

# Анализ алгоритмов децентрализованного динамического резервирования канальных ресурсов для передачи потоковых данных в сетях Wi-Fi<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 16.06.2016

**Аннотация**—В данной работе исследуется класс алгоритмов динамического децентрализованного резервирования ресурсов в сетях Wi-Fi, при использовании которых каждая станция заранее выбирает и резервирует интервалы времени для будущей передачи. Чтобы избежать интерференции, информация о зарезервированных интервалах регулярно рассылается соседним станциям. При этом для минимизации объема рассылаемой служебной информации зарезервированные интервалы строго периодичны и имеют одинаковую длительность. Разработаны два алгоритма децентрализованного резервирования ресурсов, и с помощью математического моделирования доказано их превосходство в смысле минимизации объема фактически занятых канальных ресурсов при передаче потоковых данных пульсирующей интенсивности с заданными требованиями к качеству обслуживания по сравнению с известным алгоритмом. Разработанные алгоритмы могут быть использованы для распределения ресурсов между базовыми станциями в плотных инфраструктурных сетях и для распределения ресурсов между меш-станциями в самоорганизующихся сетях Wi-Fi.

**КЛЮЧЕВЫЕ СЛОВА:** Беспроводная сеть, Wi-Fi, QoS, качество обслуживания, детерминированный доступ, динамическое резервирование канального ресурса, мультимедийный поток.

## 1. ВВЕДЕНИЕ

В последние годы благодаря стремительному росту числа мобильных пользовательских устройств: смартфонов, планшетов, ноутбуков и других гаджетов, которые зачастую не имеют проводного сетевого интерфейса, объемы данных, передаваемых по беспроводным сетям, продолжают увеличиваться высокими темпами. Согласно ежегодному отчету компании Cisco [1] в 2015 году доля IP-трафика в беспроводных сетях сравнялась с проводными сетями, а в 2016 году уже превысит ее. Наибольшую часть трафика составляют мультимедийные данные, в частности, передача видеоизображений. При использовании таких сервисов, как видеоконференц-связь, передаваемое видеоизображение предварительно сжимается, например, в соответствие со стандартом MPEG-4. С одной стороны, сжатие позволяет значительно уменьшить объем передаваемых данных, при этом практически не ухудшив качество передаваемого видеоизображения; с другой стороны, оно превращает несжатый видеопоток постоянной интенсивности в неоднородный поток переменной интенсивности с выраженной пиковой нагрузкой.

При передаче такого видеопотока по сети видеокадры инкапсулируются в пакеты транспортного уровня. Двумя наиболее распространенными протоколами транспортного уровня на сегодняшний день являются протокол UDP (англ. User Datagram Protocol — протокол пользовательских датаграмм) и протокол TCP (англ. Transmission Control Protocol — протокол

<sup>1</sup> Исследование выполнено в ИППИ РАН за счет гранта Российского научного фонда (проект №16-19-10687).

управления передачей). Использование протокола TCP гарантирует надежную и упорядоченную доставку пакетов, но в то же время приводит к существенным задержкам при доставке в случае ухудшения качества соединения и потери пакетов. При передаче видеопотоков реального времени требуется малое время доставки пакетов, поэтому для таких потоков в качестве протокола транспортного уровня в основном применяется протокол UDP, который является более простым и быстрым, но, к сожалению, не гарантирует ни надежную доставку пакетов, ни их правильный порядок. В таком сценарии определенная надежность доставки данных обеспечивается повторными попытками передачи на канальном уровне, а за упорядоченность пакетов, которая важна для видеодекодера, отвечает протокол прикладного уровня RTP (англ. Real-time Transport Protocol — транспортный протокол реального времени), разработанный специально для передачи данных в режиме реального времени. RTP-заголовок содержит порядковый номер пакета и временную метку, которые гарантируют упорядоченную доставку пакетов, отсутствие дубликатов пакетов, а также позволяют синхронизовать время между источником и получателем данных. Таким образом, для передачи видеопотоков реального времени часто используется связка протоколов RTP+UDP, которую назовем инкапсуляцией RTP+UDP.

В случае, если размер видеокадра превышает размер пакета данных на транспортном уровне, видеокадр нарезается на части, размер каждой из которых за исключением последней равняется размеру пакета данных на транспортном уровне. В результате этого в очередь за короткое время поступает сразу пачка пакетов, которая соответствует очередному видеокадру. Таким образом, поступающий в очередь поток пакетов удобно рассматривать как неординарный периодический поток. Чтобы уменьшить вариацию интенсивности видеопотока, часто дополнительно применяется протокол MPEG-TS (англ. MPEG transport stream — транспортный поток MPEG-TS), предоставляющий контейнеры для передачи и хранения аудио, видео, а также служебной информации MPEG-потоков. Поступающие с уровня приложения данные нарезаются на небольшие пакеты одинакового размера, которые затем группируются, чтобы получить необходимый размер пакета данных на транспортном уровне, и отправляются в очередь таким образом, чтобы сделать поступающий поток более ламинарным с заметно меньшими всплесками интенсивности. Использование связки протоколов RTP, UDP и MPEG-TS будем именовать инкапсуляцией MPEG-TS+RTP+UDP.

При передаче видеопотоков необходимо выполнять определенные требования к качеству обслуживания или QoS-требования (англ. Quality of Service — качество обслуживания), которые, как правило, выражаются в допустимой доле потерянных пакетов  $PLR_{max}$  (англ. Packet Loss Ratio) и ограничении  $D^{QoS}$  (англ. Delay — задержка) на время передачи пакета. Пакет, не доставленный за время  $D^{QoS}$ , считается потерянным. Гарантировать выполнение данных требований при использовании метода случайного доступа, который часто применяется в беспроводных сетях для доступа к среде передачи данных (например, метод CSMA/CA в технологии Wi-Fi [2]), оказывается не всегда возможным, так как, во-первых, станции получают доступ к среде на конкурентной основе, что не гарантирует получение необходимого объема канального ресурса за заданное время, а во-вторых, при использовании метода случайного доступа несколько станций могут начать передачу одновременно, что приведет к коллизии и необходимости повторных передач. Поэтому для передачи потоков, предъявляющих требования к качеству обслуживания, часто используются так называемые методы детерминированного доступа. Суть данных методов заключается в том, что для передатчика резервируются определенные интервалы времени, в течение которых он получает исключительное право на передачу данных, что позволяет избежать коллизий с другими станциями сети. Если положить, что одного такого интервала времени достаточно для одной попытки передачи пакета, то на первый взгляд число зарезервированных интервалов должно совпадать с числом имеющихся пакетов на передачу. Однако даже внутри зарезервированных интервалов попытки

передачи могут быть неудачными из-за интерференции и шумов, характерных для беспроводной среды, что приводит к необходимости резервировать дополнительный каналный ресурс для осуществления повторных попыток передачи пакетов.

