

# Алгоритм динамического выбор параметров передачи видеопотока в сетях Wi-Fi\*

Иванов А.С., Бабаев А.А., Хоров Е.М.

Институт проблем передачи информации им. А.А. Харкевича  
Российской академии наук, Москва, Россия  
Email: {a.ivanov@iitp.ru, babaev@iitp.ru, khorov@iitp.ru}

**Аннотация** Объемы видеоданных, передаваемых по беспроводным сетям, непрерывно растут, что приводит к необходимости разработки эффективных способов передачи таких данных. В частности, на Wi-Fi как технологию “последней мили” ложится задача доставки видеоданных конечным пользователям с выполнением требований к качеству обслуживания — QoS-требований (Quality of Service). В данной работе рассматривается процесс передачи видеопотока между двумя станциями в плотной Wi-Fi-сети, где высокий уровень интерференции приводит к низкой вероятности успешной доставки пакетов. Для повышения надежности отправитель передает пакеты в предварительно зарезервированных интервалах времени. Кроме того, в случае нехватки зарезервированных ресурсов отправитель передает пакеты вне зарезервированных интервалов с использованием метода случайного доступа к каналу. Эффективность такого подхода в значительной степени зависит от выбранных параметров передачи (расположения и длительности зарезервированных интервалов). В данной работе разработан алгоритм, который позволяет определить такие параметры резервируемых интервалов, которые позволяют выполнить QoS-требования видеопотока за счет как можно меньшего объема используемых канальных ресурсов.

**Ключевые слова:** Wi-Fi, QoS, резервирования, видеопотоки, CBR, VBR, математическая модель, алгоритм

## 1 Введение

Согласно прогнозам компании Cisco [3] к 2021-му году более 50% общего объема данных, передаваемых по беспроводным сетям, будет представлено мультимедийными данными реального времени. В связи с этим перед разработчиками беспроводных сетей, и сетей Wi-Fi в частности, все более остро встает задача выполнения требований к качеству обслуживания таких данных — QoS-требований (Quality of Service). Эти требования зачастую

---

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

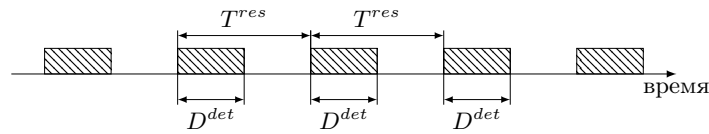


Рис. 1: Периодическое резервирование

представлены ограничениями на время доставки пакетов и долю потерянных пакетов PLR (Packet Loss Ratio).

Возможность выполнения QoS-требований в современных Wi-Fi-сетях осложняется низкой надежностью передачи из-за большого числа коллизий и высокого уровня интерференции, связанных с плотным развертыванием Wi-Fi-сетей: в одной области пространства может быть развернуто несколько десятков точек доступа с общим числом пользовательских устройств (станций) достигающим нескольких сотен (например, в аэропортах, стадионах, кафе и т.п.).

Поэтому стандарт Wi-Fi [4] постоянно дополняется решениями, направленными на обеспечение высокой надежности передачи в таких сценариях. Одно из таких решений состоит в использовании станциями *метода детерминированного доступа* к каналу.

При использовании метода детерминированного доступа, станция заранее резервирует интервалы времени для передачи своих данных. Одним из основных подходов к резервированию канала, рассматриваемых в стандарте Wi-Fi, является резервирование станцией последовательности периодических интервалов времени одинаковой длительности (рис. 1)<sup>1</sup>. Далее такую последовательность будем называть *резервированием*. Достоинство такого подхода состоит в возможности описания резервирования всего тремя параметрами: периодом  $T^{res}$  следования его интервалов, их длительностью  $D^{det}$  и моментом начала первого интервала. Параметры  $T^{res}$  и  $D^{det}$  выбираются таким образом, чтобы избежать перекрытий с резервированиями соседних станций. Кроме того, каждая станция время от времени рассылает информацию о своих резервированиях и резервированиях своих соседей. Благодаря этому станции знают о зарезервированных интервалах соседних станций и не передают внутри них, что уменьшает интерференцию и, следовательно, увеличивает вероятность успешной доставки данных по сравнению с использованием *метода случайного доступа*. Последний основан на выборе станциями случайных моментов времени для передачи данных, что в случае плотных Wi-Fi сетей приводит к частым коллизиям пакетов. Поэтому метод случайного доступа не может гарантировать выполнение QoS-требований.

Стоит отметить, что стандарт Wi-Fi не дает рекомендаций по выбору параметров резервирования, которые бы позволили выполнить QoS-требования

<sup>1</sup> Например, так работает механизм MCCA (Mesh coordination function Controlled Channel Access) [4]

потока при как можно меньшем потреблении канальных ресурсов<sup>2</sup>. Как показано в [7], выбор параметров резервирования является нетривиальной задачей даже в случае передачи потоков постоянной интенсивности — CBR-потоков (Constant Bit Rate). Это связано с тем, что в плотных Wi-Fi-сетях резервирование канала не гарантирует успешной доставки данных из-за коллизий и интерференции с удаленными станциями, а потому для выполнения QoS-требований требуется резервировать время с расчетом на повторные попытки передач. Ошибка в выборе параметров резервирования может привести либо к растрате канальных ресурсов, когда зарезервировано ресурсов больше, чем нужно, либо же к невыполнению QoS-требований при, наоборот, недостаточном объеме зарезервированных ресурсов. В случае же передачи потоков переменной интенсивности — VBR-потоков (Variable Bit Rate) — возникают дополнительные проблемы, связанные с неэффективным использованием зарезервированных ресурсов [2]. Типичными примерами VBR-потоков являются видеопотоки, сжатые с помощью MPEG-кодека.

В [2] показано, что передача VBR-потока с выполнением QoS-требований требует резервирования в несколько раз большего объема канальных ресурсов, чем передача эквивалентного CBR-потока — CBR-потока с интенсивностью, равной средней интенсивности VBR-потока. Это связано с необходимостью резервировать канальные ресурсы с расчетом на максимально возможную интенсивность VBR-потока. Если интенсивность VBR-потока редко достигает своих пиковых значений (что обычно и происходит на практике при передаче видеопотоков), то значительная часть зарезервированных интервалов не используется, т.е. ресурсы растрачиваются впустую. Один из способов решения данной проблемы мог бы состоять в согласованном изменении параметров резервирования вместе с изменением интенсивности VBR-потока. Однако на практике подобные изменения, во-первых, не всегда возможны из-за перекрытий с уже имеющимися резервированиями соседних станций, и, во-вторых, требуют времени на согласование новых параметров, которое сравнимо, а то и значительно превосходит характерное время изменения интенсивности VBR-потока. Таким образом, частые изменения параметров резервирования нецелесообразны.

