

Федеральное государственное автономное  
образовательное учреждение высшего образования  
«Московский физико-технический институт  
(государственный университет)»

На правах рукописи



Кирьянов Антон Геннадьевич

**Разработка и моделирование методов, применяемых в  
протоколах канального уровня сетей Wi-Fi для  
доставки видеопотоков реального времени**

05.12.13 – Системы, сети и устройства телекоммуникаций

**ДИССЕРТАЦИЯ**

на соискание ученой степени

кандидата технических наук

Научный руководитель

д. т. н., профессор

Ляхов Андрей Игоревич

Москва – 2016

# Оглавление

Введение . . . . .	4
<b>Глава 1. Передача видеопотоков реального времени в сети Wi-Fi . . . . .</b>	<b>9</b>
1.1. Обеспечение качества обслуживания при передаче видеопотока по беспроводной сети . . . . .	9
1.2. Методы доступа в сетях Wi-Fi для обеспечения качества обслуживания . . . . .	16
1.3. Постановка задач диссертации . . . . .	27
<b>Глава 2. Методы повышения качества передачи видеопотоков реального времени в беспроводной сети в условиях кратковременных отказов канала . . . . .</b>	<b>37</b>
2.1. Базовая $P$ -настойчивая дисциплина обслуживания очереди . . . . .	38
2.2. Улучшенная $P$ -настойчивая дисциплина обслуживания очереди . . . . .	47
2.3. Аналитическая модель передачи мультимедийных потоков . . . . .	56
2.4. Выводы ко второй главе . . . . .	82
<b>Глава 3. Динамический подход к резервированию ресурса для передачи видеопотоков реального времени при помощи периодических резервирований . . . . .</b>	<b>86</b>
3.1. Объект исследования . . . . .	87
3.2. Аналитическая модель передачи видеопотока при помощи динамически устанавливаемых резервирований . . . . .	89
3.3. Алгоритмы динамического резервирования ресурса . . . . .	92
3.4. Процедура подсчета фактически занятого канального ресурса . . . . .	98
3.5. Численные результаты исследования эффективности алгоритмов динамического резервирования . . . . .	102
3.6. Выводы к третьей главе . . . . .	111
<b>Глава 4. Анализ передачи видеопотоков при помощи общего периодического резервирования . . . . .</b>	<b>114</b>
4.1. Формальная постановка задачи . . . . .	115

4.2. Аналитическая модель передачи видеопотоков при помощи общего периодического резервирования . . . . .	116
4.3. Численные результаты моделирования передачи видеопотоков при помощи общего периодического резервирования . . . . .	120
4.4. Выводы к четвертой главе . . . . .	130
<b>Заключение . . . . .</b>	<b>131</b>
<b>Список литературы . . . . .</b>	<b>133</b>
<b>Приложение А. Акты о внедрении результатов диссертации . . . . .</b>	<b>145</b>

## Введение

**Актуальность работы.** В последние годы в телекоммуникационной сфере наблюдается стремительный рост объемов данных, которые передаются по беспроводным сетям, причем основной вклад вносит передача мультимедийных данных — аудио- и видеопотоков, среди которых особое внимание стоит уделить так называемым потокам реального времени, возникающим, например, при аудио- и видеоконференцсвязи. Передача таких потоков предъявляет жесткие требования к качеству обслуживания, представляющие собой, как правило, ограничения на долю потерянных пакетов и на время доставки каждого пакета, и выполнение таких ограничений в беспроводных сетях, особенно в сетях с распределенным управлением, которыми являются широко распространенные и популярные сети Wi-Fi, представляет собой сложную задачу по многим причинам. Беспроводная среда передачи данных является значительно менее надежной по сравнению с проводной средой в смысле вероятности успешной попытки передачи пакета, которая зависит от местоположения получателя трафика. Более того, когда пакеты данных, адресованные различным получателям, находятся в единой очереди FIFO (от англ. First In, First Out — первым пришел — первым обслужен) точки доступа Wi-Fi, даже кратковременный отказ канала (порядка ограничения на время доставки пакета) для одного из получателей может приводить к существенному увеличению времени обслуживания пакетов всех получателей и, соответственно, к ухудшению качества передачи видеопотоков. Для решения этой проблемы необходимо разрабатывать интеллектуальные алгоритмы управления очередью передачи пакетов, которые учитывают особенности передачи в беспроводной среде, а также требования к качеству обслуживания трафика.

Помимо случайных помех в беспроводной среде причинами ошибок при передаче данных могут быть коллизии с соседними станциями, если передачи пересекаются во времени. Проблема коллизий становится все более сложной и актуальной в связи со стремительным ростом числа устройств в беспроводных сетях, а также числа беспроводных сетей, которые работают в одной области пространства. Радикальным решением проблемы коллизий является применение методов детерминированного доступа, основанных на резервировании канального ресурса в определенные моменты времени. Однако даже в зарезервированном интервале вероятность успешной передачи меньше единицы из-за случайных помех и интерференции от удаленных станций, что приводит к необходимости дополнительных

попыток передачи пакета. Таким образом, ответ на вопрос, какой минимальный объем канального ресурса необходимо зарезервировать для передачи видеопотока переменной интенсивности с выполнением требований к качеству обслуживания, является нетривиальным.

**Степень разработанности темы.** Исследованию эффективности доставки данных в беспроводных сетях посвящено значительное количество работ, среди которых следует особо отметить работы российских и зарубежных ученых: А.П. Афанасьева, О.М. Брехова, Н.Д. Введенской, А.Б. Гольдштейна, В.В. Зяблова, А.Н. Красилова, А.П. Кулешова, А.Е. Кучерявого, Е.А. Кучерявого, А.И. Ляхова, О.Г. Мелентьева, В.И. Неймана, Д.С. Осипова, А.Н. Рыбко, К.Е. Самуйлова, А.А. Сафонова, О.Д. Соколовой, С.Н. Степанова, В.Л. Стефанюка, А.М. Тюрликова, Е.М. Хорова, И.И. Цитовича, Б.С. Цыбакова, М.Ю. Якимова, G. Bianchi, C. Cicconetti, T. Clausen, M. Conti, P. Jacquet, G. Hiertz, E. Mingozzi, P. Serrano, J. Sobrinho, M. Voorhaen, A. Wolisz, Y. Yang и др. Среди этих работ большинство посвящено анализу эффективности методов случайного доступа, а другая часть работ, посвященная методам детерминированного доступа, не уделяет должного внимания алгоритмам динамического резервирования ресурса с учетом задержки, которая неизбежно возникает в сетях с распределенным управлением, а также использованию общего резервирования, в котором могут передаваться сразу несколько потоков данных. Все это приводит к необходимости разработки и анализа новых методов доставки данных в беспроводных сетях с соблюдением требований к качеству обслуживания.

**Целью диссертационной работы** является разработка и моделирование методов, применяемых на уровне доступа к каналу в сетях Wi-Fi для доставки видеопотоков реального времени с выполнением требований к качеству обслуживания.

Для достижения поставленной цели в диссертации ставятся и решаются следующие задачи:

1. Разработка дисциплины обслуживания очереди для случая кратковременных отказов канала, а также аналитической модели работы данной дисциплины при передаче видеопотоков реального времени.
2. Разработка и аналитическое моделирование алгоритмов динамического резервирования канального ресурса при передаче видеопотока реального времени в условиях помех с учетом задержки вступления решения в силу.
3. Аналитическое моделирование передачи нескольких видеопотоков реального време-

ни в условиях помех с помощью общего периодического резервирования.

**Методы исследования.** В диссертации используются методы теории вероятности, теории случайных процессов, теории цепей Маркова, комбинаторного анализа, а также имитационного моделирования.

### **Научная новизна**

- Предложена и исследована новая дисциплина обслуживания очереди канального уровня в сети Wi-Fi для борьбы с кратковременными отказами канала при передаче нескольких видеопотоков реального времени, а также предложена аналитическая модель ее работы. Данная дисциплина позволяет предотвратить блокирование очереди головным пакетом, существенно улучшить качество передачи видеопотоков для получателей без отказа канала, а также смягчить ухудшение качества передачи видеопотоков для получателей с отказом канала.
- Разработаны алгоритмы динамического резервирования канального ресурса при передаче видеопотока реального времени в условиях помех, учитывающие задержку при установлении/отмене резервирования, а также возникающее из-за этого отличие объема фактически занятого канального ресурса (т.е. недоступного для использования соседям владельца и адресата резервирования) от зарезервированного (т.е. доступного для передачи данных между владельцем и адресатом резервирования).
- Разработана аналитическая модель передачи видеопотока в условиях помех с помощью динамически устанавливаемых резервирований, учитывающая особенности процедуры установления и отмены резервирований при подсчете объема фактически занятого канального ресурса. С использованием данной модели проведено сравнение эффективности предложенных в диссертации алгоритмов.
- Впервые разработана аналитическая модель передачи нескольких видеопотоков реального времени в условиях помех с помощью общего периодического резервирования, которая позволяет определить оптимальный период резервирования при использовании дисциплины FIFO, а также оценить эффективность от применения общего резервирования для передачи нескольких видеопотоков по сравнению с использованием индивидуальных резервирований для каждого видеопотока.

**Практическая ценность и реализация результатов.** Использование теоретических результатов, полученных в диссертации, позволит осуществлять передачу мультимедийных данных с выполнением требований к качеству обслуживания, снизив при этом

объем занятого канального ресурса.

Результаты работы внедрены и используются на практике, что подтверждено соответствующими актами. В частности, разработанные модели и методы использованы в НИР, выполняемых ИППИ РАН по проектам ОНИТ РАН, РФФИ, РФФ, а также для организации учебного процесса на Кафедре проблем передачи информации и анализа данных МФТИ в ИППИ РАН.

**Основные положения, выносимые на защиту:**

1. При передаче видеопотоков реального времени в случае кратковременных ухудшений качества соединений с некоторыми получателями по сравнению с дисциплиной FIFO обслуживания очереди разработанная дисциплина, направленная на предотвращение блокирования очереди для остальных получателей, позволяет многократно снизить значение метрики MSE, характеризующей суммарную среднеквадратичную ошибку видеоизображения.
2. Разработанная аналитическая модель передачи видеопотока в условиях помех с помощью динамически устанавливаемых резервирований позволяет сравнить различные алгоритмы динамического резервирования ресурса с точки зрения доли потерянных пакетов и объема фактически занятого канального ресурса, определяемого с учетом задержки вступления в силу решения об установлении/отмене резервирования.
3. Разработанная аналитическая модель передачи нескольких потоков переменной интенсивности в условиях помех с помощью общего периодического резервирования позволяет определить максимальный период резервирования при использовании дисциплины FIFO, при котором требования к качеству обслуживания выполнены для всех передаваемых потоков.

**Апробация работы.** Основные результаты диссертации докладывались и обсуждались на ведущих международных и российских конференциях: International Workshop on Wireless Access Flexibility (WiFlex, Россия, 2013), 25th International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC, США, 2014), IFIP Wireless Days (Франция, 2016), IEEE International Black Sea Conference on Communications and Networking (BlackSeaCom, Болгария, 2016), «Информационные технологии и системы» (ИТиС, Россия, 2013, 2014, 2015), «Инжиниринг & Телекоммуникации» (En&T, Россия, 2014), а также на семинарах ИППИ РАН.

**Публикации.** Материалы диссертации опубликованы в 12 печатных работах, из них

7 статей [1–7] — в рецензируемых изданиях, которые входят в перечень ВАК, 5 статей [8–12] — в сборниках трудов конференций. Подготовка к публикации полученных результатов проводилась совместно с соавторами. Предложенные алгоритмы и модели были разработаны диссертантом лично. Во всех приведенных работах вклад соавторов заключался в постановке задач, частичном анализе литературы и частичном получении численных результатов.

**Структура и объем диссертации.** Диссертация состоит из введения, 4 глав, заключения, библиографии и приложения. Общий объем диссертации 146 страниц, включая 44 рисунка и 4 таблицы. Библиография включает 129 наименований.

## Глава 1

# Передача видеопотоков реального времени в сети Wi-Fi

### 1.1. Обеспечение качества обслуживания при передаче видеопотока по беспроводной сети

В последние годы в мире наблюдается стремительный рост объемов данных, передающихся по телекоммуникационным сетям, который обуславливается в основном «тяжелым» мультимедийным трафиком, таким как передача видеоизображений. В качестве примеров можно привести просмотр потокового видео из сети Интернет (например, с сайта youtube.com) или пользование услугой IP-телевидение (IPTV). Кроме этого, благодаря быстрому распространению разнообразных гаджетов: смартфонов, планшетов, ноутбуков, — во-первых, все большую популярность и вес приобретает передача видеоизображения *реального времени* (например, при использовании сервиса видеоконференцсвязи в приложениях Skype, Viber, Face Time и др.), а во-вторых, так как большинство таких гаджетов не имеет проводного сетевого интерфейса, на некотором участке маршрута (как правило, на последнем) возникает передача данных с использованием беспроводного соединения.

Стоит также отметить, что если еще вчера под передачей данных в телекоммуникационных сетях, в том числе и беспроводных, понимали просто перемещение пакетов от одного узла сети к другому, то сегодня от сетей требуют предоставления сервисов конечному пользователю: сервис передачи файлов, сервис просмотра потокового видео, сервис видеоконференцсвязи. Предоставление сервиса подразумевает под собой выполнение некоторых требований, которые ожидает пользователь. Например, файл размером 10 Мбайт должен быть скачан не более чем за минуту, просмотр потокового видео должен проходить без пауз и замираний, а во время видеоконференции изображение собеседника и речь должны быть разборчивы и, по возможности, без каких-либо артефактов.

Нетрудно понять, что в случае передачи видеопотоков определяющим фактором для пользователя является качество полученного видеоизображения, которое, вообще говоря, представляет собой субъективный показатель. Качество видеоизображения может ухудшаться по двум причинам. Во-первых, для того чтобы оптимизировать процессы хранения и передачи видеоданных, их предварительно сжимают (или, другими словами, кодируют) на прикладном уровне, что может повлечь ухудшение качества. В несжатом виде

видеопоток представляет собой последовательность статических изображений, каждое из которых по сути является матрицей, описывающей все его пиксели. В таком виде данные занимают большой объем памяти для хранения и требуют большой емкости сети для их передачи, что часто оказывается недоступно. Во-вторых, в процессе передачи некоторые пакеты данных могут быть не доставлены до конечного получателя, что также приводит к ухудшению качества видеоизображения.

Для независимой оценки качества видеоизображения разрабатываются специальные метрики, наиболее реалистичной из которых принято считать субъективную метрику оценки качества видеоизображения MOS (от англ. Mean Opinion Score — средняя экспертная оценка) [13–15]. Значение MOS вычисляется на основе оценки качества изображения группой экспертов, которые просматривают видеоизображение один или несколько раз согласно строго регламентированной процедуре. Очевидно, что такой способ оценки качества видеоизображения хоть и позволяет получить оценку, наиболее полно отвечающую действительности, но является чрезмерно ресурсозатратным, так как процедура занимает значительное время и требует участия нескольких человек. Для более быстрой оценки качества видеоизображения разрабатываются объективные метрики, значения которых, как правило, вычисляются путем осуществления некоторых математических операций над оригинальным (т.е. исходным/неповрежденным/несжатым) и конечным (искаженным/поврежденным/сжатым) видеоизображениями. Целью каждой объективной метрики является получить оценку, как можно более близкую к MOS. Часто для оценки видеоизображения используют метрику MSE (от англ. Mean Squared Error — среднеквадратическая ошибка), которая для двух кадров (оригинального  $X$  и конечного  $Y$  размером  $M \times N$  пикселей каждый) вычисляется как:

$$MSE_{XY} = \frac{1}{MN} \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^N |\vec{X}(m, n) - \vec{Y}(m, n)|^2,$$

где  $\vec{X}(i, j)$  — вектор, характеризующий пиксель изображения  $X$  с координатами  $(i, j)$ . Например, для изображения в градациях серого  $\vec{X}(i, j)$  состоит всего из одной компоненты, характеризующей градацию (оттенок) серого цвета данного пикселя, совпадающую с яркостью пикселя. Для цветного изображения компоненты вектора  $\vec{X}(i, j)$  зависят от используемой цветовой модели (например, YUV, RGB, CMYK и др.). Однако так как глаз человека наиболее чувствителен к яркости изображения, то даже для цветного изображения вместо вектора  $\vec{X}(i, j)$  часто используется скаляр, характеризующий лишь яркость

данного пикселя [16]. Например, в цветовой модели YUV яркости явно соответствует одна из компонент, а для других цветовых моделей существуют формулы для вычисления яркости пикселя по имеющимся компонентам. В данной диссертации при вычислении MSE будут сравниваться именно компоненты яркости пикселей изображений. Очевидно, что если изображения  $X$  и  $Y$  совпадают, то  $MSE_{XY} = 0$ . Для целого видеофрагмента значение MSE обычно принимается равным среднему значению MSE по всем видеокадрам или их сумме. Эта метрика широко используется благодаря низкой вычислительной сложности и простой физической интерпретации. Представление значения MSE в логарифмическом виде приводит к метрике PSNR (от англ. Peak Signal-to-Noise Ratio — пиковое отношение сигнала к шуму):

$$PSNR_{XY} = 10 \log_{10} \left( \frac{MAX_I^2}{MSE} \right),$$

где  $MAX_I$  — максимально возможное значение пикселя изображения, в рассматриваемом случае — максимальное значения яркости пикселя изображения.

Помимо метрик MSE и PSNR также часто применяется метрика SSIM (от англ. Structural SIMilarity index — индекс структурного сходства) [17], основная идея которой состоит в том, что значения близко расположенных пикселей коррелируют друг с другом, что помогает точнее учесть восприятие изображения человеком, а также метрика VQM [18], представляющая собой линейную комбинацию различных объективных характеристик видеоизображения, наиболее полно отражающих субъективное качество восприятия. Описание и сравнение этих и других популярных метрик приведено в [19].

На каждом уровне стека сетевых протоколов применяются свои технологии, позволяющие повысить качество полученного видеопотока при передаче по сети (см. рис. 1.1). На верхнем (прикладном) уровне видеопоток сжимается (или, другими словами, кодируется), что позволяет существенно снизить его размер и, как следствие, снизить требуемый для его передачи сетевой ресурс. Одной из наиболее широко востребованных на данный момент технологий кодирования мультимедийных данных является технология кодирования MPEG-4. Данная технология стандартизована ISO (от англ. International Organization for Standardization — Международная организация по стандартизации) и включает в себя ряд стандартов, также именуемых разделами (от англ. part — раздел). Ключевыми разделами являются MPEG-4 Part 2 и MPEG-4 Part 10 (технически идентичен стандарту H.264 [20], разработанному ITU-T — Сектором стандартизации электросвязи Международного сою-

за электросвязи), в которых описываются 2 стандарта сжатия видеоизображения. Раздел MPEG-4 Part 10 содержит описание более эффективного стандарта сжатия видеоизображения. В данной работе под термином MPEG-4, если явно не указано иначе, имеется в виду MPEG-4 Part 2 [21].

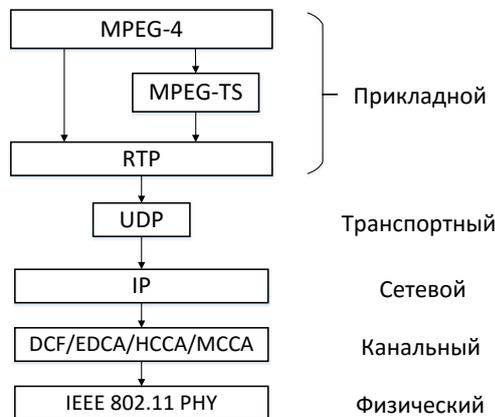


Рис. 1.1. Пример стека протоколов при передаче видеопотоков реального времени по сети Wi-Fi.

Как было сказано выше, применение алгоритмов сжатия позволяет значительно уменьшить объем передаваемых данных, при этом практически не ухудшив качество передаваемого видеоизображения. Однако, согласно технологии MPEG-4, в процессе кодирования возникают сложные информационные зависимости внутри группы последовательно идущих видеокадров, в начале которой передается так называемый опорный кадр. Опорный кадр содержит полную информацию об изображении, и поэтому его размер достаточно большой. Он может быть декодирован корректно независимо от остальных кадров. Последующие кадры обладают заметно меньшим размером и содержат только изменения относительно предыдущих кадров, поэтому они могут быть правильно декодированы только при условии, что предыдущие кадры также были правильно декодированы. Таким образом, из-за сложных зависимостей внутри передаваемого видеопотока потеря или повреждение одного видеокадра может привести к ошибкам декодирования последующих видеокадров, из-за чего ухудшение качества видеоизображения может наблюдаться в течение нескольких секунд подряд, а первоначально несжатый поток постоянной интенсивности превращается в неоднородный поток переменной интенсивности с выраженной пиковой нагрузкой.

Стандарт MPEG-4 Part 10 позволяет применять так называемую технологию многослойного видеокодирования SVC (от англ. Scalable Video Coding — масштабируемое ви-

декодирование), согласно которой внутри одного видеопотока высокого качества можно выделить базовый слой и один или несколько расширяющих слоев. Базовый слой предоставляет некоторое минимальное качество видеопотока, а расширяющие слои его повышают. Каждый последующий расширяющий слой может быть декодирован при условии, что успешно декодирован базовый слой и все предыдущие расширяющие слои. Такой принцип оказывается полезен при передаче видеопотока по сети, пропускная способность которой может изменяться со временем. Сначала осуществляется передача базового слоя, после чего, при наличии свободных ресурсов, — передача расширяющих слоев. Расширяющие слои могут содержать информацию о дополнительных кадрах, которые отсутствовали в базовом слое (временное масштабирование), могут увеличивать пространственное разрешение видеоизображения (пространственное масштабирование), а также повышать качество за счет уменьшения ошибки квантования, возникающей в процессе кодирования.

После сжатия видеопотока для его передачи по сети видеокadres должны быть инкапсулированы в пакеты транспортного уровня (см. рис. 1.2). Двумя наиболее распространенными протоколами транспортного уровня на сегодняшний день являются протокол UDP (от англ. User Datagram Protocol — протокол пользовательских датаграмм) и протокол TCP (от англ. Transmission Control Protocol — протокол 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 или потери пакетов. TCP часто применяют при передаче потокового видео, так как при этом осуществляется буферизация нескольких секунд видеопотока перед началом воспроизведения, что позволяет не допустить прерываний и остановок при его просмотре. При передаче же видеопотоков реального времени требуется малое время доставки пакетов, поэтому для таких потоков в качестве протокола транспортного уровня в основном применяется протокол UDP (см. рис. 1.1), 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 на канальном уровне, например, повторными попытками передачи, а за упорядоченность пакетов, которая важна для видеodeкодера, отвечает протокол вышележащего прикладного уровня RTP (от англ. Real-time Transport Protocol — транспортный протокол реального времени), см. рис. 1.1, разработанный специально для передачи данных в режиме реального времени. В частности, RTP-заголовок, добавленный к пакету

(см.рис. 1.2), содержит порядковый номер и временную метку, соответствующую моменту кодирования, что гарантирует упорядоченную доставку пакетов, отсутствие дубликатов пакетов, а также позволяет синхронизировать время между источником и получателем. Использование для передачи видеопотоков реального времени связки протоколов RTP и UDP будем называть инкапсуляцией RTP+UDP.

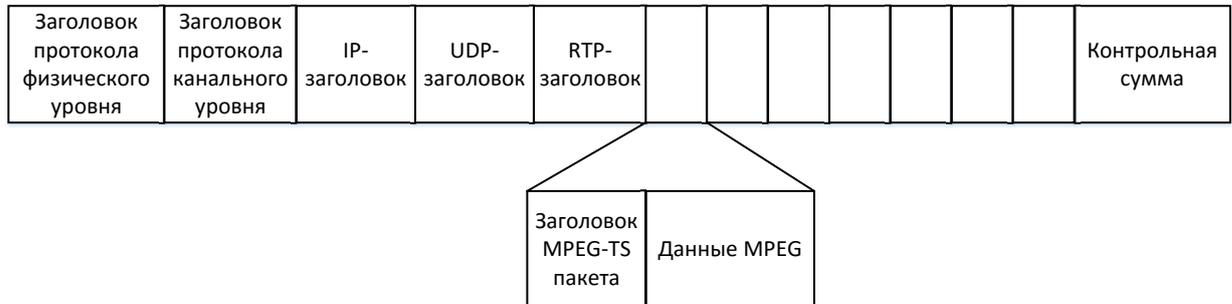


Рис. 1.2. Инкапсуляция видеопотока при передаче по сети.

Так как размер пакета данных на канальном уровне имеет определенное ограничение, обозначаемое MTU (от англ. Maximum Transmission Unit), а размер видеокадра может его превышать, то уже на прикладном уровне выполняется фрагментация видеокадра, т.е. нарезка на части, размер каждой из которых, за исключением последней, равняется предельному размеру пакета данных на канальном уровне. Таким образом, генерация кодером очередного видеокадра на прикладном уровне может привести к тому, что в очередь на канальном уровне за короткое время поступит сразу пачка пакетов, соответствующая очередному видеокадру, ввиду чего такой поток можно считать неординарным [22], а так как видеокадры формируются через равные промежутки времени, то данный поток также является периодическим. Как было упомянуто выше, кодирование превращает несжатый видеопоток постоянной интенсивности в неоднородный поток переменной интенсивности с выраженной пиковой нагрузкой, так как размер одних видеокадров может существенно превышать размер других. Чтобы уменьшить вариацию интенсивности видеопотока, поступающего в очередь на канальном уровне, на прикладном уровне часто дополнительно применяется протокол MPEG-TS [23] (от англ. MPEG transport stream — транспортный поток MPEG), предоставляющий контейнеры для передачи и хранения аудио, видео, а также служебной информации MPEG-потоков. При использовании протокола MPEG-TS поступающие от кодера данные нарезаются на небольшие пакеты одинакового размера

(см. рис. 1.2), которые затем группируются, чтобы получить необходимый размер пакета данных на канальном уровне, и отправляются в очередь таким образом, чтобы сделать поступающий поток более ламинарным с заметно меньшими всплесками интенсивности. Использование для передачи видеопотоков реального времени связки протоколов MPEG-TS, RTP и UDP будем называть инкапсуляцией MPEG-TS + RTP + UDP.

После инкапсуляции видеокадров в пакеты протокола транспортного уровня TCP или UDP к пакету добавляется заголовок протокола сетевого уровня IP (от англ. Internet Protocol — межсетевой протокол), см. рис. 1.2, благодаря которому пакет может корректно перемещаться по сети от источника до получателя, после чего пакет поступает в очередь на канальном уровне. Протоколы канального уровня решают множество задач, среди которых доступ к среде передачи данных, приоритезация пакетов, составление расписания их передачи, оказывая таким образом непосредственное влияние на время доставки пакета и надежность его доставки.

Хотя протоколы канального уровня имеют множество настраиваемых параметров, которые позволяют влиять на значения таких сетевых показателей качества обслуживания (англ. Quality of Service, QoS), как время доставки пакета и ее вариация (джиттер), доля потерянных пакетов, они не оперируют такими понятиями, как метрики качества видеоизображения, характеризующие качество его восприятия (англ. Quality of Experience, QoE) получателем. При попытке оптимальной настройки параметров протокола канального уровня с целью максимизировать качество предоставляемого пользователю сервиса неминуемо возникает задача установления связи между значениями сетевых показателей качества обслуживания (QoS) и значениями показателей качества восприятия (QoE). Если для голосовых потоков явная связь между значениями сетевых показателей и качеством предоставления услуги передачи голоса оказалась найдена и выражается так называемым R-фактором [24, 25], то для видеоизображений данная задача до сих пор остается открытой. Например, существуют рекомендации [26–30] для передачи видеопотоков реального времени, которые, как правило, представляют собой ограничение  $PLR^{QoS}$  (от англ. Packet Loss Ratio — доля потерянных пакетов) на долю потерянных пакетов, а также ограничение  $D^{QoS}$  (от англ. Delay — задержка) на время доставки каждого пакета. Следует заметить, что на практике попытки улучшения одного из двух данных показателей приводят к ухудшению другого: например, увеличив число попыток передачи пакета или используя более робастную сигнально-кодую конструкцию, можно понизить долю потерянных пакетов,

но это также приведет к росту времени доставки пакета.