Чтобы зарезервировать каналный ресурс, т.е. установить резервирование, пара станций — *владелец* резервирования (станция-передатчик данных) и *адресат* резервирования (станция-получатель данных) — должны выполнить процедуру установления резервирования, которая, например, в сетях Wi-Fi mesh [3] заключается в обмене служебными кадрами (запросом на установление резервирования и подтверждением успешного установления резервирования) и рассылке информации о резервировании: владелец и адресат резервирования должны уведомить все станции в своем окружении о зарезервированных интервалах времени, запретив им вести передачи в данных интервалах, чтобы предотвратить возможные коллизии. В сетях Wi-Fi mesh рассылка информации о резервированиях происходит в биконах — широковещательных служебных кадрах, периодически рассылаемых каждой станцией сети. Период отправки двух последовательных биконов одной и той же станцией называется бикон-периодом, который для простоты будем считать одинаковым для разных станций. Резервирование представляет собой периодическую последовательность временных интервалов одинаковой длительности. Резервирование считается установленным и может использоваться для передачи данных только после того, как владелец и адресат распространили информацию о данном резервировании в своих биконах. Таким образом, от момента принятия решения об установлении резервирования до начала его использования существует задержка, см. рис. 1. Схожая ситуация наблюдается и при отмене ранее установленного резервирования: станции в зоне радиовидимости владельца и адресата узнают об отмене резервирования из биконов владельца и адресата, из-за чего зарезервированный ресурс также освобождается с некоторой задержкой.

Схожий метод, основанный на предварительном резервировании периодических интервалов, используется в сетях IEEE 802.11aa с пересекающимися областями покрытия, где базовые станции могут резервировать канал для своих будущих передач присоединенным к ним клиентским станциям. Кроме того, он рассматривался в комитете по стандартизации при разработке новой технологии инфраструктурных беспроводных сетей высокой плотности IEEE 802.11ax [4].

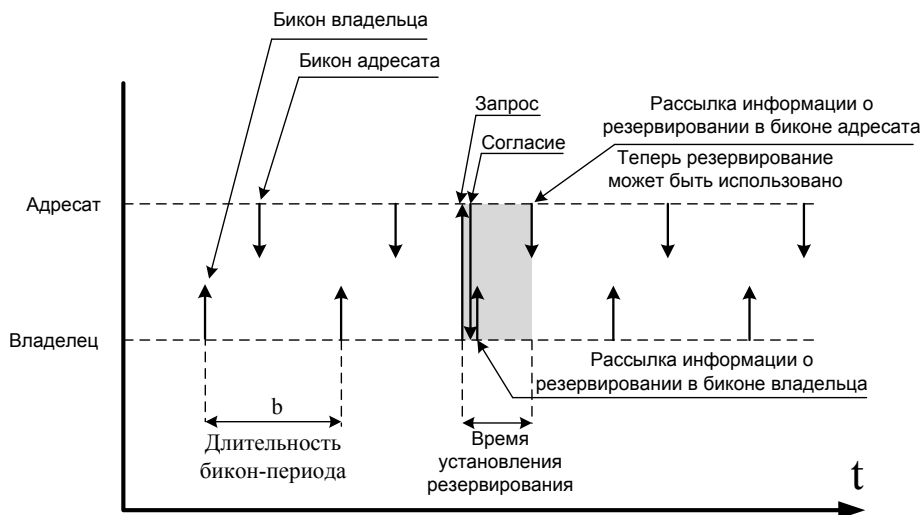


Рис. 1. Процесс установления резервирования.

Для передачи видеопотока, который можно рассматривать как периодический неординарный поток пакетов, станция-источник устанавливает множество резервирований, при этом период зарезервированных временных интервалов внутри каждого резервирования совпадает с периодом поступления в очередь пачек пакетов видеопотока. Длительности каждого зарезервированного временного интервала достаточно для осуществления одной попытки передачи пакета и получения кадра подтверждения доставки. Без потери общности полагается, что каждый зарезервированный временной интервал занимает одну единицу канального ресурса. Таким образом, каждое резервирование занимает одинаковый объем канальных ресурсов.

Для определенности будем полагать, что решение об установлении или отмене резервирования принимается владельцем резервирования непосредственно перед отправкой своего бикона. Тогда до момента отправки следующего бикона владельца резервирования адресат резервирования успеет передать свой бикон, содержащий информацию о резервировании. Таким образом, резервирование гарантированно будет доступно для использования через бикон-период после принятия владельцем решения об установлении резервирования. Заметим, что уже после отправки бикона с информацией о резервировании владельцем либо адресатом резервирования для получивших этот бикон станций канальный ресурс, отведенный под резервирование, оказывается уже недоступным, хотя само резервирование еще не может быть использовано. Аналогично при отмене резервирования канальный ресурс будет полностью свободен только после того, как и владелец, и адресат резервирования отправят свои биконы, содержащие информацию об отмене резервирования. Таким образом, объем *фактически занятого* (т.е. недоступного для использования соседям владельца и адресата) владельцем резервирования канального ресурса в данном бикон-периоде обычно превышает *зарезервированный* объем ресурсов, который может быть использован владельцем резервирования в данном бикон-периоде для передачи данных. Исходя из вышесказанного можно заключить, что если в биконах  $(t - 1), t, (t + 1)$  владелец резервирований отправляет информацию об  $u_{t-1}, u_t, u_{t+1}$  резервированиях, соответственно, то в бикон-периоде  $t$  фактически будет занят канальный ресурс, необходимый для  $\max(u_{t-1}, u_t, u_{t+1})$  резервирований.

В данной работе предлагаются два алгоритма динамического определения необходимого объема канального ресурса для передачи видеопотока реального времени по беспроводной сети в условиях помех с соблюдением требований к качеству обслуживания. Алгоритмы нацелены на уменьшение всплесков в величине зарезервированного канального ресурса в течение передачи видеопотока, которые возникают вследствие нестационарности передаваемого видеопотока. В силу особенностей механизма установления резервирований, описанных выше, такой подход позволяет снизить объем фактически занятого канального ресурса.

Дальнейшее изложение материала построено следующим образом. Раздел 2 содержит обзор работ по исследуемой теме. В разделе 3 сформулирована задача динамического резервирования ресурса при передаче видеопотока, кратко описан предложенный нами ранее алгоритм динамического определения необходимого объема канального ресурса, а также новые алгоритмы, разработанные в данной статье. Численные результаты по оценке эффективности алгоритмов содержатся в разделе 4. Заключение и выводы приведены в разделе 5.

## 2. ОБЗОР ПРЕДЫДУЩИХ РАБОТ

Использование резервирований канального ресурса для выполнения требований к качеству обслуживания трафика является широко распространенным подходом в беспроводных сетях. Например, современные сотовые сети стандарта LTE [5], построенные на принципе централизованного управления, используют для передачи пользовательских данных как в нисходящем, так и восходящем канале метод детерминированного доступа. Под установлением резервирований в данном случае понимается составление расписания передач, которое базовая станция

сети LTE отправляет станциям в служебном канале каждую миллисекунду [6, 7]. Однако в основу многих беспроводных сетей, в число которых входит и Wi-Fi, положен принцип распределенного управления, что влечет определенные трудности при резервировании канального ресурса: так как отсутствует единый центр координации, станциям необходимо договориться между собой о резервировании канального ресурса, что приводит к усложнению процедуры резервирования канального ресурса, увеличению времени установления резервирования, а также к росту возникающих накладных расходов. В данной работе резервирование канального ресурса рассматривается именно применительно к беспроводным сетям с распределенным управлением.

