоянной интенсивности.

#### 4. АНАЛИТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ

Для оценки эффективности алгоритма динамического резервирования ресурсов необходимо разработать аналитическую модель передачи мультимедийного потока переменной интенсивности по беспроводной сети методом детерминированного доступа с выполнением требований к качеству обслуживания. В данной модели объем канальных ресурсов, который необходимо зарезервировать в каждом слоте следующего бикон-периода  $(t + b, \dots, t + 2b - 1)$ , измеряется в числе установленных резервирований и определяется алгоритмом  $\hat{u}(t + b) \equiv \hat{u}(t + b, G(\tau)|_{\tau \leq t}, q(t), u(t), PLR_{max})$ , входными параметрами которого являются: момент времени  $t$ , информация о числе пакетов, поступивших в слоте  $t$  и в предыдущих слотах ( $G(\tau)|_{\tau \leq t}$ ), число пакетов  $q(t)$  в очереди в момент времени  $t$ , число установленных резервирований в каждом слоте текущего бикон-периода ( $u(t)$ ), ограничение  $PLR_{max}$  на долю отброшенных пакетов в каждом бикон-периоде.

Рассмотрим стохастический процесс последовательных изменений состояний системы от слота к слоту при передаче потока  $G(t)$ . Состояние системы в начале каждого слота  $t$  описывается двумя параметрами  $(q(t), u(t))$ .

Так как  $G(t) = 0$  при  $t \leq 0$ , то в начале слотов  $t \leq 0$  система находится в состоянии  $(0, 0)$  с вероятностью  $P_t^{q,u} = 1$ .

Зная распределение вероятностей  $P_t^{q,u}$  состояний  $(q, u)$  в слоте  $t$ , определим вероятности  $P_{t+1}^{q',u'}$  различных состояний, в которых система окажется в слоте  $t + 1$ , следующим образом.

Для упрощения записи будем полагать, что  $G \equiv G(t), u \equiv u(t), q \equiv q(t)$ . Пусть  $n_0^D(t)$  – число пакетов в очереди, время жизни которых истекает в данном слоте  $t$ . Эти пакеты поступили в очередь в слоте  $t - D + 1$ . Помимо них в очереди есть  $\sum_{\tau=t-D+2}^t G(\tau)$  пакетов, поступивших после слота  $t - D + 1$ , поэтому

$$n_0^D(t) = \max \left\{ 0, q(t) - \sum_{\tau=t-D+2}^t G(\tau) \right\}. \quad (1)$$

Нетрудно убедиться, что, заменив в (1)  $D$  на  $D - 1$ , получим  $n_0^{D-1}(t)$  – число пакетов, время жизни которых истекает в данном, либо в следующем слоте. Тогда число пакетов  $n_1^D(t)$ , время жизни которых истекает в следующем слоте, составляет:

$$n_1^D(t) = n_0^{D-1}(t) - n_0^D(t).$$

Так как у  $n_0^D(t)$  пакетов время жизни истекает в слоте  $t$ , то в конце слота  $t$  в очереди останется не более  $q - n_0^D(t)$  пакетов. Таким образом, дополнительно к тем пакетам, время жизни которых истекает в данном слоте, в нем может быть передано  $m \in [0, \dots, \max\{0, \min(u, q) - n_0^D(t)\}]$  пакетов.

Найдем вероятность  $\pi_m$  события, что в данном слоте будут успешно переданы ровно  $m$  пакетов, время жизни которых не истекает в данном слоте.

Если  $q = n_0^D(t)$ , то неизбежно  $m = 0$  и  $\pi_0(t) = 1$ , так как других пакетов для передачи нет.

Иначе, если  $q > n_0^D(t)$ , то

$$\pi_m(q, u, p, t) = \begin{cases} F(n_0^D(t), u, p), & m = 0, \\ f(n_0^D(t) + m, u, p), & 0 < m < q - n_0^D(t), \\ 1 - F(q - 1, u, p), & m = q - n_0^D(t), \end{cases} \quad (2)$$

где  $f(n, u, p) = C_u^n p^n (1-p)^{u-n}$  – биномиальное распределение числа успешных попыток передачи, а  $F(n, u, p) = \sum_{k=0}^n f(k, u, p)$  – его функция распределения.

Поясним формулу (2).

1. Вероятность передать дополнительно ровно  $m = 0$  пакетов соответствует событию, когда попытки передачи были успешными не более чем в  $n_0^D(t)$  резервированиях из  $u$ . Вероятность такого события:  $\sum_{k=0}^{n_0^D(t)} f(k, u, p) = F(n_0^D(t), u, p)$ .
2. Вероятность передать дополнительно  $m > 0$  пакетов при условии, что мы передадим не все пакеты из очереди ( $m < q - n_0^D(t)$ ), соответствует событию, когда ровно в  $n_0^D(t) + m$  резервированиях из  $u$  попытки передачи были успешными. Вероятность такого события:  $f(n_0^D(t) + m, u, p)$ .
3. Вероятность передать дополнительно  $m > 0$  пакетов и опустошить очередь ( $m = q - n_0^D(t)$ ), соответствует событию, когда не более чем в  $u - q$  резервированиях из  $u$  попытки передачи были неуспешными. Вероятность такого события:  $\sum_{k=q}^u f(k, u, p) = 1 - F(q - 1, u, p)$ .

Если слоты  $t$  и  $t+1$  принадлежат разным бикон-периодам, то в слоте  $t+1$  система переходит в состояние  $(q', u')$ , где  $q' = q - n_0^D(t) - m + G(t+1)$ , а  $u' = \hat{u}(q, u)$  – число установленных резервирований в слоте  $t+1$ , алгоритм выбора которого описан в разделе 5. Если слоты  $t$  и  $t+1$  принадлежат одному бикон-периоду, то в слоте  $t+1$  система переходит в состояние  $(q', u)$ . Вероятности переходов равны  $\pi_m$ .