Альтернативный способ был предложен в работе [6], где рассматривается *метод гибридного доступа*, сочетающий в себе достоинства методов детерминированного и случайного доступа. При его использовании одна часть видеопотока передается заранее зарезервированных интервалах, а другая часть в промежутках между ними с использованием метода случайного доступа. Гибридный доступ позволяет компенсировать увеличение интенсивности передаваемого потока за счет использования метода случайного доступа в случае нехватки зарезервированных ресурсов, не прибегая к частым изменениям параметров резервирования. Как и в случае детерминированного доступа, эффективность метода гибридного доступа существенно зависит от выбранных параметров передачи. Кроме того, в случае передачи реаль-

---

<sup>2</sup> Чем меньше ресурсов используется для обслуживания каждого потока, тем больше потоков может быть обслужено сетью.

ного видеопотока, свойства которого могут существенно изменяться со временем<sup>3</sup>, однажды выбранные параметры могут не гарантируют выполнения QoS-требования на всем протяжении передачи видеопотока. В данной работе предложен алгоритм динамического управления параметрами передачи видеопотока, нацеленного на выполнение QoS-требований за счет использования как можно меньшего объема канальных ресурсов. Алгоритм, основан на математической модели описанного в разделе 2 процесса передачи.

## 2 Постановка задачи

Рассмотрим передачу видеопотока между двумя соседними станциями. Пакеты потока поступают в очередь отправителя периодически с периодом  $T^{in}$  и пачками случайного размера<sup>4</sup>. QoS-требования к передаче потока представлены а) ограничением на время доставки пакета  $D_{QoS}$  и б) ограничением на долю потерянных пакетов  $PLR_{QoS}$ . Если время нахождения пакета в очереди превышает  $D_{QoS}$ , то пакет отбрасывается.

Отправитель передает поток с использованием метода гибридного доступа. Для этого отправитель устанавливает резервирование с периодом  $T^{res} \leq T^{in}$  и длительностью каждого зарезервированного интервала, рассчитанной ровно на одну попытку передачи пакета. Отправитель передает пакеты как в зарезервированных интервалах, так и между ними с помощью метода случайного доступа, т.е. в *интервалах случайного доступа*. При этом всегда передается самый старший пакет: он передается до тех пор, пока либо не будет успешно передан, либо его время нахождения в очереди не превысит  $D_{QoS}$ . Будем считать, что *пакет передается в интервале случайного доступа, только если он устаревает к началу следующего зарезервированного интервала*.

Ошибки при передаче пакетов возможны как в интервалах случайного доступа, так и в зарезервированных интервалах. Будем считать, что вероятность неуспешной передачи пакета внутри зарезервированного интервала равна  $q_{det}$ , а внутри интервала случайного доступа —  $q_{ran}$ . Время между двумя попытками передач в интервале случайного доступа будем считать экспоненциально-распределенной случайной величиной со средним  $1/\lambda$ .

В рамках описанного процесса передачи требуется разработать алгоритм выбора такого значения  $T^{res*}$ , при котором будут выполнены QoS-требования при как можно меньшем объеме  $C$  используемого канального времени.  $C$  — это доля канального времени, занимаемого передачей видеопотока. Как  $PLR$ , так и  $C$  зависят от используемого периода резервирования  $T^{res}$ . Если зависимости  $PLR(T^{res})$  и  $C(T^{res})$  известны, то искомым  $T^{res*}$  формально может быть найден как

$$T^{res*} = \arg \min_{T^{res}} \{C(T^{res}) : PLR(T^{res}) \leq PLR_{QoS}\}.$$

<sup>3</sup> Также могут изменяться и другие параметры, например, свойства канала.

<sup>4</sup> Такой поток возникает например, при передаче видеофайла с помощью протокола RTP [1].

Для нахождения зависимостей  $PLR(T^{res})$  и  $C(T^{res})$  в данной работе была разработана математическая модель процесса передачи видеопотока, основанная на предположении, что размер каждой пачки зависит от размера предшествующей: с вероятностью  $p_{i|j}^{in}$  за пачкой размера  $j$  следует пачка размера  $i$ .

### 3 Алгоритм управления передачей видеопотока реального времени

Алгоритм, предложенный в работе, состоит из двух этапов, *инициализации* и *основного цикла*, описанные ниже. На этапе *инициализации* происходит сбор начальной статистики, в частности, оценка вероятностей ошибок  $q_{det}$  и  $q_{ran}$ , и распределения  $\{p_{i|j}^{in}\}$ . Далее следует *основной цикл*, продолжающийся до окончания передачи видеопотока. Основным циклом разбивает процесс передачи на *окна* продолжительности  $T^*$ . По окончании каждого происходит обновление оценок вероятностей  $q_{det}$ ,  $q_{ran}$  и распределения  $\{p_{i|j}^{in}\}$  и основанный на новых оценках выбор периода резервирования  $T^{res*}$  для следующего окна. Далее следует фактическая передача данных в следующем окне с выбранным  $T^{res*}$ . Чтобы уменьшить накладные расходы, в качестве периода  $T^*$  изменений параметров используются значения порядка 3-5 секунд, превосходящие характерное время изменения интенсивности видеопотока (порядка сотен мс).

На основе полученных в разделе 6 численных результатов, в подразделе 6.3 приводится модификация данного алгоритма, основанная на фильтрации пачек большого размера.

### 4 Обзор литературы

Передача данных реального времени с помощью периодических резервирований ранее исследовалась в работах [2, 5–8]. В [7] была разработана математическая модель передачи СВР-потока. В [2] модель была расширена на случай VBR-потоков.

В [5] было показано, что резервирование интервалов, чья длительность рассчитана на последовательную передачу нескольких пакетов, не позволяет добиться сколь-либо значимого уменьшения объема требуемого канального времени. Тем не менее резервирование интервалов с большим периодом уменьшает фрагментацию канальных ресурсов. В [8] разработана модель передачи VBR-потока с помощью периодических резервирований и механизма блочной передачи. Показано, что использование блочной передачи позволяет в несколько раз уменьшить объем требуемых для выполнения QoS-требований канальных ресурсов по сравнению с резервированием интервалов, рассчитанных на одну попытку передачи. Однако экономия тем меньше, чем меньше ограничение  $D_{QoS}$  на время доставки пакетов. В частности, при рассматриваемых в данной работе ограничениях на задержку порядка

100 мс, выгода от блочной передачи незначительна. Исходя из результатов, полученных в [5, 8], в данной работе было принято решение рассматривать резервирование интервалов, рассчитанных на одну попытку передачи.