При резервировании канального ресурса для передачи потоков переменной интенсивности с целью выполнить жесткие ограничения на время доставки пакетов зачастую оказывается невыгодно резервировать постоянный объем канальных ресурсов. Из-за пульсирующей пиковой нагрузки такой подход приводит либо к высокой доле потерянных пакетов вследствие нарушения ограничения на время доставки пакета, либо к сильно избыточному резервированию канального ресурса. Чтобы избежать резких флуктуаций в требуемом объеме канального ресурса в ряде работ [8–10] предлагаются методы сглаживания передаваемого потока. Это достигается за счет увеличения размера буфера на передатчике и ведет к повышению времени доставки пакетов. Однако такие методы не могут быть применены при передаче потоков реального времени, чувствительных к времени доставки, так как при использовании предложенных методов для передачи потоков с сильной флуктуацией интенсивности время доставки пакетов может составлять несколько секунд, а в ряде случаев и десятков секунд.

Для передачи потоков как постоянной, так и переменной интенсивности в сетях WiMedia [11] в [12, 13] разработаны методы динамического определения необходимого объема канального ресурса. Однако в данных работах предполагается, что передачи в зарезервированных интервалах времени всегда успешны, что не является реалистичным в беспроводных сетях, а в [12] также предполагается, что известны сведения о структуре передаваемого видеопотока. В [14] предлагается использовать гибридный протокол канального уровня в сетях WiMedia для передачи видеопотоков переменной интенсивности. Гибридный протокол подразумевает возможность передачи потока как в зарезервированных интервалах времени, так и в интервалах времени с конкурентным доступом к среде. В работе вводится ряд допущений, в рамках которых оценивается необходимый объем канального ресурса, среди которых известно распределение размера опорного видеокadra, всегда успешная передача пакета в зарезервированных интервалах времени, отсутствие пакетов в очереди при поступлении очередного опорного видеокadra. Предложенный алгоритм является эмпирическим и не может строго гарантировать выполнение требований к качеству обслуживания, в качестве которых приняты ограничение на время доставки пакета и долю потерянных пакетов.

Более строгий подход к динамическому определению необходимого объема канального ресурса предложен в [15], где разработан алгоритм динамического резервирования канальных ресурсов в сетях Wi-Fi mesh для нестационарного канала. Согласно данному алгоритму решение о необходимости изменить объем зарезервированных канальных ресурсов принимается на основе статистики успешных/неудачных передач. Однако в [15] рассматриваются потоки постоянной интенсивности, а решение об изменении объема зарезервированных ресурсов вступают в силу мгновенно, что не является реалистичным, как показано в разделе 1.

Чтобы уменьшить влияние времени установления резервирования на эффективность работы системы при передаче потоков переменной интенсивности, в [16] предлагается использовать алгоритмы предсказания интенсивности потока, которые позволяют начинать процедуру установления резервирования заранее. Однако описанный подход может быть применен только при передаче видеопотока известной структуры — последовательности разных типов видеокadров

— так как статистические характеристики разных типов видеокадров сильно различаются. При передаче видеопотока неизвестной или переменной структуры применение подобных методов существенно затрудняется и перестает быть эффективным.

Задержка вступления в силу решения об изменении необходимого объема канальных ресурсов учтена в [17], где разработан алгоритм динамического резервирования для передачи мультимедийного потока переменной интенсивности. Также учтена особенность процесса установления/отмены резервирований, описанного в разделе 1. Тем не менее, предложенный алгоритм оказывается высокоэффективен только при передаче видеопотоков с использованием протокола MPEG-TS, который позволяет сгладить пульсирующую нагрузку, возникающую при передаче видеопотока, внося дополнительную задержку. Без применения протокола MPEG-TS использование данного алгоритма приводит к существенному отличию объемов фактически занятого и зарезервированного канального ресурса. В данной работе предлагаются новые алгоритмы динамического резервирования канального ресурса при передаче видеопотока реального времени и проводится сравнительный анализ эффективности этих алгоритмов и исходного алгоритма [17] при передаче видеопотоков как с использованием протокола MPEG-TS, так и без него.

### 3. АЛГОРИТМЫ ДИНАМИЧЕСКОГО РЕЗЕРВИРОВАНИЯ РЕСУРСА

#### *3.1. Задача динамического резервирования ресурса при передаче видеопотока*

Данный раздел содержит описание трех алгоритмов динамического резервирования ресурсов, цель которых состоит в минимизации фактически занятого канального ресурса при передаче видеопотока, представляющего собой периодический неординарный поток пакетов, с выполнением следующих требований к качеству обслуживания: время передачи пакета не должно превышать  $D^{QoS}$ , иначе пакет будет отброшен, а доля отброшенных пакетов внутри каждого бикон-периода не должна превышать  $PLR_{max}$ . Такое требование на долю отброшенных пакетов объясняется тем, что при передаче видеопотока реального времени требуется гарантировать удовлетворительное качество передачи в течение всего времени передачи видеопотока, поэтому ограничение на долю отброшенных пакетов должно выполняться не только глобально для потока в целом, но и локально для небольших его частей. В качестве размера такой локальной области в данной работе принята длительность бикон-периода.

Резервирование ресурса происходит посредством установления между парой станций — источником и получателем видеопотока — множества резервирований. Как уже было сказано, каждое резервирование представляет собой периодическую последовательность временных интервалов одинаковой длительности, причем период таких интервалов для каждого резервирования равен периоду поступления в очередь пачек пакетов видеопотока, а длительности интервала достаточно для осуществления одной попытки передачи пакета и получения кадра подтверждения.

Для описания алгоритмов динамического резервирования в данной работе используются следующие допущения и терминология. Время передачи потока разбито на интервалы одинаковой длительности, которые названы слотами. Длительность слота равняется периоду поступления в очередь пачек пакетов видеопотока. Длительность бикон-периода составляет целое число  $b$  слотов, время жизни пакета в очереди ограничено  $D$  слотами. Решение об установлении или отмене резервирования принимается в начале бикон-периода непосредственно перед отправкой бикона владельцем резервирования с учетом поступивших в очередь пакетов в первом слоте бикон-периода, см. рис. 1. Согласно процессу установления и отмены резервирования, описанному в разделе 1, принятое решение вступает в силу только со следующего бикон-периода. Без потери общности полагается, что каждый зарезервированный временной

интервал занимает одну единицу канального ресурса. Таким образом, во всяком слоте одного бикон-периода зарезервировано одинаковое число единиц канального ресурса.