Таким образом, обеспечение удовлетворительного качества восприятия получателем и выполнение требований к качеству обслуживания является непростой задачей при передаче данных по телекоммуникационным сетям [30–33]. Еще более трудной оказывается данная задача в беспроводных сетях, так как беспроводной канал является ненадежной средой передачи и подвержен влиянию помех в значительно большей степени, чем проводные каналы. Пропускная способность беспроводного канала может значительно флуктуировать с течением времени, а из-за эффекта замирания сигнала (фединга) и многолучевого распространения сигнала могут возникать как единичные, так и коррелированные во времени ошибки. Чтобы скрыть эти особенности беспроводной среды и обеспечить выполнение требований к качеству обслуживания, в беспроводных сетях используются свои протоколы канального уровня, которые определяют эффективные методы доступа к беспроводной среде передачи данных.

Наибольшее распространение и популярность в мире сегодня получили две технологии беспроводной передачи данных: LTE и Wi-Fi, — для каждой из которых стоит задача выполнения требований к качеству обслуживания. Сотовые сети LTE представляют из себя сети с централизованным управлением. В сети присутствует центральный координатор (базовая станция LTE, именуемая в англоязычной литературе eNodeB, что означает усовершенствованная базовая станция), который полностью контролирует распределение частотно-временного ресурса между станциями сети, гарантируя таким образом выполнение требований к качеству обслуживания. Сети Wi-Fi по своей природе являются сетями с децентрализованным управлением, и выполнение требований к качеству обслуживания в таких сетях, как правило, представляет собой значительно более сложную задачу. Исходя из этого, в данной диссертации в качестве беспроводной технологии, используемой при передаче видеоизображения реального времени, рассматривается именно технология Wi-Fi.

## **1.2. Методы доступа в сетях Wi-Fi для обеспечения качества обслуживания**

Множество методов доступа к среде в сетях Wi-Fi, определяемых стандартом IEEE 802.11 [34] и дополнениями к нему, можно разделить на два класса: методы случайного

доступа и методы детерминированного доступа. При использовании методов случайного доступа каждая станция сети, следуя некоторому алгоритму, выбирает случайный момент времени для начала своей передачи, что может привести к ситуации, когда передачи двух или более станций начнутся в один момент времени, т.е. попадут в коллизию. Напротив, методы детерминированного доступа к среде гарантируют станции исключительное право начать передачу в данный момент времени и таким образом не допускают возникновения коллизии.

Как метод случайного доступа, так и метод детерминированного доступа появились в сетях Wi-Fi уже с выходом первого стандарта [35] в 1997 году. Метод случайного доступа DCF (от англ. Distributed Coordination Function — распределённая функция координации) основан на принципе CSMA/CA (от англ. Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance — множественный доступ с контролем несущей и избеганием коллизий). Согласно методу случайного доступа DCF перед тем, как начать передачу пакета, станция прослушивает среду в течение времени DIFS (от англ. DCF Interframe Space — межкадровый интервал DCF). Если в течение этого времени среда была свободной, станция выбирает случайное целое число из диапазона  $(0, CW - 1)$ , где  $CW$  (от англ. Contention Window) — так называемое конкурентное окно [36], и присваивает его счетчику отсрочки (англ. backoff counter). Станция продолжает прослушивать среду в течение интервала времени  $\sigma$ , который называется слотом, и, если среда была свободна, уменьшает значение счетчика отсрочки на 1, а в противном случае счетчик отсрочки замораживается и снова будет уменьшен на единицу только после того, как среда будет вновь свободна в течение времени  $DIFS + \sigma$ . Когда счетчик отсрочки достигает нулевого значения, станция осуществляет передачу пакета данных и ожидает получения подтверждения от приемника в течение определенного таймаута, после чего процедура доступа к каналу начинается заново. При этом, если подтверждение доставки было получено, то окно сбрасывается в минимальное значение  $CW_{min}$ , а если нет, то попытка передачи считается неудачной и значение  $CW$  удваивается, пока либо оно не достигнет максимального размера  $CW_{max}$ , либо пакет не будет отброшен из-за достижения максимально допустимого числа неудачных попыток передачи пакета  $RL$  (от англ. Retry Limit — ограничение на число передач). В последнем случае окно сбрасывается в минимальное значение  $CW_{min}$ . Такой алгоритм позволяет адаптивно уменьшать вероятность возникновения коллизии благодаря увеличению диапазона, из которого выбирается значение счетчика отсрочки.

Метод детерминированного доступа PCF (от англ. Point Coordination Function), появившийся в первом стандарте сетей Wi-Fi, предполагает наличие в сети координатора, в качестве которого выступает точка доступа (от англ. Access Point, AP) сети Wi-Fi. Точка доступа периодически рассылает служебные кадры — биконы (от англ. beacon — маячок), которые содержат важную служебную информацию о сети, а также позволяют синхронизировать время между станциями. После отправки бикона начинается интервал детерминированного доступа к среде, в течение которого точка доступа получает доступ к среде без конкуренции с остальными станциями после того, как среда свободна в течение времени PIFS (от англ. PCF Interframe Space — межкадровый интервал PCF),  $PIFS < DIFS$ , либо отправляя пакет с данными для какой-либо станции, либо запрашивая данные от станции, отправив ей специальный служебный кадр CF-POLL. Получив CF-POLL, станция должна ответить пакетом с данными (либо пустым пакетом в случае отсутствия данных) через интервал времени SIFS (от англ. Short Interframe Space — короткий межкадровый интервал),  $SIFS < PIFS$ , что гарантирует для данной станции получение бесконкурентного доступа к среде. К сожалению, PCF имел ограниченные возможности для выполнения требований к качеству обслуживания, в частности, из-за того, что интервал детерминированного доступа к среде начинался только после отправки бикона точкой доступа, что могло приводить к увеличению времени доставки пакета. Для борьбы с этим недостатком в [37, 38] предложена адаптивная схема опроса станций. В [39] предложена модификация метода PCF, позволяющая также осуществлять приоритезацию трафика, уменьшать задержку при получении доступа к среде, а также динамически выделять каналные ресурсы.

Для возможности приоритезации трафика очередное дополнение IEEE 802.11e [40] к стандарту Wi-Fi, появившееся в 2005 году, определило новый метод случайного доступа EDCA (от англ. Enhanced Distributed Channel Access — улучшенный распределенный доступ к каналу) и новый метод детерминированного доступа HCCA (от англ. Hybrid coordination function Controlled Channel Access). Согласно EDCA ранее единая очередь пакетов на канальном уровне разделялась на 4 очереди для различных категорий трафика: голосового, видео и двух категорий фоновых, каждая из которых получала доступ к среде независимо от других очередей. Приоритезация осуществлялась за счет замены интервала DIFS на интервалы AIFS (от англ. Arbitration Interframe Space), которые были различны для каждой из 4 очередей, а также за счет различных пар значений  $(CW_{min}, CW_{max})$  для каждой очереди. Также в дополнении IEEE 802.11e было введено понятие интерва-

ла *TXOP* (от англ. Transmission Opportunity — возможность передачи). Теперь, получив доступ к среде, станция, передающая видеопоток, могла осуществлять передачу нескольких пакетов в течение интервала *TXOP*, и только после завершения данного интервала необходимо было снова выполнять процедуру получения доступа к среде.

Во многих работах по исследованию эффективности метода EDCA [41–43] предлагаются алгоритмы для настройки параметров *AIFS*,  $CW_{min}$ ,  $CW_{max}$ , *TXOP*, позволяющие улучшить качество передачи видеопотоков [44–46], однако большинство алгоритмов построены только на основе эмпирических соображений. В [47] авторы разрабатывают аналитическую модель, которая позволяет определить оптимальные значения параметров EDCA при передаче видеопотоков, а также проверяют эффективность предложенного решения с помощью имитационного моделирования.

Важным направлением исследований для повышения качества передачи видеоизображения является приоритезация на канальном уровне одних пакетов видеопотока над другими, для чего, как правило, протоколу канального уровня необходимо обладать сведениями о данных, передающихся внутри каждого пакета. Эти сведения либо должны быть переданы протоколом вышележащего уровня с помощью кросс-уровневого взаимодействия, либо получены непосредственно на канальном уровне путем анализа содержимого пакета. Приоритезация может заключаться в изменении порядка передачи пакетов [48, 49], отбрасывании некоторых пакетов заранее [50–52], принятии решения о необходимости повторной попытки передачи данного пакета [53–55]. Приоритезация может осуществляться на основе использования технологии многослойного кодирования [49, 50, 53, 54], типа передаваемого видеокadra [51, 52], а также его положения внутри группы кадров [48]. В ряде работ [49, 56–58] также используются алгоритмы, позволяющие оценить ухудшение качества видеоизображения при доставке конкретного пакета.

Одновременно с описанными решениями канального уровня часто применяются дополнительное кодирование на прикладном уровне [58, 59], при котором может учитываться влияние передаваемого видеокadra на качество видеопотока [60], а также повторные попытки передачи на прикладном уровне [59, 60].

К сожалению, большинство решений предполагают обязательное кросс-уровневое взаимодействие протоколов, что представляет довольно трудную задачу, равно как и анализ содержимого пакета, требующий дополнительных временных и вычислительных затрат. Более того, часто содержимое видеопакетов оказывается зашифрованным с целью защиты

от несанкционированного просмотра и копирования, что существенно затрудняет анализ содержимого и приоритезацию пакетов [61].

Важной отличительной особенностью передачи данных по беспроводной среде являются часто возникающие кратковременные ухудшения состояния соединений («отказы канала») с некоторыми из получателей. При этом если станция передает данные нескольким получателям с использованием метода доступа EDCA и для одного из них случается отказ канала, то передачи остальным получателям оказываются заблокированными, что приводит к значительному росту времени доставки пакетов всем получателям. Более подробно эта проблема и ее влияние на качество передачи видеопотоков, а также существующие способы ее решения рассмотрены в разделе 1.3.1.

Что касается нового метода детерминированного доступа HCCA, также описанного в дополнении IEEE 802.11e, то он позволял точке доступа начать интервал детерминированного доступа к среде практически в любой момент времени, а не только после отправки бикона, как это было ранее, а также включал дополнительные средства для лучшего обеспечения качества обслуживания пользователей: вводил понятия классов трафика (англ. Traffic Class, TC) и транспортных потоков (англ. Traffic Streams, TS) и информационные элементы TSPEC и TCLASS, характеризующие требования к качеству обслуживания данного потока: средний и максимальный размер пакета данных, минимальный и максимальный период обслуживания пакетов данного потока, минимальную, среднюю и максимальную интенсивность данного потока, максимальное число одновременно поступающих в очередь пакетов в моменты пиковой нагрузки, ограничение на время доставки пакета, а также значения некоторых других параметров, позволяющих точке доступа как можно точнее определить требуемый объем ресурса для передачи данного потока, а также составить оптимальное расписание предоставления канального ресурса. Кроме того, для улучшения качества обслуживания в заголовке каждого пакета потока станция указывала информацию об объеме данных текущего потока в очереди на передачу. Таким образом, теперь при появлении нового потока данных, исходя из его описания, точка доступа должна была оценить, возможно ли передать данный поток с выполнением требований к качеству обслуживания. В случае положительного решения точка доступа выделяла необходимый канальный ресурс для передачи потока, а в случае отрицательного — отказывалась от передачи данного потока совсем.

Исследованиям алгоритмов принятия решений о возможности передачи потоков, рав-

но как и планировщикам, посвящено множество работ. Например, для упрощения алгоритмов в [62–64] авторы делают предположение о том, что пакеты данных всегда передаются успешно. К сожалению, данное предположение является малореалистичным из-за интерференции, которая неизбежна в беспроводной среде.

В ряде работ [65, 66] рассматриваются алгоритмы принятия решения об обслуживании потока, разработанные для потоков постоянной интенсивности. Данные алгоритмы оказываются неприменимы для случая потоков переменной интенсивности, которыми являются, например, мультимедийные потоки. В работах [67, 68] предприняты попытки по устранению этого недочета. Однако во всех этих работах каждый поток данных рассматривается индивидуально, что при передаче потоков переменной интенсивности в ряде случаев может привести к неверному решению: очередной поток может ошибочно получить отказ в обслуживании, так как алгоритм принятия решения об обслуживании потока не учитывает, что каналный ресурс является общим и распределяется по необходимости между потоками, а не выделяется индивидуально каждому потоку. В [69] впервые применен принцип мультиплексирования потоков для изучения алгоритмов принятия решения о возможности передачи потока с помощью НССА.

Так как одной из ключевых компонент НССА является планировщик, то неудивительно, что изучению работы различных планировщиков для механизма НССА посвящено множество исследований. В частности, в [70] рассматривается планировщик, который периодически опрашивает станции сети о наличии данных для передачи. Авторы показывают, что для уменьшения объема потребляемых каналных ресурсов период опроса каждой из станций должен выбираться индивидуально. Своевременное получение информации об объеме данных для передачи играет важную роль при распределении каналного ресурса. Согласно предложенной в [71] схеме клиентские станции отправляют точке доступа эту информацию с использованием метода случайного доступа. В работе учитывается, что станция должна выбрать момент отправки таким образом, чтобы содержащаяся информация о длине очереди была как можно более актуальной и в то же время была доставлена точке доступа до принятия решения о предоставлении ресурсов для данной станции. В работе также предлагается увеличить предельное значение  $T_{XOP}$  для повышения эффективности передачи потоков переменной интенсивности, подверженных неожиданным всплескам в объеме передаваемых данных.

В ряде других работ также предлагаются различные алгоритмы работы планиров-

щика для динамического выделения канального ресурса станциям. Например, в [72] с применением методов управления с обратной связью разработан алгоритм выделения канального ресурса, целью которого является гарантировать своевременную доставку данных реального времени. Однако процедура выбора оптимальных параметров алгоритма остается неясна. Авторы [73] предлагают планировщик, учитывающий одновременную передачу нескольких потоков с разными требованиями к качеству обслуживания, для чего динамически вычисляются необходимая длительность  $T_{XOP}$  передачи для каждого потока, а также период обслуживания потока. Планировщик также позволяет учитывать возможные изменения в свойствах беспроводного канала. К сожалению, оценка производительности предложенного планировщика осуществляется только с помощью имитационного моделирования путем сравнения его с простым планировщиком, который описан в стандарте.

Хотя оптимальность описанных выше решений не была доказана, многие из них были достаточно эффективны и могли успешно использоваться в одношаговых сетях Wi-Fi классической архитектуры Hot Spot для выполнения требований к качеству обслуживания, однако с появлением беспроводных самоорганизующихся многошаговых сетей Wi-Fi возникла необходимость в разработке нового метода детерминированного доступа. Если в качестве метода случайного доступа можно было использовать EDCA, то существовавшие методы детерминированного доступа не могли быть применимы в таких сетях, так как требовали наличия в сети центрального координатора, который в них отсутствовал. Новый метод детерминированного доступа, описанный в дополнении IEEE 802.11s [74], которое расширило технологию Wi-Fi для построения самоорганизующихся многошаговых сетей Wi-Fi mesh, получил название МССА (от англ. Mesh coordinated function Controlled Channel Access — детерминированный метод доступа для mesh-сетей) и позволял паре станций (источник и получатель) зарезервировать периодическую последовательность временных интервалов одинаковой длительности, называвшуюся МССА-резервированием, внутри которых соседним станциям сети запрещалось вести передачу, что фактически означало бесконкурентный доступ к среде в интервалах МССА-резервирования.

Чтобы зарезервировать канальный ресурс, т.е. установить резервирование, пара станций: *владелец* резервирования (станция-передатчик данных) и *адресат* резервирования (станция-получатель данных), — должны выполнить процедуру установления резервирования, которая в сетях Wi-Fi mesh заключается в следующем. Будущий владелец резерви-

рования отправляет адресату служебный кадр «запрос на установление резервирования», который содержит в себе идентификатор резервирования, а также параметры резервирования: местоположение первого зарезервированного временного интервала относительно момента отправки бикона<sup>1</sup> будущего владельца резервирования, длительность каждого зарезервированного временного интервала, а также число зарезервированных временных интервалов за промежуток времени между отправкой двух последовательных биконов будущим владельцем резервирования. Получив запрос, будущий адресат резервирования отправляет служебный кадр «ответ на установление резервирования», в котором либо соглашается установить резервирование с предложенными параметрами, либо отказывается и может порекомендовать альтернативные параметры для резервирования. В случае неуспешной передачи «запроса на установление резервирования» или «ответа на установление резервирования» осуществляются повторные попытки передачи данных кадров. После успешного обмена служебными кадрами владелец и адресат резервирования должны уведомить все станции в своем окружении о зарезервированных интервалах времени, запретив им вести передачу в данных интервалах, чтобы предотвратить возможные коллизии. В сетях Wi-Fi mesh рассылка информации о резервированиях осуществляется в биконах. Период отправки двух последовательных биконов одной и той же станцией называется бикон-периодом, который для простоты будем считать одинаковым для разных станций. Резервирование считается установленным и может успешно 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. Для определенности будем полагать, что решение об установлении или отмене резервирования принимается владельцем резервирования непосредственно перед отправкой своего бикона (см. рис. 1.3). 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 после отправки бикона с информацией о резервировании владельцем резервирования для получивших этот бикон станций каналный ресурс, отведенный под резервирование, оказывается уже недоступным, хотя само резервирование еще не может

---

<sup>1</sup> В сетях Wi-Fi mesh биконы рассылают все станции сети.

быть использовано. Аналогично при отмене резервирования каналный 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 каналного ресурса в данном бикон-периоде обычно превышает *зарезервированный* объем ресурса, который может быть использован владельцем резервирования в данном бикон-периоде для передачи данных. К сожалению, стандарт не описывает оптимального алгоритма выбора значений параметров МССА-резервирования с учетом возникающей задержки, а также отличия объема *фактически занятого* и *зарезервированного* каналного ресурса, что более подробно будет рассмотрено в разделе 1.3.2.

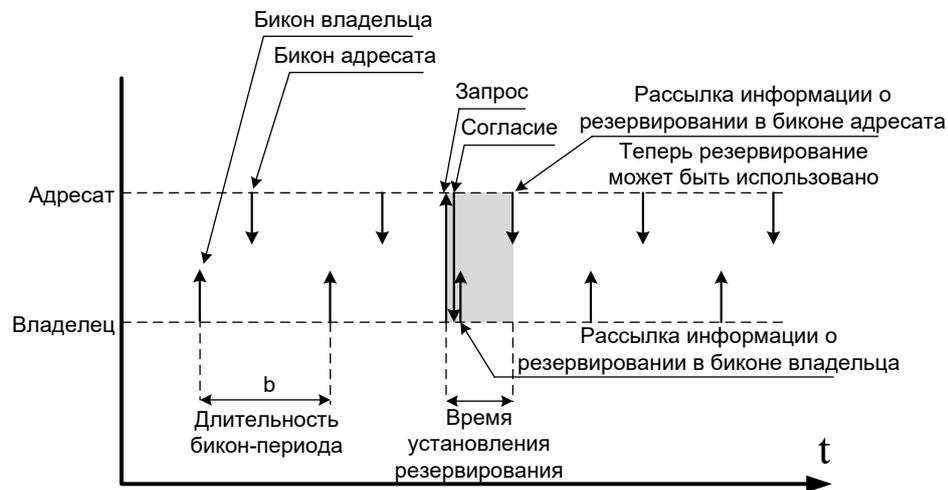


Рис. 1.3. Процесс установления резервирования.

Концепция периодических резервирований одинаковой длительности нашла широкое применение и при дальнейшем развитии стандарта Wi-Fi благодаря удобству и краткости их описания с помощью всего лишь трех параметров, что позволило существенно снизить объем рассылаемой в каждом бикон-периоде служебной информации о резервированиях. Периодические резервирования стали частью дополнения IEEE 802.11ad [75], описывающего работу сетей Wi-Fi в диапазоне 60 ГГц, дополнения IEEE 802.11ah [76], разработанного для поддержки устройств Интернета вещей, а также дополнения IEEE 802.11aa [77], речь о котором пойдет ниже.

Беспроводные сети продолжают набирать популярность во многом благодаря наблюдающемуся в последние годы стремительному росту числа мобильных устройств и всевозможных гаджетов, которые обмениваются данными в основном с помощью беспроводного

интерфейса, что приводит к быстрому росту как числа устройств внутри одной сети Wi-Fi, так и числа сетей Wi-Fi с пересекающимися зонами радиовидимости, т.е. сетей, работающих в одной области пространства в одном частотном канале (см. рис. 1.4). Такие сети уже нельзя рассматривать как независимые, равно как и нельзя, например, составлять расписание передач внутри одной сети с использованием метода детерминированного доступа HCCA, не принимая во внимание расписания соседних сетей. Для возможности согласованной работы сетей Wi-Fi с пересекающимися зонами радиовидимости в дополнении IEEE 802.11aa [77], целью которого является улучшение качества передачи аудио- и видеопотоков реального времени, разработан специальный протокол HCCA TXOP Negotiation, позволяющий точке доступа заранее зарезервировать (договариваясь с соседними точками доступа посредством беспроводной или проводной связи) временные интервалы, в течение которых в дальнейшем она сможет осуществлять бесколлизийную передачу данных внутри своей сети при помощи HCCA. Чтобы минимизировать возникающий при этом служебный трафик, связанный с оповещениями о резервированиях, точка доступа может зарезервировать сразу целую последовательность периодических временных интервалов одинаковой длительности, а не резервировать каждый временной интервал в отдельности. Такая последовательность зарезервированных временных интервалов называется HCCA-резервированием и по аналогии с MCCA-резервированием также описывается тремя параметрами: *сдвигом* начала первого зарезервированного интервала относительно момента отправки бикона, *длительностью* каждого интервала и *периодом*, с которым следуют зарезервированные интервалы. Для установления HCCA-резервирования точка доступа должна отправить соседним точкам доступа информацию с параметрами планируемого резервирования в специальном служебном кадре, в ответ на который они либо соглашались с предложенными параметрами, либо отвергают их, предлагая альтернативные значения. Если точка доступа получила согласие от всех соседних точек доступа, либо если в течение трех бикон-периодов не был получен ни один кадр, в котором предложенные параметры были бы отвергнуты, то HCCA-резервирование считается успешно установленным. Целью установления HCCA-резервирований является возможность гарантировать выполнение требований к качеству обслуживания, возникающих, например, при передаче видеопотоков. К сожалению, стандарт Wi-Fi не решает проблему выбора оптимальных значений параметров периодических резервирований при передаче потоков, чувствительных к качеству обслуживания, которая будет рассмотрена в разделе 1.3.2.

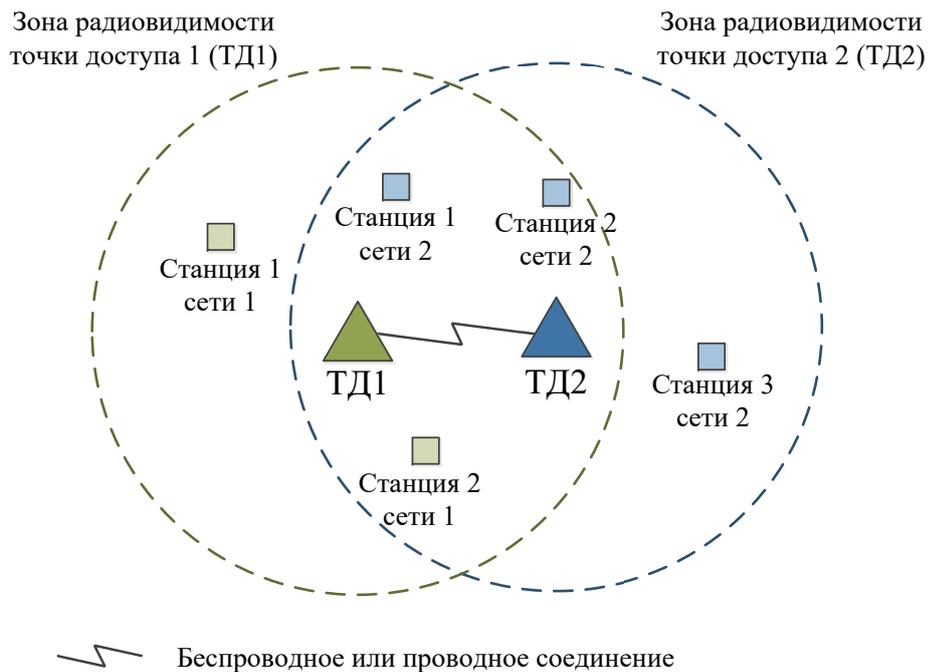


Рис. 1.4. Пример беспроводных сетей, работающих в одной области пространства.

Помимо протокола HCCA TXOP Negotiation в дополнении IEEE 802.11aa для лучшей приоритезации трафика реального времени появились две дополнительные категории трафика: альтернативный видео и альтернативный голосовой, каждому из которых была поставлена в соответствие отдельная очередь. Хотя параметры доступа к среде у альтернативных очередей совпадали с параметрами основных (не альтернативных) очередей для голосового и видеотрафика, производители оборудования могли реализовывать свои алгоритмы выбора пакета для передачи из альтернативной или основной очереди.

Таким образом, начиная с появления первого стандарта сетей Wi-Fi в 1997 году и по сегодняшний день для возможности обеспечения новых требований к качеству обслуживания мультимедийных потоков, в том числе и в новых сценариях многошаговых или плотных сетей, методы доступа к среде передачи данных претерпели существенные изменения, большинство из которых включало сложные алгоритмы работы, обладающие множеством настраиваемых параметров. Как и большинство других стандартов, стандарт сетей Wi-Fi носит рамочный характер, предоставляя обширный инструментарий, но не описывая, как им пользоваться при передаче тех или иных данных, в том числе не определяя процедуры оптимальной настройки параметров изложенных в нем алгоритмов, открывая тем самым большую область для исследований.

### 1.3. Постановка задач диссертации

Передача видеопотоков по беспроводным сетям является чрезвычайно обширной и популярной темой для исследований. Исследования по повышению эффективности передачи видеопотоков проводятся на всех уровнях стека протоколов, начиная от уровня приложения и заканчивая физическим уровнем, в том числе предлагается множество т.н. кросс-уровневых решений, предусматривающих взаимодействие протоколов различных уровней. В данной диссертации рассматриваются решения, позволяющие повысить эффективность доставки видеопотоков средствами канального уровня.

#### 1.3.1. Передача видеопотоков в сетях Wi-Fi с использованием метода случайного доступа в условиях кратковременных отказов канала

Несмотря на то, что метод случайного доступа уступает методу детерминированного доступа в возможности гарантировать выполнение требований к качеству обслуживания передаваемых данных, на сегодняшний день он продолжает оставаться основным методом доступа в сетях Wi-Fi благодаря своей простоте и довольно высокой эффективности во многих сценариях, в том числе и при передаче видеопотоков. Тем не менее в ряде часто встречающихся сценариев эффективность передачи видеопотоков с использованием метода случайного доступа может быть существенно повышена.

Общеизвестный факт, что вследствие интерференции и помех беспроводной канал является ненадежной средой передачи данных, что приводит к неудачным попыткам передачи пакета. В случае очень короткой помехи спасают повторные попытки передачи пакета и механизм квитирования (подтверждения успешно полученного пакета), если же свойства канала ухудшились на длительный промежуток времени, на помощь приходит смена сигнально-кодовой конструкции (СКК) на более робастную или же смена частотного канала на тот, в котором уровень интерференции ниже. Однако существует ряд помех, когда повторные попытки передачи уже не спасают от потери пакета, так как число повторных попыток передачи одного пакета ограничено пределом  $RL$ , а решение о смене СКК или частотного канала еще не принимается. Такие помехи далее будут называться «кратковременными отказами канала». Согласно многочисленным исследованиям [78–84] кратковременные отказы канала, которые могут возникать из-за интерференции и эффекта скрытых станций [85], являются распространенным явлением в беспроводных сетях.

Рассмотрим, какие события происходят во время кратковременного отказа канала с

точки зрения передачи пакетов. Предположим, что источник (например, точка доступа Wi-Fi) ведет передачу видеопотоков реального времени нескольким клиентским станциям. Практический интерес представляет случай, когда пропускной способности сети достаточно для передачи всех видеопотоков в течение всего времени, кроме промежутков, на которых случаются кратковременные отказы канала для одного или нескольких получателей. В беспроводной сети, развернутой внутри большого помещения или на открытой местности, кратковременные отказы канала обычно локальны, определяются наличием интерференции в местоположении получателя и некоррелированы по различным получателям.