Так как переход в состояние  $(q', u')$  в слоте  $t+1$  может произойти из различных состояний  $(q, u)$  в слоте  $t$ , то для определения вероятности  $P_{t+1}^{q', u'}$  необходимо рассмотреть все такие переходы. Тогда если слоты  $t$  и  $t+1$  принадлежат разным бикон-периодам, то

$$P_{t+1}^{q', u'} = \sum_{q, u} P_t^{q, u} \cdot \pi_{m(q, q')} \cdot 1[\hat{u}(q, u) = u'], \quad (3)$$

где  $m(q, q') = q - n_0^D(t) - q' + G(t + 1)$ , а  $1[\text{выражение}]$  – индикатор, принимающий значение 1, если [выражение] истинно, и 0 иначе.

Если слоты  $t$  и  $t + 1$  принадлежат одному бикон-периоду, то

$$P_{t+1}^{q',u} = \sum_{q,u} P_t^{q,u} \cdot \pi_{m(q,q')},$$

где  $m(q, q') = q - n_0^D(t) - q' + G(t + 1)$ .

### 5. АЛГОРИТМ

Пусть  $d(t, u)$  – среднее число потерянных пакетов в слоте  $t$  при условии, что в данном слоте установлено  $u$  резервирований.

Определим минимальное число резервирований  $\hat{u}$ , которое необходимо установить в каждом слоте следующего бикон-периода ( $t + b, \dots, t + 2b - 1$ ) для выполнения ограничения на долю потерянных пакетов,

$$\hat{u} = \min \{ \hat{u} \in U \mid PLR(t + b, \dots, t + 2b - 1) < PLR_{max} \}, \tag{4}$$

где

$$PLR(t + b, \dots, t + 2b - 1) = \frac{\sum_{i=b}^{2b-1} d(t + i, \hat{u})}{\sum_{i=b}^{2b-1} G(t + i - D + 1)}, \tag{5}$$

а  $U$  – множество возможных значений для установленного в каждом слоте следующего бикон-периода числа резервирований. В простейшем случае множество  $U$  совпадает с множеством целых неотрицательных чисел.

Рассмотрим сначала случай  $b = 1$ . При этом слот и бикон-период эквивалентны.

Определим минимальное число резервирований  $\hat{u}(q, u) \equiv \hat{u}(t + 1, G(\tau)|_{\tau \leq t}, q(t), u(t), PLR_{max})$ , которое необходимо установить в бикон-периоде  $t + 1$  для выполнения ограничения на долю потерянных пакетов  $\frac{d(t+1, \hat{u})}{G(t-D+2)} < PLR_{max}$ ,

$$\hat{u}(q, u) = \min \left\{ \hat{u} \in U \mid \frac{d(t + 1, \hat{u})}{G(t - D + 2)} < PLR_{max} \right\}.$$

Значение  $\hat{u}(q, u)$  определяется перебором по следующему алгоритму. В качестве пробного значение рассматривается  $\hat{u} = u$ . Если при этом  $PLR(t + 1) < PLR_{max}$  и  $u > 0$ , то на следующем шаге рассматривается пробное значение  $\hat{u} = u - 1$ . Если же  $PLR(t + 1) \geq PLR_{max}$ , то на следующем шаге рассматривается пробное значение  $\hat{u} = u + 1$ . Таким образом, через несколько шагов будет найдено минимальное число резервирований  $\hat{u}$ , которое необходимо установить для выполнения ограничения на долю потерянных пакетов.

Среднее число потерянных в бикон-периоде  $t + 1$  пакетов при фиксированном  $\hat{u}$  определяется по формуле:

$$d(t + 1, \hat{u}) = \begin{cases} \sum_{i=1}^{n_1^D(t)} i \cdot f(n_1^D(t) - i, \hat{u}, p), & u \leq n_0^D(t), \\ \sum_{i=0}^{i'} \pi_i(q, u, p, t) \cdot \sum_{j=1}^{n_1^D(t)-i} j \cdot f(n_1^D(t) - j, \hat{u}, p), & u > n_0^D(t), \end{cases} \tag{6}$$

где  $i' = \max\{0, \min(u - n_0^D(t), n_1^D(t) - 1)\}$ .

Поясним формулу (6).

1. Если  $u \leq n_0^D(t)$ , то в *текущем* бикон-периоде  $t$  не будут совершаться попытки передачи пакетов, время жизни которых истекает в следующем бикон-периоде. Поэтому в *следующем* бикон-периоде может быть потеряно до  $n_1^D(t)$  пакетов. Для оценки среднего числа пакетов, потерянных в бикон-периоде  $t + 1$ , необходимо вычислить соответствующую сумму.
2. Если  $u > n_0^D(t)$ , то некоторые пакеты, время жизни которых истекает в следующем бикон-периоде, могут быть успешно переданы в текущем бикон-периоде. Вероятность  $\pi_i(q, u, p, t)$  передать в данном бикон-периоде дополнительно к  $n_0^D(t)$  пакетам еще  $i$  пакетов вычисляется по формуле (2). В таком случае в следующем бикон-периоде может быть потеряно не более  $n_1^D(t) - i$  пакетов.

Перейдем к общему случаю  $b > 1$ .

Оценим среднее число потерянных в следующем бикон-периоде пакетов, если принято решение установить в каждом слоте следующего бикон-периода  $\hat{u}$  резервирований. Для этого проследим, как может изменяться состояние системы в текущем и следующем бикон-периодах без учета пакетов, поступающих в слотах  $t + 1, \dots, t + 2b - 1$ , то есть при всех приводимых далее вычислениях считаем, что  $G(\tau) = 0$ , при  $\tau \geq t + 1$ .

В слоте  $t + 1$  система переходит в одно из состояний  $(q_1, u)$ , где  $q_1 = q - n_0^D(t) - m$ ,  $m \in [0, \dots, \max\{0, \min(u, q) - n_0^D(t)\}]$ . Вероятность такого перехода —  $\pi_m$ . Таким образом  $P_{t+1}^{q_1, u} = \pi_m$ .