В [6] рассмотрен процесс передачи VBR-потока с помощью метода гибридного доступа к каналу, и разработана математическая модель данного процесса передачи. В отличие от данной работы, в [6] предполагается, что размеры пачек видеопотока независимы и имеют распределение  $\{p_i^{in}\}_{i=1}^M$ . Показано, что с помощью модели могут быть определены такие параметры передачи, при которых QoS-требования выполнены, а объем используемых канальных ресурсов минимален. Однако как в [6], так и в [2, 5–7] рассматривалась передача коротких видеопотоков длительности 2–5 мин. Из полученных результатов следует, что такие фрагменты могут быть достаточно точно описаны распределением  $\{p_i^{in}\}$  размеров пачек. Свойства видеопотоков длительности порядка часа (например, включая частоты различных размеров пачек) могут многократно изменяться в течение процесса передачи. Также реальным видеопотокам свойственны зависимости между размерами последовательных пачек, а также “всплески” интенсивности, соответствующие, например, передачам опорных I-кадров. Подобная непредсказуемость реальных видеопотоков значительно осложняет выбор параметров передачи и ставит под вопрос практическую применимость ранее разработанных моделей.

В данной работе предложен алгоритм динамического выбора параметров передачи видеопотока, основанный на математической модели процесса передачи между двумя станциями (раздел 2). Алгоритм принимает во внимание возможность передачи пакетов вне зарезервированных интервалов с помощью традиционного для Wi-Fi-сетей метода случайного доступа, а также зависимость между размерами кадров видеопотока.

## 5 Математическая модель

При разработке модели используется подход из [6]. Определим *слот* как интервал времени длительности  $\tau = \text{НОД}(T^{in}, T^{res})$ . Обозначим  $t^{in} = T^{in}/\tau$ ,  $t^{res} = T^{res}/\tau$ ,  $t^{in}, t^{res} \in \mathbb{N}$ . Разобьем непрерывную временную шкалу на слоты таким образом, чтобы начало каждого зарезервированного интервала совпадало с началом некоторого слота (рис. 2).

Процесс передачи пакетов с помощью периодических резервирований будем описывать цепью Маркова с дискретным временем. Для этого будем наблюдать процесс передачи в началах зарезервированных интервалов и в каждый момент наблюдения будем описывать состояние процесса тройкой чисел  $(h, m, n)$ .

Чтобы определить  $h$ , заметим, что время между поступлениями пачек пакетов и началом ближайшего слота одно и то же для всех пачек. Обозначим его  $\xi$ . “Сдвинем” моменты поступления пачек на  $\xi$  вперед, т.е. к началам слотов, попутно уменьшив при этом  $D_{QoS}$  на  $\xi$ . Такое преобразование не изменяет процесса передачи, однако упрощает последующие выкладки.

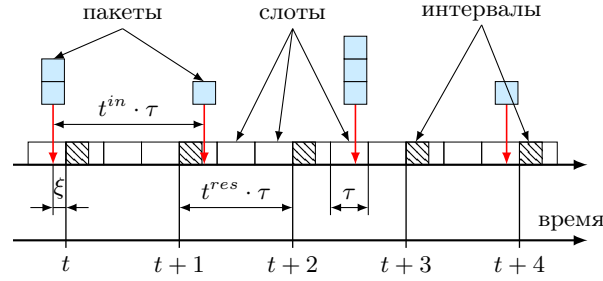


Рис. 2: Слотированное время

Определим *возраст пакета* в момент наблюдения как разность между текущим временем и временем его поступления. При таком формальном подходе возраст определен и для пакетов, которые еще не поступили в очередь отправителя: возраст таких пакетов отрицателен. Определим *HoL-пакет* (Head of Line) как пакет наибольшего возраста среди тех пакетов, которые либо находятся в очереди отправителя, либо еще не поступили. Под величиной  $h$  в момент наблюдения понимается возраст HoL-пакета, выраженный в слотах. Благодаря ранее проделанному преобразованию  $h$  — целое число. При этом  $h < 0$  соответствует состоянию с пустой очередью, когда до поступления HoL-пачке еще ровно  $|h|$  слотов. Величина  $n$  равна изначальному числу пакетов в HoL-пачке, а  $m$  — числу оставшихся пакетов в момент наблюдения.

Обозначим через  $s_t \equiv (h_t, m_t, n_t)$  состояние процесса передачи в момент времени  $t$ . Назовем *фронт состояний* системы в момент времени  $t$  множество всех состояний  $\mathcal{S}_t \triangleq \{s = (h, m, n)\}$ , в которых процесс передачи может оказаться в момент времени  $t$ .

Обозначим через  $\pi_t(s)$  вероятность оказаться в состоянии  $s$  в момент  $t$ ,  $\Pi_t = \{\pi_t(s) : s \in \mathcal{S}_t\}$ . Тогда  $\pi_t(s) > 0$  для всех  $s \in \mathcal{S}_t$ .

Для нахождения PLR и  $C$  в дальнейшем потребуются следующие величины:

- Среднее число пакетов  $\varphi_t(s)$ , отброшенных к моменту времени  $t$  при условии, что процесс находится в состоянии  $s$  в момент  $t$ ,  $\Phi_t \triangleq \{\varphi_t(s) : s \in \mathcal{S}_t\}$ .
- Среднее число пакетов  $\psi_t(s)$ , покинувших очередь отправителя к моменту времени  $t$  при условии, что процесс находится в состоянии  $s$ ,  $\Psi_t \triangleq \{\psi_t(s) : s \in \mathcal{S}_t\}$ . Будем называть пакеты, покинувшие очередь отправителя, *обработанными*.
- Среднее число  $u_t(s)$  попыток передач пакетов в случайном доступе, совершенных к моменту времени  $t$  при условии, что процесс находится в состоянии  $s$ ,  $\mathcal{U}_t = \{u_t(s) : s \in \mathcal{S}_t\}$ .