Предположим, что точка доступа Wi-Fi использует стандартную дисциплину обслуживания очереди FIFO и стандартный механизм подтверждения доставки пакетов. В таком случае, если для станции (назовем ее  $STA1$ ) случается отказ канала и попытка передачи пакета оказывается неудачной, то точка доступа начинает совершать повторные попытки передачи текущего пакета. Если все отведенные стандартом  $RL$  попыток оказываются неуспешными, то пакет отбрасывается и больше передаваться не будет, а точка доступа переходит к обслуживанию следующего пакета в очереди. Таким образом, если длительность отказа канала оказывается больше, чем время, необходимое для совершения  $RL$  попыток передачи, то станция  $STA1$  может потерять один или более пакетов, что приведет к ухудшению качества принимаемого видеопотока.

К сожалению, это не единственное отрицательное последствие кратковременного отказа канала. Помимо того, что пакеты перестают доставляться до станции  $STA1$ , точка доступа начинает тратить на их обслуживание все больше канальных ресурсов, ведь каждая дополнительная попытка передачи пакета станции  $STA1$  занимает все большее время, так как размер диапазона, из которого выбирается значение счетчика отсрочки, экспоненциально растет с ростом номера попытки передачи, как было описано в разделе 1.2. Это приводит к тому, что пакеты, адресованные другим получателям, начинают проводить в очереди все больше времени, пока точка доступа тратит канальные ресурсы на совершение неудачных попыток передачи станции  $STA1$ . Напомним, что если время доставки пакета при передаче видеопотока реального времени превышает некоторое ограничение, то пакет теряет свою актуальность, и его данные не будут использоваться при воспроизведении видеопотока на получателе, что приведет к ухудшению качества видеоизображения.

В литературе описанная ситуация известна как блокирование очереди головным па-

кетом (англ. Head-of-Line blocking, HOL blocking). Она была обнаружена еще в проводных коммутаторах [86–88], могла приводить к значительному снижению пропускной способности коммутатора [89], а также к нарушению упорядоченной доставки пакетов [90].

Большинство предложенных решений проблемы блокирования очереди для проводных сетей, которые потенциально могут быть применимы и в беспроводных сетях, основаны на использовании нескольких очередей [91, 92]. При таком подходе пакеты, предназначенные разным получателям, находятся в разных реальных или виртуальных очередях. В ряде работ данная проблема рассматривается непосредственно применительно к беспроводным сетям. Например, предложенный в [93] алгоритм адаптивного циклического планировщика (англ. Adaptive Round Robin scheduler, ARR scheduler) обслуживает очереди разных получателей циклически одну за другой, таким образом пытаясь разделить доступный канальный ресурс поровну между всеми получателями. Этот алгоритм неявно оценивает состояние беспроводного соединения до каждого получателя и, исходя из этого, регулирует период обслуживания очереди: если попытка передачи пакета из какой-то очереди оказалась неуспешной, алгоритм не обслуживает эту очередь несколько циклов. Впоследствии данная очередь должна получить больше канальных ресурсов для передачи накопившихся пакетов (так называемый механизм компенсации). К сожалению, данный алгоритм не принимает во внимание ограничение на время доставки пакета, которое играет значительную роль при передаче видеопотоков реального времени, и также не предназначен для передачи потоков разной интенсивности, так как делит канальный ресурс поровну и не учитывает, что в зависимости от интенсивности передаваемых потоков им может требоваться разный объем канальных ресурсов. Проведение более детального исследования данного алгоритма также показало, что эффективность предложенного механизма компенсации сильно зависит от значений его параметров, приведенные эмпирические рекомендации по выбору которых не являются оптимальными и приводят к переполнению очередей, большому времени нахождения пакетов в очереди и отбрасыванию пакетов.

Алгоритм обслуживания очереди под названием FEDD (от англ. Feasible Earliest Due Date), предложенный в [94], в отличие от ARR учитывает информацию об оставшемся времени жизни пакетов, обслуживая пакет с наименьшим оставшимся временем жизни, если для получателя данного пакета не случился отказ канала. В работе аналитически доказано, что FEDD является оптимальным алгоритмом, если необходимо минимизировать

число отброшенных из-за превышения их времени жизни пакетов. Главным недостатком данного алгоритма является предположение о том, что состояние соединений с каждым получателем всегда достоверно известно.

В [95] рассматривается проблема отказов канала при передаче видеопотоков реального времени, возникающая вследствие интерференции от других устройств. Авторы рассматривают сценарий динамической интерференции, в котором система находится в чередующихся состояниях надежной и ненадежной передачи пакетов, и разрабатывают аналитическую модель для подсчета числа потерянных пакетов и длительности пауз, возникающих при просмотре видеоизображения из-за отсутствия данных для воспроизведения. Однако модель строится при существенных допущениях, которые не отвечают действительности: во-первых, потери пакетов возникают только вследствие переполнения очереди передачи пакетов, что, по крайней мере, означает отсутствие ограничения на число повторных попыток передачи пакета, во-вторых, рассматривается поток постоянной интенсивности, в то время как видеопотоки являются потоками переменной интенсивности с ярко выраженной пиковой нагрузкой.

Таким образом, актуальная проблема передачи видеопотоков реального времени по беспроводной сети в условиях кратковременных отказов канала на текущий момент не имеет решения, которое могло бы успешно применяться в реальном оборудовании. Эффективная дисциплина обслуживания очереди должна учитывать жесткое ограничение на время доставки пакета, потенциально разную интенсивность передаваемых потоков, иметь возможность быстро детектировать начало и завершение отказа канала, предотвращать блокирование очереди и отбрасывание пакетов как во время отказа канала, так и непосредственно после его окончания. В данной диссертации ставится задача **разработки такой эффективной дисциплины обслуживания очереди для случая кратковременных отказов канала, а также аналитической модели работы данной дисциплины при передаче видеопотоков реального времени.**

### 1.3.2. Передача видеопотока в беспроводных сетях с использованием периодических резервирований

Как было упомянуто выше, гарантировать выполнение требований к качеству обслуживания — ограничений на долю потерянных пакетов  $PLR^{QoS}$  и на время доставки пакета  $D^{QoS}$  — при передаче видеопотока реального времени с использованием метода

случайного доступа оказывается не всегда возможным, так как, во-первых, станции получают доступ к среде на конкурентной основе, что не гарантирует предоставление 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 канальный ресурс для осуществления повторных попыток передачи пакетов.

Планирование резервирований для передачи потоков с выполнением требований к качеству обслуживания приводит к необходимости рассмотрения сложных систем, которые часто изучаются в рамках теории массового обслуживания. Действительно, передача пакета может рассматриваться как заявка, а передающая станция — как обслуживающий прибор. Заявки, которые должны быть обслужены в течение определенного промежутка времени, носят название нетерпеливых. Несмотря на то, что в рамках теории массового обслуживания множество работ [96–102] посвящено системам с нетерпеливыми заявками, практически во всех таких работах используется предположение об «удобном» с математической точки зрения (например, экспоненциальном или гиперэкспоненциальном [103]) распределении времени жизни нетерпеливых заявок, в то время как на практике ограничение на время жизни пакета константное, которое, например, в сетях Wi-Fi задается полем DelayBound информационного элемента TSPEC. Хотя такие «удобные» допущения позволяют разработать красивые математические модели и получить аналитические выражения для интересующих величин, использование данных моделей для описания передачи мультимедийных потоков приводит к большим погрешностям и недостоверным результатам, оставляя нерешенной задачу планирования канального ресурса для передачи таких

потоков.

Подход к решению задачи планирования резервирований во многом зависит от вида этих резервирований. Например, в отличие от сетей Wi-Fi, где зарезервированные для передачи потока интервалы времени, как правило, следуют периодически, в сетях WiMedia [104] резервирования такой особенностью не обладают: расположение зарезервированных интервалов оказывается случайным. Исходя из этого в [105, 106], например, для удобства моделирования делается предположение о том, что зарезервированные интервалы времени появляются согласно распределению Пуассона, и в рамках этого предположения разрабатываются методы определения необходимого объема канального ресурса для передачи потоков как постоянной, так и переменной интенсивности. Однако в данных работах предполагается, что передачи в зарезервированных интервалах времени всегда успешны, что не является реалистичным в беспроводных сетях, а в [105] также предполагается, что известны сведения о структуре передаваемого видеопотока. В [107] для передачи видеопотоков переменной интенсивности в сетях WiMedia предлагается использовать гибридный протокол канального уровня, который позволяет осуществлять передачу потока как в зарезервированных интервалах времени, так и в интервалах времени с конкурентным доступом к среде. В [107] вводится ряд допущений, в рамках которых оценивается необходимый объем канального ресурса, среди которых известное распределение размера опорного видеокадра, всегда успешная передача пакета в зарезервированных интервалах времени, отсутствие пакетов в очереди при поступлении очередного опорного видеокадра. Предложенный алгоритм является эмпирическим и не может строго гарантировать выполнение требований к качеству обслуживания, в качестве которых приняты ограничения на время доставки пакета и долю потерянных пакетов.

Как уже было сказано выше, в сетях Wi-Fi для передачи потоков данных применяются периодические резервирования. Можно выделить два подхода к установлению таких резервирований: динамический и статический. Использование динамического подхода подразумевает, что оценка качества канала для определения параметров резервирования проводится на ограниченном интервале времени, в результате чего в процессе передачи потока на очередном интервале могут устанавливаться новые резервирования, а старые резервирования могут быть отменены. Согласно статическому подходу параметры резервирования выбираются в начале передачи потока на основе допущения, что процесс передачи

потока входит в некоторый стационарный режим.<sup>2</sup> Таким образом, использование статического подхода позволяет снизить накладные расходы, которые возникают при частом установлении новых/отмене старых резервирований. Однако при передаче потоков переменной интенсивности с пульсирующей пиковой нагрузкой и жесткими ограничениями на время доставки пакетов и долю потерянных пакетов на некоторых временных промежутках требуется больший объем зарезервированного канального ресурса, чем на остальных промежутках. Так как статический подход подразумевает постоянство во времени зарезервированного объема канального ресурса, то зарезервированный с целью выполнения требований к качеству обслуживания потока канальный ресурс может на некоторых промежутках оказаться излишним. Динамический подход позволяет резервировать ресурс по необходимости, как можно точнее определяя необходимый объем канального ресурса на данном промежутке для выполнения требований к качеству обслуживания. Однако и такой подход может не всегда оказаться рабочим: так как установление нового резервирования и распространение информации о нем среди соседних станций требует определенного времени, то при жестком ограничении на время доставки пакета времени для установления нового резервирования может не хватить. Чтобы избежать резких флуктуаций в требуемом объеме канального ресурса в ряде работ [108–110] предлагаются методы сглаживания передаваемого потока, которое достигается за счет увеличения размера буфера на передатчике и приводит к повышению времени доставки пакетов. Однако такие методы не могут быть применены при передаче потоков реального времени, чувствительных ко 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.

Среди работ по динамическому подходу резервирования канальных ресурсов в сети Wi-Fi следует отметить [111,112], где разработан алгоритм динамического резервирования канального ресурса в сетях Wi-Fi mesh для нестационарного канала. Согласно данному алгоритму решение о необходимости установить новое или отменить существующее резервирование принимается на основе статистики успешных/неудачных передач. Авторы также оценивают объем статистики, необходимой для корректной оценки качества беспроводного канала. Однако в [111,112] рассматриваются потоки постоянной интенсивности, а

---

<sup>2</sup> Заметим, что если на основе собираемой во время передачи потока статистики будет выявлено, что стационарные характеристики процесса передачи *существенно* изменились, то может быть установлено резервирование с новыми параметрами, в то время как старое резервирование будет отменено.

решение об изменении объема зарезервированных ресурсов вступает в силу мгновенно, что не является реалистичным, так как станциям необходимо договариваться между собой об установлении резервирования, а также уведомлять соседние станции о резервировании канального ресурса путем рассылки информации в биконах, что приводит к значительному времени установления резервирования.

Кроме того, существующие работы не учитывают тот факт, что объем *фактически занятого* (т.е. недоступного для использования соседям владельца и адресата) владельцем резервирования канального ресурса в данном бикон-периоде обычно превышает *зарезервированный* объем ресурса, который может быть использован владельцем резервирования в данном бикон-периоде для передачи данных: после того, как владелец резервирования отправил свой бикон, содержащий информацию о резервировании, для получивших этот бикон станций канальный ресурс, отведенный под резервирование, оказывается уже недоступным, хотя само резервирование еще не может быть использовано, пока адресат резервирования также не разошлет информацию о резервировании в своем биконе (см. рис. 1.3). Аналогичная ситуация имеет место и при отмене резервирования. В связи с этим в данной диссертации проводится **разработка и аналитическое моделирование алгоритмов динамического резервирования канального ресурса при передаче видеопотока реального времени в условиях помех с учетом задержки вступления решения в силу**, а также **разработка аналитической модели передачи видеопотока реального времени в условиях помех с помощью динамически устанавливаемых резервирований**.

Разработка и аналитическое моделирование алгоритмов динамического резервирования канального ресурса при передаче видеопотока реального времени в условиях помех с учетом задержки вступления решения в силу.

Статический подход к установлению резервирования также часто используется для передачи потоков с выполнением требований к качеству обслуживания, которые выражаются в ограничениях на время доставки пакета и долю потерянных пакетов. При этом подходе для определения необходимого объема зарезервированного ресурса (т.е. оптимальных значений периода и длительности интервалов резервирования) в условиях помех проводится анализ стационарного режима с применением цепей Маркова с дискретным временем, который позволяет оценить долю потерянных пакетов при выполнении ограничения на время доставки пакетов  $D^{QoS}$ . [113] являлась первой работой в этом направлении, где

была предложена аналитическая модель, позволяющая определить оптимальный период резервирования для передачи периодического потока постоянной интенсивности, которая позднее была обобщена в [114] на случай периодических неординарных потоков переменной интенсивности. В [115] авторы рассмотрели также другой случай потока переменной интенсивности, а именно — непериодический ординарный поток. Однако эти модели предполагали, что в интервале резервирования может быть осуществлена только одна попытка передачи потока. В [116] впервые была разработана модель, позволяющая учитывать возможность осуществления нескольких попыток передачи пакета внутри интервала резервирования с подтверждением получения пакета, а в [117] предложено обобщение аналитической модели на случай квазипериодических (т.е. периодических на некотором интервале времени) резервирований. Рассмотренные модели предполагали индивидуальное подтверждение доставки каждого пакета, тогда как в современных сетях Wi-Fi для уменьшения накладных расходов часто используется механизм агрегирования пакетов и блочного подтверждения: отправитель передает сразу несколько пакетов данных, после чего ожидает кадр, описывающий подмножество успешно доставленных пакетов. В [118–120] разработаны аналитические и имитационная модели такой блочной передачи потоков с выполнением требований к качеству обслуживания.

Во всех рассмотренных выше работах исследовалась передача одного потока конкретному получателю, тогда как в современных сетях Wi-Fi часто встречается ситуация, когда одна из станций (например, точка доступа или станция-ретранслятор mesh-сети) передает потоки сразу нескольким получателям. В [121] проведено аналитическое моделирование передачи одного потока постоянной интенсивности сразу нескольким получателям (многоадресная передача) с использованием различных политик передачи: индивидуальные передачи пакетов каждому получателю с подтверждением доставки, передача каждого пакета сразу всем получателям определенное число раз без подтверждения доставки и блочная передача нескольких пакетов сразу всем получателям с последующим опросом о доставленных пакетах. В [122] предыдущая аналитическая модель была обобщена на случай передачи неординарного потока переменной интенсивности. Однако вопрос передачи нескольких различных потоков одному или нескольким получателям в сетях Wi-Fi с использованием периодических резервирований в данных работах не был рассмотрен.

Заметим, что если станция передает несколько потоков переменной интенсивности в условиях помех и существует возможность установить общее резервирование, которое мо-

жет быть использовано для передачи любого из потоков, т.е. для передачи мультиплексированного потока, то такой способ передачи может оказаться более эффективным в смысле потребленного канального ресурса. Подобная ситуация может наблюдаться, например, при использовании протокола НССА ТХОР Negotiation, описанного в разделе 1.2. Если точке доступа требуется передать несколько потоков данных, которые адресованы одной или нескольким станциям, она может либо установить индивидуальные НССА-резервирования для передачи каждого потока, либо установить единое общее НССА-резервирование для передачи всех потоков. В первом случае пакеты данных каждого потока могут передаваться только в его индивидуальном НССА-резервировании, тогда как во втором случае пакеты данных разных потоков передаются в общем НССА-резервировании. Использование общего резервирования для передачи нескольких видеопотоков реального времени позволяет снизить флуктуацию интенсивности мультиплексированного потока, использовать статический подход для установления резервирования, а также автоматически распределить имеющийся «запас» между различными потоками при необходимости осуществления дополнительных попыток передачи, что может потенциально уменьшить объем зарезервированного канального ресурса. Для минимизации объема потребленного канального ресурса при передаче нескольких видеопотоков в общем периодическом резервировании с выполнением требований к качеству обслуживания для каждого из них в диссертации **разрабатывается аналитическая модель передачи нескольких видеопотоков в условиях помех с помощью общего периодического резервирования, которая позволяет определить наибольший период резервирования, при котором требования к качеству обслуживания выполнены для каждого из передаваемых потоков.**

## Глава 2

## Методы повышения качества передачи видеопотоков реального времени в беспроводной сети в условиях кратковременных отказов канала

Часто встречающимся явлением в беспроводной сети являются определенные в разделе 1.3.1 кратковременные отказы канала — промежутки времени, в течение которых вероятность успешной попытки передачи пакета между станцией-источником и одним или несколькими получателями падает практически до нуля. Кратковременные отказы канала приводят к отбрасыванию пакетов после совершения отведенного числа попыток передачи на канальном уровне, а также к эффекту блокирования очереди головным пакетом: неудачные попытки передачи пакетов получателям с отказом канала занимают все больше времени, в результате чего пакеты, адресованные другим получателям, вынуждены ожидать в очереди. Кратковременные отказы канала оказывают губительное влияние на передачу видеопотоков, предъявляющих требования к качеству обслуживания, которые часто выражаются в ограничениях на долю потерянных пакетов  $PLR^{QoS}$  и время доставки пакета  $D^{QoS}$ , так как, во-первых, отбрасывание пакета для получателя с отказом канала может произойти из-за исчерпания протоколом канального уровня отведенного числа повторных попыток передачи пакета задолго до истечения предельного времени доставки пакета, а во-вторых, блокирование очереди приводит к отбрасыванию пакетов других получателей из-за превышения ограничения на время доставки пакета. Проведенный в разделе 1.3.1 обзор существующих решений проблемы кратковременных отказов канала при передаче видеопотоков реального времени показал, что на сегодняшний день не существует эффективного решения, которое могло бы успешно применяться в реальном оборудовании.

В данной главе для борьбы с последствиями кратковременных отказов канала предлагается использовать  $P$ -настойчивую дисциплину обслуживания очереди, описание базовой версии которой, а также численные результаты ее исследования приведены в разделе 2.1. Базовая версия рассчитана на передачу потоков одинаковой интенсивности, поэтому в разделе 2.2 разрабатывается и исследуется улучшенная версия  $P$ -настойчивой дисциплины, которая рассчитана на передачу потоков разной интенсивности. Помимо этого ба-

зовая версия рассматривает проблему блокирования очереди только непосредственно на промежутке отказа канала, в то время как негативные последствия отказа канала могут проявляться и после его завершения из-за накопленной очереди пакетов, в результате чего также наблюдается ухудшение качества передачи видеопотоков. Улучшенная версия  $P$ -настойчивой дисциплины управляет передачей пакетов не только непосредственно во время отказа канала, но и сразу после его восстановления с целью не допустить неконтролируемых потерь пакетов на этом интервале.

Улучшенная  $P$ -настойчивая дисциплина обслуживания очереди имеет ряд настраиваемых параметров. Для исследования чувствительности дисциплины к значениям этих параметров, а также для определения их оптимальных значений в разделе 2.3 разрабатывается аналитическая модель передачи видеопотоков при использовании  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди, позволяющая, в том числе, исследовать эффективность применения данной дисциплины в широком классе сценариев.

## 2.1. Базовая $P$ -настойчивая дисциплина обслуживания очереди

### 2.1.1. Основные идеи

Для преодоления последствий кратковременных отказов канала, подробно описанных в разделе 1.3.1, в данной главе разрабатывается дисциплина обслуживания очереди на канальном уровне, в основу которой положены следующие идеи:

1. Чтобы не ухудшить качество передачи видеопотока получателям, для которых не произошел отказ канала (здесь и далее для удобства описания будем называть таких получателей «зелеными»), станция-источник не должна уменьшать количество канальных ресурсов, затрачиваемых на обслуживание этих получателей.
2. Чтобы минимизировать (или полностью избежать) потери качества передачи видеопотока получателям, для которых произошел отказ канала (здесь и далее для удобства описания будем называть таких получателей «красными»), станция-источник не должна отбрасывать пакет после совершения предельного числа  $RL$  попыток передачи пакета, предоставляя возможность пакету быть переданным до тех пор, пока не будет превышено ограничение на время доставки пакета.

Чтобы соединить эти две противоречащие на первый взгляд друг другу идеи, предложено отказаться от используемой по умолчанию дисциплины FIFO в пользу так называемой

мой  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди, принцип работы которой описан ниже.

### 2.1.2. Алгоритм выбора пакета для передачи

Когда станции необходимо выбрать очередной пакет для передачи, она последовательно просматривает очередь, начиная с головы, согласно следующим правилам:

1. Рассматриваемый пакет, адресованный получателю  $i$ , выбирается для передачи с вероятностью  $P_i$ , выбор значения которой определяется качеством беспроводного канала до получателя  $i$  и будет описан ниже. С вероятностью  $1 - P_i$  осуществляется переход к рассмотрению следующего пакета в очереди.
2. Если другой пакет для данного получателя уже рассматривался в качестве кандидата для передачи в ходе текущего просмотра очереди и не был выбран для передачи, то осуществляется переход к рассмотрению следующего пакета в очереди. Данное правило означает, что в ходе одного просмотра очереди для каждого получателя рассматривается только его первый (головной) пакет в очереди.
3. Если достигнут конец очереди, что означает завершение текущего просмотра очереди, и при этом пакет для передачи не выбран, причем очередь не пуста, то просмотр очереди запускается заново, начиная с головы очереди.
4. Если очередь пуста, станция отказывается от передачи пакета.

После успешного выбора пакета для передачи осуществляется попытка его передачи по беспроводному каналу. Если пакет передан успешно, о чем свидетельствует получение подтверждения доставки пакета, то данный пакет удаляется из очереди, а станция заново начинает просмотр очереди. Если попытка передачи оказалась неудачной, то станция совершает повторные попытки передачи данного пакета. Если все отведенные стандартом  $RL$  попыток передачи данного пакета окажутся неуспешными, то пакет не удаляется из очереди, для получателя пакета детектируется отказ канала (что приведет к изменению вероятности  $P_i$  выбрать для передачи пакет для этого получателя), а станция заново начинает просмотр очереди.

Пример работы базовой  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди приведен на рис. 2.1. В данном примере в очереди находятся пакеты для трех получателей. Согласно изложенному алгоритму в качестве кандидатов для передачи рассматриваются только головные пакеты для каждого получателя (в данном примере они имеют номера

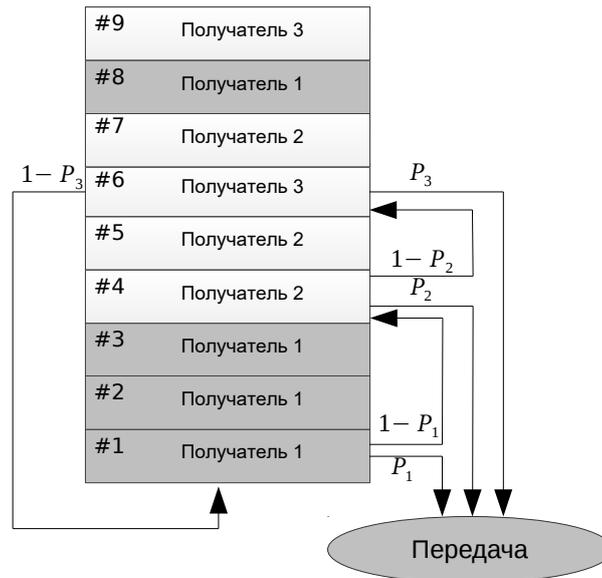


Рис. 2.1. Пример работы базовой  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди.

{1, 4, 6}). Вначале рассматривается первый пакет в очереди, попытка передачи которого выполняется с вероятностью  $P_1$ , а с вероятностью  $1 - P_1$  в качестве кандидата на передачу рассматривается пакет следующего получателя. Если алгоритм просмотра очереди дойдет до пакета последнего получателя, то попытка передачи этого пакета будет совершена с вероятностью  $P_3$ , а с вероятностью  $1 - P_3$  алгоритм снова перейдет к рассмотрению в качестве кандидата на передачу первого пакета в очереди. Таким образом, в результате работы данного алгоритма будет совершена попытка передачи одного из пакетов под номерами {1, 4, 6}.

Далее рассмотрим, каким образом происходит выбор значений вероятностей  $P_i$ .

Если последняя совершенная попытка передачи пакета получателю  $i$  была успешной, то качество канала считается хорошим и значение вероятности  $P_i$  выбирается равным 1. Если же последние  $RL$  попыток передачи пакета получателю  $i$  оказались неуспешными, то значение вероятности выбирается равным  $P_i < 1$ , чтобы не допустить блокирования остальных получателей и предоставить возможность для передачи адресованных им пакетов.

Для того чтобы определить значения вероятностей  $P_i$ , предположим, что в очереди всегда находятся пакеты  $N$  получателей, и для  $z$  из них произошел отказ канала. Обозначим за  $P$  вероятность выбрать для передачи пакет одному из  $z$  «красных» получателей,

для которых произошел отказ канала, без уточнения, какому конкретно.

Пусть  $T_g$  и  $T_b$  — среднее время обслуживания пакета в случае, когда качество канала до получателя хорошее, и в случае, когда для получателя произошел отказ канала, соответственно. Более конкретно,  $T_g$  — среднее время, необходимое для успешной доставки пакета, когда качество канала хорошее,  $T_b$  — среднее время, необходимое для совершения  $RL$  попыток передачи, когда произошел отказ канала. Значения  $T_g$  и  $T_b$  могут быть оценены с помощью сбора статистических данных в процессе работы беспроводной сети или же вычислены теоретически, в предположении известной и одинаковой для всех получателей вероятности  $p$  успешной попытки передачи пакета вне промежутка отказа канала следующим образом:

$$T_g = T + \frac{CW_{min} - 1}{2} * t_{slot} + \sum_{k=1}^{RL-1} \left( T + \frac{\min(CW_{max}, 2^k CW_{min}) - 1}{2} * t_{slot} \right) (1 - p)^k,$$

$$T_b = \sum_{k=0}^{RL-1} \left( T + \frac{\min(CW_{max}, 2^k CW_{min}) - 1}{2} * t_{slot} \right), \quad (2.1)$$

где  $T = DIFS + T^{packet} + SIFS + T^{ack}$  — время передачи пакета ( $T^{packet}$ ) и кадра подтверждения ( $T^{ack}$ ), определяемые скоростью передачи, размерами пакетов и используемым протоколом физического уровня;  $t_{slot}$  — длительность временного слота, определяемая протоколом физического уровня;  $CW_{min}$  и  $CW_{max}$  — минимальный и максимальный размер конкурентного окна;  $SIFS$  и  $DIFS$  — межкадровые интервалы, описание которых приведено в разделе 1.2. При вычислении предполагается, что вне промежутка отказа канала попытка передачи пакета данных оказывается успешной с вероятностью  $p$ , на промежутке отказа канала попытка передачи пакета всегда неудачна, кадр подтверждения всегда доставляется успешно, так как имеет малый размер и передается с использованием самой робастной сигнально-кодовой конструкции, а при каждой последующей попытке передачи значение конкурентного окна удваивается до достижения значения  $CW_{max}$  согласно методу  $DCF$  случайного доступа (см. раздел 1.2).