В разделе 3.2 приводится краткое описание алгоритма из [17]. В данной статье используется другой подход для динамического резервирования канального ресурса, который положен в основу алгоритма, описанного в подразделе 3.3. Однако, как будет показано в разделе 4, в отличие от алгоритма из [17] данный алгоритм не всегда гарантирует выполнение требований к качеству обслуживания. Раздел 3.4 содержит описание гибридного алгоритма, который объединил в себе преимущества первых двух алгоритмов.

### 3.2. Алгоритм 1

В данном разделе приводится краткое описание алгоритма динамического резервирования ресурсов из [17]. В начале первого слота  $t$  каждого бикон-периода  $(t, \dots, t + b - 1)$  определяется минимальный объем  $\hat{u}_{t+b}$  канальных ресурсов, который необходимо зарезервировать в каждом слоте следующего бикон-периода  $(t + b, \dots, t + 2b - 1)$ , чтобы доля потерянных пакетов в следующем бикон-периоде не превышала ограничение  $PLR_{max}$ . Обозначим  $d(t, u)$  — среднее число потерянных пакетов в слоте  $t$  при условии, что внутри него зарезервировано  $u$  единиц канального ресурса,  $G(t)$  — число пакетов, поступивших в очередь в слоте  $t$ ,  $D$  — ограничение на время жизни пакета в очереди, выраженное в слотах, тогда

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

где

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

а  $U$  — множество допустимых значений числа  $u$  зарезервированных единиц канального ресурса в одном слоте (например, для определенности, множество неотрицательных целых чисел).

Для определения числа  $d(t + i, u), i \in \overline{b, 2b - 1}$ , потерянных пакетов в каждом из слотов следующего бикон-периода воспользуемся теорией вероятностей и комбинаторными рассуждениями из [17], которые позволяют определить вероятности событий, что в каждом из слотов следующего бикон-периода число потерянных пакетов составит  $0, 1, 2, \dots$ . Заметим, что если  $D < 2b$ , то помимо пакетов, которые уже находятся в очереди в момент времени  $t$ , в следующем бикон-периоде могут быть отброшены и другие пакеты, которые пока не поступили в очередь. Очевидно, что в этом случае оценка  $d$  будет неверной, а выбранное значение  $\hat{u}_{t+b}$  не сможет гарантировать выполнение ограничения на долю потерянных пакетов, что также было показано в [17].

Отметим, что данный алгоритм резервирует канальный ресурс для передачи пакетов в последний момент, т.е. непосредственно перед тем бикон-периодом, в котором заканчивается время жизни пакетов.

### 3.3. Алгоритм 2

В отличие от алгоритма из раздела 3.2, данный алгоритм планирует выделяемый ресурс заранее, т.е. как только пакеты поступили в очередь, и при этом стремится распределить

требуемый каналный ресурс равномерно на интервале длительностью  $D$  слотов. Таким образом можно сгладить поток с пульсирующей пиковой нагрузкой и потенциально снизить объем фактически занятого каналного ресурса. Перед описанием работы алгоритма определим несколько вспомогательных величин. Пусть в начале первого слота  $t$  очередного бикон-периода  $(t, \dots, t+b-1)$  в очереди находятся  $q(t)$  пакетов (включая пакеты, поступившие в очередь в слоте  $t$ ), а в каждом слоте данного бикон-периода зарезервировано  $u_0$  единиц каналного ресурса. Определим число пакетов  $n_i(t)$ ,  $i \in \overline{1, D-2}$ , время жизни которых истекает в текущем слоте  $t$  или в  $i$  слотах, следующих за ним. Для этого из суммарного числа пакетов в очереди  $q(t)$  необходимо отнять число пакетов, время жизни которых истекает в слотах  $t+i+1, \dots, t+D-1$ , т.е. те пакеты, которые поступили в очередь в слотах  $t+i+1-(D-1), \dots, t+D-1-(D-1)$ :

$$n_i(t) = \max \left\{ 0, q(t) - \sum_{\tau=t+i-D+2}^t G(\tau) \right\}. \quad (3)$$

В слоте  $t+D-1$  истекает время жизни пакетов, которые поступили в слоте  $t$ , т.е.  $n_{D-1}(t) = G(t)$ .

При передаче  $n$  пакетов в  $u$  временных интервалах и вероятности  $p$  успешной передачи пакета внутри одного временного интервала среднее число  $drop(n, u, p)$  потерянных пакетов составляет

$$drop(n, u, p) = \sum_{i=1}^n i C_n^i (1-p)^i (n-i)^p, \quad (4)$$

где  $C_n^i$  — биномиальные коэффициенты.

После этого несложно найти минимальное число  $\hat{u}(n, p, PLR_{max})$  единиц каналного ресурса, которое необходимо зарезервировать для передачи  $n$  пакетов, чтобы среднее число потерянных пакетов не превышало  $nPLR_{max}$ . Для этого, например, можно воспользоваться следующим простым алгоритмом. На первом шаге рассматривается значение  $u^{(0)} = \lceil n(1 - PLR_{max})/p \rceil$ . Если  $drop(n, u^{(0)}, p) > nPLR_{max}$ , то на следующем шаге рассматривается значение  $u^{(1)} = u^{(0)} + 1$ , иначе рассматривается значение  $u^{(1)} = \max(0, u^{(0)} - 1)$ . Таким образом, через несколько шагов будет найдено наименьшее неотрицательное целое значение  $\hat{u}$ , при использовании которого среднее число потерянных пакетов не превышает  $nPLR_{max}$ .

Далее опишем непосредственно сам алгоритм. Для определения числа временных интервалов, которые необходимо зарезервировать в каждом слоте следующего бикон-периода  $(t+b, \dots, t+2b-1)$  последовательно рассматриваются слоты  $t+i$ ,  $i \in \overline{b, D-1}$ . На каждом шаге с помощью (3)-(4) определяется число пакетов  $n_i(t)$ , время жизни которых заканчивается в слотах  $t, \dots, t+i$ , и число  $\hat{u}(n_i(t), p, PLR_{max})$  единиц каналного ресурса, необходимого для передачи этих пакетов. Число  $u_b$  единиц каналного ресурса, которое необходимо зарезервировать в первом рассмотренном слоте  $t+b$ , составляет  $u_b = \max(0, \hat{u}(n_b(t), p, PLR_{max}) - bu_0)$ , так как в каждом слоте текущего бикон-периода уже зарезервировано по  $u_0$  единиц каналного ресурса. Рассматривая каждый последующий слот  $t+i$ , аналогично определяется число дополнительных единиц каналного ресурса  $u'_i = \hat{u}(n_i(t), p, PLR_{max}) - bu_0 - \sum_{j=b}^{i-1} u_j$ . Однако в отличие от первого слота  $t+b$ , когда все  $u_b$  единиц каналного ресурса относились к слоту  $t+b$ ,  $u'_i$  единиц каналного ресурса по одной распределяются по слотам  $t+b, \dots, t+i$  таким образом, что очередная зарезервированная единица каналного ресурса добавляется в слот с наименьшим текущим числом зарезервированных единиц каналного ресурса, т.е. в слот под номером  $k = t + \arg \min_{j \in \overline{b, \dots, i}} u_j$ , увеличивая при этом значение  $u_k$  на 1. В случае, когда мини-



мум  $u_j$  достигается в нескольких слотах, выбирается слот с наименьшим значением  $j$ . После рассмотрения последнего слота  $t + D - 1$  работа алгоритма считается завершённой, а число временных интервалов, которые необходимо зарезервировать в каждом из слотов следующего бикон-периода  $(t + b, \dots, t + 2b - 1)$  составляет  $\max_{j \in [b, 2b-1]} u_j$ .