В слоте  $t + 2$  система переходит в одно из состояний  $(q_2, u)$ . Так как переход в состояние  $(q_2, u)$  в слоте  $t + 2$  может произойти из различных состояний  $(q_1, u)$  в слоте  $t + 1$ , то для определения вероятности  $P_{t+2}^{q_2, u}$  необходимо рассмотреть все такие переходы. Тогда

$$P_{t+2}^{q_2, u} = \sum_{q_1} P_{t+1}^{q_1, u} \cdot \pi_{m(q_1, q_2)}, \text{ где } m(q_1, q_2) = q_1 - n_0^D(t + 1) - q_2.$$

Аналогично в слоте  $t + i$ ,  $i \in [2, b - 1]$ , система переходит в одно из состояний  $(q_i, u)$ , тогда

$$P_{t+i}^{q_i, u} = \sum_{q_{i-1}} P_{t+i-1}^{q_{i-1}, u} \cdot \pi_{m(q_{i-1}, q_i)},$$

где  $m(q_{i-1}, q_i) = q_{i-1} - n_0^D(t + i - 1) - q_i$ .

В первом слоте  $t + b$  следующего бикон-периода установлено  $\hat{u}$ , а не  $u$  резервирований. Поэтому формула изменяется следующим образом:

$$P_{t+b}^{q_b, \hat{u}(q, u)} = \sum_{q_{b-1}} P_{t+b-1}^{q_{b-1}, u} \cdot \pi_{m(q_{b-1}, q_b)},$$

где  $m(q_{b-1}, q_b) = q_{b-1} - n_0^D(t + b - 1) - q_b$ .

Аналогично вычисляются вероятности состояний для остальных слотов  $t + b + 1, \dots, t + 2b - 1$  следующего бикон-периода. Для  $i \in [b + 1, 2b - 1]$

$$P_{t+i}^{q_i, \hat{u}(q, u)} = \sum_{q_{i-1}} P_{t+i-1}^{q_{i-1}, \hat{u}(q, u)} \cdot \pi_{m(q_{i-1}, q_i)},$$

где  $m(q_{i-1}, q_i) = q_{i-1} - n_0^D(t + i - 1) - q_i$ .

В результате находим среднее число  $d(t + i, \hat{u})$  пакетов, потерянных в слоте  $t + i$ ,  $i \in [b, 2b - 1]$ :



$$d(t+i, \hat{u}) = \sum_{q_k} P_{t+i}^{q_k, \hat{u}} \sum_{j=1}^{n_0^D(t+i)} j \cdot f(n_0^D(t+i) - j, \hat{u}, p).$$

Зная среднее число потерянных пакетов в слотах следующего бикон-периода, принимая во внимание условие (4), легко найти число резервирований  $\hat{u}$ , которое необходимо установить в каждом слоте следующего бикон-периода.

## 6. ЧИСЛЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

Для валидации и оценки эффективности предложенного алгоритма была проведена серия экспериментов при помощи описанной в разделе 4 аналитической модели.

Рассматривалось два типа входного потока  $G(t)$ : поток постоянной интенсивности (в начале каждого слота в очередь поступало 10 пакетов) и поток переменной интенсивности (определение числа пакетов, которые поступают в очередь в начале каждого слота, проводилось с помощью анализа трассы реального видеопотока; рассматриваемый видеопоток содержал 7022 пакета, а максимальное число пакетов, поступающих в одном слоте, составляло 29).

Вычисления проводились для различных значений вероятности  $p$  успешной попытки передачи пакета, для различных ограничений  $PLR_{max}$  на долю потерянных пакетов в каждом бикон-периоде, а также для различных пар  $(D, b)$  значений времени жизни пакета в очереди и длительности бикон периода (значения  $D$  и  $b$  выражаются в целом числе слотов).

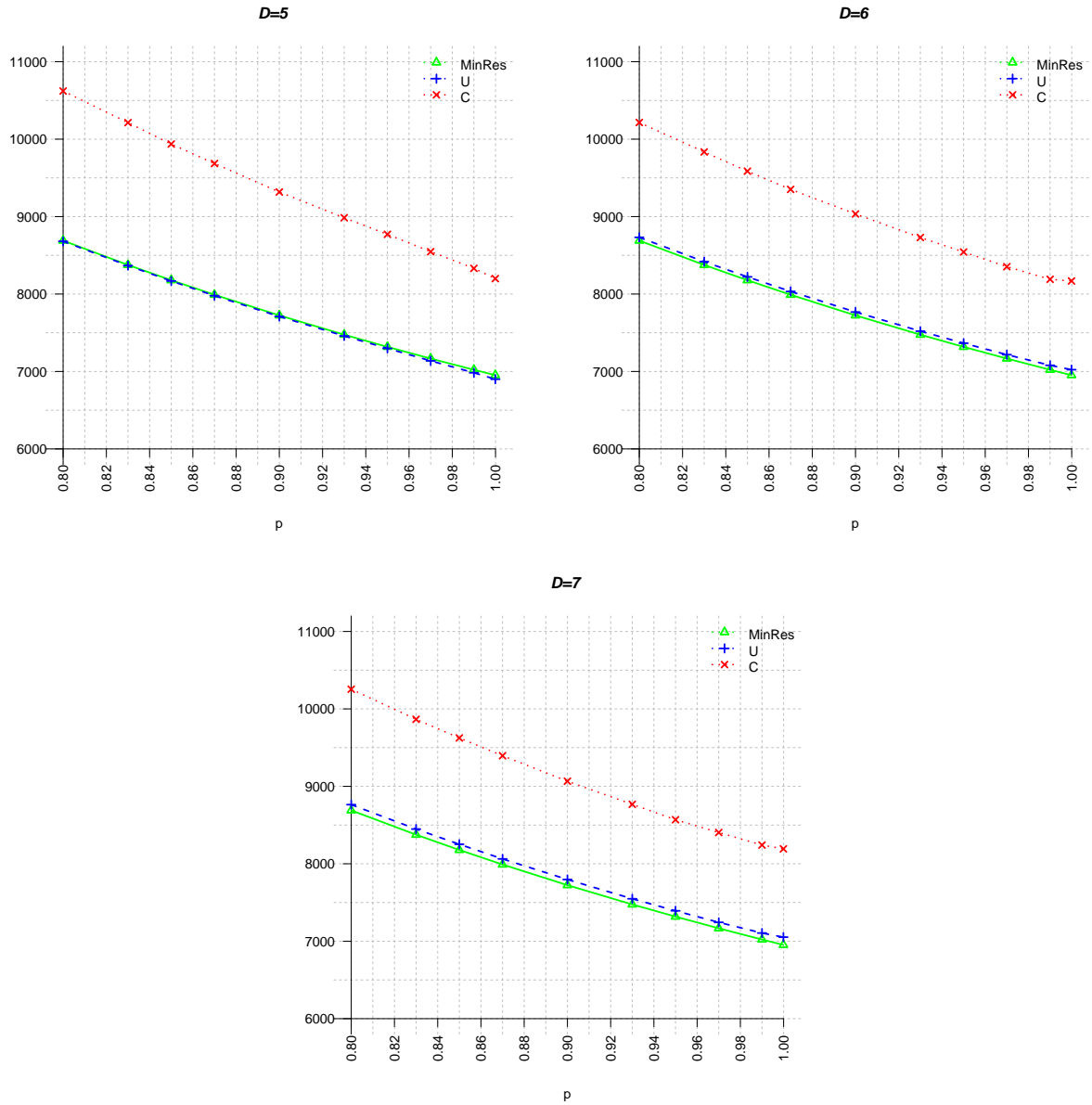
Представим результаты моделирования для передачи видеопотока переменной интенсивности при значении  $PLR_{max} = 0,01$ , типичного при передаче видеопотока реального времени. На рис. 3 представлены зависимости следующих величин от вероятности  $p$  успешной попытки передачи пакета при различных парах значений  $(D, b)$ :