Когда качество канала для всех получателей хорошее, то на каждый видеопоток в среднем приходится  $\frac{1}{N}$  доступных канальных ресурсов, в предположении, что видеопотоки обладают одинаковой интенсивностью. Так как  $P$  — вероятность выбрать для обслуживания пакет для одного из  $z$  «красных» получателей, то вероятность выбрать для обслуживания пакет для одного из  $N - z$  «зеленых» получателей составляет  $1 - P$ . Принимая во внимание тот факт, что среднее время обслуживания пакета для каждой из этих двух

группы получателей отличается и составляет  $T_g$  и  $T_b$ , доля канальных ресурсов, занимаемая «красными» получателями составит в такой ситуации:

$$\frac{PT_b}{(1-P)T_g + PT_b}. \quad (2.2)$$

Чтобы не уменьшить количество ресурсов, выделяемых на обслуживание «зеленых» получателей, в предположении, что в очереди находятся пакеты для каждого из  $N$  получателей, достаточно, чтобы доля ресурсов, выделяемых на обслуживание «красных» получателей во время отказа канала, не изменилась, что эквивалентно выполнению следующего условия:

$$\frac{PT_b}{(1-P)T_g + PT_b} = \frac{z}{N}. \quad (2.3)$$

Используя отношение  $\eta = \frac{T_g}{T_b}$ , которое может быть оценено либо аналитически согласно (2.1), либо статистически в процессе работы беспроводной сети, легко найти значение вероятности  $P$ :

$$P = \frac{z\eta}{N + z\eta - z}. \quad (2.4)$$

Зная значение  $P$  вероятности выбрать для обслуживания пакет для *одного из*  $z$  «красных» получателей, определим значения вероятностей  $P_i, i = 1, \dots, z$ , выбрать для обслуживания пакет для каждого *конкретного* «красного» получателя. Для удобства положим, что получатели пронумерованы согласно порядку их головных пакетов в очереди. Заметим, что головные пакеты для «красных» получателей обычно находятся в очереди перед пакетами для «зеленых» получателей, поэтому первых  $z$  получателей будем считать «красными». Учитывая тот факт, что процедура выбора пакета для передачи рассматривает пакет для второго получателя, только если она не выбрала для передачи пакет для первого получателя, то для предоставления обоим получателям одинаковых шансов быть обслуженными, необходимо выполнение следующего соотношения:

$$P_1 = (1 - P_1)P_2. \quad (2.5)$$

Рассматривая таким образом последовательно каждого из  $z$  «красных» получателей, получаем:

$$\begin{aligned}
P_2 &= (1 - P_2)P_3, \\
&\dots \\
P_{z-1} &= (1 - P_{z-1})P_z.
\end{aligned} \tag{2.6}$$

Вероятность не выбрать для обслуживания пакет ни для одного из  $z$  «красных» получателей составляет  $\prod_{i=1}^z (1 - P_i)$ . С другой стороны, эта же вероятность по определению равняется  $1 - P$ . Таким образом, необходимо выполнение следующего равенства:

$$1 - P = \prod_{i=1}^z (1 - P_i). \tag{2.7}$$

Несложно показать, что следующие значения вероятностей являются решением (2.5), (2.6), (2.7):

$$\begin{cases} P_1 = \frac{P}{z}, \\ P_i = \frac{P_{i-1}}{1 - P_{i-1}}, i = 2, \dots, z. \end{cases} \tag{2.8}$$

### 2.1.3. Исследование эффективности базовой $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди

#### Комплекс имитационного моделирования

Для исследования эффективности разработанной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди используется комплекс имитационного моделирования, состоящий из следующих компонент:

- среда имитационного моделирования ns-3 [123];
- интерактивная среда для программирования Matlab [124];
- медиаплеер VLC [125];
- утилита Tsреplay [126];
- программа-анализатор трафика Wireshark [127].

Первым шагом для проведения исследования является получение с помощью медиаплеера VLC и программы-анализатора трафика Wireshark из исходного видеофайла, содержащего исходное видеоизображение, так называемого рсар-файла, который содержит внутри себя пакеты канального уровня исходного видеопотока и относительные временные метки, когда эти пакеты должны быть поставлены в очередь. Для этого медиаплеер VLC

и программа-анализатор трафика Wireshark запускаются на одном компьютере, медиаплеер VLC выступает в роли мультимедийного сервера, который осуществляет передачу видеоизображения из исходного видеофайла по сети, а анализатор трафика Wireshark записывает трассировочный pcap-файл с исходящими пакетами. Полученный pcap-файл является входными данными для среды имитационного моделирования ns-3, внутри которой пакеты из pcap-файла добавляются в очередь канального уровня согласно имеющимся временным меткам, и моделируется передача пакетов между станциями по сети Wi-Fi. Ns-3 моделирует канальный и физический уровни сети Wi-Fi, в том числе дисциплину обслуживания очереди, задержки при распространении сигнала, интерференцию, потери пакетов и другие эффекты. Для исследования  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди она также была реализована в ns-3. Выходными данными ns-3 является pcap-файл, содержащий пакеты канального уровня полученного видеопотока с временными метками, соответствующими моментам получения этих пакетов. В выходном pcap-файле отражены возникающие при передаче эффекты, а именно задержки и возможные потери пакетов. Далее необходимо преобразовать пакеты канального уровня, содержащие видеопоток, в видеоизображение. Для этого утилита Tsреplay и медиаплеер VLC запускаются на одном компьютере, утилита Tsреplay выступает в роли передающего сервера, а медиаплеер VLC выступает в роли клиента для просмотра видеоизображения с возможностью сохранения его в видеофайл. Таким образом, на данном шаге имеются исходный и конечный видеофайлы, в которых записаны исходное и переданное по сети видеоизображения. Для оценки качества переданного по сети видеоизображения исходный и конечный видеофайлы анализируются внутри интерактивной среды программирования Matlab, которая вычисляет метрику MSE согласно алгоритму, приведенному в разделе 1.1.

### **Постановка экспериментов**

Для исследования эффективности применения  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди проводится серия экспериментов, в которых точка доступа сети Wi-Fi (IEEE 802.11a [128]) в среде имитационного моделирования ns-3 передает одинаковые видеопотоки длительностью 30 секунд двум получателям. Для рассинхронизации передачи видеопотоков моменты начала их передачи сдвинуты относительно друг друга на 5 секунд. В течение эксперимента вероятность  $per = 1 - p$  неуспешной попытки передачи пакета составляет  $per = per_0$ , за исключением промежутка времени, когда для первого

получателя наступает кратковременный отказ канала длительностью  $\tau$ , значение которого варьируется в диапазоне  $(150, 400)$  мс с шагом 50 мс. На протяжении кратковременного отказа канала вероятность неуспешной попытки передачи пакета получателю с отказом канала («красному» получателю) становится равной 1. Ограничение  $D^{QoS}$  на время доставки пакета составляет 400 мс [27, 29, 30].

Для определения значения  $per_0$  проводится несколько калибровочных экспериментов с использованием стандартной дисциплины обслуживания очереди FIFO и значением максимального числа попыток передачи пакета  $RL = 7$ . Проведение калибровочных экспериментов подразумевает отсутствие кратковременного отказа канала. В качестве значения  $per_0$  выбирается максимальное значение  $per$  вероятности неудачной попытки передачи пакета, при котором оба видеопотока передавались бы без каких-либо искажений в каждом из проведенных запусков эксперимента. Для получения статистически надежных результатов для каждого фиксированного значения  $per$  проводится несколько запусков калибровочного эксперимента, в течение которых также записывается динамика размера очереди передаваемых пакетов. Так как видеопоток обладает переменной интенсивностью, в течение эксперимента происходят всплески числа пакетов в очереди (см. рис. 2.2). На этой же диаграмме обозначен момент времени  $t_{start} = 16,8$  с начала кратковременного отказа канала длительностью  $\tau$ , который при проведении всех экспериментов намеренно выбирается перед началом роста числа пакетов в очереди, что позволяет продемонстрировать эффективность применения базовой  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди в достаточно жестких условиях.

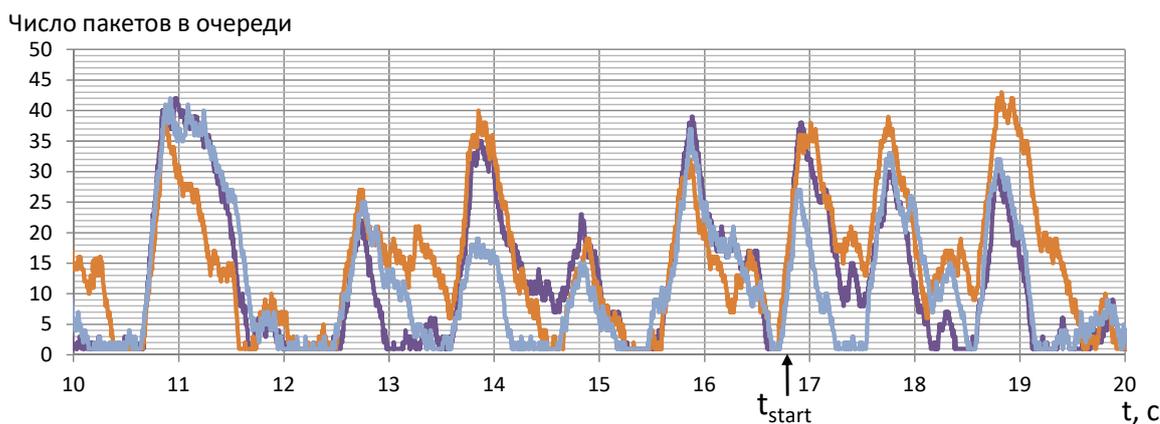


Рис. 2.2. Динамика размера очереди в нескольких калибровочных экспериментах.

## Численные результаты

Моделирование передачи видеопотоков проводится при использовании двух дисциплин обслуживания очереди: дисциплины FIFO, используемой по умолчанию в сетях Wi-Fi, и предложенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди. При этом для дисциплины FIFO рассматривается случай  $RL = 7$  (значение, используемое по умолчанию в стандарте Wi-Fi) и  $RL = \infty$ , а для  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди при  $RL = 7$  варьируется значение параметра  $P$ .

На рис. 2.3 показаны зависимости метрики MSE принятого видеоизображения, вычисленной как сумма значений MSE всех его видеокадров, от длительности отказа канала для «красного» получателя (испытывавшего отказ канала), и для «зеленого» получателя (не испытывавшего отказ канала). Для каждой экспериментальной точки проводилось по 50 запусков эксперимента для получения статистически достоверных данных.

При длительности отказа канала, равной 150 мс, использование дисциплины FIFO при значении  $RL = 7$  приводит к тому, что исчерпав 7 попыток передачи, пакеты для «красного» получателя отбрасываются и видеоизображение на «красном» получателе искажается.  $P$ -настойчивая дисциплина, а также использование бесконечного значения параметра  $RL$  позволяют в данной ситуации избежать снижения качества изображения на обоих получателях. При отказах канала большей длительности использование дисциплины FIFO приводит к тому, что из-за многочисленных неудачных попыток передачи пакетов для «красного» получателя очередь начинает расти, что в дальнейшем приводит к удалению из очереди пакетов как для «красного», так и для «зеленого» получателей по причине превышения ограничения на время доставки пакета. Кривые, отвечающие бесконечному значению параметра  $RL$ , практически во всех точках лежат выше кривых, соответствующих  $RL = 7$ , так как в случае бесконечного значения  $RL$  на протяжении почти всего интервала отказа канала точка доступа будет пытаться передать один из пакетов для «красного» получателя, замораживая при этом обслуживание всех остальных пакетов. Это приводит к еще более быстрому росту очереди и последующему удалению из очереди пакетов для обоих получателей по причине превышения ограничения на время доставки пакета.

Использование  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди с рекомендованным согласно формуле (2.4) значением  $P = P^*$  позволяет избежать блокирования очереди и полностью предотвратить искажение видеоизображения на «зеленом» получателе

при всех рассмотренных значениях  $\tau$ , а на «красном» получателе — при  $\tau \leq 300$  мс. Для  $\tau > 300$  мс использование  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди позволяет существенно улучшить качество полученного видеоизображения на «красном» получателе. Применение  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди при  $P = 2P^*$  и  $P = 3P^*$  также позволяет существенно повысить качество видеоизображения на обоих получателях по сравнению с применением дисциплины FIFO, однако показывает худшие результаты в сравнении с рекомендуемым согласно формуле (2.4) значением  $P = P^*$ .

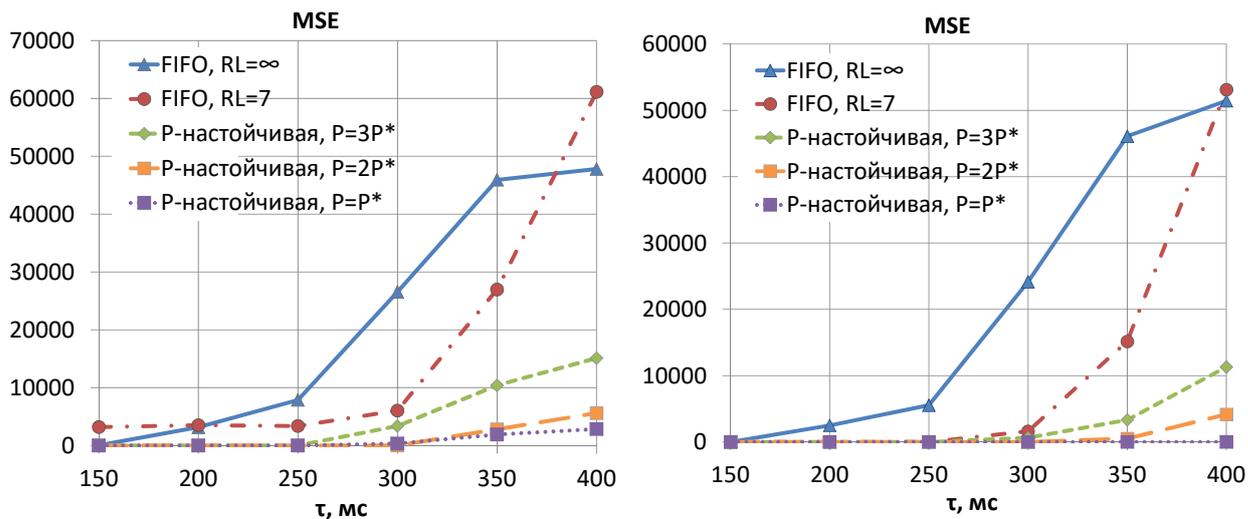


Рис. 2.3. Значение метрики MSE в зависимости от длительности отказа канала для «красного» (слева) и «зеленого» (справа) получателей при передаче видеопотоков с использованием различных дисциплин обслуживания очереди.

## 2.2. Улучшенная $P$ -настойчивая дисциплина обслуживания очереди

Согласно базовой  $P$ -настойчивой дисциплине обслуживания очереди значения вероятности  $P_i$  выбора пакета для передачи получателю  $i$  определяются из предположения, что на каждый видеопоток расходуется одинаковое количество ресурсов станции-источника, что верно в очень ограниченном классе сценариев. Такое предположение существенно сужает область применимости базовой  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания, так как, например, видеопотоки могут существенно отличаться по структуре и интенсивности. Даже если потоки являются полностью идентичными, качество канала до различных

получателей, которым эти видеопотоки передаются, может существенно отличаться, что, в частности, ведет к отличию в среднем времени обслуживания пакета.

Кроме этого было обнаружено, что потери пакетов для «зеленого» получателя могут происходить не только на интервале отказа канала для «красного» получателя непосредственно, а уже после его окончания. Это связано с тем, что во время отказа канала в голове очереди образуется большое число пакетов для «красного» получателя (пакеты для «красного» получателя отбрасываются из очереди только из-за превышения ограничения на время доставки пакета), последовательная передача которых по завершении отказа канала требует много времени, что приводит к существенной паузе в обслуживании пакетов для «зеленого» получателя.

В данном разделе разрабатывается улучшенная  $P$ -настойчивая дисциплина обслуживания очереди передачи пакетов. В отличие от базовой дисциплины, которая рассматривает проблему блокирования очереди головным пакетом только во время ухудшения качества соединений для «красных» получателей, предложенная в данном разделе дисциплина имеет два этапа, один из которых относится непосредственно к интервалу, на котором ухудшается качество соединений для «красных» получателей, а второй — к интервалу восстановления нормального состояния системы после завершения отказа канала. На первом этапе данная дисциплина, в отличие от базовой, учитывает различия во времени обслуживания и интенсивности передаваемых видеопотоков, а также позволяет быстрее детектировать момент окончания отказа канала для «красного» получателя. На втором этапе дисциплина принимает во внимание тот факт, что обслуживание пакетов для «красных» получателей, скопившихся в голове очереди, может замедлить обслуживание пакетов для «зеленых» получателей, что приведет к отбрасыванию этих пакетов и ухудшению качества видеопотоков, принимаемых «зелеными» получателями. В связи с этим на втором этапе пакеты для «красных» получателей иногда могут не обслуживаться, если это повлечет за собой отбрасывание пакетов для «зеленых» получателей. Рассмотрим оба этапа работы дисциплины более подробно.

### 2.2.1. Первый этап

На первом этапе работы улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины для учета различий во времени обслуживания и интенсивности передаваемых видеопотоков предлагается изменить алгоритм вычисления вероятности  $P_i$  следующим образом.

Пусть станция-источник передает  $N$  видеопотоков различным получателям и для  $z$  получателей в данный момент времени произошел отказ канала. Без потери общности будем считать, что потоки, предназначенные получателям, для которых произошел отказ канала, имеют номера  $i = 1, \dots, z$ .

Пусть  $\lambda_i$  – интенсивность поступления в очередь пакетов  $i$ -го видеопотока, под которой понимается число поступающих за 1 секунду пакетов,  $t_i$  – среднее время обслуживания пакета  $i$ -го видеопотока вне интервала отказа канала.

Когда качество канала для всех получателей хорошее, то есть ни для одного из получателей не случился отказ канала, то на  $m$ -й видеопоток в среднем приходится

$$\frac{\lambda_m t_m}{\sum_{i=1}^N \lambda_i t_i}$$

доступных канальных ресурсов. Здесь и далее предполагается, что сеть функционирует в режиме, близком к насыщению.

Найдем  $T_g$  и  $T_b$  – средние времена обслуживания пакета в случае, когда качество канала до получателя хорошее, и в случае, когда для получателя произошел отказ канала, соответственно. При использовании базовой  $P$ -настойчивой дисциплины для тестирования качества соединений для «красных» получателей станция-источник выполняла  $RL$  попыток передачи пакета подряд, которые на промежутке отказа канала оказывались неудачными. На первом этапе работы улучшенной дисциплины станция-источник совершает по одной попытке передачи пакета «красному» получателю, но при этом получает возможность совершать их чаще, что позволит детектировать восстановление качества соединения быстрее, затратив при этом тот же самый объем канальных ресурсов. Для этого в качестве значения  $T_b$  следует использовать среднее время, необходимое для совершения одной попытки передачи пакета для «красного» получателя. Для определения  $T_g$  в данной версии дисциплины среднее время обслуживания пакета вне интервала отказа канала усредняется по всем потокам, для которых не произошел отказ канала:

$$T_g = \frac{\sum_{i=z+1}^N \lambda_i t_i}{\sum_{i=z+1}^N \lambda_i}.$$

Значения  $\lambda_i$  и  $t_i$  оцениваются на основе сбора статистических данных в процессе работы беспроводной сети.

Как и ранее, ищем  $P$  — вероятность выбрать на обслуживание пакет для одного из «красных» получателей. Доля ресурсов, выделяемых на обслуживание «красных» получателей во время отказа канала, определяется дробью (2.2).

Доля канальных ресурсов, занимаемая «красными» получателями вне интервала отказа канала, составляет:

$$\frac{\sum_{i=1}^z \lambda_i t_i}{N}.$$

Как и ранее, требуем, чтобы отказ канала не повлиял на распределение канальных ресурсов между получателями, что в предположении нахождения в очереди пакетов для всех получателей эквивалентно выполнению следующего равенства:

$$\frac{PT_b}{(1-P)T_g + PT_b} = \frac{\sum_{i=1}^z \lambda_i t_i}{\sum_{i=1}^N \lambda_i t_i}.$$

Обозначив

$$\eta = \frac{T_g}{T_b}, x = \sum_{i=1}^z \lambda_i t_i, y = \sum_{i=1}^N \lambda_i t_i,$$

легко выразить значение вероятности  $P$ :

$$P = \frac{x\eta}{y + x\eta - x}. \quad (2.9)$$

Далее необходимо определить значения вероятностей  $P_i, i = 1, \dots, z$ , выбора на обслуживание пакета для каждого конкретного получателя  $i$ , для которого произошел отказ канала. Решение этой задачи уже рассматривалось при описании базовой  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди и определяется формулой (2.8).

### 2.2.2. Второй этап

После того, как соединение между станцией-источником и  $i$ -м получателем восстанавливается, т.е. когда во время тестирования соединения этому получателю был успешно доставлен пакет, вероятность  $P_i$  устанавливается равной 1. В это время в голове очереди находятся пакеты, предназначенные данному получателю. Последовательное обслуживание всех этих пакетов, как в случае с базовой  $P$ -настойчивой дисциплиной обслуживания очереди, может занять длительное время и привести к отбрасыванию из очереди пакетов

для «зеленых» получателей. Чтобы избежать потери пакетов для «зеленых» получателей, на втором этапе работы дисциплины предлагается отложить передачу пакета для «красного» получателя, если она может привести в дальнейшем к потере пакетов для «зеленых» получателей. Опишем данный метод более подробно.

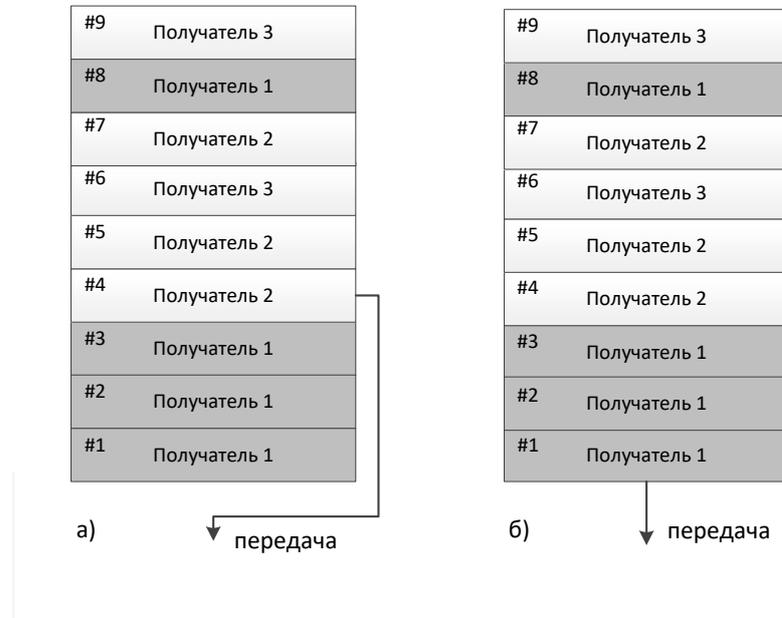


Рис. 2.4. Очередь пакетов.

Предположим, что соединение между 1-ым получателем и станцией-источником восстановилось, и в голове очереди содержатся пакеты для этого получателя, как показано на рис. 2.4. Перед передачей пакета 1-ому получателю станция-источник проверяет, может ли эта передача вызвать потерю пакетов для одного из «зеленых» получателей. Согласно рекомендациям компании Cisco [26, 28] доля потерянных пакетов при передаче видеопотоков реального времени не должна превышать  $PLR^{QoS} = 1\%$ . Для каждого пакета  $i \in \{4, 5, 6, 7\}$  проверяется следующее условие:

$$RLT_i > LT_i^{0,99}, \quad (2.10)$$

где  $RLT_i$  — оставшееся время жизни  $i$ -го пакета,  $LT_i \equiv T_1 + \sum_{j=4}^i T_j$  — случайная величина, соответствующая сумме времени  $T_1$  обслуживания пакета для «красного» получателя и времен  $T_j$  обслуживания  $j$ -ых пакетов для «зеленых» получателей до  $i$ -го пакета включительно, а  $LT_i^{0,99}$  — 0,99-квантиль  $LT_i$ . Для уменьшения вычислительной сложности

процедуры рассматривается только первая группа пакетов для «зеленых» получателей, находящаяся между пакетами для «красных» получателей. Как показано в разделе 2.2.3, в большинстве случаев этого оказывается достаточно для того, чтобы не допустить ухудшения качества видеопотоков «зеленых» получателей. Если условие (2.10) не выполнено хотя бы для одного пакета из группы, то алгоритм пропускает пакеты, предназначенные «красному» получателю, оставляя их при этом в очереди, и рассматривает в качестве претендента на передачу пакет для следующего получателя (в данном примере будет совершена передача пакета номер 4 для «зеленого» получателя), как показано на рис. 2.4-а. В противном случае алгоритм совершает передачу головного пакета очереди (до  $RL$  попыток), как показано на рис. 2.4-б. Если все  $RL$  попыток оказываются неудачными, то для получателя детектируется отказ канала и осуществляется переход к первому этапу.

Для работы описанного алгоритма необходимо оценить значение  $LT_i^{0,99}$ , для чего предлагается рассмотреть 2 различных подхода. Первый подход является математически точным, но требует проведения значительных вычислений, второй — более грубым, но простым и удобным для реализации. Имитационное моделирование показывает, что оба метода дают практически одинаковые результаты, поэтому при реализации в реальном оборудовании целесообразно использовать второй подход. Далее опишем каждый из них.

Предположим, что для каждого получателя  $v$  все попытки передачи имеют одинаковую продолжительность  $\theta_v$  и время обслуживания пакета  $T_v$  для «зеленого» получателя  $v$  распределено по геометрическому закону с параметром  $p_v$  — вероятностью успешной попытки передачи, так как  $r$ -ая попытка передачи пакета выполняется с вероятностью  $(1 - p_v)^{r-1}$ . Имея статистические данные о попытках передачи последних  $n$  пакетов, предназначенных  $v$ -му получателю,  $\theta_v$  может быть оценено как среднее время одной попытки передачи пакета, а значение  $p_v$  — как  $p_v = \frac{n}{\sum_{m=1}^n k_m}$ , где  $k_m$  — число попыток передачи, которые понадобились для передачи  $m$ -го пакета из выборки. Оценив значения  $p_v$  и  $\theta_v$ , можно построить распределения  $LT_i$  как свертку необходимых распределений  $T_v$ .

Однако описанный метод достаточно трудоемкий и плохо подходит для реализации в реальном оборудовании, поэтому предлагается более простой метод. Вместо  $LT_i^{0,99}$  в (2.10) можно подставить  $\widetilde{LT}_i = T_1^{max} + \sum_{j=4}^i T_j^{max}$ , где  $T_j^{max}$  — максимальное время обслуживания пакета для получателя, которому предназначен  $j$ -й пакет, определенное по собранной за последнюю секунду статистике. Учитывая довольно жесткие ограничения на долю потерянных пакетов, значения  $LT_j^{0,99}$  и  $\widetilde{LT}_j$  будут близки.

Остается определить момент окончания второго этапа работы и перехода к обслуживанию очереди по принципу FIFO. Это должно произойти только после того, как все последствия отказа канала будут полностью преодолены. Можно утверждать, что отказ канала больше никак не влияет на систему после того, как возраст самого старшего пакета в очереди становится равным нулю, что соответствует опустошению очереди. Так как в рассматриваемых системах пустая очередь встречается редко, то при проведении имитационного моделирования переход к обслуживанию по принципу FIFO совершался, если возраст самого старшего пакета в очереди составлял  $T_F = 40$  мс, что соответствует характерному периоду генерации видеокадров.

### 2.2.3. Исследование эффективности улучшенной $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди

Для исследования эффективности улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди проводится серия экспериментов, в которых точка доступа передает видеопотоки реального времени нескольким получателям и у одного из них («красного») происходит отказ канала. Эксперименты отличаются друг от друга количеством станций и интенсивностями видеопотоков. В данном разделе также рассматривается адаптивный циклический планировщик, который был предложен в [93] как решение проблемы блокирования очереди при кратковременных отказах канала в беспроводной сети.

Таким образом, в экспериментах проводится сравнение эффективности использования следующих дисциплин обслуживания очереди:

**FIFO** — стандартная дисциплина FIFO управления очередью со значением параметра  $RL = 7$ ;

**ARR** — адаптивный циклический планировщик [93];

**P-B** — базовая  $P$ -настойчивая дисциплина обслуживания очереди, описанная в разделе 2.1;

**P-Y** — улучшенная  $P$ -настойчивая дисциплина обслуживания очереди, описанная в данном разделе.

Общее описание постановки экспериментов совпадает с приведенным в разделе 2.1.3, если иное явно не указано ниже. Качество канала «красного» получателя ухудшается на время  $\tau$ , которое в экспериментах варьируется от 0 до 400 мс.