Таким образом, описанный алгоритм нацелен на равномерное распределение зарезервированного канального ресурса в течение всего времени передачи потока и выполнение ограничения на долю потерянных пакетов.

### 3.4. Алгоритм 3

Отличительной особенностью алгоритма 1 заключается тот факт, что необходимый канальный ресурс для передачи пакетов выделяется в последний момент. С одной стороны, это позволяет не выделять лишний ресурс, но, с другой стороны, может приводить к резким колебаниям объема зарезервированных ресурсов в соседних бикон-периодах, что приводит к значительному увеличению объема фактически занятых канальных ресурсов в силу особенностей процесса установления/отмены резервирований, описанных в разделе 1. В случае, когда  $D \geq 2b$ , алгоритм 1 гарантирует выполнение ограничения на долю потерянных пакетов на каждом интервале длительностью  $b$  слотов, начало которого совпадает с началом бикон-периода.

Алгоритм 2 нацелен на сглаживание объема зарезервированных ресурсов соседних бикон-периодов, для чего ресурс выделяется заранее, т.е. сразу после поступления пакетов в очередь. При этом попытки передачи пакета распределяются на максимальный промежуток времени, т.е. на  $D$  слотов вперед. Однако данный алгоритм является менее строгим, так как при вычислении необходимого объема канального ресурса не учитывает тот факт, что на интервале длительностью  $D$  слотов время жизни некоторых пакетов может истечь ранее окончания данного интервала. Алгоритм же неявно предполагает, что попытки передачи всех пакетов, время жизни которых истекает на интервале длиной  $D$  могут осуществляться на протяжении всей длительности интервала. Как будет показано ниже, в некоторых случаях это может привести к превышению ограничения на долю потерянных пакетов в некоторых бикон-периодах.

Чтобы не допустить нарушения ограничения на долю потерянных пакетов ни в одном бикон-периоде и при этом эффективно передавать поток с пульсирующей пиковой нагрузкой, алгоритм 3 использует гибридный подход: вначале объем ресурсов, который необходимо выделить в следующем бикон-периоде, вычисляется согласно алгоритму 2, затем, используя процедуру подсчета числа  $d$  потерянных пакетов из алгоритма 1, выполняется проверка выполнения ограничения на долю потерянных пакетов в следующем бикон-периоде. Если проверка оказывается неуспешной, то объем ресурсов для следующего бикон-периода вычисляется повторно с помощью алгоритма 1.

## 4. ЧИСЛЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

Для исследования эффективности алгоритмов динамического резервирования канального ресурса проводится аналитическое моделирование передачи трех типов мультимедийных потоков: «новости», «кино» и «футбол» с использованием модели, описанной в [17]. В модели рассматривается стохастический процесс последовательных изменений состояний системы, передающей видеопоток, от слота к слоту. Состояние системы в начале каждого слота  $t$  описывается двумя параметрами  $(q(t), u(t))$  — текущим размером очереди пакетов и числом зарезервированных канальных ресурсов в каждом из  $b$  слотов данного бикон-периода, которое определяется согласно одному из алгоритмов, описанных в разделе 3. Рассмотренные видеоизображения закодированы согласно стандарту MPEG-4 Part 2, длительность каждого видеоизображения составляет 30 секунд. На вход аналитической модели подается поток па-

кетов  $G(t)$ , полученный при анализе передачи по сети реального видеопотока, а также один из описанных в разделе 3 алгоритмов динамического резервирования ресурса. Значение  $G(t)$  представляет собой число пакетов, поступающих в очередь канального уровня в дискретный момент времени  $t$ . Исследование проводится для различных ограничений  $PLR_{max}$  на долю потерянных пакетов, а также для различных значений пар  $(D, b)$  времени жизни пакета и длительности бикон-периода, значения которых выражаются в слотах. Во время передачи потока вероятность  $p$  успешной попытки передачи каждого пакета фиксирована. В ходе моделирования рассматриваются значения  $p$  из диапазона  $(0, 8; 1)$ .

Аналитическая модель позволяет определить средний объем зарезервированных канальных ресурсов  $\langle u(t) \rangle$ , выраженный в целом числе временных интервалов, которые зарезервированы для передачи потока в бикон-периоде  $t$ . Значение  $U = \sum_t \langle u(t) \rangle$  соответствует суммарному числу таких интервалов, необходимых для передачи всего видеопотока.

Кроме того, принимая во внимание особенности установления и отмены резервирований, определяется средний объем  $\langle c(t) \rangle$  фактически занятых канальных ресурсов, которые оказываются недоступны соседям владельца и адресата резервирования в слоте  $t$ , а также суммарное значение  $C = \sum_t \langle c(t) \rangle$ . Подробно процедура подсчета  $c(t)$  изложена в [17].

При передаче каждого типа видеоизображения исследуются два метода инкапсуляции пакетов в кадры транспортного уровня: инкапсуляция RTP + UDP, а также инкапсуляция MPEG-TS + RTP + UDP.

На рис. 2 представлена зависимость фактически занятого объема канального ресурса  $C$  от вероятности  $p$  успешной попытки передачи пакета при передаче видеопотока типа «кино» при  $D = 11, b = 5$  и инкапсуляции RTP+UDP. Результаты представлены для трех различных алгоритмов резервирования, описанных в разделе 3. Кривая  $MinRes$  определяет теоретический минимум объема канального ресурса, который необходимо зарезервировать для передачи видеопотока, состоящего из  $N$  пакетов на канальном уровне, и выполнения ограничения на долю потерянных пакетов,  $MinRes = \frac{N(1-PLR_{max})}{p}$ . Заметим, что эта граница достижима только в предельных случаях (например, при  $D \rightarrow \infty$  или при передаче потока постоянной интенсивности и  $p \rightarrow 1$ ), какой бы алгоритм динамического выделения ресурса ни использовался, в силу описанного в разделе 1 процесса установления/отмены резервирований.