$MinRes$  – теоретический минимум объема необходимого канального ресурса, выраженный в числе совершаемых попыток передачи,  $MinRes = \frac{N(1-PLR_{max})}{p}$ .

$U$  – среднее число установленных резервирований за все время эксперимента,  $U = \sum_t \langle u(t) \rangle$ , где  $\langle u(t) \rangle$  – среднее число резервирований, установленных в слоте  $t$ .

$C$  – объем фактически занятых канальных ресурсов в течение всего эксперимента, измеряемый в числе занятых резервирований. Напомним, что резервирование может находиться в одном из трех состояний, которые описаны в разделе 2. При установлении нового резервирования в течение одного бикон-периода оно находится в *состоянии 1*, когда необходимый для установления нового резервирования ресурс уже оказывается занят с точки зрения некоторых станций сети, но резервирование еще не может быть использовано для передачи пакетов. При отмене существующего резервирования в течение одного бикон-периода оно находится в *состоянии 3*, когда резервирование уже не может использоваться для передачи пакетов, но с точки зрения некоторых станций сети ресурс еще считается занятым. Из этих рассуждений нетрудно понять, что если в бикон-периодах  $t-1, t, t+1$  установлено, соответственно,  $u_1, u_2, u_3$  резервирований (то есть в бикон-периодах  $t-1, t, t+1$  в *состоянии 2* находятся  $u_1, u_2, u_3$  резервирований, соответственно), то в бикон-периоде  $t$  оказываются фактически заняты (то есть недоступны для использования другими станциями)  $\max\{u_1, u_2, u_3\}$  резервирований. Процедура подсчета  $C$  приведена в приложении А.

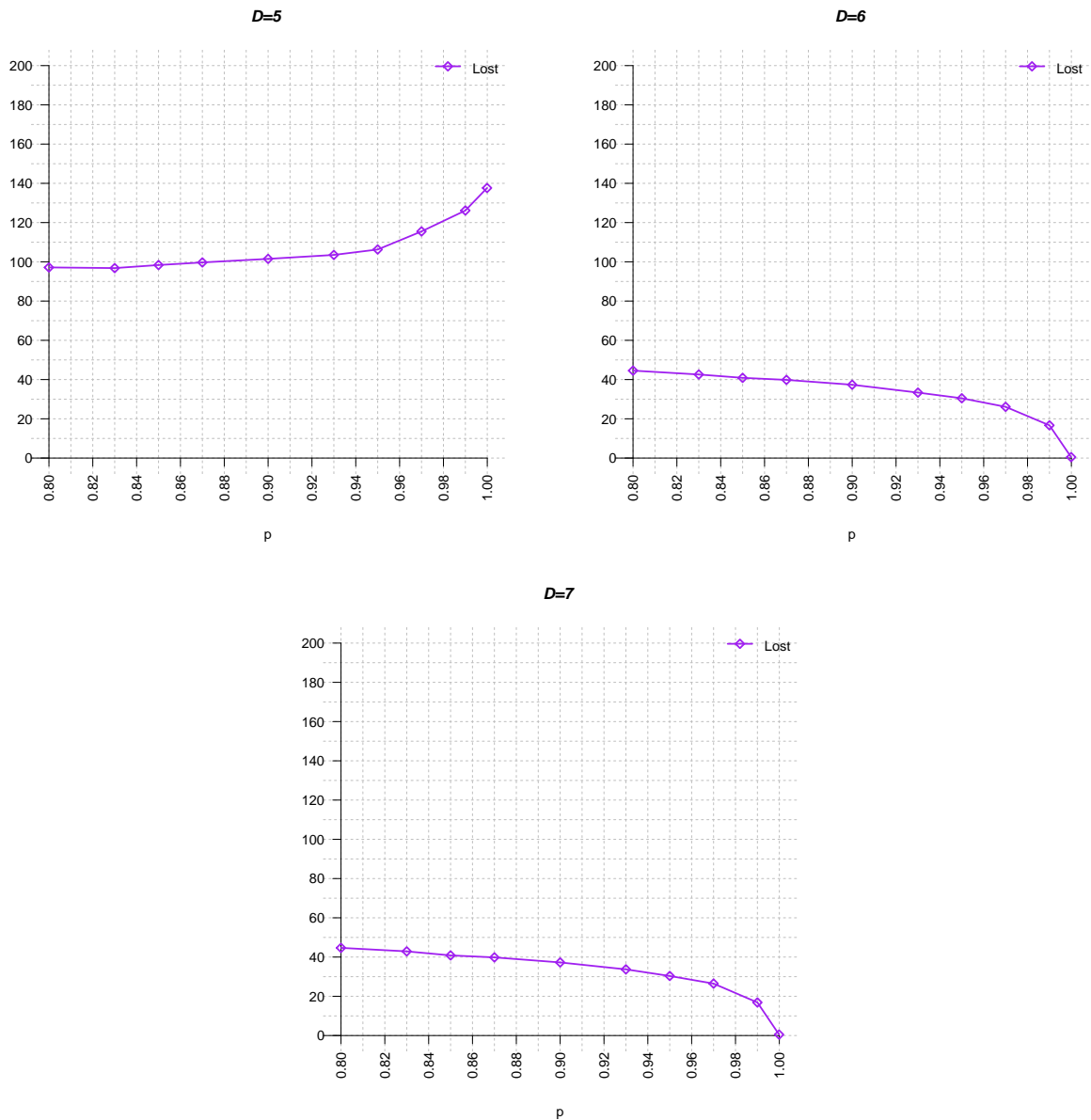
Кривые  $U(p)$  и  $MinRes(p)$  практически полностью совпадают друг с другом во всех проведенных экспериментах. Таким образом алгоритм выбора необходимого объема ресурсов для резервирования действительно определяет минимальное значение требуемого ресурса, что важно