### Эксперимент 1. Передача двух одинаковых видеопотоков

В данном эксперименте точка доступа Wi-Fi передает одинаковые видеопотоки двум разным получателям с небольшим временным сдвигом начала передачи. На рис. 2.5 и 2.6 показаны полученные значения MSE с 95% доверительными интервалами для «красного» и «зеленого» получателей, соответственно. При использовании дисциплины FIFO после достижения максимального числа неуспешных попыток передачи пакет отбрасывается из очереди. При этом точка доступа тратит на совершение повторных попыток передачи много канальных ресурсов, поэтому некоторые пакеты для «зеленого» получателя отбрасываются из очереди из-за нарушения ограничения на время доставки пакета. Таким образом, в течение эксперимента теряются пакеты обоих видеопотоков, что ведет к значительному росту значений MSE для обоих получателей. Дисциплина ARR, предложенная в [93], также не может предотвратить ухудшение качества видеопотоков для обоих получателей.

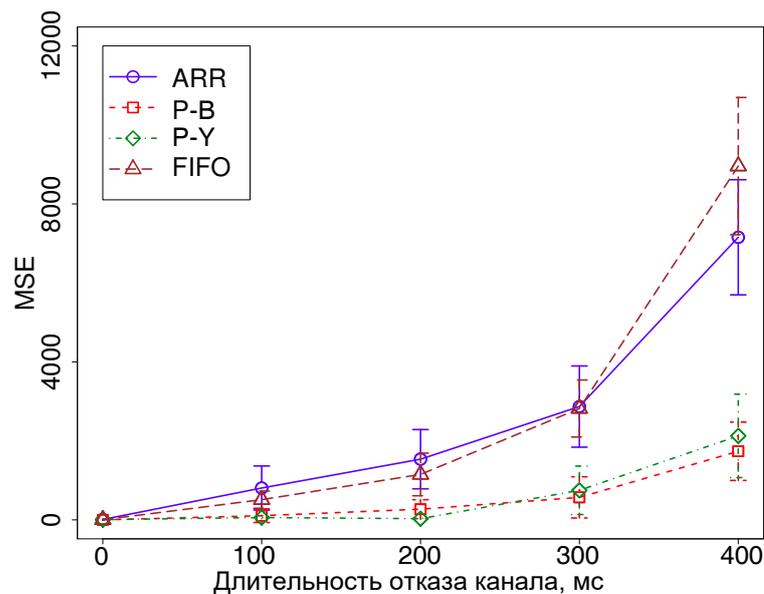


Рис. 2.5. Значение метрики MSE для «красного» получателя в эксперименте 1.

При использовании базовой дисциплины  $P-B$  ненулевые значения MSE как на «красном», так и на «зеленом» получателе наблюдаются уже начиная с 200 мс. Это происходит из-за того, что дисциплина  $P-B$  начинает обслуживать очередь согласно принципу FIFO сразу после детектирования окончания ухудшения качества соединения. Точка доступа тратит все канальные ресурсы на обслуживание скопившихся в голове очереди пакетов для «красного» получателя, при этом пакеты для обоих получателей начинают отбрасываться.

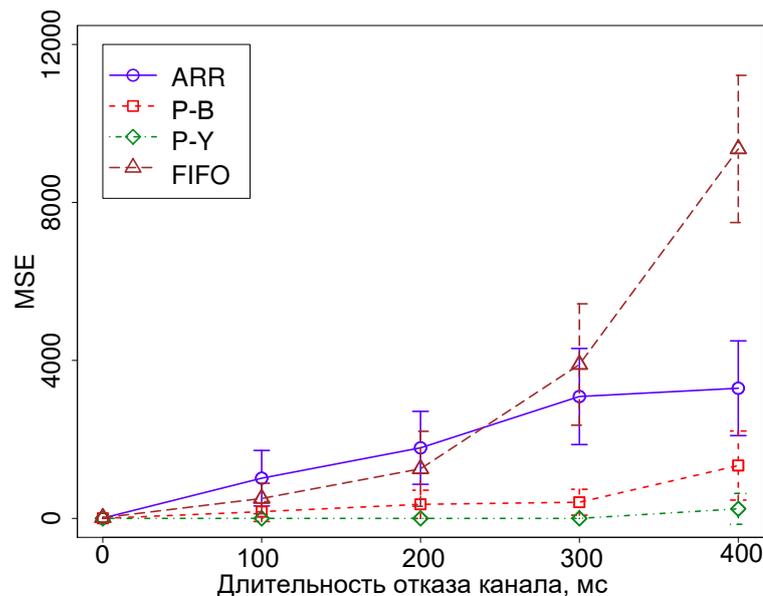


Рис. 2.6. Значение метрики MSE для «зеленого» получателя в эксперименте 1.

ваться из очереди из-за превышения ограничения на время доставки пакета, вызывая тем самым ухудшение качества принимаемого видеоизображения и рост значений MSE на обоих получателях. Второй этап улучшенной дисциплины  $P-Y$  предотвращает отбрасывание пакетов для «зеленого» получателя, что подтверждается нулевыми значениями MSE, при этом качество потока «красного» получателя почти такое же, как и при использовании дисциплины  $P-B$ , что подтверждает высокую эффективность дисциплины  $P-Y$  при передаче одинаковых видеопотоков.

## Эксперимент 2. Передача двух видеопотоков разной интенсивности

Рассмотрим ситуацию, когда интенсивность одного видеопотока превышает интенсивность другого видеопотока в два раза. Полученные результаты показаны на рис. 2.7 (поток большей интенсивности передается «зеленому» получателю) и рис. 2.8 (поток большей интенсивности передается «красному» получателю).

Результаты работы дисциплины FIFO схожи с результатами эксперимента 1. При отказах канала длительностью более 200 мс наблюдаются сильные искажения видеоизображения на обоих получателях. Использование улучшенной дисциплины  $P-Y$  приводит примерно к такому же уровню искажений видеопотока «красного» получателя, как и при использовании базовой дисциплины  $P-B$ , но при этом искажение видеопотока «зеленого» получателя полностью отсутствует. Даже при малой интенсивности видеопотока «зелено-

го» получателя дисциплина  $P - B$  не позволяет передать его без искажений из-за потерь пакетов, которые случаются уже после завершения интервала отказа канала. Дисциплина ARR, разделяя каналные ресурсы на равные части, дает преимущество потоку с меньшей интенсивностью. Поэтому, например, «зеленый» получатель принимает видеопоток с меньшей интенсивностью без искажений (рис. 2.8). Напротив, когда «зеленый» получатель принимает видеопоток большей интенсивности, то при малых длительностях отказа канала он искажается несколько сильнее, чем при использовании других дисциплин обслуживания очереди (рис. 2.7). Что касается «красных» получателей, ARR также показывает худшие результаты по сравнению с  $P - Y$  и  $P - B$ .

### Эксперимент 3. Передача трех видеопотоков разной интенсивности

В этом эксперименте точка доступа Wi-Fi передает три видеопотока, интенсивности которых относятся как 1:3:5, трем разным получателям. «Красный» получатель принимает поток наименьшей интенсивности. Графики на рис. 2.9 вновь подтверждают, что использование улучшенной дисциплины  $P - Y$  управления очередью приводит к наименьшему искажению видеопотоков по сравнению с остальными рассмотренными дисциплинами. Стоит отметить, что из-за одинакового разделения ресурсов между видеопотоками ARR не может доставить видеопоток наибольшей интенсивности без потерь даже при  $\tau = 0$ , когда отказа канала не происходит.

## 2.3. Аналитическая модель передачи мультимедийных потоков

В разделе 2.2 была продемонстрирована эффективность улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди при передаче видеопотоков реального времени. Результаты численных экспериментов показали, что улучшенная  $P$ -настойчивая дисциплина более эффективна как в сравнении с базовой  $P$ -настойчивой дисциплиной, так и в сравнении с адаптивным циклическим планировщиком ARR. Важными параметрами улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины, которые могут влиять на ее эффективность, являются вероятность  $P$  выбора для обслуживания пакета для одного из «красных» получателей, а также возраст  $T_F$  самого старшего пакета в очереди, по достижению которого происходит переход к обслуживанию очереди по принципу FIFO. При проведении имитационного моделирования выбор значений этих параметров осуществлялся при помощи неких эмпирических соотношений и предположений. Возникает вопрос, насколько сильно зави-

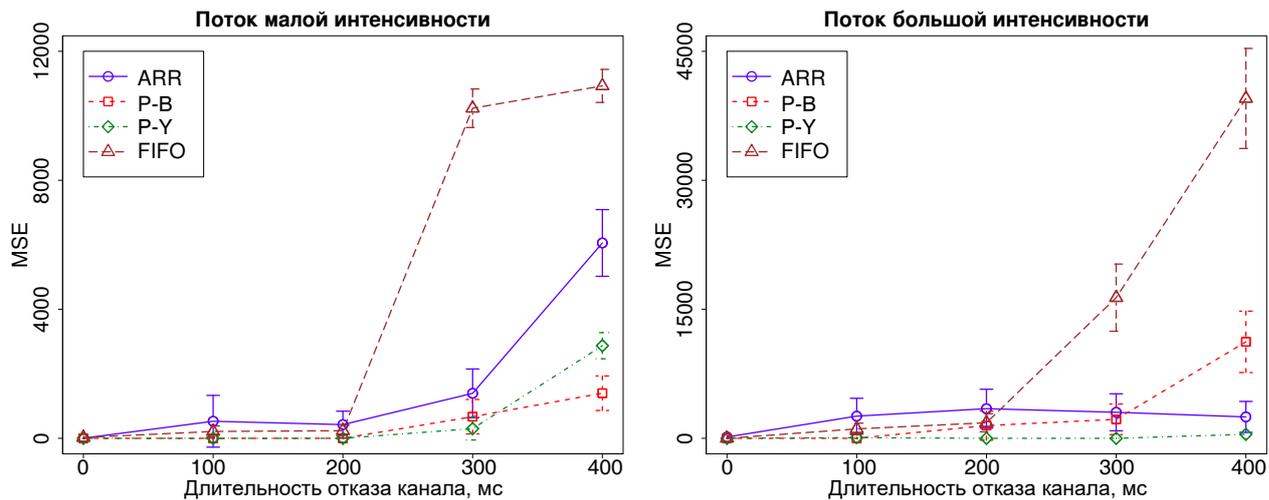


Рис. 2.7. Значение метрики MSE в эксперименте 2 для «красного» получателя (слева) и для «зеленого» получателя (справа), «зеленый» получатель принимает поток большей интенсивности.

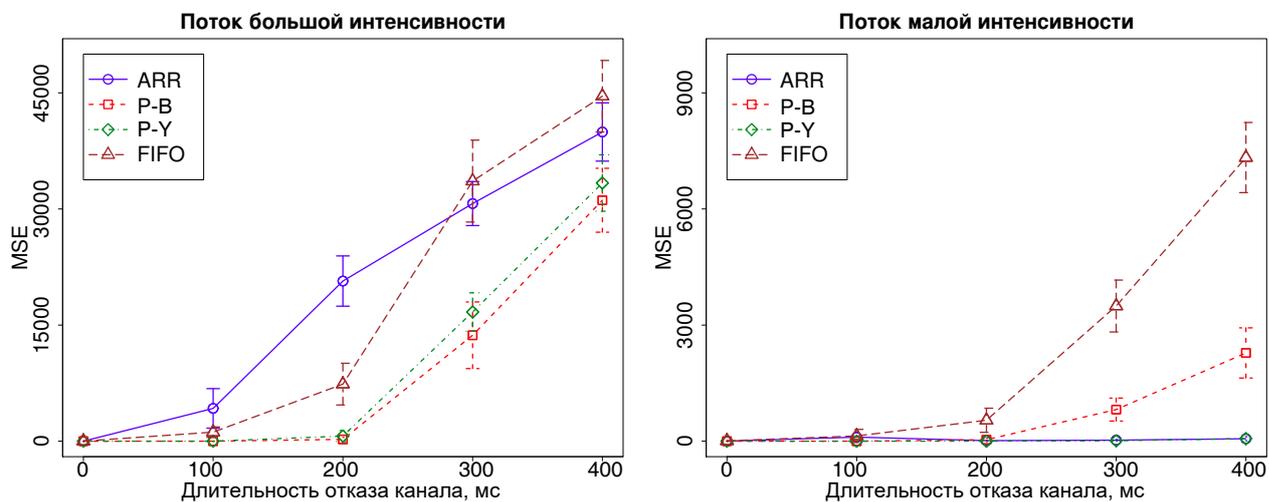


Рис. 2.8. Значение метрики MSE в эксперименте 2 для «красного» получателя (слева) и для «зеленого» получателя (справа), «зеленый» получатель принимает поток меньшей интенсивности.

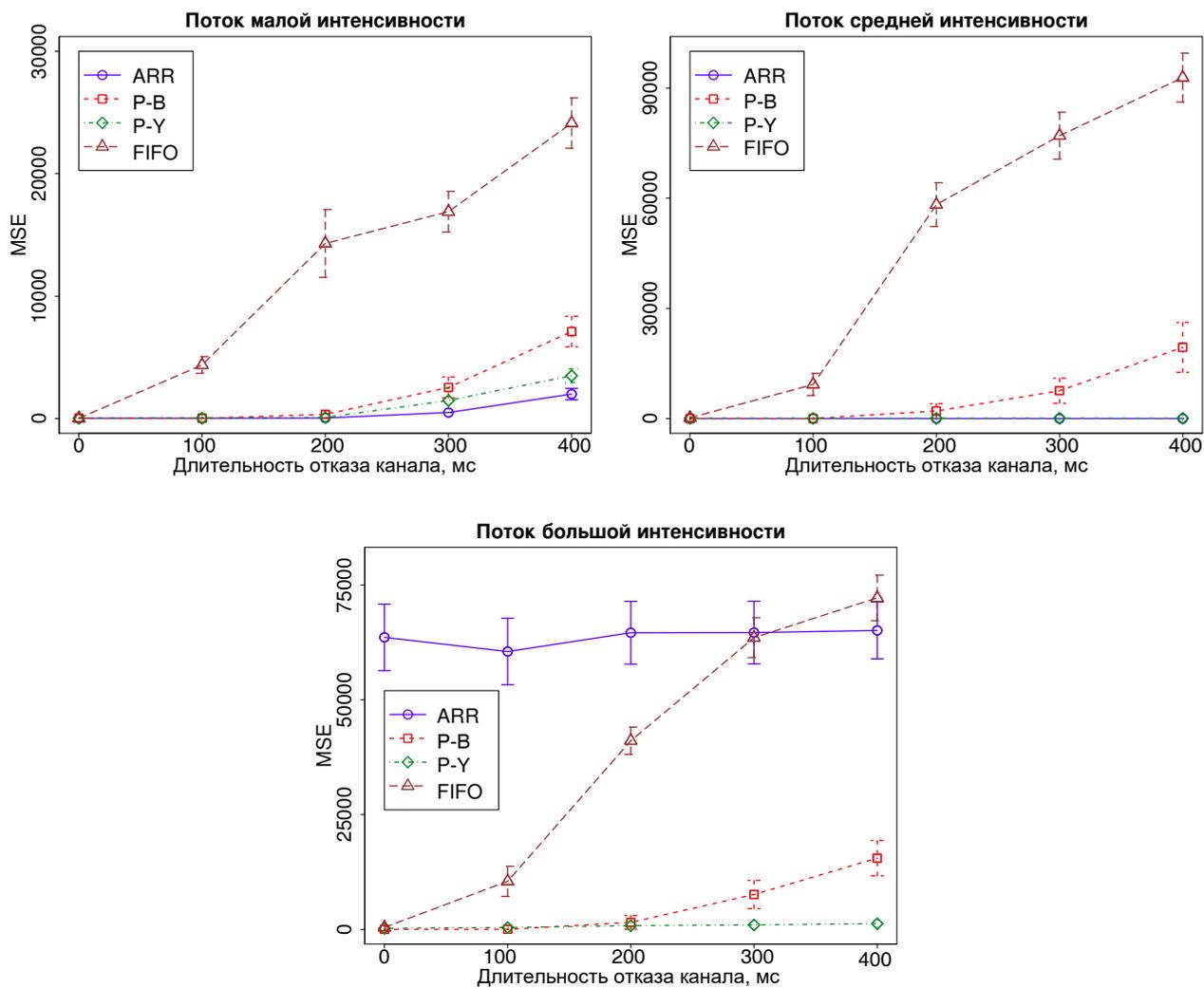


Рис. 2.9. Значение метрики MSE в эксперименте 3 для «красного» получателя (слева) и для «зеленых» получателей. «Красный» получатель принимает поток наименьшей интенсивности.

сит эффективность  $P$ -настойчивой дисциплины от значений данных параметров, а также насколько близки полученные эмпирическим путем значения к оптимальным. Чтобы ответить на эти вопросы, в данном разделе разрабатывается аналитическая модель передачи мультимедийных потоков с помощью метода случайного доступа, которая позволяет провести аналитическое исследование  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди при передаче видеопотоков реального времени. В частности, с использованием данной модели будет подтверждена эффективность использования улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди по сравнению с дисциплиной FIFO, применяемой по умолчанию, для предотвращения блокирования очереди головным пакетом, исследована чувствительность предложенной дисциплины ко входным параметрам, а также определены их оптимальные значения в рассмотренных сценариях.

### 2.3.1. Описание состояний

Итак, пусть точка доступа передает по одному мультимедийному потоку  $N$  получателям. Введем три состояния: нормальное обслуживание (состояние  $H$ ), отказ канала (состояние  $O$ ) и восстановление (состояние  $B$ ), в одном из которых находится каждый передаваемый поток (см. рис. 2.10).

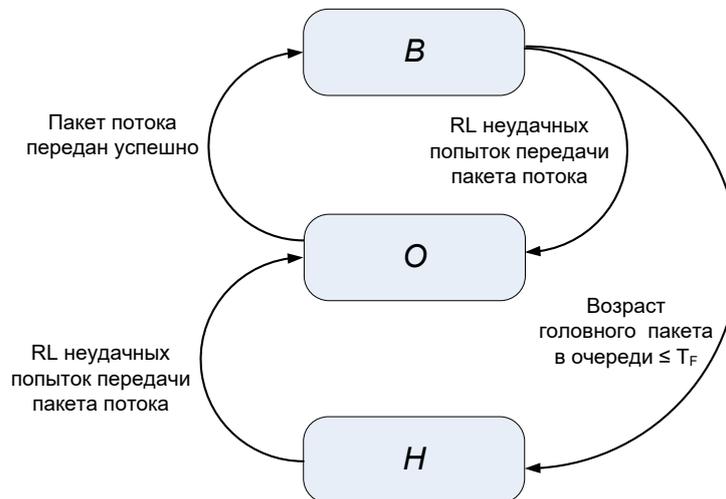


Рис. 2.10. Состояния мультимедийного потока и возможные переходы между ними.

Согласно описанию улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди,

когда первоначально все потоки находятся в состоянии  $H$ , их пакеты в очереди обслуживаются по принципу FIFO, а при ухудшении качества соединения с получателем какого-либо потока данный поток переходит в состояние  $O$ , которое соответствует первому этапу работы улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины. Обслуживание пакетов потока в состоянии  $O$  прекращается, чтобы не допустить блокирования очереди головным пакетом, но при этом осуществляются пробные попытки передачи с целью детектировать момент восстановления качества соединения. После детектирования восстановления качества соединения поток переходит в состояние  $B$ , которое соответствует второму этапу работы улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины. В состоянии  $B$  обслуживание пакетов потока возобновляется таким образом, чтобы не допустить негативных последствий роста числа пакетов этого потока в очереди во время его нахождения в состоянии  $O$ , а именно — не допустить отбрасывания пакетов остальных потоков.

Для моделирования работы дисциплины далее приводится детальное описание процесса выбора пакета для передачи при получении доступа к среде. В момент, когда станция-источник получает доступ к среде для осуществления попытки передачи какого-либо пакета, в качестве претендентов на передачу перебираются головные пакеты каждого из потоков, находящихся в очереди, начиная с головы очереди. Решение о выборе пакета данного потока для передачи принимается с учетом того, в каком состоянии находится данный поток.

1. Состояние  $H$ . Если в качестве претендента на передачу рассматривается головной пакет потока, который находится в состоянии  $H$ , то осуществляется попытка передачи данного пакета. Если попытка передачи окажется неудачной, то при следующем получении доступа к среде будет выполнена попытка передачи этого же пакета. Если число совершенных подряд неудачных попыток передачи данного пакета достигнет значения  $RL$ , детектируется ухудшение качества соединения с получателем потока и поток переходит в состояние  $O$ .
2. Состояние  $O$ . Если в качестве претендента на передачу рассматривается головной пакет потока, который находится в состоянии  $O$ , то попытка передачи данного пакета осуществляется с вероятностью  $P_n < 1$ . Для каждого потока  $n$ , находящегося в состоянии  $O$ , значение вероятности  $P_n$  может принимать свое собственное значение, выбор которого описан в разделе 2.2.1. С вероятностью  $1 - P_n$  в качестве претендента на передачу рассматривается головной пакет следующего потока в очереди (см.

рис. 2.11-а).

Отметим, что если все потоки находятся в состоянии  $O$ , то возможна ситуация, при которой будут последовательно рассмотрены головные пакеты всех потоков в очереди, но ни один из них не будет выбран для передачи. В этом случае процесс перебора головных пакетов потоков повторяется, начиная с головы очереди, и продолжается до тех пор, пока один из них не будет выбран для передачи (см. рис. 2.11-б).

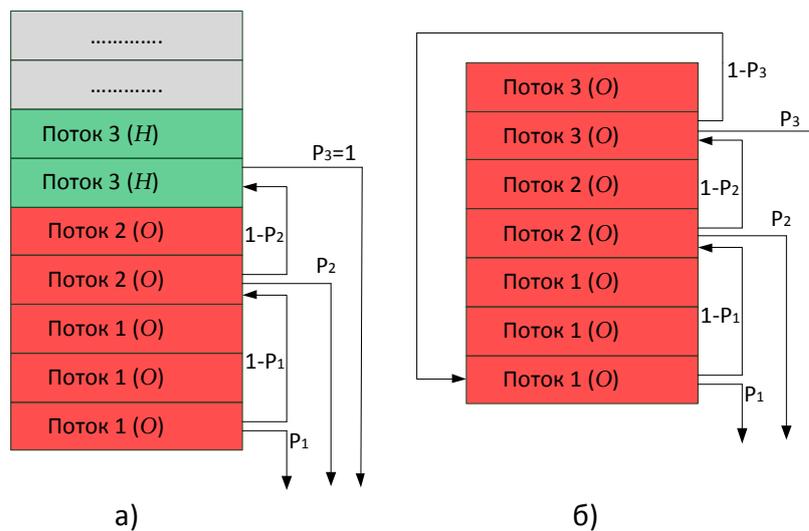


Рис. 2.11. Выбор пакета для передачи в случае, когда а) один из потоков находится в состоянии  $H$ , б) все потоки находятся в состоянии  $O$ .

Выбрав пакет потока, находящегося в состоянии  $O$ , станция совершает одну попытку передачи. Если попытка передачи оказывается успешной, то поток переходит в состояние  $B$ . В случае неуспешной попытки поток остается в состоянии  $O$ .

3. Состояние  $B$ . Если в качестве претендента на передачу рассматривается головной пакет  $Q$  потока, находящегося в состоянии  $B$ , то перед осуществлением попытки передачи пакета  $Q$  проверяется, не повредит ли эта попытка передачи потокам, находящимся в состоянии  $H$ . Для упрощения в аналитической модели для этого рассматривается только первая (после пакета  $Q$ ) пачка пакетов потока, который находится в состоянии  $H$ , в отличие от алгоритма, изложенного в разделе 2.2.2. Вычисляется, какой процент пакетов будет потерян в этой пачке при условии, что сейчас будет совершена попытка передачи пакета  $Q$ . Если передача пакета  $Q$  приведет к более чем  $\epsilon$  % потерь пакетов в рассматриваемой пачке, то в качестве претендента на передачу рассматривается пакет следующего потока в очереди, в противном случае соверша-

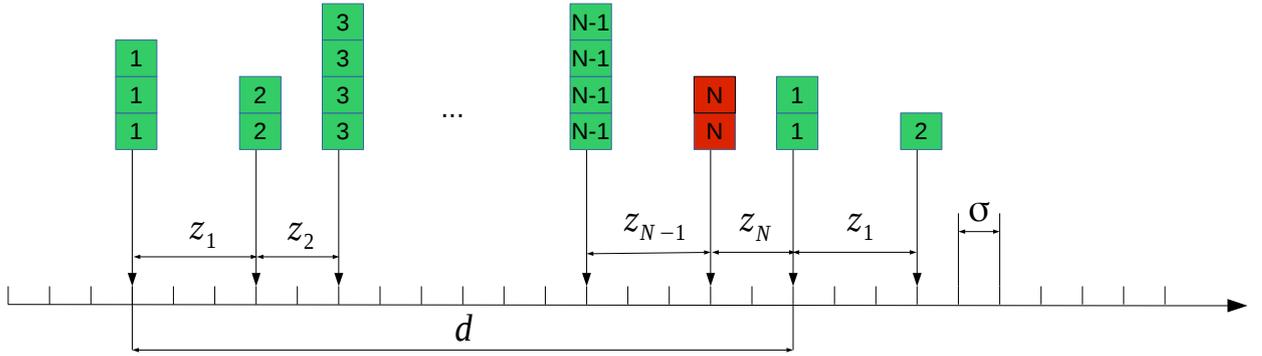


Рис. 2.12. Поступление пакетов в очередь.

ется передача пакета  $Q$ . В качестве значения  $\epsilon$ , как и в разделе 2.2.2, предлагается использовать  $PLR^{QoS} = 1\%$ .

Если совершено  $RL$  неуспешных попыток передачи пакета потока, находящегося в состоянии  $B$ , то детектируется ухудшение качества соединения и поток возвращается в состояние  $O$ .

Как только возраст головного пакета очереди становится меньше либо равен  $T_F$ , все потоки, которые находятся в состоянии  $B$ , переходят в состояние  $H$ .

### 2.3.2. Описание аналитической модели

Опишем модель передачи  $N$  потоков станцией-источником  $N$  разным получателям. В качестве единицы модельного времени выберем слот  $\sigma$ , длительность которого для удобства моделирования предполагается постоянной и соответствующей среднему времени одной попытки передачи пакета. В отсутствие восходящего трафика такое допущение возможно, что будет подтверждено численными результатами, приведенными в разделе 2.3.4. Пакеты каждого потока поступают в общую очередь пачками с периодом  $d$  слотов, соответствующим периоду генерации видеокладов. Времена поступления пачек соседних потоков сдвинуты на  $z_n > 0, n = 1, \dots, N$ , слотов, как показано на рис. 2.12, причем  $\sum_{n=1}^N z_n = d$ . Число пакетов в пачке потока  $n$  является случайной величиной  $\xi_n > 0$ , которая имеет геометрическое распределение с параметром  $q_n$ , т.е. вероятность того, что пачка потока  $n$  содержит ровно  $k \in \mathbb{N}$  пакетов, равна  $P(\xi_n = k) = q_n^{k-1}(1 - q_n)$ .

Каждый временной слот осуществляется попытка передачи пакета, если очередь не пуста. Для первых  $N - 1$  получателей беспроводной канал является стационарным, т.е. вероятность успешной попытки передачи пакета потока  $n = \overline{1, N - 1}$  равняется  $p_n$ . Бу-

дем называть такие потоки «зелеными». Для получателя  $N$  беспроводной канал является гильбертовым, т.е. вероятность успешной попытки передачи пакета потока  $N$  может принимать два значения:  $p_N^{(1)}$  или  $p_N^{(2)}$ , — в зависимости от состояния (1 или 2) гильбертова канала. Такой поток мы будем называть «красным». Предполагается, что  $p_N^{(2)} < p_N^{(1)}$ , и таким образом, состояние 2 гильбертова канала соответствует интервалу плохого качества соединения для получателя  $N$ , во время которого возникает проблема блокирования очереди головным пакетом. Для удобства будем называть состояние 1 гильбертова канала «хорошим», а состояние 2 — «плохим». Состояние гильбертова канала изменяется каждый слот согласно матрице  $R$  переходных вероятностей:

$$R = \begin{pmatrix} r_{11} & r_{12} \\ r_{21} & r_{22} \end{pmatrix}, \quad (2.11)$$

где  $r_{ij}$  — вероятность того, что гильбертов канал перейдет из состояния  $i$  в состояние  $j$ .

Ограничение на время доставки пакета составляет  $D$  слотов. Если пакет не был передан в течение  $D$  слотов после поступления в очередь, то данный пакет отбрасывается из очереди. Необходимо найти доли  $PLR_n$  отброшенных пакетов каждого из  $N$  потоков.

Рассматриваются две дисциплины обслуживания очереди: дисциплина по умолчанию FIFO и улучшенная  $P$ -настойчивая дисциплина обслуживания очереди из раздела 2.2.