Обозначим через  $\Delta\varphi(s_{t+1}|s_t)$ ,  $\Delta\psi(s_{t+1}|s_t)$ ,  $\Delta u(s_{t+1}|s_t)$  число отброшенных пакетов, число обработанных пакетов и количество попыток передач

в случайном доступе при переходе из состояния  $s_t$  в состояние  $s_{t+1}$  соответственно. Далее определим, в каких состояниях и с какой вероятностью может оказаться процесс передачи в момент  $t+1$ . При этом будут рассмотрены следующие ситуации: 1) очередь отправителя пуста, и он не имеет точной информации о размерах будущих пачек пакетов; 2) очередь отправителя не пуста, и он может использовать информацию об имеющихся пачках пакетов для более точного моделирования процесса передаче в ближайшем окне.

В алгоритме разработанная модель используется для моделирования передачи видеопотока в промежутке длительности  $T^*$ , отсчитываемого от начала некоторого зарезервированного интервала и заканчивающихся на зарезервированном интервале под номером  $t^* = (\lceil T^*/T^{res} \rceil + 1)$ , что соответствует  $t^*$  переходам цепи Маркова. Для этого в момент запуска модели происходит инициализация начального фронта  $\mathcal{S}_0$  и множеств  $\Pi_0, \Psi_0, \Phi_0, \mathcal{U}_0$ , формирующих начальное состояние модели  $\mathcal{S}_0 = \{\mathcal{S}_0, \Pi_0, \Psi_0, \Phi_0, \mathcal{U}_0\}$ . Если известно, как изменяются фронт и множества при одном переходе цепи Маркова, то можно состояние модели  $\mathcal{S}_t$  в любой момент времени  $t$ , совершив необходимое число переходов. Изменения фронта и множеств описаны далее в подразделах 5.1 и 5.2. Далее исходя из конечного состояния модели  $\mathcal{S}_t$   $\Phi_{t^*}$  определяются PLR (подраздел 5.5) и нагрузка на канал  $C$  (подраздел 5.6).

### 5.1 Переходы при неизвестных размерах пачек.

В данном случае очередь в момент 0 пуста, т.е.  $h_0 \in \mathbb{Z}_-$ ,  $\mathcal{S}_0 = \{(h_0, i, i) : i \in \mathfrak{J}\}$ ,  $\Pi_0 = \{\pi_0(h_0, i, i) = p_{i|j}^{in} : i \in \mathfrak{J}\}$ , где  $j$  — размер предыдущей, уже покинувшей очередь пачки (значение  $j$  предполагается известным). Множества  $\Phi, \Psi, \mathcal{U}$  содержат нули: для любого состояния  $s \in \mathcal{S}_0$  величины  $\varphi_0(s)$ ,  $\psi_0(s)$ ,  $u_0(s)$  равны нулю. Рассмотрим переходы из некоторого состояния  $s_t = (h_t, m_t, n_t) \in \Pi_t$ ,  $t \in \{0, \dots, t^* - 1\}$ .

**$h_t < 0$ .** Тогда в момент  $t$  очередь пуста, и процесс с вероятностью 1 переходит в состояние  $s_{t+1} = (h_t + t^{res}, m_t, n_t)$ . При этом ни один пакет не покидает очередь, поэтому  $\Delta\varphi(s_{t+1}|s_t) = 0$  и  $\Delta\psi(s_{t+1}|s_t) = 0$ . Случайный доступ не используется, т.е.  $\Delta u(s_{t+1}|s_t) = 0$ .

**$0 \leq h_t \leq d - t^{res}$ .** Тогда очередь не пуста. Отправитель передает пакет. С вероятностью  $q_{det}$  попытка передачи неуспешна, и процесс переходит в состояние  $s_{t+1} = (h_t + t^{res}, m_t, n_t)$ . При этом ни один пакет не покидает очередь, т.е.  $\Delta\varphi(s_{t+1}|s_t) = 0$  и  $\Delta\psi(s_{t+1}|s_t) = 0$ . С вероятностью  $1 - q_{det}$  попытка передачи успешна. При этом возможны следующие случаи:

- Если  $m_t = 1$ , то происходит смена HoL-пачки. Процесс с вероятностью  $(1 - q_{det})p_{i|n_t}^{in}$  переходит в состояние  $s_{t+1} = (h_t + t^{res} - t^{in}, i, i)$ ,  $i \in \mathfrak{J}$ . При этом ни один пакет не отброшен, поэтому  $\Delta\varphi(s_{t+1}|s_t) = 0$ . 1 пакет покинул очередь, поэтому  $\Delta\psi(s_{t+1}|s_t) = 1$ .
- Если  $m_t > 1$ , то процесс с вероятностью  $(1 - q_{det})$  переходит в состояние  $s_{t+1} = (h_t + t^{res}, m_t - 1, n_t)$ . При этом  $\Delta\psi(s_{t+1}|s_t) = 1$  и  $\Delta\varphi(s_{t+1}|s_t) = 0$ .



Так как  $0 \leq h \leq d - t^{res}$ , то во всех описанных выше случаях случайный доступ не используется, поэтому  $\Delta u(s_{t+1}|s_t) = 0$ .

$h_t > d - t^{res}$ . Тогда к моменту начала следующего зарезервированного интервала возраст HoL-пачки превысит  $D_{QoS}$ , и независимо от успешности передачи происходит смена HoL-пачки. Процесс с вероятностью  $p_{i|n_t}^{in}$ ,  $i \in \mathfrak{J}$  окажется в состоянии  $s_{t+1} = (h_t + t^{res} - t^{in}, i, i)$ . Обозначим через  $l_{s_t}$  математическое ожидание числа пакетов, отброшенных при переходе из состояния  $s_t$ , а через  $e_{s_t}$  — среднее число попыток передач пакетов, совершенных при переходе из состояния  $s_t$ . Если бы использовался только метод детерминированного доступа, то с вероятностью  $q_{det}$  были бы отброшены  $m_t - 1$  пакетов, а с вероятностью  $(1 - q_{det})$  —  $m_t$  пакетов. Тогда значение  $l_{s_t}$  было бы равно  $m_t - 1 + q_{det}$ , а  $e_{s_t}$  было бы равно 1. Однако в случае гибридного доступа величины  $l_{s_t}$  и  $e_{s_t}$  требуют отдельных вычислений, представленных в разделе 5.4. В общем случае  $\Delta\psi(s_{t+1}|s_t) = m_t$ ,  $\Delta\varphi(s_{t+1}|s_t) = l_{s_t}$ ,  $\Delta u(s_{t+1}|s_t) = e_{s_t}$ .