**Рис. 3.** Зависимости  $MinRes(p)$ ,  $U(p)$ ,  $C(p)$  при  $(D, b) \in \{(5, 3); (6, 3); (7, 3)\}$  в экспериментах с передачей потока переменной интенсивности.

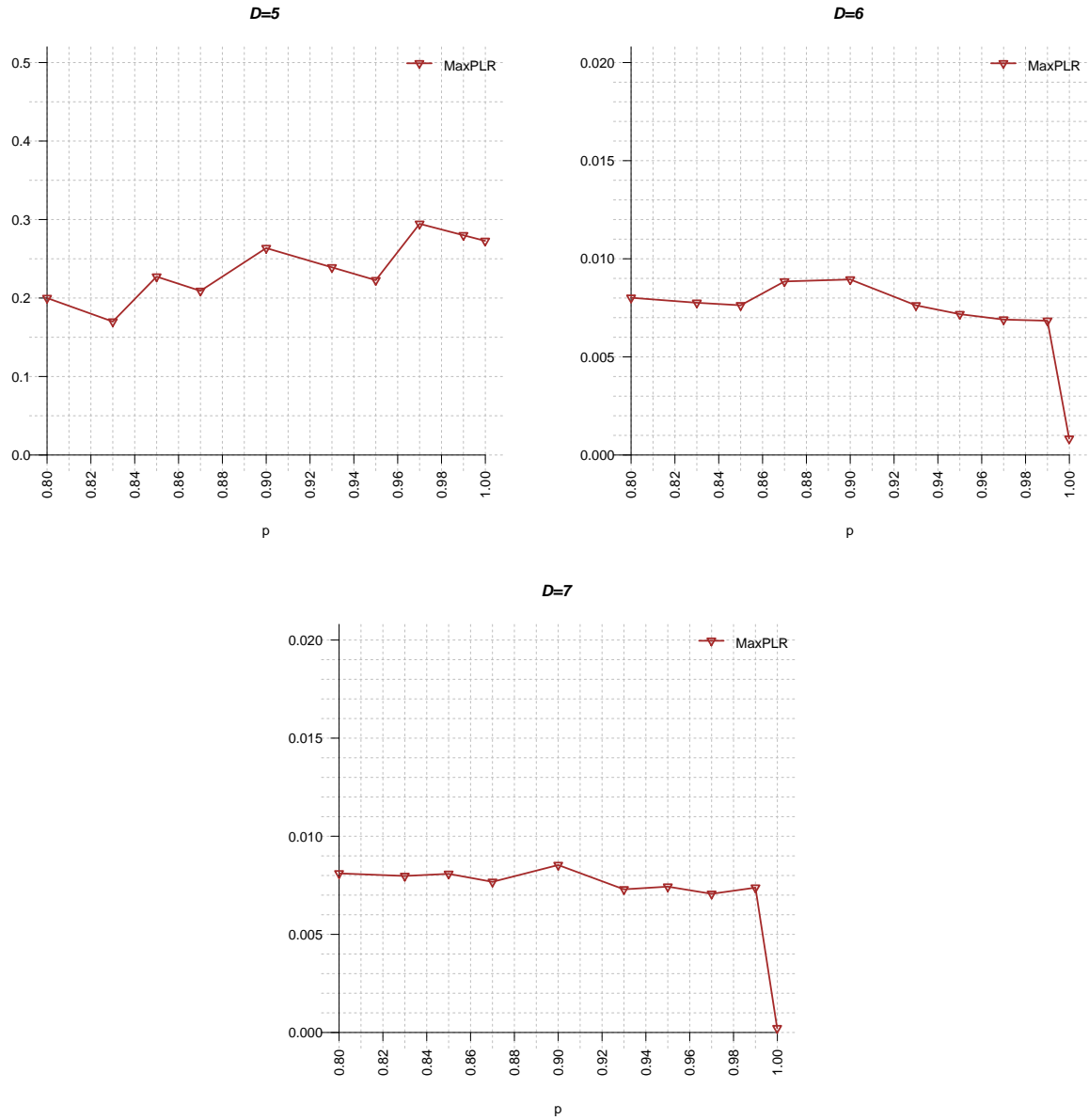
для максимизации пропускной способности сети. Кривая  $C(p)$ , которая определяет фактически занятый объем ресурсов, находится выше кривой  $U(p)$ . Тем не менее, предложенный алгоритм выбора необходимого объема ресурсов для резервирования позволяет удерживать накладные расходы в рамках 15%.

На графиках рис. 4 и рис. 5 приведены зависимости числа  $Lost$  потерянных пакетов за все время эксперимента и максимальной (по всем бикон-периодам) доли  $MaxPLR$  потерянных пакетов от вероятности  $p$  успешной попытки передачи пакета для экспериментов с переменной интенсивностью входящего потока при различных парах  $(D, b)$



**Рис. 4.** Зависимость  $Lost(p)$  при  $(D, b) \in \{(5, 3); (6, 3); (7, 3)\}$  в экспериментах с передачей потока переменной интенсивности.