### Дисциплина обслуживания очереди FIFO

Согласно дисциплине обслуживания очереди FIFO для передачи всегда выбирается головной пакет очереди, т.е. тот пакет, который провел в очереди наибольшее время. Значение параметра  $RL$ , определяющего максимальное число попыток передачи пакета, принято равным  $RL = \infty$ . Таким образом, пакет передается до тех пор, пока либо не будет успешно передан, либо не нарушится ограничение на время доставки пакета. Процесс передачи пакетов с использованием дисциплины FIFO можно описать при помощи цепи Маркова с дискретным временем. В начале каждого слота состояние системы описывается набором из трех целых чисел  $(n, h, g)$ .

$n \in \{1, \dots, N\}$  определяет номер потока, чей пакет будет передаваться в данном слоте. Для дисциплины FIFO  $n$  совпадает с номером потока, пакет которого находится в голове очереди.

$h \in \{-d + 1, \dots, D - 1\}$  соответствует возрасту головного пакета очереди, измеренному в

Таблица 2.1. Вероятности переходов между состояниями системы при использовании дисциплины обслуживания очереди FIFO.

№	Начальное состояние	Вероятность перехода	Конечное состояние
1	$(n, h < 0, i)$	$r_{ij}$	$(n, h + 1, j)$
2	$(n \in [1, N - 1], 0 \leq h < D - 1, i)$	$p_n(1 - q_n)r_{ij}$	$(n + 1, h - z_n + 1, j)$
3	$(n \in [1, N - 1], 0 \leq h < D - 1, i)$	$(1 - p_n(1 - q_n))r_{ij}$	$(n, h + 1, j)$
4	$(n = N, 0 \leq h < D - 1, i)$	$p_N^{(i)}(1 - q_N)r_{ij}$	$(1, h - z_N + 1, j)$
5	$(n = N, 0 \leq h < D - 1, i)$	$(1 - p_N^{(i)}(1 - q_N))r_{ij}$	$(N, h + 1, j)$
6	$(n \in [1, N - 1], h = D - 1, i)$	$r_{ij}$	$(n + 1, h - z_n + 1, j)$
7	$(n = N, h = D - 1, i)$	$r_{ij}$	$(1, h - z_N + 1, j)$

числе слотов, которые данный пакет провел в очереди после поступления. Значения  $h < 0$  означают, что в данный момент в очереди нет пакетов, а следующая пачка пакетов поступит в очередь через  $|h|$  слотов, причем эта пачка будет принадлежать потоку  $n$ .

$g \in \{1, 2\}$  определяет состояние гильбертова канала для «красного» потока.

Возможные переходы между различными состояниями системы и вероятности этих переходов приведены в табл. 2.1. Поясним данные переходы построчно.

1. В состояниях с  $h < 0$  очередь пуста. Очередная пачка пакетов поступит в очередь через  $|h|$  слотов. В следующем слоте значение  $h$  должно быть увеличено на единицу. При этом также может измениться состояние гильбертова канала для «красного» потока. Из состояния  $i \in \{1, 2\}$  гильбертов канал в следующем слоте перейдет в состояние  $j \in \{1, 2\}$  с вероятностью  $r_{ij}$ .
2. В состояниях с  $h \geq 0$  очередь не пуста. При этом, так как  $h < D - 1$ , то по окончании данного слота ни один пакет не будет отброшен из очереди. С вероятностью  $p_n(1 - q_n)$  головной пакет очереди будет успешно передан в данном слоте, при этом он будет являться последним в данной пачке пакетов потока  $n$ . Таким образом, в следующем слоте головной пакет будет принадлежать потоку  $n + 1$ , а его возраст будет составлять  $h - z_n + 1$  слотов. Также может измениться состояние гильбертова канала.
3. В отличие от перехода 2 данный переход означает, что головной пакет по-прежнему будет принадлежать потоку  $n$  (т.е. либо попытка передачи пакета была неудачной,

- либо данный пакет не являлся последним пакетом в текущей пачке потока  $n$ ).
4. Данный переход аналогичен переходу 2. Отличие заключается в вероятности успешной передачи пакета, которая для «красного» потока  $N$  принимает одно из двух значений  $p_N^{(g)}$  в зависимости от состояния  $g$  гильбертова канала.
  5. Данный переход аналогичен переходу 3. Отличие заключается в вероятности  $p_N^{(g)}$  успешной передачи пакета «красного» потока.
  6. В состояниях с  $h = D - 1$  оставшиеся переданными пакеты текущей пачки потока  $n$  будут отброшены в конце данного слота. В начале следующего слота в голове очереди окажется пачка пакетов потока  $n + 1$ . Возраст головного пакета будет составлять  $h - z_n + 1$  слотов. Также может измениться состояние гильбертова канала.
  7. Данный переход аналогичен переходу 6 для  $n = N$ .

Так как единственной причиной потери пакетов является превышение ограничения на время доставки пакета, то пакеты могут отбрасываться только в состояниях с  $h = D - 1$ . В этих состояниях либо успешно передается головной пакет с вероятностью  $p_n$  ( $p_N^{(g)}$  для «красного» потока), а оставшиеся пакеты из головной пачки очереди отбрасываются, либо попытка передачи пакета оказывается неуспешной с вероятностью  $1 - p_n$  ( $1 - p_N^{(g)}$  для «красного» потока) и в таком случае отбрасывается вся головная пачка пакетов. Так как среднее число  $E(\xi_n)$  пакетов в пачке потока  $n$  составляет  $E(\xi_n) = \frac{1}{1 - q_n}$ , то в первом случае в среднем будет отброшено  $E(\xi_n) - 1 = \frac{q_n}{1 - q_n}$  пакетов, а во втором случае —  $E(\xi_n)$  пакетов. Среднее число пакетов потока  $n$ , поступающих в очередь в одном слоте, равно  $\frac{E(\xi_n)}{d} = \frac{1}{(1 - q_n)d}$ , поэтому средняя доля  $PLR_n$  потерянных пакетов потока  $n$  составляет:

$$PLR_n = \frac{\mu_n \left( (1 - p_n) \frac{1}{1 - q_n} + p_n \frac{q_n}{1 - q_n} \right)}{\frac{1}{1 - q_n} / d} = d \mu_n (1 - p_n + p_n q_n), n \in [1, N - 1], \quad (2.12)$$

$$PLR_N = \frac{\sum_g \mu_N^{(g)} \left( (1 - p_N^{(g)}) \frac{1}{1 - q_N} + p_N^{(g)} \frac{q_N}{1 - q_N} \right)}{\frac{1}{1 - q_N} / d} = d \sum_g \mu_N^{(g)} \left( (1 - p_N^{(g)}) + p_N^{(g)} q_N \right),$$

где  $\mu_n = \sum_g \pi(n, D - 1, g)$ ,  $\mu_N^{(g)} = \pi(N, D - 1, g)$ , а  $\pi(\cdot)$  — стационарные вероятности состояний описанной цепи Маркова, полученные, например, путем нахождения собственных векторов матрицы переходных вероятностей.

## Улучшенная $P$ -настойчивая дисциплина обслуживания очереди

При использовании улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди каждый поток может находиться в одном из трех состояний, и в отличие от дисциплины FIFO для передачи не всегда выбирается головной пакет очереди. Опишем процесс передачи пакетов с использованием улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины при помощи цепи Маркова с дискретным временем. Для этого опишем состояние системы в начале каждого слота набором из 7 целых чисел  $(n, h_G, h_R, g, RC, s, f)$ .

$n \in \{1, \dots, N - 1\}$  определяет номер «зеленого» потока, чьи пакеты в очереди являются самыми старшими.

$h_G, h_R \in \{-d + 1, \dots, D - 1\}$  соответствуют возрастам самых старших пакетов «зеленого» и «красного» потоков, соответственно. Значения  $h_G < 0$  ( $h_R < 0$ ) означают, что в данный момент в очереди нет пакетов «зеленых» («красного») потоков, а следующая пачка пакетов «зеленого» («красного») потока поступит в очередь через  $|h_G|$  ( $|h_R|$ ) слотов, причем для «зеленого» потока данная пачка будет принадлежать потоку  $n$ .

$g \in \{1, 2\}$  определяет состояние гильбертова канала для «красного» потока.

$RC \in \{0, 1, \dots, RL - 1\}$  показывает число совершенных подряд неудачных попыток передачи пакета «красного» потока в состоянии  $H$  или состоянии  $B$ .

$s \in \{1, 2, 3\}$  определяет текущее состояние «красного» потока (состояние  $P$ -настойчивой дисциплины): 1 — состояние  $H$ , 2 — состояние  $O$ , 3 — состояние  $B$ .

$f \in \{0, 1\}$  является индикатором, который используется, когда «красный» поток находится в состоянии  $O$ . В этом случае в голове очереди находится пакет «красного» потока. При необходимости выбрать пакет для передачи с вероятностью  $1 - P$  будет осуществлена попытка передачи старшего пакета «зеленых» потоков. Если эта попытка окажется неудачной, то согласно пункту 1 раздела 2.3.1 при следующей возможности осуществить попытку передачи какого-либо пакета, необходимо передавать именно этот пакет, если время его жизни еще не истечет. Для этого после неудачной попытки передачи пакета «зеленого» потока индикатор  $f$  выставляется равным единице, показывая, что не следует рассматривать пакет «красного» потока в качестве претендента на передачу. Если пакет «зеленого» потока успешно передается, либо истекает его время жизни, то индикатор обнуляется.

Заметим, что нет необходимости использовать индикатор  $f$ , когда «красный» поток находится в состоянии  $B$ : если согласно проведенной оценке оказалось, что попытка передачи пакета «красного» потока может привести к недопустимой потере пакетов «зеленых» потоков и совершенная после этого попытка передачи пакета «зеленого» потока оказалась неудачной, то согласно очередной оценке также будет принято решение о необходимости совершить попытку передачи «зеленого» пакета, так как оставшееся время жизни пакетов только уменьшилось.

Отметим, что так как пачки пакетов поступают строго периодически, величины  $n$ ,  $h_G$  и  $h_R$  являются зависимыми и не могут принимать произвольные значения из своей области определения. Как нетрудно заметить (см. рис. 2.12), моменты поступления в очередь пачек пакетов «красного» и «зеленого» потока  $n$  сдвинуты на  $\sum_{j=n}^{N-1} z_j$  слотов. Так как при использовании  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди пакеты «красного» потока могут не обслуживаться, даже находясь во главе очереди, то возраст самого старшего пакета «красного» потока может отличаться от возраста самого старшего пакета «зеленого» потока  $n$  на:

$$h_R - h_G = d \cdot m - \sum_{j=n}^{N-1} z_j, \quad (2.13)$$

где  $m \in \left[0, \left\lfloor (D - 1 - h_G + \sum_{j=n}^{N-1} z_j)/d \right\rfloor\right]$ , причем максимальное значение  $m$  соответствует максимальному значению  $h_R = D - 1$ . Таким образом, (2.13) задает связь между переменными  $n, h_G, h_R$  и уменьшает число возможных состояний системы. Если перейти, например, от переменной  $h_R$  к переменной  $m$ , то можно снизить число состояний цепи Маркова, но при этом усложнится описание вероятностей перехода между состояниями цепи. Для упрощения изложения переходы между состояниями цепи будут описываться с использованием переменной  $h_R$ , но состояния системы, в которых не выполнено условие (2.13) ни при одном  $m \in \left[0, \left\lfloor (D - 1 - h_G + \sum_{j=n}^{N-1} z_j)/d \right\rfloor\right]$ , оказываются невозможными, и их стационарные вероятности равны нулю.

Согласно описанию работы  $P$ -настойчивой дисциплины перед осуществлением попытки передачи пакета «красного» потока, находящегося в состоянии  $B$ , необходимо оценить возникающую при этом долю потерянных пакетов в пачке пакетов «зеленых» потоков. В аналитической модели используется упрощение и оценивается доля потерянных пакетов в пачке, принадлежащей самому старшему «зеленому» потоку. Если согласно оценке эта доля превысит  $\epsilon$ , то вместо передачи пакета «красного» потока следует осуществить

попытку передачи самого старшего пакета «зеленого» потока. Оценим эту долю.

Пусть самая старшая пачка пакетов «зеленых» потоков принадлежит потоку  $n$ . Найдем такое минимальное число попыток передачи  $K_n$  пакетов этой пачки, что усредненная по различным размерам пачки доля потерянных пакетов в ней не превысит  $\epsilon$ . Для различного числа  $K'_n$  попыток передачи найдем среднее значение  $X(K'_n|l)$  доли потерянных пакетов в пачке «зеленого» потока, при условии, что на передачу пакета «красного» потока было потрачено  $l$  попыток передачи:

$$X(K'_n|l) = \sum_{k=1}^{\infty} q_n^{k-1} (1 - q_n) \sum_{m=0}^{\min(k-1, K'_n-l)} C_{K'_n-l}^m p_n^m (1 - p_n)^{K'_n-l-m} \left(1 - \frac{m}{k}\right),$$

где  $m$  — число успешных попыток передачи,  $k$  — число пакетов в пачке. Тогда доля потерянных пакетов в пачке «зеленого» потока составит:

$$X(K'_n) = \sum_{l=1}^{RL} X(K'_n|l) Pr(l),$$

где  $Pr(l)$  — вероятность того, что на передачу пакета «красного» потока было потрачено  $l$  попыток передачи, которая равна

$$Pr(l) = \begin{cases} p_N (1 - p_N)^{l-1}, & 0 < l < RL \\ (1 - p_N)^{RL-1}, & l = RL. \end{cases}$$

Очевидно, что  $X(K'_n) \geq X(K'_n + 1)$ . Таким образом выберем  $K_n = \min\{K'_n : X(K'_n) < \epsilon\}$ . Так как оставшееся время жизни пачки пакетов старшего «зеленого» потока составляет  $D - h_G$  слотов, то при  $D - h_G < K_n$  передача пакета «красного» потока приведет к тому, что среднее значение доли потерянных пакетов в пачке «зеленого» потока превысит  $\epsilon$ . Поэтому при  $D - h_G < K_n$  принимается решение об обслуживании пакета «зеленого» потока  $n$ , а при  $D - h_G \geq K_n$  будет совершена передача старшего пакета «красного» потока.

Далее опишем возможные переходы между состояниями системы и вычислим вероятности данных переходов.

### Переходы между состояниями системы

Состояние системы описывается набором из 7 целых чисел  $(n, h_G, h_R, g, RC, s, f)$ . Пусть  $Pr(A \rightarrow A')$  — вероятность перехода системы из состояния  $A = (n, h_G, h_R, g, RC, s, f)$  в

слоте  $t$  в состояние  $A' = (n', h'_G, h'_R, g', RC', s', f')$  в слоте  $t + 1$ . Так как состояние  $g$  гильбертова канала в следующем слоте зависит только от состояния гильбертова канала в текущем слоте и не зависит от значений других параметров, то вероятность  $Pr(A \rightarrow A')$  можно записать как произведение вероятности  $Pr(\tilde{A} \rightarrow \tilde{A}')$  перехода между состояниями  $\tilde{A} = (n, h_G, h_R, RC, s, f)$  и  $\tilde{A}' = (n', h'_G, h'_R, RC', s', f')$ , в которых не учитывается состояние гильбертова канала, на вероятность  $Pr(g \rightarrow g') = r_{gg'}$  перехода гильбертова канала из состояния  $g$  в состояние  $g'$ . Для упрощения описания в табл. 2.2 и 2.3 приведены вероятности  $Pr(\tilde{A} \rightarrow \tilde{A}')$  переходов между состояниями  $\tilde{A}$  и  $\tilde{A}'$ .

В модели дисциплины обслуживания очереди FIFO после передачи в данном слоте последнего пакета из пачки потока  $n$ , возраст которого составлял  $h$ , в следующем слоте головной пакет в очереди принадлежал потоку  $n + 1$  и его возраст составлял  $h - z_n + 1$ . Дисциплина FIFO одинаково обслуживала как «зеленые», так и «красные» пакеты, и переменная  $n$  определяла номер потока, чей пакет сейчас находится в голове очереди. При использовании  $P$ -настойчивой дисциплины переменная  $n$  определяет номер старшего «зеленого» потока, а переменную  $h$ , определявшую возраст самого старшего пакета в очереди, заменили переменные  $h_G$  и  $h_R$ , определяющие возраст самого старшего «зеленого» и «красного» пакетов в очереди, соответственно. Поэтому после обслуживания в текущем слоте последнего пакета из пачки «красного» потока, возраст которого составлял  $h_R$ , в следующем слоте возраст самого старшего «красного» пакета в очереди будет составлять  $h_R - d + 1$ . А после обслуживания в текущем слоте последнего пакета из пачки «зеленого» потока  $N - 1$ , возраст которого составлял  $h_G$ , в следующем слоте возраст самого старшего «зеленого» пакета в очереди будет составлять  $h_R - z_{N-1} - z_N + 1$  (см. рис. 2.12). Таким образом, для упрощения записи переходов между состояниями удобно использовать переменные  $z'_i$ , значения которых для  $i \in [1, N - 2]$  совпадают с  $z_i$ , а  $z'_{N-1} = z_{N-1} + z_N$  (см. рис. 2.12). Отметим, что переменной  $z'_N$  не существует. При записи переходов между состояниями системы в табл. 2.2 и 2.3 используются переменные  $z'_i$ . При записи также учитывается, что  $T_F < D - 1$ , в противном случае второй этап  $P$ -настойчивой дисциплины отсутствует.

### Нахождение доли потерянных пакетов

Определив возможные переходы между состояниями системы и вычислив вероятности данных переходов, можно получить стационарные вероятности  $\pi(n, h_G, h_R, g, RC, s, f)$

Таблица 2.2. Вероятности переходов между состояниями системы при использовании улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди для фазы FIFO и  $P$ -настойчивой фазы ( $s \in \{1, 2\}$ ).

Начальное состояние	Вероятность перехода	Конечное состояние
$(n, h_G < 0, h_R < 0, RC, s, f)$	1	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC, s, 0)$
$(n, 0 \leq h_G < D - 1, h_R < h_G, RC, s, f)$	$1 - p_n(1 - q_n)$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC, s, 0)$
$(n \neq N - 1, 0 \leq h_G < D - 1, h_R < h_G, RC, s, f)$	$p_n(1 - q_n)$	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, s, 0)$
$(n = N - 1, 0 \leq h_G < D - 1, h_R < h_G, RC, s, f)$	$p_n(1 - q_n)$	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, s, 0)$
$(n, h_G < h_R, 0 \leq h_R < D - 1, RC, 1, f)$	$p_N^{(k)}(1 - q_N)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 1, 0)$
$(n, h_G < h_R, 0 \leq h_R < D - 1, RC, 1, f)$	$p_N^{(k)}q_N$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 1, 0)$
$(n, h_G < h_R, 0 \leq h_R < D - 1, RC < RL - 1, 1, f)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC + 1, 1, 0)$
$(n, h_G < h_R, 0 \leq h_R < D - 1, RC = RL - 1, 1, f)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n \neq N - 1, h_G = D - 1, 0 \leq h_R < h_G, RC, s, f)$	1	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, s, 0)$
$(n = N - 1, h_G = D - 1, 0 \leq h_R < h_G, RC, s, f)$	1	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, s, 0)$
$(n, h_G < h_R, h_R = D - 1, RC, 1, f)$	$p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 1, 0)$
$(n, h_G < h_R, h_R = D - 1, RC < RL - 1, 1, f)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 1, 0)$
$(n, h_G < h_R, h_R = D - 1, RC = RL - 1, 1, f)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G < 0, 0 \leq h_R < D - 1, 0, 2, f)$	$p_N^{(k)}(1 - q_N)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_G < 0, 0 \leq h_R < D - 1, 0, 2, f)$	$p_N^{(k)}q_N$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_G < 0, 0 \leq h_R < D - 1, 0, 2, f)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G < 0, h_R = D - 1, 0, 2, f)$	$p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_G < 0, h_R = D - 1, 0, 2, f)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 0)$
$(n \neq N - 1, h_G \geq 0, h_G < h_R < D - 1, 0, 2, 0)$	$(1 - P)p_n(1 - q_n)$	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n = N - 1, h_G \geq 0, h_G < h_R < D - 1, 0, 2, 0)$	$(1 - P)p_n(1 - q_n)$	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_G < h_R < D - 1, 0, 2, 0)$	$(1 - P)p_nq_n$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_G < h_R < D - 1, 0, 2, 0)$	$(1 - P)(1 - p_n)$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 2, 1)$
$(n, h_G \geq 0, h_G < h_R < D - 1, 0, 2, 0)$	$P(1 - p_N^{(k)})$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_G < h_R < D - 1, 0, 2, 0)$	$Pp_N^{(k)}(1 - q_N)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_G < h_R < D - 1, 0, 2, 0)$	$Pp_N^{(k)}q_N$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 3, 0)$
$(n \neq N - 1, h_G \geq 0, h_G < h_R < D - 1, 0, 2, 1)$	$p_n(1 - q_n)$	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n = N - 1, h_G \geq 0, h_G < h_R < D - 1, 0, 2, 1)$	$p_n(1 - q_n)$	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_G < h_R < D - 1, 0, 2, 1)$	$p_nq_n$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_G < h_R < D - 1, 0, 2, 1)$	$1 - p_n$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 2, 1)$
$(n \neq N - 1, h_G \geq 0, h_R = D - 1, 0, 2, 0)$	$(1 - P)p_n(1 - q_n)$	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 0)$
$(n = N - 1, h_G \geq 0, h_R = D - 1, 0, 2, 0)$	$(1 - P)p_n(1 - q_n)$	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_R = D - 1, 0, 2, 0)$	$(1 - P)p_nq_n$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_R = D - 1, 0, 2, 0)$	$(1 - P)(1 - p_n)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 1)$
$(n, h_G \geq 0, h_R = D - 1, 0, 2, 0)$	$P(1 - p_N^{(k)})$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_R = D - 1, 0, 2, 0)$	$Pp_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n \neq N - 1, h_G \geq 0, h_R = D - 1, 0, 2, 1)$	$p_n(1 - q_n)$	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 0)$
$(n = N - 1, h_G \geq 0, h_R = D - 1, 0, 2, 1)$	$p_n(1 - q_n)$	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_R = D - 1, 0, 2, 1)$	$p_nq_n$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_R = D - 1, 0, 2, 1)$	$1 - p_n$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 1)$

Таблица 2.3. Вероятности переходов между состояниями системы при использовании улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди для фазы восстановления.

Начальное состояние	Вероятность перехода	Конечное состояние
$(n, h_G < 0, h_R < 0, RC, 3, 0)$	1	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC, 1, 0)$
$(n \neq N - 1, h_G \geq 0, h_R < h_G \leq T_F, RC, 3, 0)$	$p_n(1 - q_n)$	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, 1, 0)$
$(n = N - 1, h_G \geq 0, h_R < h_G \leq T_F, RC, 3, 0)$	$p_n(1 - q_n)$	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, 1, 0)$
$(n, h_G \geq 0, h_R < h_G \leq T_F, RC, 3, 0)$	$1 - p_n(1 - q_n)$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC, 1, 0)$
$(n \neq N - 1, 0 \leq h_G < h_R, 0 \leq h_R \leq T_F, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n > D$	$p_n(1 - q_n)$	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, 0, 1, 0)$
$(n = N - 1, 0 \leq h_G < h_R, 0 \leq h_R \leq T_F, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n > D$	$p_n(1 - q_n)$	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, 0, 1, 0)$
$(n, 0 \leq h_G < h_R, 0 \leq h_R \leq T_F, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n > D$	$1 - p_n(1 - q_n)$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC, 1, 0)$
$(n, 0 \leq h_G < h_R, 0 \leq h_R \leq T_F, RC \neq 0, 3, 0)$	$p_N^{(k)}(1 - q_N)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 1, 0)$
$(n, 0 \leq h_G < h_R, 0 \leq h_R \leq T_F, RC \neq 0, 3, 0)$	$p_N^{(k)}q_N$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 1, 0)$
$(n, 0 \leq h_G < h_R, 0 \leq h_R \leq T_F, 0 < RC < RL - 1, 3, 0)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC + 1, 1, 0)$
$(n, 0 \leq h_G < h_R, 0 \leq h_R \leq T_F, RC = RL - 1, 3, 0)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n, 0 \leq h_G < h_R, 0 \leq h_R \leq T_F, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n \leq D$	$p_N^{(k)}(1 - q_N)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 1, 0)$
$(n, 0 \leq h_G < h_R, 0 \leq h_R \leq T_F, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n \leq D$	$p_N^{(k)}q_N$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 1, 0)$
$(n, 0 \leq h_G < h_R, 0 \leq h_R \leq T_F, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n \leq D$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC + 1, 1, 0)$
$(n, h_G < 0 \leq h_R \leq T_F, RC, 3, 0)$	$p_N^{(k)}(1 - q_N)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 1, 0)$
$(n, h_G < 0 \leq h_R \leq T_F, RC, 3, 0)$	$p_N^{(k)}q_N$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 1, 0)$
$(n, h_G < 0 \leq h_R \leq T_F, RC < RL - 1, 3, 0)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC + 1, 1, 0)$
$(n, h_G < 0 \leq h_R \leq T_F, RC = RL - 1, 3, 0)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n \neq N - 1, h_G > T_F, h_R < h_G < D - 1, RC, 3, 0)$	$p_n(1 - q_n)$	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, 3, 0)$
$(n = N - 1, h_G > T_F, h_R < h_G < D - 1, RC, 3, 0)$	$p_n(1 - q_n)$	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, 3, 0)$
$(n, h_G > T_F, h_R < h_G < D - 1, RC, 3, 0)$	$1 - p_n(1 - q_n)$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC, 3, 0)$
$(n \neq N - 1, h_G = D - 1, h_R < h_G, RC, 3, 0)$	1	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, 3, 0)$
$(n = N - 1, h_G = D - 1, h_R < h_G, RC, 3, 0)$	1	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, 3, 0)$
$(n, h_G < 0, T_F < h_R < D - 1, RC, 3, 0)$	$p_N^{(k)}(1 - q_N)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_G < 0, T_F < h_R < D - 1, RC, 3, 0)$	$p_N^{(k)}q_N$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_G < 0, T_F < h_R < D - 1, RC < RL - 1, 3, 0)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC + 1, 3, 0)$
$(n, h_G < 0, T_F < h_R < D - 1, RC = RL - 1, 3, 0)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n, h_G < 0, h_R = D - 1, RC, 3, 0)$	$p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_G < 0, h_R = D - 1, RC < RL - 1, 3, 0)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_G < 0, h_R = D - 1, RC = RL - 1, 3, 0)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 0)$
$(n \neq N - 1, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n > D$	$p_n(1 - q_n)$	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, 3, 0)$
$(n = N - 1, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n > D$	$p_n(1 - q_n)$	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R + 1, RC, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n > D$	$1 - p_n(1 - q_n)$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n \leq D$	$p_N^{(k)}(1 - q_N)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n \leq D$	$p_N^{(k)}q_N$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n \leq D$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC + 1, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, 0 < RC < RL - 1, 3, 0)$	$p_N^{(k)}(1 - q_N)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, 0 < RC < RL - 1, 3, 0)$	$p_N^{(k)}q_N$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, 0 < RC < RL - 1, 3, 0)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, RC + 1, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, RC = RL - 1, 3, 0)$	$p_N^{(k)}(1 - q_N)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, RC = RL - 1, 3, 0)$	$p_N^{(k)}q_N$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, T_F < h_R < D - 1, RC = RL - 1, 3, 0)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R + 1, 0, 2, 0)$
$(n \neq N - 1, h_R > h_G \geq 0, h_R = D - 1, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n > D$	$p_n(1 - q_n)$	$(n + 1, h_G - z'_n + 1, h_R - d + 1, RC, 3, 0)$
$(n = N - 1, h_R > h_G \geq 0, h_R = D - 1, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n > D$	$p_n(1 - q_n)$	$(1, h_G - z'_n + 1, h_R - d + 1, RC, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, h_R = D - 1, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n > D$	$1 - p_n(1 - q_n)$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, RC, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, h_R = D - 1, RC = 0, 3, 0), h_G + K_n \leq D$	1	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, h_R = D - 1, 0 < RC < RL - 1, 3, 0)$	1	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, h_R = D - 1, RC = RL - 1, 3, 0)$	$p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 3, 0)$
$(n, h_R > h_G \geq 0, h_R = D - 1, RC = RL - 1, 3, 0)$	$1 - p_N^{(k)}$	$(n, h_G + 1, h_R - d + 1, 0, 2, 0)$

состояний  $(n, h_G, h_R, g, RC, s, f)$  описанной цепи Маркова, например, путем нахождения собственных векторов матрицы переходных вероятностей. Зная стационарные вероятности, определим средние доли  $PLR_n$  потерянных пакетов для каждого из  $N$  потоков.