Из рис. 2 видно, что применение алгоритмов 2 и 3 в случае малого отношения  $D/b$  хоть и позволяет существенно уменьшить объем  $C$  фактически занятых канальных ресурсов по сравнению с алгоритмом 1, но тем не менее значение  $C$  сильно превосходит теоретическую оценку  $MinRes$ . Оба алгоритма 2 и 3 показывают почти одинаковые значения  $C$ , однако алгоритм 2 иногда не позволяет выполнить ограничение  $PLR \leq PLR_{max} = 0,01$ . Например, на рис. 3 показана максимальная доля  $PLR$  потерянных пакетов в бикон-периодах, которая наблюдалась в течение передачи видеопотока типа «кино» при различных значениях  $p$ . Ввиду дискретности используемой аналитической модели, в частности, в силу дискретности выбора объема зарезервированного канального ресурса, представленная зависимость носит немонотонный характер. При использовании алгоритма 2 при  $p = 0,85$  ограничение на  $PLR \leq PLR_{max}$  оказывается нарушенным. Алгоритмы 1 и 3 гарантируют выполнение ограничения на  $PLR \leq PLR_{max}$  всегда. Увеличение отношения  $D/b$  (см. рис. 4, передача того же видеопотока при  $D = 11, b = 2$ ) позволяет значительно снизить объем  $C$  фактически занятых канальных ресурсов при использовании алгоритмов 2 и 3 за счет резервирования канального ресурса заранее, как только пакеты поступают в очередь канального уровня. При этом увеличение отношения  $D/b$  никак не позволяет повысить эффективность работы алгоритма 1.

В [17] была продемонстрирована эффективность работы алгоритма 1 в случае использования инкапсуляции MPEG-TS+RTP+UDP. Применение алгоритмов 2 и 3 в данном сценарии

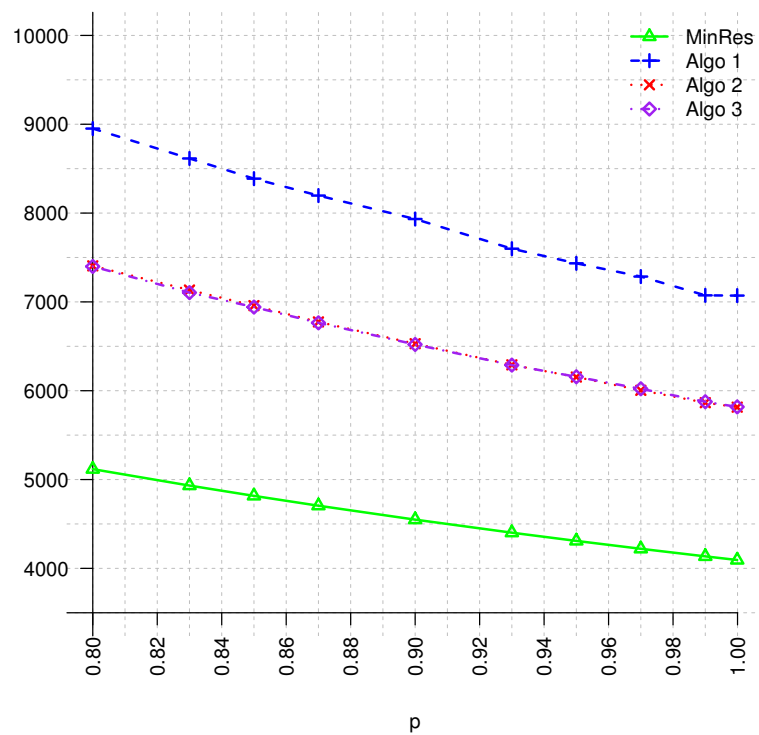


Рис. 2. Фактически занятый объем канального ресурса при передаче видеопотока типа «кино» для  $D = 11, b = 5$ . Инкапсуляция RTR+UDP.

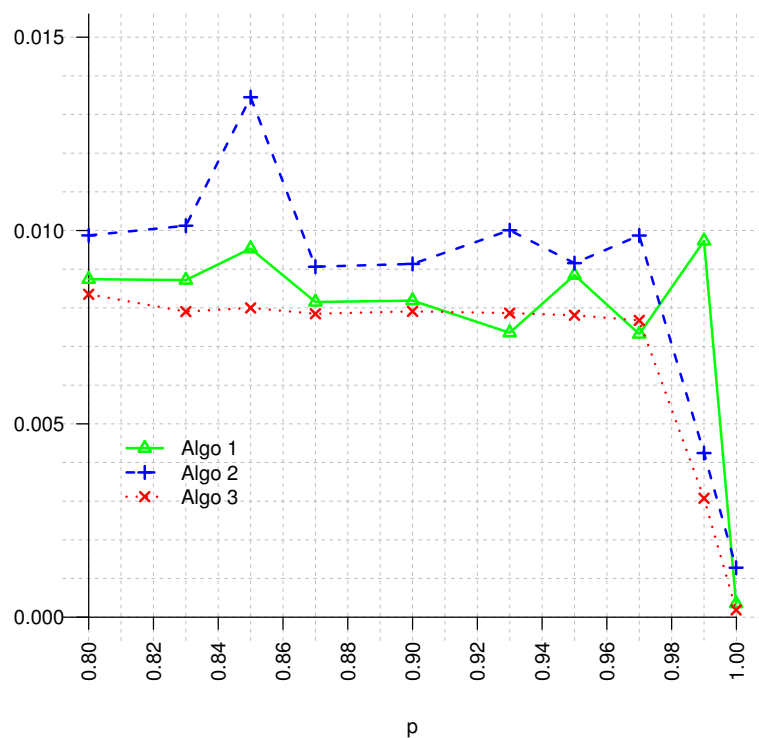
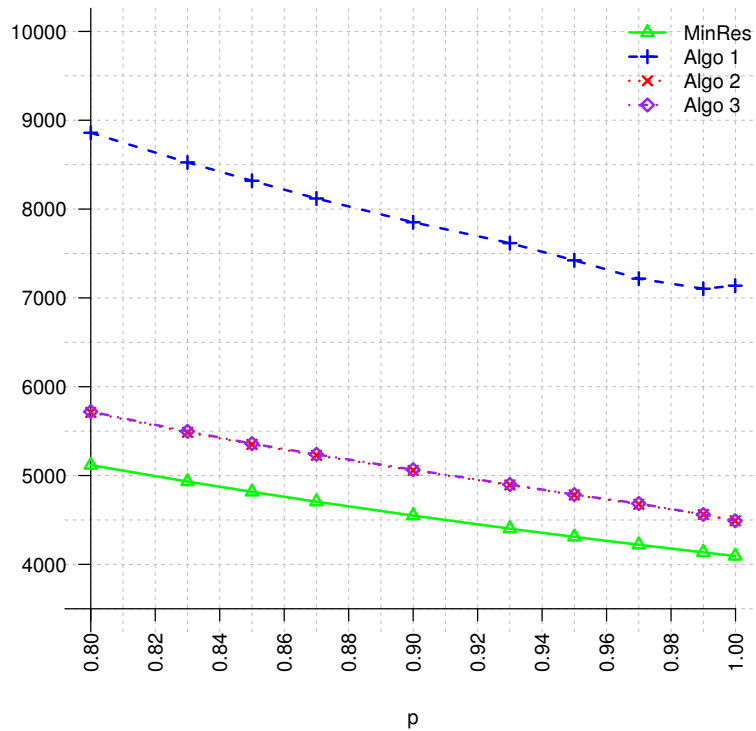


Рис. 3. RTP+UDP. Кино.  $D=11, b=5$ . Максимальный PLR.