Зависимости  $MaxPLR(p)$  показывают, что предложенный алгоритм выбора необходимого объема ресурсов для резервирования позволяет выполнить требования к качеству обслужи-



**Рис. 5.** Зависимость  $MaxPLR(p)$  при  $(D, b) \in \{(5, 3); (6, 3); (7, 3)\}$  в экспериментах с передачей потока переменной интенсивности.

вания при  $D \geq 2b$ . Это предсказуемый результат, так как в предложенном алгоритме выбора объема зарезервированных ресурсов проверялось, что требование на долю потерянных пакетов будет выполнено. В случае  $D < 2b$  (например,  $D = 5, b = 3$ ), требование  $MaxPLR < PLR_{max}$  оказывается невыполненным. От момента поступления пакета в очередь до момента принятия решения об установлении резервирований может потребоваться до одного бикон-периода. Процесс установления нового резервирования может занимать по времени еще до одного бикон-периода. Таким образом, от момента прихода пакета в очередь до его передачи может потребоваться до двух бикон-периодов, и если  $D < 2b$ , то может происходить неконтролируемая потеря некоторых пакетов и ограничение на долю потерянных пакетов нарушается. Также отметим, что при  $D \geq 2b$  кривые  $Lost(p)$  убывают с ростом  $p$ , а при  $D < 2b$ , наоборот, наблюдается рост. Это объясняется тем, что при  $D < 2b$  на момент принятия решения об установлении резервирований системе известно не обо всех пакетах, которые надо будет передать в этих резервированиях. При этом при  $p \rightarrow 1$  число установленных резервирований приближается к числу пакетов, которые необходимо передать в данных резервированиях. Таким образом, для дополнительно пришедших пакетов не может быть выделено ни одной попытки передачи, что и приводит к росту числа потерянных пакетов.

## 7. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В данной работе предложен алгоритм динамического управления объемом зарезервированных ресурсов для передачи мультимедийных потоков реального времени, обладающих переменной интенсивностью, в условиях помех. Разработанный алгоритм позволяет осуществить передачу с выполнением предъявляемых требований к качеству обслуживания. Для исследования алгоритма была разработана аналитическая модель передачи данных по беспроводной сети с использованием детерминированного метода доступа к каналу. С помощью модели было установлено, что фактически потребленный объем канальных ресурсов незначительно превышает теоретический минимум (не более чем на 20%), что существенно при применении в реальном оборудовании. Также была определена минимальная частота рассылки информации о резервированиях в биконах: период  $b$  рассылки биконов и время  $D$  жизни пакета должны удовлетворять соотношению  $D \geq 2b$ . Направлением дальнейшей работы будет являться исследование разработанного алгоритма в условиях помех переменной интенсивности.

## ПРИЛОЖЕНИЕ

### А. ПРОЦЕДУРА ПОДСЧЕТА ФАКТИЧЕСКИ ЗАНЯТЫХ КАНАЛЬНЫХ РЕСУРСОВ

Начнем построение процедуры подсчета фактически занятых канальных ресурсов со случая  $b = 1$ , когда слот и бикон-период эквивалентны.

Для каждого бикон-периода  $t$  формируются 2 трехмерные матрицы:  $R_1(t), R_2(t)$ .

Элемент  $R_1^{q,u,k}(t)$  матрицы  $R_1(t)$  равен вероятности того, что в бикон-периоде  $t + 1$  система находится в состоянии  $(q, u)$  и при этом  $\max\{u_t, u_{t+1}\} = k$ .

Элемент  $R_2^{q,u,k}(t)$  матрицы  $R_2(t)$  равен вероятности того, что в бикон-периоде  $t$  система находится в состоянии  $(q, u)$  и при этом  $\max\{u_{t-1}, u_t, u_{t+1}\} = k$ .

Первоначально все матрицы нулевые.

Для каждого возможного перехода из состояния  $(q, u)$  в бикон-периоде  $t$  в состояние  $(q', u')$  в бикон-периоде  $t + 1$ , вероятность которого составляет  $\pi_m(q, u, p, t)$  и вычисляется по формуле (2), значения матриц  $R_1(t)$  и  $R_2(t)$  обновляются следующим образом:

$$R_1^{q',u',\max(u,u')}(t) = R_1^{q',u',\max(u,u')}(t) + P_t^{q,u} \cdot \pi_m(q, u, p, t), \quad (\text{A.1})$$

$$R_2^{q,u,k}(t)|_{t>0} = \begin{cases} R_2^{q,u,k}(t) + \pi_m(q, u, p, t) \cdot \sum_{i=0}^k R_1^{q,u,i}(t-1), & k = u', \\ R_2^{q,u,k}(t) + R_1^{q,u,k}(t-1) \cdot \pi_m(q, u, p, t), & k > u', \end{cases} \quad (\text{A.2})$$

где  $m = q - n_0^D(t) - q' + G(t+1)$ .

Поясним формулу (A.1). Произведение  $P_t^{q,u} \pi_m(q, u, p, t)$  равняется вероятности того, что в бикон-периоде  $t+1$  система находится в состоянии  $(q', u')$ , а в бикон-периоде времени  $t$  система находилась в состоянии  $(q, u)$ . Именно на величину данной вероятности должен быть увеличен элемент  $R_1^{q',u',\max(u,u')}$  матрицы при рассмотрении перехода из состояния  $(q, u)$  в бикон-периоде  $t$  в состояние  $(q', u')$  в бикон-периоде  $t+1$ .

Поясним формулу (A.2).