Единственной причиной потери пакета является превышение ограничения на время его доставки. Так как пакеты «зеленого» («красного») потока теряются только в состояниях с  $h_G = D - 1$  ( $h_R = D - 1$ ), средняя доля  $PLR_n$  потерянных пакетов для «зеленых» потоков (т.е. при  $n \in [1, N - 1]$ ) вычисляется по формуле (2.12), в которой  $\mu_n = \sum_{h_R, g, RC, s, f} \pi(n, D - 1, h_R, g, RC, s, f)$  определяет вероятность нахождения системы в состояниях с  $h_G = D - 1$ , а  $\pi(\cdot)$  — стационарные вероятности состояний цепи Маркова, полученные, например, путем нахождения собственных векторов матрицы переходных вероятностей.

Для определения средней доли  $PLR_N$  потерянных пакетов для «красного» потока удобно разделить все возможные состояния системы, в которых  $h_R = D - 1$ , на три группы.

К первой группе относятся состояния системы, в которых в данном слоте с вероятностью единица будет совершена попытка передачи пакета «красного» потока. Иными словами, первая группа включает в себя состояния с  $s = 1$  (состояния  $H$ , так как при  $h_R = D - 1$  старший пакет в очереди принадлежит «красному» потоку), состояния с  $s = 3$  (состояния  $B$ ), если при передаче пакета «красного» потока возможные потери в старшей пачке «зеленых» потоков не превысят  $\epsilon$  (как показано выше, данное условие выполнено при  $h_G \leq D - K_n - 1$ ), а также состояния с  $s = 2$  (состояния  $O$ ), если в данный момент в очереди отсутствуют пакеты «зеленых» потоков (т.е. если  $h_G < 0$ ). Вероятность  $\phi_1^{(g)}$  нахождения в этой группе состояний при фиксированном состоянии  $g$  гильбертова канала определяется следующей суммой:

$$\phi_1^{(g)} = \sum_{RC, f} \sum_{n=1}^{N-1} \left( \sum_{h_G=-d+1}^{D-1} \pi(n, h_G, D-1, g, RC, 1, f) + \sum_{h_G=-d+1}^{D-K_n-1} \pi(n, h_G, D-1, g, RC, 3, f) + \sum_{h_G=-d+1}^{-1} \pi(n, h_G, D-1, g, RC, 2, f) \right).$$

Для первой группы состояний среднее число отброшенных пакетов за один слот составляет  $(1 - p_N^{(g)}) \frac{1}{1 - q_N} + p_N^{(g)} \frac{q_N}{1 - q_N}$ . Оно получается аналогично выводу формулы (2.12).

Ко второй группе относятся состояния системы с  $s = 2$  (состояния  $O$ ), т.е. те состояния, в которых очередь содержит пакеты «зеленых» потоков ( $h_G \geq 0$ ), а пакет «красного» потока будет рассматриваться ( $f = 0$ ) в качестве кандидата для передачи в данном сло-

те и будет выбран для передачи с вероятностью  $P$ . Вероятность  $\phi_2^{(g)}$  нахождения в этой группе состояний при фиксированном состоянии  $g$  гильбертова канала равна:

$$\phi_2^{(g)} = \sum_{RC} \sum_{n=1}^{N-1} \sum_{h_G=0}^{D-1} \pi(n, h_G, D-1, g, RC, 2, 0).$$

При нахождении во второй группе состояний с вероятностью  $Pp_N^{(g)}$  для передачи будет выбран пакет «красного» потока и данный пакет будет успешно передан, тогда в среднем будет отброшено  $\frac{qN}{1-qN}$  пакетов. С вероятностью  $1 - Pp_N^{(g)}$  пакет «красного» потока будет отброшен (как и вся пачка), т.е. в среднем будет отброшено  $\frac{1}{1-qN}$  пакетов.

К третьей группе относятся состояния системы, в которых с вероятностью единица будет совершена попытка передачи пакета «зеленого» потока. Пусть вероятность нахождения в состояниях третьей группы при фиксированном состоянии  $g$  гильбертова канала составляет  $\phi_3^{(g)}$ . Так как объединение состояний из первой, второй и третьей групп представляет собой все возможные состояния системы, в которых  $h_R = D-1$ , то вероятность  $\phi_3^{(g)}$  определяется следующим образом:

$$\phi_3^{(g)} = \sum_{RC,s,f} \sum_{n=1}^{N-1} \sum_{h_G=0}^{D-1} \pi(n, h_G, D-1, g, RC, s, f) - \phi_1^{(g)} - \phi_2^{(g)}.$$

Для третьей группы состояний среднее число отброшенных пакетов за один слот составляет  $\frac{1}{1-qN}$ .

Таким образом, средняя доля  $PLR_N$  потерянных пакетов для «красного» потока определяется выражением:

$$\begin{aligned} PLR_N &= \frac{\sum_g \left[ \phi_1^{(g)} \left( (1 - p_N^{(g)}) \frac{1}{1-qN} + p_N^{(g)} \frac{qN}{1-qN} \right) + \phi_2^{(g)} \left( (1 - Pp_N^{(g)}) \frac{1}{1-qN} + Pp_N^{(g)} \frac{qN}{1-qN} \right) + \phi_3^{(g)} \frac{1}{1-qN} \right]}{\frac{1}{1-qN}/d} = \\ &= d \sum_g \left[ \phi_1^{(g)} \left( 1 - p_N^{(g)} + p_N^{(g)} qN \right) + \phi_2^{(g)} \left( 1 - Pp_N^{(g)} + Pp_N^{(g)} qN \right) + \phi_3^{(g)} \right]. \end{aligned}$$

### 2.3.3. Обобщение на случай ухудшения качества соединений у нескольких потоков

В аналитической модели, описанной в разделе 2.3.2, предполагается, что ухудшение качества соединения может происходить только для одного из потоков (здесь и далее имеется в виду ухудшение качества соединения с получателем данного потока). Тем не менее,

данную модель можно обобщить на случай, когда качество соединения может независимо ухудшаться у каждого из потоков в предположении, что в каждый момент времени качество соединения может быть плохим не более чем для одного потока.

Пусть пакеты потока  $i$  передаются по гильбертову каналу, который характеризует матрица  $R^{(i)}$ ,  $i \in \overline{1, N}$ , переходных вероятностей:

$$R^{(i)} = \begin{pmatrix} r_{11}^{(i)} & r_{12}^{(i)} \\ r_{21}^{(i)} & r_{22}^{(i)} \end{pmatrix}. \quad (2.14)$$

Как и ранее, будем считать, что состояние 1 гильбертова канала является «хорошим», а состояние 2 является «плохим». Таким образом, ухудшение качества соединения для потока  $i$  происходит при переходе гильбертова канала  $i$  из состояния 1 в состояние 2. Вероятности успешной попытки передачи пакета потока  $i$  при нахождении соответствующего гильбертова канала в «хорошем» и «плохом» состояниях составляют  $p_i^{(1)}$  и  $p_i^{(2)}$ , соответственно. Так как в данной главе рассматриваются сценарии с кратковременным ухудшением качества соединения, то будем считать, что вероятность обнаружить в один момент времени два и более соединения с «плохим» состоянием гильбертовых каналов мала и ей можно пренебречь. Такое допущение оправдано, если

$$\forall i : r_{22}^{(i)} N \ll r_{11}^{(i)} \approx 1. \quad (2.15)$$

Найдем распределение случайной величины  $\zeta$ , которая соответствует длительности временного интервала  $I^+$ , в течение которого для всех  $N$  получателей качество гильбертова канала «хорошее»:

$$P(\zeta = k) = \prod_{n=1}^N (r_{11}^{(n)})^{k-1} \left( 1 - \prod_{n=1}^N (r_{11}^{(n)}) \right), k \in \mathbb{N}. \quad (2.16)$$

За каждым таким интервалом  $I^+$  следует интервал  $I^-$ , в котором качество гильбертова канала хотя бы для одного из получателей (а мы предполагаем, что ровно для одного) ухудшилось. В силу предположения о кратковременности ухудшения качества канала, в среднем, длительность  $L(I^+)$  временного интервала  $I^+$  много больше длительности  $L(I^-)$  интервала  $I^-$ . Поэтому будем считать длительность  $L(I)$  интервала  $I = (I^+ \cup I^-)$  равной  $L(I^+)$ . Таким образом, временная ось оказывается разделенной на интервалы  $I$ , на каждом из которых происходит ухудшение качества соединения ровно для одного из получателей, причем длительность каждого интервала имеет распределение (2.16).

Определим значение доли  $PLR_n^*, n \in \overline{1, N}$ , потерянных пакетов для потока  $n$  в сценарии, когда ухудшение качества соединения может происходить у любого из  $N$  потоков. Рассмотрим множество  $I_k$  интервалов  $I$ , на которых ухудшение качества соединения происходит только для потока  $k$ . Найдем доли  $PLR_k^{(n)}, n \in \overline{1, N}$ , потерянных пакетов на данных интервалах для каждого потока  $n \in N$  с помощью аналитической модели из раздела 2.3.2, в которой ухудшение качества соединения может происходить только для одного потока.

Вероятность события, что на данном интервале  $I$  именно у потока  $k$  произошло ухудшение качества соединения при условии, что хотя бы для одного потока произошло ухудшение качества соединения, определяется выражением:

$$\frac{r_{12}^{(k)}}{1 - \prod_{j=1}^N (1 - r_{12}^{(j)})}, \quad (2.17)$$

которое с учетом (2.15) может быть переписано как

$$\frac{r_{12}^{(k)}}{\sum_{j=1}^N r_{12}^{(j)}}. \quad (2.18)$$

Рассмотрев таким образом все множества интервалов  $I_k, k \in \overline{1, N}$ , искомый  $PLR_n^*, n \in \overline{1, N}$ , можно вычислить по формуле:

$$PLR_n^* = \sum_{k=1}^N \frac{r_{12}^{(k)}}{\sum_{j=1}^N r_{12}^{(j)}} PLR_k^{(n)}.$$

#### 2.3.4. Численные результаты

В данном разделе проводится оценка точности разработанной аналитической модели, определение оптимальных значений параметров улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди, а также сравнение эффективности стандартной дисциплины обслуживания очереди FIFO и улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди.

#### Оценка точности аналитической модели

Для оценки точности разработанной аналитической модели проводится серия экспериментов в среде имитационного моделирования ns-3 [123], где была реализована улуч-

шенная  $P$ -настойчивая дисциплина обслуживания очереди. Так как каждый прогон имитационного эксперимента с беспроводной сетью из большого числа станций занимает существенное время, а для получения статистически достоверных результатов число прогонов следует брать довольно большим, то для оценки точности аналитической модели выбран следующий упрощенный сценарий.

Рассматривается беспроводная сеть Wi-Fi, состоящая из трех станций: точки доступа и двух получателей видеопотоков одинаковой интенсивности. На физическом уровне сеть работает согласно стандарту IEEE 802.11a [128] с использованием сигнально-кодовой конструкции, которая обеспечивает скорость передачи данных 6 Мбит/с. Размер одного пакета данных на канальном уровне выбран равным 1500 байт, в результате чего средняя длительность одной попытки передачи с учетом получения подтверждения доставки пакета составляет приблизительно 2 мс. Заметим, что в отличие от аналитической модели, в имитационной модели длительность одной попытки передачи является случайной величиной, которая определяется длительностью передачи пакета данных, а также случайной отсрочкой, которая предшествует передаче и необходима для реализации механизма случайного доступа CSMA/CA, краткое описание которого приведено в разделе 1.2. В случае, если попытка передачи пакета оказывается неудачной, отсрочка перед следующей попыткой передачи того же пакета выбирается из большего диапазона. Однако вариация длительности одной попытки передачи, возникающая из-за случайного значения счетчика отсрочки, в данном эксперименте оказывается мала, так как согласно стандарту [34] в отсутствии восходящего трафика максимальное значение длительности случайной отсрочки при передаче видеоданных составляет 0,135 мс. Ограничение на время доставки пакета выбрано равным 400 мс [27, 29, 30]. Видеопоток, адресованный одному из получателей, является «зеленым», т.е. передается по радиоканалу между точкой доступа и данным получателем с фиксированной вероятностью  $p_1 = 0,7$  успешной попытки передачи пакета. Видеопоток, адресованный второму получателю, является «красным», т.е. радиоканал между точкой доступа и вторым получателем является гильбертовым и может изменять свое состояние каждые 2 мс согласно матрице переходных вероятностей (2.14). Значения элементов матрицы выбираются таким образом, что среднее время нахождения гильбертова канала в «хорошем» состоянии составляет 1 с, а в «плохом» состоянии — варьируется для разных экспериментов от 100 до 500 мс с шагом 100 мс. В первом состоянии вероятность успешной попытки передачи пакета составляем  $p_2^{(1)} = 0,7$ , а во втором —  $p_2^{(2)} = 0$ . В данном

и последующих экспериментах пакеты каждого видеопотока поступают в очередь точки доступа пачками, которые равноудалены друг от друга, а размеры пачек имеют геометрическое распределение. Среднее число пакетов в пачке в данном эксперименте равняется 5. Каждая пачка поступающих в очередь пакетов соответствует отдельному видеокадру. Так как частота генерации видеокадров, как правило, составляет 25 кадров в секунду, период поступления пачек выбран равным 40 мс. Здесь и далее значение  $T_F = 40$  мс, если не оговорено отдельно.

Значения параметров аналитической модели выбраны в соответствии с описанными выше значениями параметров имитационной модели. Так как размер слота в аналитической модели соответствует средней длительности одной попытки передачи, то ограничение на время доставки пакета составляет  $D = 200$  слотов, а период  $d$  поступления пачек пакетов в очередь равен 20 слотам.

Чтобы оценить погрешность, которая возникает в аналитической модели при аппроксимации переменной длительности попытки передачи слотом с постоянной длительностью, а также из-за оценки вероятности  $P$  выбрать для передачи пакет «красному» получателю во время отказа канала при помощи сбора статистики, в описанном сценарии измеряются доли потерянных пакетов каждым из получателей. Проведенные измерения показали, что результаты имитационного и аналитического моделирования расходятся не более чем на 7% (см. рис. 2.13), что объясняется малой вариацией длительности одной попытки передачи для видеотрафика. Таким образом, дальнейшее изучение  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди проводится при помощи разработанной аналитической модели.

### **Определение оптимальных значений параметров улучшенной $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди**

**Вариация значений параметра  $P$ .** Одним из основных параметров  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди является вероятность  $P$ , с которой для передачи выбирается пакет «красного» потока, находящегося в состоянии  $O$ . Значение вероятности  $P$  для улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины вычисляется согласно алгоритму, изложенному в разделе 2.2.1. Определим значения параметров данного алгоритма для аналитической модели.

В разработанной аналитической модели, под интенсивностью  $\lambda_i$  потока  $i$  будем пони-

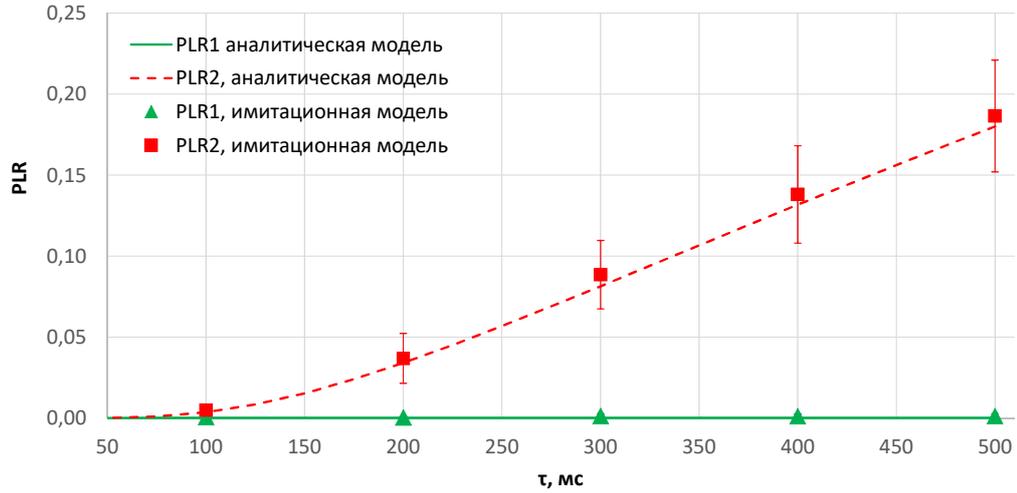


Рис. 2.13. Зависимость доли потерянных пакетов для «зеленого» (PLR1) и для «красного» (PLR2) получателей от средней длительности отказа канала.

мать среднее число пакетов, поступающих за 1 слот, которое составляет  $\frac{1}{d(1-q_i)}$ . Время  $T_b$  одной неуспешной попытки передачи составляет один слот, а среднее время  $t_i$  успешной передачи пакета потока  $i$  определяется суммой  $\frac{\sum_{j=0}^{RL-1} (j+1)p_i(1-p_i)^j}{1-(1-p)^{RL}}$ , где  $RL$  — ограничение на число попыток передачи одного пакета. Например, в стандарте IEEE 802.11 [34] значение  $RL$  задано равным 7.

Для определения оптимальных значений параметра  $P$  и сравнения их со значениями  $\hat{P}$ , рекомендуемыми согласно эмпирической формуле (2.9), проводятся 3 различных эксперимента при различных соотношениях интенсивностей  $\lambda_1$  и  $\lambda_2$  поступления в очередь пакетов «зеленого» и «красного» потоков, соответственно:  $\lambda_1 = 7,5\lambda_2$  ( $\lambda_2 = \frac{1,1}{d}$ );  $\lambda_1 = \lambda_2 = \frac{5}{d}$ ;  $\lambda_2 = 7,5\lambda_1$  ( $\lambda_1 = \frac{1,1}{d}$ ). Среднее время нахождения гильбертова канала в «хорошем» состоянии составляет  $\frac{2\text{мс}}{r_{12}} = 1$  с, а в «плохом» состоянии —  $\frac{2\text{мс}}{r_{21}} = 100$  мс.

На рис. 2.14 изображены зависимости доли потерянных пакетов от вероятности  $P$  для получателей «зеленого» ( $PLR_1$ ) и «красного» ( $PLR_2$ ) потоков при различных соотношениях интенсивностей  $\lambda_1$  и  $\lambda_2$ . Согласно полученным результатам в случае, когда интенсивность «зеленого» потока намного больше интенсивности «красного» потока ( $\lambda_1 = 7,5\lambda_2$ ), значения  $P < 0,45$  позволяют достичь практически нулевой доли потерянных пакетов для «зеленого» потока. При этом доля потерянных пакетов для «красного» потока, близкая к минимальной, достигается при  $P = P^{opt} \in (0,33; 0,43)$ . В этом диапазоне  $P$  значения  $PLR$  отличаются друг от друга не более чем на погрешность численных вычислений, поэто-

му можно говорить об оптимальности целого ряда значений  $P$ . Рекомендуемое согласно эмпирической формуле (2.9) значение  $\hat{P} = 0,16$  является несколько заниженной оценкой.

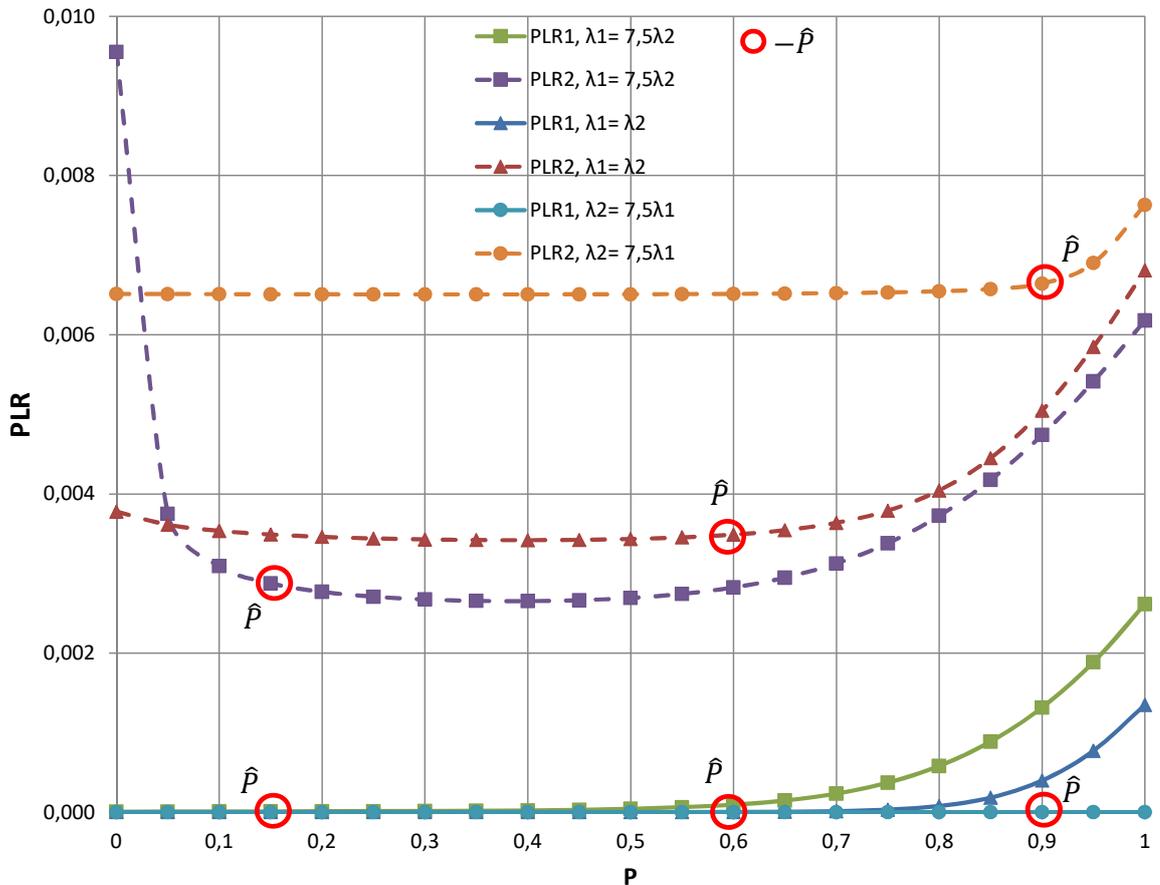


Рис. 2.14. Зависимость  $PLR(P)$ .

При одинаковой интенсивности «красного» и «зеленого» потоков ( $\lambda_1 = \lambda_2$ ) блокирование очереди головным пакетом приводит к меньшему  $PLR$  «зеленого» потока по сравнению со случаем более интенсивного «зеленого» потока, а в случае, когда интенсивность «красного» потока намного больше интенсивности «зеленого» потока ( $\lambda_2 = 7,5\lambda_1$ ),  $PLR$  «зеленого» потока практически равен нулю при всех рассмотренных значениях  $P$ . В обоих случаях увеличивается диапазон значений  $P$ , которые можно считать оптимальными. В случае равенства интенсивностей оптимальными являются  $P^{opt} \in (0,33; 0,46)$ , при этом  $\hat{P} = 0,59$ . В случае более интенсивного «красного» потока оптимальными являются  $P^{opt} \in (0,05; 0,8)$ , при этом  $\hat{P} = 0,91$ .

Во всех рассмотренных случаях значения  $\hat{P}$ , полученные с помощью эмпирической формулы (2.9), не попадают точно в диапазон оптимальных значений. Тем не менее, как видно из рис. 2.14,  $PLR_1(\hat{P}) \approx PLR_1(P^{opt})$ ,  $PLR_2(\hat{P}) \approx PLR_2(P^{opt})$ , что позволяет го-

ворить о квазиоптимальности решений, полученных с помощью эмпирической формулы (2.9). Заметим, что заметное увеличение  $PLR$  в рассмотренных сценариях возникает только при значениях  $P$ , близких к единице или к нулю. Поэтому в рассмотренных сценариях можно использовать, например, значение  $P = 0,5$ , которое также показывает приемлемые результаты.

Существуют, однако, сценарии, при которых  $PLR(P = 0,5) \gg PLR(\hat{P}) \approx PLR(P^{opt})$ . Например, если ухудшение качества соединения произошло одновременно у  $k$  получателей из  $N$ , то осуществление попыток передачи пакета каждого из таких получателей с вероятностью  $P = 0,5$  приведет к тому, что вероятность выбрать для передачи пакет «зеленого» потока равняется  $(1 - P)^k = 0,5^k$ . Уже при  $k = 3$  она будет составлять всего  $0,125$ , и у «зеленых» потоков практически не будет шанса для передачи при нахождении «красных» потоков в состоянии  $O$ . Таким образом, в качестве значения  $P$  предпочтительно всегда использовать  $P = \hat{P}$ .

**Вариация значений параметра  $T_F$ .** Параметр  $T_F$  улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди определяет возраст самого старшего пакета в очереди, по достижению которого происходит изменение состояний потоков из  $B$  в  $H$ . Для определения оптимального значения  $T_F$  проводятся 3 серии экспериментов с различным соотношением интенсивностей данных потоков:  $\lambda_1 = \frac{1,5}{d}, \lambda_2 = \frac{11,5}{d}$ ;  $\lambda_1 = \lambda_2 = \frac{6,5}{d}$ ;  $\lambda_1 = \frac{11,5}{d}, \lambda_2 = \frac{1,5}{d}$ . Среднее время нахождения гильбертова канала в «хорошем» состоянии составляет  $\frac{2\text{мс}}{r_{12}} = 10$  с, а в «плохом» состоянии —  $\frac{2\text{мс}}{r_{21}} = 390$  мс.

В каждой серии экспериментов исследование проводилось при  $P = \hat{P}$ , полученному с помощью эмпирической формулы (2.9). Значения параметра  $T_F$  варьировались в диапазоне  $[0, 200]$  слотов, что соответствует диапазону  $[0, 400]$  мс.

При значениях  $T_F$ , близких к  $400$  мс, «красный» поток практически никогда не находится в состоянии  $B$ , так как возраст самого старшего пакета в очереди не может превышать ограничение на время доставки пакета  $D = 400$  мс. Поэтому попав в состояние  $B$ , поток практически сразу переходит из него в состояние  $H$ . Такой сценарий благоприятен для «красного» потока, так как позволяет обслуживать скопившиеся пакеты один за другим, но в то же время может нанести вред «зеленому» потоку, который вынужден ожидать обслуживания скопившихся пакетов «красного» потока. При уменьшении  $T_F$  длительность нахождения «красного» потока в состоянии  $B$  увеличивается, что благоприятно сказывается на «зеленом» потоке и негативно на «красном».

Описанные эффекты можно наблюдать на рис. 2.15 и 2.16, на которых представлены зависимости  $PLR_1(T_F)$  и  $PLR_2(T_F)$  доли потерянных пакетов для «зеленого» и «красного» потоков, соответственно, при более интенсивном «зеленом» потоке и при одинаковых интенсивностях потоков (при более интенсивном «красном» потоке изменение значений  $T_F$  не оказывает практически никакого влияния на полученные результаты). В зависимости от ограничения на долю потерянных пакетов можно либо уменьшить значение  $T_F$ , отдавая приоритет «зеленому» потоку, либо, если это позволяет ограничение на долю потерянных пакетов для «зеленого» потока, увеличить  $T_F$ , снижая потери пакетов «красного» потока. Например, из рис. 2.15 видно, что если ограничение  $PLR^{QoS}$  на долю потерянных пакетов составляет 1,5%, то можно выбрать значение  $T_F = 400$  мс, что позволит снизить  $PLR_2$  «красного» потока практически в 1,5 раза и при этом выполнить ограничение на долю потерянных пакетов для «зеленого» потока.