## 5.2 Переходы при известных размерах пачек.

Обозначим через  $b_1, b_2, \dots, b_z$  размеры пачек потока очереди в порядке убывания их возраста в момент 0. Пусть в момент 0 процесс находится в состоянии  $(0, m_1, b_1)$  ( $m_1$  может быть меньше  $b_1$ , если несколько пакетов первой пачки уже были переданы ранее), т.е.  $\pi_0(0, m_1, b_1) = 1$ . Переходы из состояния  $s_t = (h_t, m_t, b_c)$  при  $c < z$  практически идентичны тем, что описаны выше. Единственное отличие состоит в том, пока размеры пачек известны, переходы происходят не по распределению  $\{p_{i|j}^{in}\}$ , а по известной последовательности  $b_1, b_2, \dots, b_z$ . Формально можно считать, что при переходе вместо распределения  $\{p_{i|j}^{in}\}$  используется распределение  $\{p_{i|j}^{c,in} = [i = b_{c+1} | i = b_c]\}$ , где  $[x] = 1$ , если условие  $x$  верно, и  $[x] = 0$  в противном случае.

Если  $c = z$  (HoL-пачкой является пачка с начальным размером  $b_z$ ), то размер следующей пачки не известен. Поэтому переходы в таком случае соответствуют описанным в подразделе 5.1.

## 5.3 Вычисление $\Pi_{t+1}, \Psi_{t+1}, \Phi_{t+1}, \mathcal{U}_{t+1}$

Вероятность процесса оказаться в состоянии  $s'$  в момент  $t + 1$  вычисляется следующим образом:

$$\pi_{t+1}(s') = \sum_{s \in \mathcal{S}_t} \pi_t(s) p(s'|s),$$

где  $p(s'|s)$  — вероятность перехода из состояния  $s$  в состояние  $s'$ . Пусть,  $X_t = \{\chi_t(s) : s \in \mathcal{S}_t\}$  — одно из множеств  $\Phi_t, \Psi_t$  и  $\mathcal{U}_t$ . Общий закон изменения величин  $\varphi_t, \psi_t$  и  $u_t$  выглядит следующим образом:

$$\chi_{t+1}(s') = \sum_{s \in \mathcal{S}_t} \frac{\pi(s) p(s'|s)}{\pi_{t+1}(s')} \cdot (\Delta\chi_t(s'|s) + \chi_t(s)).$$

#### 5.4 Случайный доступ

Найдем математические ожидания  $l_s$  и  $e_s$  числа отброшенных пакетов и числа попыток передач в интервале случайного доступа при переходе из состояния  $s = (h, m, n)$ .

Пусть длительность передачи одного пакета в интервале случайного доступа равна  $D^{ran}$ , а длительность зарезервированного интервала равна  $D^{det}$ . В [6] найдена вероятность  $p_w$  того, что отправитель может совершить в интервале случайного доступа вплоть до  $w$  попыток передач включительно:

$$p_w = e^{-\lambda(T-D^{ran})} \sum_{k=0}^w \frac{\lambda^k (T-D^{ran})^k}{k!} - e^{-\lambda T} \sum_{k=0}^{w-1} \frac{\lambda^k T^k}{k!}, w \in \{0, \dots, \mathcal{W}\},$$

где  $T = D_{QoS} - h\tau - D^{det} - wD^{ran}$ , и  $\mathcal{W} = \lfloor (T^{res} - D^{det}) / D^{ran} \rfloor$  — максимально возможное число попыток передач в случайном доступе.

Пусть в интервале случайного доступа доступно не более  $w$  попыток передач, и пусть  $k$  пакетов устаревают к началу следующего зарезервированного интервала. Обозначим как  $L(k, w)$  математическое ожидание числа отброшенных пакетов. Очевидно, что  $L(k, 0) = k$  для любых  $k \geq 0$ . Далее значения  $L(k, w)$  можно найти рекуррентно:

$$L(k, w) = (1 - q_{ran}) \sum_{l=1}^w q_{ran}^{l-1} L(k-1, w-l) + q_{ran}^w k.$$

Теперь найдем  $l_s$ . Если  $h \leq d - t^{res}$ , то  $l_s = 0$ . Если  $h > d - t^{res}$ , то

$$l_{s_t} = q_{det} \sum_{w=0}^{\mathcal{W}} L(m, w) p_w + (1 - q_{det}) \sum_{w=0}^{\mathcal{W}} L(m-1, w) p_w.$$

Обозначим как  $\epsilon(k, w)$  математическое число попыток передач  $k$  пакетов в интервале случайного доступа при не более  $w$  доступных попыток передачи.  $\epsilon(k, 0) = 0$  для любых  $k \geq 0$ . Далее значения  $\epsilon(k, w)$  можно найти рекуррентно:

$$\epsilon(k, w) = (1 - q_{ran}) \sum_{l=1}^w q_{ran}^{l-1} (l + \epsilon(k-1, w-l)) + q_{ran}^w w.$$

Теперь найдем  $e_s$ . Если  $h \leq d - t^{res}$ , то  $e_s = 0$ . В противном случае

$$e_{s_t} = q_{det} \sum_{w=0}^{\mathcal{W}} \epsilon(m, w) p_w + (1 - q_{det}) \sum_{w=0}^{\mathcal{W}} \epsilon(m-1, w) p_w.$$

#### 5.5 PLR

Каждому моменту  $t$  соответствует некоторая доля потерянных пакетов  $PLR_t$ . Обозначим через  $PLR_t(s)$  значение PLR при условии, что процесс в момент

$t$  находится в состоянии  $s$ :

$$PLR_t(s) = \frac{\varphi_t(s)}{\psi_t(s)}. \quad (1)$$

$PLR_t$  определяется как взвешенное среднее значений PLR по всем состояниям  $s \in \mathcal{S}_t$ :

$$PLR_t(T^{res}) \equiv PLR_t = \sum_{s \in \mathcal{S}_t} \pi(s) \cdot PLR_t(s) = \sum_{s \in \mathcal{S}_t} \pi(s) \cdot \frac{\varphi(s)}{\psi(s)}.$$