1. Сумма  $\sum_{i=0}^k R_1^{q,u,i}(t-1)$  равняется вероятности того, что в бикон-периоде  $t$  система находится в состоянии  $(q, u)$  и при этом максимальный объем зарезервированных ресурсов в бикон-периодах  $t-1$  и  $t$  составляет не более чем  $k$ . Если теперь рассмотреть переход из состояния  $(q, u)$  в бикон-периоде  $t$  в состояние  $(q', u')$  в бикон-периоде  $t+1$ , вероятность которого равна  $\pi_m(q, u, p, t)$ , где  $u' = k$ , то произведение  $\pi_m(q, u, p, t) \cdot \sum_{i=0}^k R_1^{q,u,i}(t-1)$  есть вероятность события, что система находится в состоянии  $(q, u)$  в бикон-периоде  $t$ , в состоянии  $(q', u')$  в бикон-периоде  $t+1$  и при этом максимальный объем зарезервированных ресурсов в бикон-периодах  $t-1$ ,  $t$  и  $t+1$  составляет  $u' = k$ .
2. Если  $u' < k$  и в бикон-периоде  $t+1$  система находится в состоянии  $(q', u')$ , то максимальный объем зарезервированных ресурсов в бикон-периодах  $t-1$ ,  $t$  и  $t+1$  может равняться  $k$ , только если максимальный объем зарезервированных ресурсов равнялся  $k$  в бикон-периодах  $t-1$  и  $t$  (вероятность этого события  $R_1^{q,u,k}(t-1)$ ) и система перешла из состояния  $(q, u)$  в состояние  $(q', u')$  (вероятность этого события  $\pi_m(q, u, p, t)$ ).
3. Для  $k < u'$  обновление значения  $R_2^{q,u,k}(t)$  не требуется, так как при данном переходе в состояние  $(q', u')$  в бикон-периоде  $t+1$  максимальный объем зарезервированных ресурсов в бикон-периодах  $t-1$ ,  $t$  и  $t+1$  не может равняться  $k$ , ведь  $u' > k$ .

Зная значения элементов матрицы  $R_2^{q,u,k}(t)$  для бикон-периода  $t$ , средний объем занятых ресурсов  $C(t)$  в данном бикон-периоде определяется по формуле:

$$C(t) = \begin{cases} \sum_k k \cdot \sum_{q,u} R_1^{q,u,k}(t), & t = 0, \\ \sum_k k \cdot \sum_{q,u} R_2^{q,u,k}(t), & t > 0. \end{cases}$$

Среднее количество занятых ресурсов в течение всей передачи мультимедийного потока составляет:

$$C = \sum_t C(t).$$

Рассмотрим теперь случай  $b > 1$ .

Так как объем зарезервированных ресурсов в каждом слоте бикон-периода одинаков, то для определения объема занятых в бикон-периоде  $(t, \dots, t + b - 1)$  ресурсов достаточно рассмотреть, например, объем зарезервированных ресурсов в последнем слоте  $t - 1$  бикон-периода  $(t - b, \dots, t - 1)$ , объем зарезервированных ресурсов в каком-то слоте бикон-периода  $(t, \dots, t + b - 1)$  и объем зарезервированных ресурсов в первом слоте  $t + b$  бикон-периода  $(t + b, \dots, t + 2b - 1)$ . Максимум из данных трех чисел определит объем занятых ресурсов в каждом из  $b$  слотов бикон-периода  $(t, \dots, t + b - 1)$ .

Пусть слот  $t$  является первым слотом текущего бикон-периода  $(t, \dots, t + b - 1)$ . Для каждого состояния  $(q, u)$  в слоте  $t$  определим вероятность  $R_1^{q,u,k}(t - 1)$  по формуле (A.1).

Для каждого состояния  $(q, u)$  в слоте  $t$  определим множество состояний  $\{(q^{(b-1)}, u)\}^{t+b-1}$ , в которых система может находиться в последнем слоте  $t + b - 1$  текущего бикон-периода, а также вероятности  $P_{t+b-1}^{q^{(b-1)},u}|(q, u)^t$  нахождения в каждом из этих состояний при условии, что в слоте  $t$  система находилась в состоянии  $(q, u)$ . Для этого необходимо последовательно рассматривать состояния в каждом слоте  $t + 1, \dots, t + b - 1$ , в которые можно попасть из состояния  $(q, u)$  в слоте  $t$  и вычислять вероятности нахождения системы в каждом из этих состояний. Напомним, что при переходе между слотами одного бикон-периода значение  $u$  не изменяется.

Если в слоте  $t$  система находилась в состоянии  $(q, u)$ , то в слоте  $t + 1$  система может находиться в множестве состояний  $\{(q^{(1)}, u)\}^{t+1}$  (здесь  $u$  – фиксировано,  $q^{(1)}$  – принимает различные значения) с вероятностями  $P_{t+1}^{q^{(1)},u}|(q, u)^t$ , которые вычисляются по формуле

$$P_{t+1}^{q^{(1)},u}|(q, u)^t = \pi_m, \text{ где } m = q - n_0^D(t) - q^{(1)} + G(t + 1).$$

В слоте  $t + i, i \in 2, \dots, t + b - 1$ , система может находиться в множестве состояний  $\{(q^{(i)}, u)\}^{t+i}$  (здесь  $u$  – фиксировано,  $q^{(i)}$  – принимает различные значения) при условии, что в слоте  $t$  система находилась в состоянии  $(q, u)$ , с вероятностями  $P_{t+i}^{q^{(i)},u}|(q, u)^t$ , которые вычисляются по формуле, аналогичной (3):

$$P_{t+i}^{q^{(i)},u}|(q, u)^t = \sum_{\{(q^{(i-1)}, u)\}^{t+i-1}} P_{t+i-1}^{q^{(i-1)},u}|(q, u)^t \cdot \pi_m,$$

где  $m = q^{(i-1)} - n_0^D(t + i - 1) - q^{(i)} + G(t + i)$ .

Здесь учтено, что суммирование надо проводить только по состояниям  $\{(q^{(i-1)}, u)\}^{t+i-1}$ .