также позволяет понизить объем  $C$  фактически занятых канальных ресурсов по сравнению с



**Рис. 4.** Фактически занятый объем канального ресурса при передаче видеопотока типа «кино» для  $D = 11$ ,  $b = 2$ . Инкапсуляция RTP+UDP.

алгоритмом 1 даже при малом отношении  $D/b$ , см. рис. 5, а при увеличении отношения  $D/b$  выигрыш становится более существенным.

В заключении исследуем, как изменяется объем фактически занятого канального ресурса с уменьшением длительности бикон-периода при использовании алгоритма 3 динамического резервирования ресурса, являющегося оптимальным среди рассмотренных трех алгоритмов. Результаты для передачи различных типов видеопотоков и инкапсуляции RTP+UDP или MPEG-TS+RTP+UDP приведены на рис. 6. Результаты получены для значения  $D = 30$  и вероятности успешной попытки передачи пакета  $p = 0,95$ . С уменьшением значения  $b$  объем фактически занятого канального ресурса приближается к значению теоретической оценки  $MinRes = \frac{N(1-PLR_{max})}{p}$ . Отметим, что приближение к теоретической оценке происходит при увеличении отношения  $D/b$ , однако значение  $D$  определяется требованиями к качеству обслуживания передаваемого потока и не может быть изменено, в отличие от значения  $b$ , которое является параметром протокола.

Однако уменьшение значения  $b$  приводит не только к снижению объема фактически занятого канального ресурса при передаче видеопотока в резервированиях, но и к увеличению накладных расходов на рассылку служебной информации в биконах, так как биконы рассылаются по сети чаще. Предположим, что характерная длительность передачи бикона составляет 1 мс, а характерное время передачи пакета данных размером 1500 байт в современной сети Wi-Fi (например, с использованием физического уровня IEEE 802.11ac [18], в канале шириной 20 МГц без использования технологии MIMO) составляет около 330 мкс с учетом ожидания и приема кадра подтверждения доставки пакета.

На рис. 7 представлена зависимость фактически занятого канального ресурса при передаче видеопотока типа «футбол» с учетом передачи служебной информации в биконах, выраженная в миллисекундах. Видно, что хотя минимальный объем фактически занятого канального ресурса, необходимого только для передачи видеопотоков, достигается при наименьшем зна-

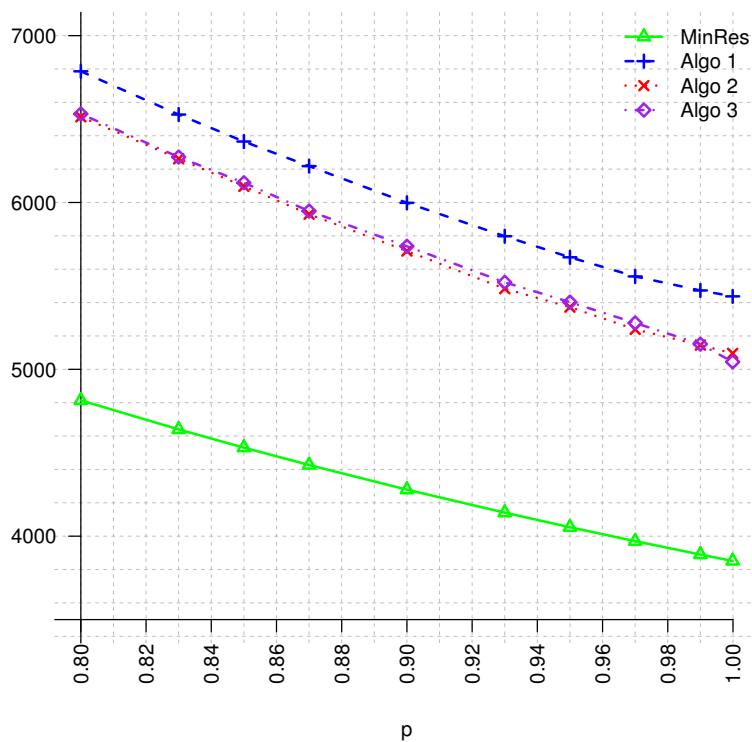


Рис. 5. Фактически занятый объем канального ресурса при передаче видеопотока типа «кино» для  $D = 11, b = 5$ . Инкапсуляция MPEG-TS+RTR+UDP.

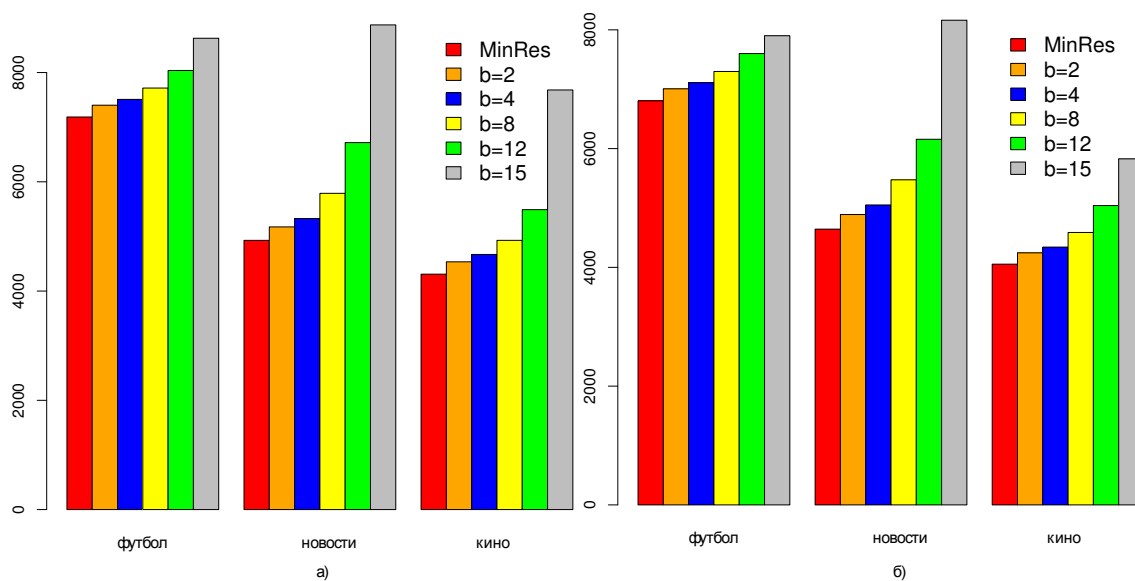


Рис. 6. Объем фактически занятого канального ресурса при различной длительности бикон-периода с использованием инкапсуляции а) RTP+UDP, б) MPEG-TS+RTP+UDP.

чения  $b$  (см. рис. 6), учет накладных расходов на рассылку служебной информации в биконах приводит к тому, что наименьшее значение длительности бикон-периода перестает быть оптимальным, и при данных длительностях передачи пакета данных и бикона таковым является  $b = 6$ .