## 5.6 Нагрузка на канал

Передача пакетов осуществляется, в зарезервированных интервалах длительности  $D^{det}$  и в интервалах случайного доступа, где длительность попытки передачи равна  $D^{ran}$ . По аналогии с предыдущим разделом, обозначим через  $C_t(s)$  значение нагрузки на канал в момент  $t$  модельного времени при условии, что процесс находится в состоянии  $s$ . Нагрузка на канал состоит из компоненты  $C_t^{det}(s) = D^{det}/T^{res}$ , соответствующей зарезервированным интервалам, и компоненты  $C_t^{ran}(s)$ , соответствующей попыткам передачи в случайном доступе:

$$C_t^{ran}(s) = \frac{D^{ran}}{T^{res}} \cdot \frac{u_t(s)}{t}.$$

Тогда в момент  $t$  средние значения  $C_t^{det}$  и  $C_t^{ran}$  двух составляющих нагрузки на канал равны

$$C_t^{det} = \sum_{s \in \mathcal{S}_t} \pi_t(s) C_t^{det}(s) = \frac{D^{det}}{T^{res}};$$

$$C_t^{ran} = \sum_{s \in \mathcal{S}_t} \pi_t(s) C_t^{ran}(s) = \sum_{s \in \mathcal{S}_t} \pi_t(s) \frac{D^{ran}}{T^{res}} \frac{u_t(s)}{t}.$$

Для значения  $C_t$  полной нагрузки на канал получаем

$$C_t(T^{res}) \equiv C_t = C_t^{det} + C_t^{ran} = \sum_{s \in \mathcal{S}_t} \frac{\pi_t(s)}{T^{res}} \left( D^{det} + D^{ran} \frac{u_t(s)}{t} \right).$$

## 6 Численные результаты

Рассмотрим передачу нескольких реальных видеопотоков. В качестве параметров передачи выберем  $T^{in} = 40$  мс,  $D_{QoS} = 100$  мс,  $PLR_{QoS} = 0,001$ ,  $q_{det} = 0,05$ ,  $q_{ran} = 0,3$ ,  $T^* = 2$  секунды,  $D^{ran} = D^{det} = 120$  мкс,  $1/\lambda = 650$  мкс<sup>5</sup>.

<sup>5</sup> Оценка данной величины проведена так же, как и в [6]

Для получения размеров пачек в лабораторных условиях была выполнена передача соответствующих видеопотоков по протоколу RTP. В рамках эксперимента рассматривалась передача в течение первых  $400 = 200T^*$  секунд. Первые два окна длительности  $T^*$  использовались алгоритмом для оценки распределения  $\{p_{i|j}^{in}\}$ . Основной цикл алгоритма занимал последующие 200 окон. Для оценки распределений  $\{p_{i|j}^{in}\}$  использовалось экспоненциальное сглаживание с параметром  $\alpha = 0,99$ , описанное ниже.

### 6.1 Оценка распределений размеров пачек

В процессе работы алгоритмы 3 каждые  $T^*$  происходит оценка распределения  $\{p_{i|j}^{in}\}$ . Также целей, представленных далее в подразделе 6.3, оценивается распределение  $\{p_i^{in}\}$ . Для оценки используется метод экспоненциального сглаживания с коэффициентом  $\alpha$ . Пусть в момент запуска известны размеры  $\{b_1, b_2, \dots, b_N\}$  первых  $N$  пачек потока, где  $b_1$  — первая пачка потока, а  $b_N$  — последняя поступившая.

Для удобства определим следующие индикаторные функции:

$$\mathbb{1}_i(m) = \begin{cases} 1, & b_m = i; \\ 0, & b_m \neq i. \end{cases} \quad \mathbb{1}_{i|j}(m) = \begin{cases} 1, & b_{m+1} = i \text{ и } b_m = j; \\ 0, & b_{m+1} \neq i \text{ или } b_m \neq j. \end{cases}$$

Теперь найдем экспоненциально взвешенные оценки числа  $\hat{N}_i$  пачек размера  $i$  и числа  $\hat{N}_{i|j}$  пар пачек размеров  $i$  и  $j$ :

$$\hat{N}_i = \sum_{m=1}^N \mathbb{1}_i(m) \alpha^{N-m}; \quad \hat{N}_{i|j} = \sum_{m=1}^{N-1} \mathbb{1}_{i|j}(m) \cdot \alpha^{N-m}.$$

Далее вероятности  $p_i^{in}$  и  $p_{i|j}^{in}$  оцениваются как:

$$\hat{p}_i^{in} = \frac{\hat{N}_i}{\sum_k \hat{N}_k}; \quad \hat{p}_{i|j}^{in} = \frac{\hat{N}_{i|j}}{\sum_k \hat{N}_{k|j}}.$$

### 6.2 Передача видеопотока

На рис. 3 приведены результаты передачи потока при использовании предложенного алгоритма, использующего разработанную математическую модель.

При запуске алгоритма в начале окна  $k$  происходит инициализация начального состояния модели  $\mathbb{S}_0^{(k)}$ , соответствующего состоянию реального процесса передачи в начале окна  $k$ . Обозначим через  $PLR_{k,ana}(T^{res})$  и  $C_{k,ana}$  — зависимости PLR и  $C$  от  $T^{res}$  при передаче в окне  $k$ , полученные с помощью разработанной модели. Обозначим через  $T_{k,ana}^{res*}$  период резервирования для окна  $k$ , найденный с помощью алгоритма:

$$T_{k,ana}^{res*} = \arg \min_{T^{res}} \{C_{k,ana}(T^{res}) : PLR_{k,ana}(T^{res}) \leq PLR_{QoS}\}.$$

Для оценки точности решений алгоритма производился выбор периода резервирования с помощью имитационного моделирования при условии, что размеры всех пачек видеопотока считались заранее известными. Таким образом, с помощью имитационного моделирования находилось “идеальное” значение  $T_{k,sim}^{res*}$  периода резервирования в окне  $k$ . Для этого процесса передачи в окне  $k$  запускался многократно для различных  $T^{res}$  при одном и том же начальном состоянии  $S_0^{(k)}$ . Результаты усреднения множеств полученных значений  $PLR$  и  $C$  являются функциями  $T^{res}$ . Обозначим их как  $PLR_{k,sim}(T^{res})$  и  $C_{k,sim}(T^{res})$ .

Таким образом, для каждого окна  $k$  имеются предсказанные алгоритмом значения  $T_{k,ana}^{res*}$ ,  $PLR_{k,ana}(T_{k,ana}^{res*})$  и  $C_{k,ana}(T_{k,ana}^{res*})$ , а также найденные с помощью имитационного моделирования значения  $T_{k,sim}^{res*}$ ,  $PLR_{k,sim}(T_{k,sim}^{res*})$  и  $C_{k,sim}(T_{k,sim}^{res*})$ . Данные величины представлены на верхнем, среднем и нижнем графиках рис. 3 соответственно. Кроме того на рис. 3 также изображены величины  $PLR_{k,sim}(T_{k,ana}^{res*})$  и  $C_{k,ana}(T_{k,ana}^{res*})$  представляющие собой “фактические”  $PLR$  и  $C$ , получающиеся в результате использования выбранного с помощью алгоритма периода резервирования в реальном процессе передачи.