Рассмотрев таким образом все возможные состояния  $(q, u)$  системы в слоте  $t$  и определив для каждого из таких состояний вероятности  $P_{t+b-1}^{q^{(b-1)},u}|(q, u)^t$ , найдем вероятность  $R^{q^{(b-1)},u,k}(t + b - 1)$  того, что в слоте  $t + b - 1$  система находится в состоянии  $(q^{(b-1)}, u)$  и при этом максимальный объем зарезервированных ресурсов в слотах  $t - 1$  и  $t + b - 1$  (другими словами, максимальный объем зарезервированных ресурсов в бикон-периодах  $(t - b, \dots, t - 1)$  и  $(t, \dots, t + b - 1)$ ) составляет  $k$ :

$$R^{q^{(b-1)},u,k}(t + b - 1) = \sum_{q,u} R_1^{q,u,k}(t - 1) \cdot P_{t+b-1}^{q^{(b-1)},u}|(q, u)^t.$$

Теперь можно найти вероятность  $\tilde{R}^{q,u,k}(t + b - 1)$  того, что в слоте  $t + b - 1$  система находится в состоянии  $(q, u)$  и при этом максимальный объем зарезервированных ресурсов в слотах  $t - 1, t + b - 1$  и  $t + b$  (другими словами, максимальный объем зарезервированных ресурсов в бикон-периодах  $(t - b, \dots, t - 1)$ ,  $(t, \dots, t + b - 1)$  и  $(t + b, \dots, t + 2b - 1)$ ) составляет  $k$ . Изначально  $\tilde{R}^{q,u,k}(t + b - 1)$  полагается равным нулю.

Для этого для каждого возможного перехода из состояния  $(q, u)$  в слоте  $t+b-1$  в состояние  $(q', u')$  в слоте  $t+b$ , вероятность которого составляет  $\pi_m(q, u, p, t)$  и вычисляется по формуле (2), значение  $\tilde{R}^{q,u,k}(t+b-1)$  обновляется следующим образом:

$$\tilde{R}^{q,u,k}(t+b-1)|_{t>0} = \begin{cases} \tilde{R}^{q,u,k}(t+b-1) + \sum_{i=1}^k R^{q,u,i}(t+b-1) \cdot \pi_m^*, & k = u', \\ \tilde{R}^{q,u,k}(t+b-1) + R^{q,u,k}(t+b-1) \cdot \pi_m^*, & k > u', \end{cases}$$

где  $\pi_m^* = \pi_m(q, u, p, t+b-1)$ ,  $m = q - n_0^D(t+b-1) - q' + G(t+b)$ . Данная формула аналогична формуле (A.2) и получена путем таких же рассуждений.

Таким образом, объем занятых ресурсов в бикон-периоде  $(t, \dots, t+b-1)$  для  $t > 0$  вычисляется по формуле:

$$C(t, \dots, t+b-1) = b \cdot \sum_k k \cdot \sum_{q,u} \tilde{R}^{q,u,k}(t+b-1).$$

Для вычисления объема занятых ресурсов  $C(0, \dots, b-1)$  первого бикон-периода  $(0, \dots, b-1)$  необходимо найти элементы матрицы  $R_1^{q,u,k}(b-1)$  по формуле (A.1) и найти сумму  $b \cdot \sum_k k \cdot \sum_{q,u} R_1^{q,u,k}(b-1)$ .

Среднее количество занятых ресурсов в течение всей передачи мультимедийного потока составляет:

$$C = \sum_{n=0}^{\lceil \frac{t^{max}+D-1}{b} \rceil} C(nb, \dots, nb+b-1).$$

#### СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Cisco, *Cisco Visual Networking Index: Global Mobile Data Traffic Forecast Update, 2013-2018*, White Paper, 2014, [http://www.cisco.com/en/US/solutions/collateral/ns341/ns525/ns537/ns705/ns827/white\\_paper\\_c11-520862.pdf](http://www.cisco.com/en/US/solutions/collateral/ns341/ns525/ns537/ns705/ns827/white_paper_c11-520862.pdf)
2. Tim Szigeti, Christina Hattingh, *End-to-End QoS Network Design: Quality of Service in LANs, WANs, and VPNs*, 2004
3. Bartoli Ivano, Iacovoni Giovanni, Ubaldi Fabio, *A Synchronization Control Scheme for Videoconferencing Services*. Journal of Multimedia, 2007, vol. 2, no. 4, pp. 1-9.
4. S. Khurana, A. Kahol, A.P. Jayasumana, *Effect of hidden terminals on the performance of IEEE 802.11 MAC protocol*, Local Computer Networks, 1998, pp. 12-20.
5. *IEEE P802.11s/D4.0. 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: Mesh Networking [Electronic resource]*, 2009
6. Wen-Kuang Kuo and Chun-Yang Wu, *Supporting Real-Time VBR Video Transport on WiMedia-Based Wireless Personal Area Networks*, Vehicular Technology, IEEE Transactions on, 2009, vol. 9, no. 4, pp. 1965-1971.
7. M. Daneshi, P. Jianping, S. Ganti, *Distributed Reservation Algorithms for Video Streaming over UWB-Based Home Networks*, Consumer Communications and Networking Conference (CCNC), 2010 7th IEEE, 2010, pp. 1-6.
8. *ECMA-368. High Rate Ultra Wideband PHY and MAC Standard. 2nd Edition*, 2007.



9. Evgeny Shvets, Andrey Lyakhov, Alexander Safonov, Evgeny Khorov, *Analytical Model of IEEE 802.11s MCCAbased Streaming in the Presence of Noise*, SIGMETRICS Perform. Eval. Rev., 2011, vol. 39, no. 2, pp. 38-40.
10. A. Krasilov, A. Lyakhov, D. Ostrovsky, E. Khorov *A Dynamic Channel Reservation Method for Multimedia Streaming in Wi-Fi Mesh Networks*, Automation and Remote Control, 2012, vol. 73, no. 5, pp. 797-809.

## Modeling of Real-time Multimedia Streaming with Deterministic Access

**E.M. Khorov, A.G. Kiryanov, A.I. Lyakhov**

To provide Quality of service (QoS) in wireless networks, deterministic channel access is often used. The key idea of the method is to provide a prerogative to a station to access the channel during allocated time intervals called reservations. The existed protocol standards define how to set up a reservation but do not describe how many reservations should be allocated to meet QoS requirements. This challenging issue is complicated in case of a real-time multimedia stream of variable bitrate. To address this issue, in the paper, we propose an algorithm of dynamic resource allocation for the stream in the presence of noise.

**KEYWORDS:** Multimedia stream, deterministic channel access, QoS, VBR stream.