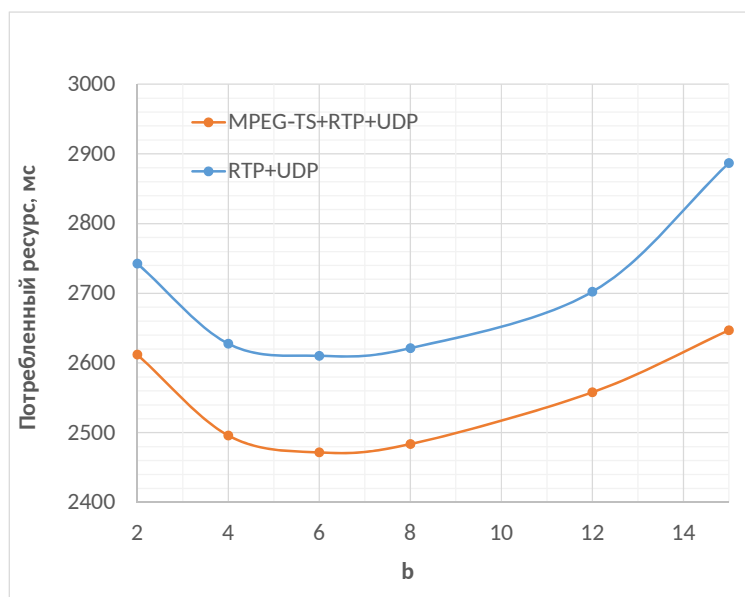


Рис. 7. Фактически занятый канальный ресурс с учетом передачи служебной информации в биконах.

## 5. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В данной работе предложены и исследованы алгоритмы децентрализованного динамического резервирования канальных ресурсов в сетях Wi-Fi, позволяющие передавать потоки данных с пульсирующей нагрузкой, чувствительные к задержкам и потерям, с заданными требованиями к качеству обслуживания. Показано, что разработанные алгоритмы позволяют значительно снизить объем фактически занятых канальных ресурсов по сравнению с уже существующим подходом. Кроме того, изучено влияние выбора параметра алгоритма — периода рассылки информации о резервированиях — на объем фактически занятых канальных ресурсов.

В работе не рассматривалась проблема «справедливого» распределения ресурсов между станциями. В то же время с ростом нагрузки такая проблема возникает, и для ее решения некоторые потоки могут получать отказ в обслуживании на этапе запуска потока и первоначального установления резервирований. Данная проблема ранее рассматривалась в контексте стационарных резервирований для потоков постоянной интенсивности [15, 19]. Эта проблема в случае потоков переменной интенсивности будет изучена в последующих работах.

## СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Cisco, *Cisco Visual Networking Index: Global Mobile Data Traffic Forecast Update, 2015-2020*, White Paper, 2016, <http://www.cisco.com/c/en/us/solutions/collateral/service-provider/visual-networking-index-vni/mobile-white-paper-c11-520862.html>
2. IEEE Standard for Information technology — Telecommunications and information exchange between systems — Local and metropolitan area networks — Specific requirements — Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, 2012.
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, Amendment 10: Mesh Networking, 2011.
4. Evgeny Khorov, Anton Kiryanov, Andrey Lyakhov. IEEE 802.11ax: How to Build High Efficiency WLANs. // In Proc. of IEEE En&T 2015, Moscow, Russia, 2015

5. 3GPP, Technical specification group radio access network; Evolved Universal Terrestrial Radio Access (E-UTRA); Radio Resource Control (RRC); Protocol specification (3GPP TS 36.331 version 13.1.0 Release 13), 04-2016.
6. G. Piro, L. A. Grieco, G. Boggia, R. Fortuna and P. Camarda, Two-Level Downlink Scheduling for Real-Time Multimedia Services in LTE Networks, in *IEEE Transactions on Multimedia*, vol. 13, no. 5, pp. 1052-1065, Oct. 2011.
7. F. Capozzi, G. Piro, L. A. Grieco, G. Boggia and P. Camarda, Downlink Packet Scheduling in LTE Cellular Networks: Key Design Issues and a Survey, in *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, vol. 15, no. 2, pp. 678-700, Second Quarter 2013.
8. J. Rexford et al., Online smoothing of live, variable-bit-rate video, Network and Operating System Support for Digital Audio and Video, 1997., Proceedings of the IEEE 7th International Workshop on, St. Louis, MO, 1997, pp. 235-243.
9. G. Liang and B. Liang, Effect of Delay and Buffering on Jitter-Free Streaming Over Random VBR Channels, in *IEEE Transactions on Multimedia*, vol. 10, no. 6, pp. 1128-1141, Oct. 2008.
10. J. D. Salehi, Zhi-Li Zhang, J. Kurose and D. Towsley, Supporting stored video: reducing rate variability and end-to-end resource requirements through optimal smoothing, in *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 6, no. 4, pp. 397-410, Aug 1998.
11. *ECMA-368. High Rate Ultra Wideband PHY and MAC Standard. 2nd Edition*, 2007.
12. 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.
13. 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.
14. R. Zhang, R. Ruby, J. Pan, L. Cai and X. Shen, A hybrid reservation/contention-based MAC for video streaming over wireless networks, in *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 28, no. 3, pp. 389-398, April 2010.
15. 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.
16. A. Adas, Supporting real time VBR video using dynamic reservation based on linear prediction, "INFOCOM '96. Fifteenth Annual Joint Conference of the IEEE Computer Societies. Networking the Next Generation. Proceedings IEEE, San Francisco, CA, 1996, pp. 1476-1483 vol.3.
17. A. G. Kiryanov, A. I. Lyakhov, and E. M. Khorov, Modeling of Real-Time Multimedia Streaming with Deterministic Access. *Journal of Communications Technology and Electronics*, 2014, Vol. 59, No. 12, pp. 1501-1511, ISSN 10642269.
18. 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, Amendment 4: Enhancements for Very High Throughput for Operation in Bands below 6 GHz, 2013.
19. E.M. Khorov. Choosing the channel reservation period in self-organizing wireless networks. // *Journal of Communications Technology and Electronics*, 2015, Vol. 60, No. 12, pp. 1372-1378.

## Analysis of Decentralized Dynamic Channel Resource Reservation Algorithms for Data Streaming in Wi-Fi Networks

Е.М. Khorov, А.Г. Kiryanov, А.И. Lyakhov

In this paper, we study a class of decentralized dynamic resource reservation algorithms in Wi-Fi networks, using which each station chooses and reserves time intervals for future transmission in advance. To avoid interference, the information about the reserved time intervals is regularly sent to neighbor stations. To minimize the amount of transmitted control information, the reserved intervals are strictly periodic and of the same duration. We have developed two decentralized resource reservation algorithms and have proven via mathematical modeling the superiority of the developed algorithms in terms of minimization of channel resource consumption while transmitting variable bitrate QoS-sensitive flows comparing with the existing algorithm. The developed algorithms can be used to allocate resources among access points in dense infrastructure networks and for allocating resources among mesh-stations in self-organizing Wi-Fi networks.

**KEYWORDS:** Wireless network, Wi-Fi, QoS, Quality of Service, deterministic access, dynamic reservation of channel resource, multimedia streaming.