Как можно видеть из верхнего графика, в большинстве случаев алгоритм действует консервативно, выбирая в окне  $k$  период резервирования  $T_{k,ana}^{res*}$ , меньший чем  $T_{k,sim}^{res*}$ . Такой подход хоть и приводит к перерезервированию ресурсов, но позволяет выполнить QoS-требования. В то же приблизительно в 20% точек период резервирования, выбранный алгоритмом, больше оптимального, что приводит к нарушению QoS-требований даже если ошибка в выборе периода резервирования незначительна. Согласно результатам моделирования, алгоритм не позволяет выполнить QoS-требования ( $PLR \approx 0.004\%$ ), притом что нагрузка на канал, возникающая в результате применения алгоритма, превышает минимально возможную нагрузку, найденную с помощью имитационного моделирования, на 30%.

Основная причина неэффективности предложенного алгоритма состоит в том, что модель, лежащая в его основе, предполагает соответствие размеров пачек видеопотока некоторому распределению  $\{p_{i|j}^{in}\}$ . Однако в общем случае структура реальных видеопотоков гораздо сложнее. В частности, при передаче потока нередко возникают ситуации, когда несколько пачек подряд имеют большой размер, хотя вероятность такого события, предсказанная по распределению  $\{p_{i|j}^{in}\}$  предельно мала. Большое число пакетов, поступившее за короткий промежуток времени, приводит к тому, что они не могут быть переданы в зарезервированных интервалах. Так как число попыток передач в интервалах случайного доступа ограничено, то все эти пакеты не могут быть переданы и с помощью метода случайного доступа, что и приводит к превышению порога  $PLR_{QoS}$  в окнах, где происходит непредсказуемый рост интенсивности видеопотока. Основная проблема состоит в том, что метод случайного доступа используется, только если пачки устаревают к началу следующего зарезервированного интервала. При этом если бы пакеты передавались в интервале случайного доступа заранее, по-

теперь можно было бы избежать. Данное замечание лежит в основе подхода, рассматриваемого далее подразделе 6.3.

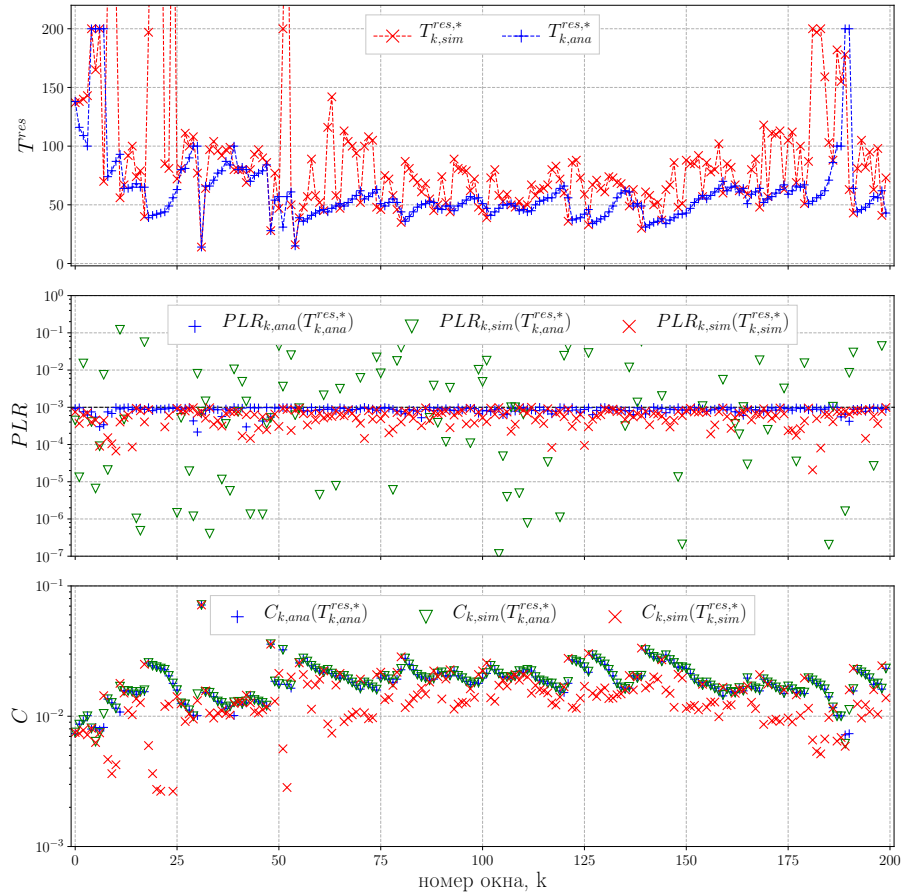


Рис. 3: Значения  $T^{res*}$ ,  $PLR(T^{res*})$ ,  $C(T^{res*})$  для первых 200 окон

### 6.3 Передача видеопотока с приоритетным обслуживанием больших пачек

**Приоритетное обслуживание больших пачек:** Чтобы выполнить QoS-требования, внесем следующее изменение в политику обслуживания пакетов: если размер поступившей пачки превышает определенный  $\beta$ -квантиль по распределению  $\{p_i^m\}$ , то часть пакетов данной пачки помещается в отдельную, более приоритетную очередь. Эти пакеты начинают пере-

даваться сразу же с использованием метода случайного доступа. В отдельную очередь помещается число пакетов, равное разности размера поступившей пачки и среднего размера пачки, найденного по распределению  $\{p_i^{in}\}$ <sup>6</sup>. Пакеты всех прочих пачек обслуживаются как и ранее.

Применим описанный подход. Как и ранее, период резервирования будем выбирать с помощью предложенного алгоритма. Однако после того как период резервирования  $T_{k,ana}^{res*}$  выбран, реальную передачу в окне  $k$  будем вести с приоритетным обслуживанием больших пачек при значении квантиля  $\beta = 80\%$ .

На рис. 4 представлены зависимости аналогичные зависимостям на рис. 3. Основным отличием от ранее полученных результатов является полученное на практике равенство PLR нулю, т.е. модифицированная политика обслуживания позволяет выполнить QoS-требования видеопотока. При этом нагрузка на канал  $C$  увеличивается лишь на 5% по сравнению с исходным алгоритмом, рассмотренным в предыдущем разделе. Стоит отметить, что данная нагрузка составляет приблизительно 150% от минимально возможной нагрузки, найденной с помощью имитационного моделирования. Принципиально данный рост нагрузки связан с тем, что отсутствие информации о размерах “будущих” пачек потока, компенсируется дополнительными передачами в интервалах случайного доступа, и, по существу, неизбежен.

## 7 Заключение

В данной работе предложен алгоритм управления передачей видеопотока при использовании метода гибридного доступа к каналу. Данный метод основан на передаче пакетов потока как внутри предварительно зарезервированных периодических интервалов времени, так и вне них с помощью метода случайного доступа к каналу. Алгоритм основан на предложенной в работе математической модели передачи видеопотока между двумя станциями. Для выбранных параметров передачи, модель позволяет найти долю потерянных пакетов и объем занятых передачей потока канальных ресурсов. В работе показано, что использование предложенного алгоритма и политики FIFO обслуживания пакетов приводит к многочисленным нарушениям QoS-требований на протяжении процесса передачи. Показано, что данные нарушения связаны с резкими и непредсказуемыми увеличениями интенсивности передаваемого видеопотока. Чтобы выполнить QoS-требования в работе была предложена политика обслуживания, состоящая в приоритетном обслуживании пачек, чей размер превосходит некоторый порог. Показано, что совместное использование предложенных алгоритма и политики обслуживания позволяют передать видеопоток с выполнением QoS-требований.

## Список литературы

1. RFC 3550, <http://www.ietf.org/rfc/rfc3550.txt>

<sup>6</sup> Для определенности средний размер пачки округлялся вверх:  $\lceil \sum_i ip_i^{in} \rceil$

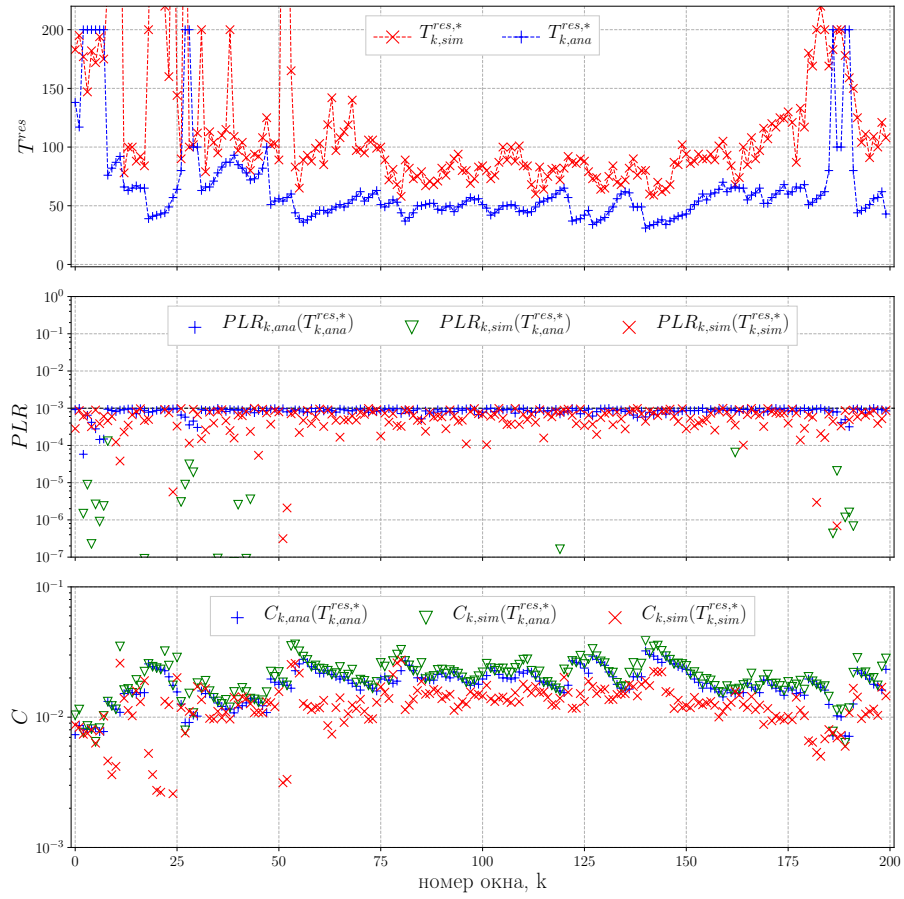


Рис. 4: Значения  $T^{res*}$ ,  $PLR(T^{res*})$ ,  $C(T^{res*})$  для первых 200 окон



2. Alexander Ivanov, Evgeny Khorov and Andrey Lyakhov: QoS support for bursty traffic in noisy channel via periodic reservations. In: Wireless Days (WD), 2014 IFIP. pp. 1–6. IEEE (2014)
3. Cisco: Cisco visual networking index: Forecast and methodology, 2016–2021 white paper (June 2016), <http://www.cisco.com/c/en/us/solutions/collateral/service-provider/visual-networking-index-vni/mobile-white-paper-c11-520862.html>
4. IEEE: IEEE Standard for Information technology—Telecommunications and information exchange between systems Local and metropolitan area networks—Specific requirements - Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications (2016)
5. Ivanov, A., Khorov, E., Lyakhov, A.: Analytical Model of QoS-aware Streaming in Wi-Fi Networks via Periodic TXOPs. In: Proceedings Global Communication Conference (GlobeCom 2015), ETFWLAN Workshop. IEEE (2015)
6. Ivanov, A., Khorov, E., Solomatin, I., Lyakhov, A.: Modeling Joint Usage of Random and Deterministic Channel Access in Wi-Fi Networks. In: Proceedings of International Wireless Communications and Mobile Computing conference (IWCMC) 2016. IEEE (2016)
7. Shvets, E., Lyakhov, A., Safonov, A., Khorov, E.: Analytical model of IEEE 802.11s MCCA-based streaming in the presence of noise. ACM SIGMETRICS Performance Evaluation Review 39(2), 38–40 (2011)
8. Иванов, А., Хоров, Е.: Аналитическая модель блочной передачи видеопотока механизмом МССА в условиях помех. In: Информационные Технологии и Системы ИТиС'14. ИППИ РАН, Нижний Новгород (2014)