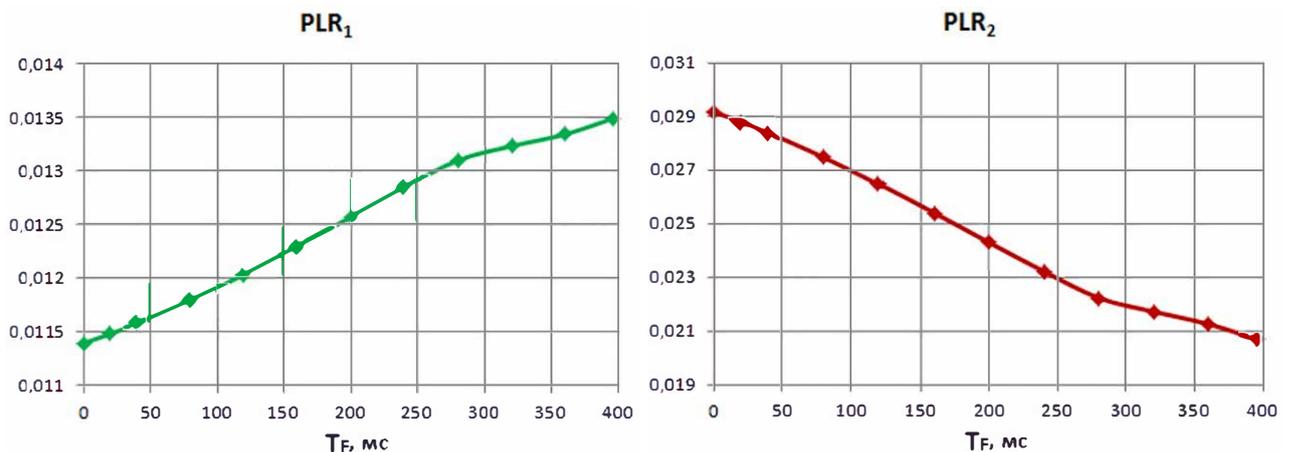


Рис. 2.15. Зависимость  $PLR(P)$  при  $\lambda_1 = 7,5\lambda_2$ .

### Сравнение эффективности улучшенной $P$ -настойчивой дисциплины и дисциплины FIFO

Применим разработанные аналитические модели улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди и дисциплины FIFO для сравнения их эффективности при передаче видеопотоков в условиях ухудшения качества соединения с одним из получателей.

При проведении аналитического моделирования рассматриваются различные соотношения интенсивностей  $\lambda_1$  и  $\lambda_2$  поступления в очередь пакетов «зеленого» и «красного»

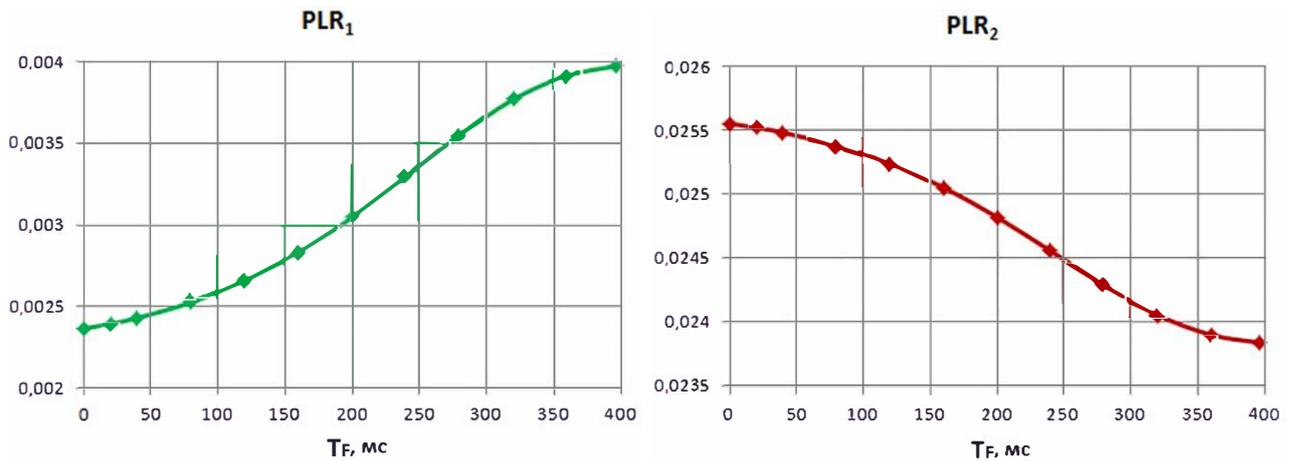


Рис. 2.16. Зависимость  $PLR(P)$  при  $\lambda_1 = \lambda_2$ .

потоков, соответственно:  $\lambda_1 = 7,5\lambda_2$  ( $\lambda_2 = \frac{1,1}{a}$ );  $\lambda_1 = \lambda_2 = \frac{5}{a}$ ;  $\lambda_2 = 7,5\lambda_1$  ( $\lambda_1 = \frac{1,1}{a}$ ). Среднее время нахождения гильбертова канала в «хорошем» состоянии составляет  $\frac{2\text{мс}}{r_{12}} = 1$  с, а в «плохом» состоянии варьируется от 50 до 500 мс. Значения  $P$  выбираются равными  $P = \hat{P}$  и определяются с помощью эмпирической формулы (2.9).

Как видно из рис. 2.17, 2.18 и 2.19, применение  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди позволяет обеспечить практически нулевой  $PLR$  для «зеленого» потока при всех рассмотренных соотношениях интенсивностей потоков. При этом дисциплина FIFO обеспечивает практически нулевой  $PLR$  для «зеленого» потока только в том случае, если его интенсивность мала.

Выигрыш, который позволяет получить применение улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди по сравнению с дисциплиной FIFO, зависит от соотношения интенсивностей «зеленого» и «красного» потоков. При более интенсивном «красном» потоке (см. рис. 2.17) выигрыш оказывается незначительным. Однако при одинаковых интенсивностях потоков (см. рис. 2.18), а также при более интенсивном «зеленом» потоке (см. рис. 2.19), применение улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди позволяет значительно снизить долю потерянных пакетов по сравнению с применением дисциплины FIFO.

## 2.4. Выводы ко второй главе

Во второй главе рассматривалась передача видеопотоков реального времени по сети Wi-Fi с использованием метода случайного доступа нескольким получателям в условиях

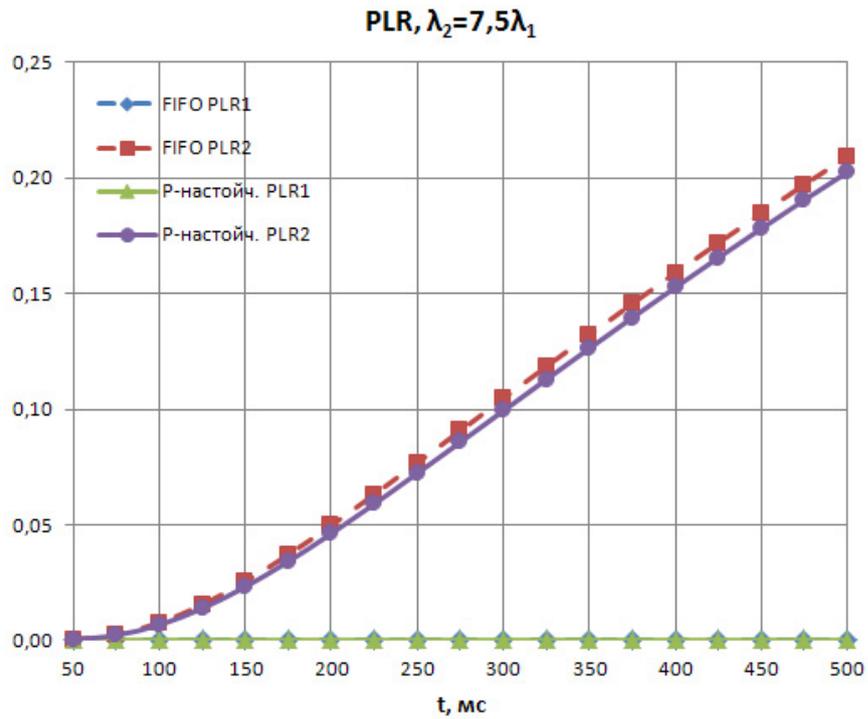


Рис. 2.17. Сравнение эффективности улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины и дисциплины FIFO, эксперимент с интенсивным «красным» потоком.

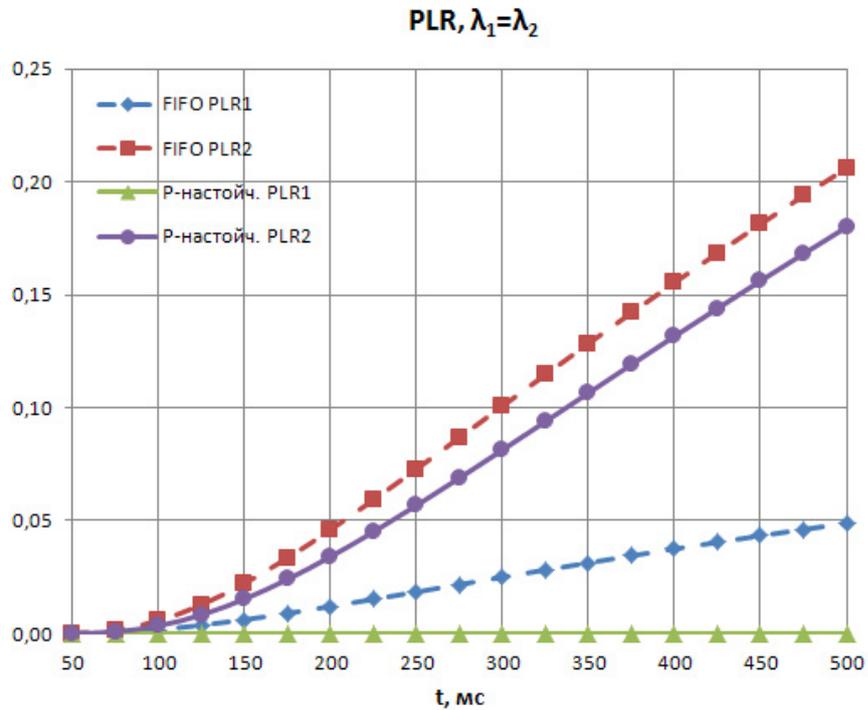


Рис. 2.18. Сравнение эффективности улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины и дисциплины FIFO, эксперимент с одинаковыми потоками.

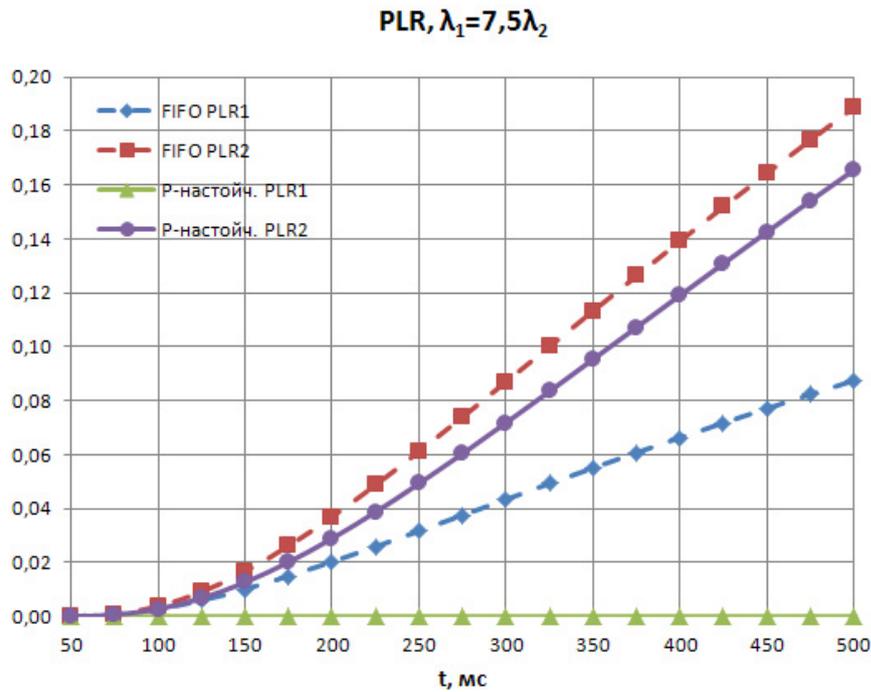


Рис. 2.19. Сравнение эффективности улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины и дисциплины FIFO, эксперимент с интенсивным «зеленым» потоком.

кратковременных отказов канала для некоторых из них. Использование стандартной дисциплины обслуживания очереди FIFO в условиях кратковременных отказов канала приводит к возникновению проблемы блокирования очереди головным пакетом, в результате чего качество передачи видеопотоков снижается как для получателей с ухудшившимся качеством соединений, так и для получателей, качество соединений с которыми оставалось неизменным. Для решения этой проблемы в данной главе были разработаны и реализованы в среде имитационного моделирования ns-3 базовая и улучшенная  $P$ -настойчивые дисциплины обслуживания очереди. С помощью имитационного моделирования была продемонстрирована высокая эффективность использования  $P$ -настойчивой дисциплины по сравнению с существующими методами решения проблемы блокирования очереди головным пакетом. Применение данной дисциплины позволяет избежать снижения качества передачи видеопотоков получателям, для которых качество соединений не ухудшалось, а также уменьшить снижение качества передачи видеопотоков получателям, для которых произошел отказ канала. Предложенная улучшенная  $P$ -настойчивая дисциплина эффективна при передаче видеопотоков как одинаковой, так и разной интенсивности, она позволяет быстро детектировать момент восстановления качества соединения, а также

способствует возвращению системы в нормальное состояние по завершении отказа канала.

Для корректной работы улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди требуется задать значения некоторых входных параметров, для выбора которых были предложены простые эмпирические алгоритмы и соотношения. Чтобы оценить чувствительность разработанной дисциплины ко входным параметрам и определить их оптимальные значения, в данной главе была построена аналитическая модель передачи видеопотоков по беспроводной сети с использованием улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди в условиях кратковременных отказов канала для некоторых из получателей. Хотя найденные оптимальные значения параметров улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди не совпадают со значениями, полученными с помощью эмпирических алгоритмов, данное несоответствие приводит к незначительному различию в доле потерянных пакетов, что позволяет сделать вывод о возможности применения разработанных эмпирических алгоритмов в реальных устройствах. Аналитическое моделирование также подтвердило высокую эффективность улучшенной  $P$ -настойчивой дисциплины обслуживания очереди по сравнению с дисциплиной FIFO.

## Глава 3

# Динамический подход к резервированию ресурса для передачи видеопотоков реального времени при помощи периодических резервирований

В главе 1 подробно обсуждалось, что метод случайного доступа к среде передачи данных, хотя и является наиболее распространенным в сетях Wi-Fi, но далеко не всегда может обеспечить выполнение требований к качеству обслуживания передаваемых потоков. Поэтому, чтобы обеспечить выполнение требований к качеству обслуживания, используются методы детерминированного доступа, суть которых заключается в резервировании интервалов времени, в которых станция-передатчик получает исключительное право на доступ к среде, что позволяет избежать коллизий с другими станциями сети. В сетях Wi-Fi широкое применение нашли периодические резервирования, при использовании которых зарезервированные интервалы времени одинаковой длительности расположены периодически. Можно выделить два подхода к установлению резервирований: динамический и статический, — отличительные черты каждого из которых приведены в разделе 1.3.2. Применение статического подхода к установлению резервирований будет рассмотрено в главе 4, тогда как в данной главе рассматривается использование динамического подхода к установлению резервирований при передаче видеопотока реального времени, для чего в данной главе разрабатываются алгоритмы динамического резервирования ресурса, а также аналитическая модель передачи видеопотока при помощи динамически устанавливаемых периодических резервирований.

Далее в разделе 3.1 приводится описание объекта исследования, раздел 3.2 содержит описание аналитической модели передачи видеопотока переменной интенсивности по беспроводной сети при помощи динамически устанавливаемых периодических резервирований. В разделе 3.3 разрабатываются три алгоритма динамического резервирования ресурса. Раздел 3.4 содержит описание процедуры подсчета объема *фактически занятого* канального ресурса, который, как было подчеркнуто в разделе 1.2, обычно превышает объем *зарезервированного* канального ресурса, а в разделе 3.5 представлены численные результаты исследования эффективности предложенных алгоритмов.

### 3.1. Объект исследования

Рассмотрим передачу видеопотока реального времени, который, как было показано в разделе 1.1, можно считать неординарным периодическим потоком переменной интенсивности, при помощи динамически устанавливаемых периодических резервирований. Так как интенсивность потока изменяется со временем, то также изменяется и необходимый для передачи данного потока с выполнением требований к качеству обслуживания объем канального ресурса. Если для передачи потока устанавливается одно резервирование, то при изменении интенсивности потока необходимо сначала установить новое резервирование, а после этого отменить старое, чтобы не нарушить выполнение требований к качеству обслуживания. В ряде случаев (когда происходят резкие и относительно частые изменения интенсивности потока) такая стратегия может привести практически к удваиванию фактически занятого канального ресурса. Чтобы избежать подобной ситуации, предлагается применить используемый в [111, 112] подход, где для передачи потока постоянной интенсивности в условиях переменного шума устанавливаются несколько резервирований. При нехватке канального ресурса устанавливаются дополнительные резервирования, а при избытке — часть резервирований отменяется.

Пусть для передачи видеопотока станция-источник устанавливает множество периодических резервирований, при этом период зарезервированных временных интервалов внутри каждого резервирования совпадает с периодом поступления в очередь пачек пакетов видеопотока, каждая из которых поступает в дискретный момент времени  $t$ . Временной интервал  $[t, t + 1)$  будем называть слотом с порядковым номером  $t$ . Длительности каждого зарезервированного временного интервала достаточно для осуществления одной попытки передачи пакета и получения кадра подтверждения доставки. Вероятность того, что попытка передачи будет успешной, составляет  $p$ . Без потери общности полагается, что каждый зарезервированный временной интервал занимает одну единицу канального ресурса. Предполагается, что требуемый объем канального ресурса 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 (см. рис. 3.1). Промежуток времени между отправкой двух соседних биконов называется бикон-периодом и составляет  $b$  слотов.

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 (т.е. решение об изменении величины  $u(t)$  — числа зарезервированных временных интервалов в слоте  $t$ , которые могут использоваться для передачи) принимается непосредственно перед отправкой бикона (см. рис. 3.1), причем зарезервированный ресурс может быть использован только со следующего бикон-периода. Процесс установления нового резервирования или отмены существующего занимает один бикон-период, т.е. длится  $b$  слотов, а значение  $u$  изменяется только на границе бикон-периода и одинаково во всех слотах бикон-периода. Таким образом, 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 можно заключить, что если в бикон-периодах  $(t - b, \dots, t - 1)$ ,  $(t, \dots, t + b - 1)$ ,  $(t + b, \dots, t + 2b - 1)$  установлено, соответственно,  $R_1, R_2, R_3$  резервирований (т.е. в бикон-периодах  $(t - b, \dots, t - 1)$ ,  $(t, \dots, t + b - 1)$ ,  $(t + b, \dots, t + 2b - 1)$  в *состоянии 2* находятся  $R_1, R_2, R_3$  резервирований, соответственно), то в бикон-периоде  $(t, \dots, t + b - 1)$  оказывается фактически занят (т.е. недоступен для использования другими станциями) каналный ресурс, затраченный на  $\max\{R_1, R_2, R_3\}$  резервирований.

При передаче видеопотока реального времени необходимо выполнять ограничения на долю потерянных пакетов и время доставки пакета. Если пакет не был доставлен получателю в течение заданного времени, то он отбрасывается из очереди и считается потерянным. Так как декодирование и отображение видеопотока реального времени выполняется практически сразу же после его получения, то для обеспечения приемлемого качества изображения на протяжении всего видеофрагмента необходимо выполнять ограничение на долю потерянных пакетов на коротких временных интервалах. В данной главе в качестве такого интервала выбран бикон-период, и для выполнения требований к качеству обслуживания

необходимо, чтобы доля  $PLR(t, \dots, t+b-1)$  отброшенных пакетов в каждом бикон-периоде  $(t, \dots, t+b-1)$  была меньше  $PLR^{QoS}$  (точное выражение для  $PLR$  дается далее формулой (3.5)). Для передачи видеопотока с выполнением требований к качеству обслуживания необходимо разработать такой алгоритм  $\hat{u}(t)$  динамического резервирования ресурса, который позволит определить требующийся для передачи объем канального ресурса и при этом, по возможности, минимизировать объем фактически занятого канального ресурса. Для оценки эффективности предложенного алгоритма и возникающих накладных расходов требуется разработать аналитическую модель передачи видеопотока по беспроводной сети при помощи динамически устанавливаемых резервирований.

### 3.2. Аналитическая модель передачи видеопотока при помощи динамически устанавливаемых резервирований

Для оценки эффективности алгоритмов динамического резервирования ресурса разрабатывается аналитическая модель передачи видеопотока переменной интенсивности по беспроводной сети при помощи динамически устанавливаемых периодических резервирований с выполнением требований к качеству обслуживания. Как уже отмечалось ранее, видеопоток представим в виде периодического неординарного потока пакетов  $G(t)$ , где  $G(t)$  — число пакетов в пачке, которая поступает в очередь в момент времени  $t$  (при  $t \leq 0$ ,  $G(t) = 0$ ), см. рис. 3.1. При моделировании считается, что  $G(t)$  является детерминированным и конечным потоком, т.е.  $\exists t^{max} \mid \forall t > t^{max}, G(t) = 0$ . Время жизни каждого пакета в очереди ограничено величиной  $D^{QoS}$  (далее значение  $D^{QoS}$  выражено целым числом слотов  $D = \lfloor D^{QoS} / \sigma \rfloor$ , где  $\sigma$  — длительность слота). 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, внося вклад в  $PLR$ . В данной модели объем канального ресурса, который необходимо зарезервировать в каждом слоте следующего бикон-периода  $(t+b, \dots, t+2b-1)$ , измеряется в числе зарезервированных временных интервалов и определяется алгоритмом  $\hat{u}_{t+b} \equiv \hat{u}(t+b, G(\tau)|_{\tau \leq t}, q(t), u(t), PLR^{QoS}, D, p)$ , 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  $u(t)$  зарезервированных временных интервалов в каждом слоте текущего бикон-периода, ограничения  $PLR^{QoS}$  и  $D$  на долю отброшенных пакетов в каждом бикон-периоде и время доставки

пакета и вероятность  $p$  успешной попытки передачи пакета.

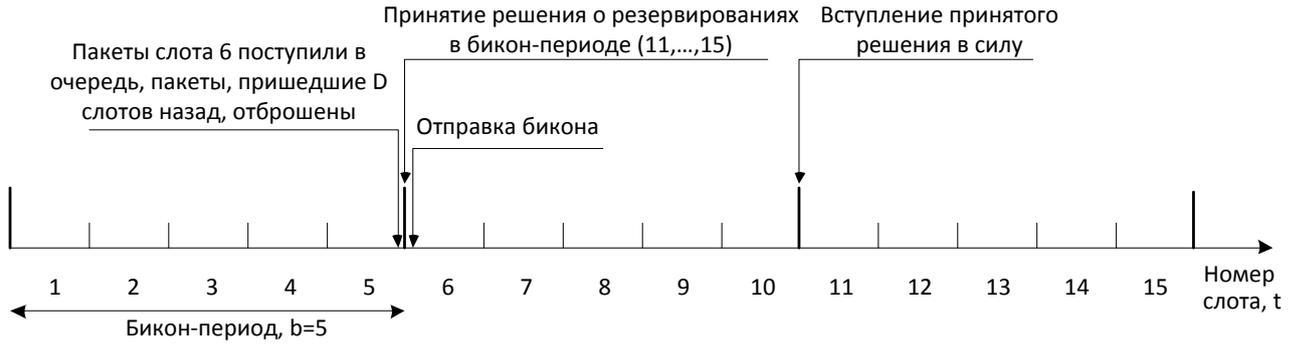


Рис. 3.1. Временная диаграмма.

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

$$n_0^D(t) = \max \left\{ 0, q(t) - \sum_{\tau=t-D+2}^t G(\tau) \right\}. \quad (3.1)$$

Нетрудно убедиться, что заменив в (3.1)  $D$  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

$$\pi_m(q, u, p, t) = \begin{cases} F(n_0^D(t), u, p), & m = 0, \\ f(n_0^D(t) + m, u, p), & 0 < m < q - n_0^D(t), \\ 1 - F(q - 1, u, p), & m = q - n_0^D(t), \end{cases} \quad (3.2)$$

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 (3.2):

1. Вероятность передать дополнительно ровно  $m = 0$  пакетов соответствует событию, когда попытки передачи были успешными не более чем в  $n_0^D(t)$  зарезервированных временных интервалах из  $u$ . Вероятность этого 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  $n_0^D(t) + m$  зарезервированных временных интервалах 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  $u - q$  зарезервированных временных интервалах 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 зарезервированных временных интервалов в слоте  $t + 1$ , алгоритмы выбора которого описаны в разделе 3.3. 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

$$P_{t+1}^{q',u'} = \sum_{q,u} P_t^{q,u} \cdot \pi_{m(q,q')} \cdot 1[\widehat{u}(q,u) = u'], \quad (3.3)$$

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

### 3.3. Алгоритмы динамического резервирования ресурса

Данный раздел содержит описание трех алгоритмов динамического резервирования ресурса, цель которых состоит в уменьшении *фактически занятого* канального ресурса при передаче видеопотока, представляющего собой периодический неординарный поток пакетов, с выполнением следующих требований к качеству обслуживания: время доставки пакета не должно превышать  $D$ , иначе пакет будет отброшен, а доля отброшенных пакетов внутри *каждого* бикон-периода не должна превышать  $PLR^{QoS}$ .

Напомним, что объем *фактически занятого* канального ресурса, как правило, превосходит объем *зарезервированного* канального ресурса, в силу того, что ресурс оказывается занятым еще до того, как может быть использован для передачи пакетов, и освобождается с некоторой задержкой. Как следует из раздела 1.2 и рис. 1.3, запаздывание при установлении резервирования составляет бикон-период, равно как и максимальная задержка при отмене резервирования. Таким образом, если в бикон-периодах  $(t-b, \dots, t-1)$ ,  $(t, \dots, t+b-1)$ ,  $(t+b, \dots, t+2b-1)$  владелец резервирований может использовать для передачи соответственно  $u_1, u_2, u_3$  зарезервированных временных интервалов, то в бикон-периоде  $(t, \dots, t+b-1)$  оказываются фактически заняты  $\max\{u_1, u_2, u_3\}$  единиц канального ресурса.

#### 3.3.1. Алгоритм 1

Пусть  $d(t, u)$  — среднее число потерянных пакетов в слоте  $t$  при условии, что в данном слоте зарезервировано  $u$  единиц канального ресурса.

Определим минимальный объем канального ресурса  $\widehat{u}_{t+b}$ , который необходимо зарезервировать в каждом слоте следующего бикон-периода  $(t+b, \dots, t+2b-1)$  для выполнения

ограничения на долю потерянных пакетов:

$$\hat{u}_{t+b} = \min \{ u \in V \mid PLR(t+b, \dots, t+2b-1|u) < PLR^{QoS} \}, \quad (3.4)$$

где

$$PLR(t+b, \dots, t+2b-1|u) = \frac{\sum_{i=b}^{2b-1} d(t+i, u)}{\sum_{i=b}^{2b-1} G(t+i-D+1)}, \quad (3.5)$$

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

Рассмотрим сначала случай  $b = 1$ , когда слот и бикон-период эквивалентны.

Определим минимальное число единиц канального ресурса  $\hat{u}(q, u)$ , которое необходимо зарезервировать в бикон-периоде  $t+1$  для выполнения ограничения  $\frac{d(t+1, \hat{u})}{G(t-D+2)} < PLR^{QoS}$  на долю потерянных пакетов:

$$\hat{u}(q, u) = \min \left\{ u \in V \mid \frac{d(t+1, u)}{G(t-D+2)} < PLR^{QoS} \right\}.$$

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

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

$$d(t+1, \hat{u}) = \begin{cases} \sum_{i=1}^{n_1^D(t)} i \cdot f(n_1^D(t) - i, \hat{u}, p), & u \leq n_0^D(t), \\ \sum_{i=0}^{i'} \pi_i(q, u, p, t) \cdot \sum_{j=1}^{n_1^D(t)-i} j \cdot f(n_1^D(t) - j, \hat{u}, p), & u > n_0^D(t), \end{cases} \quad (3.6)$$

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

Поясним формулу (3.6):

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 (3.2). 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 зарезервировать в каждом слоте следующего бикон-периода  $\hat{u}$  единиц канального ресурса. Для этого проследим, как может изменяться состояние системы в текущем и следующем бикон-периодах без учета пакетов, поступающих в слотах  $t + 1, \dots, t + 2b - 1$ , т.е. 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

$$P_{t+2}^{q_2, u} = \sum_{q_1} P_{t+1}^{q_1, u} \cdot \pi_{m(q_1, q_2)},$$

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 зарезервировано  $\hat{u}$ , а не  $u$  единиц канального ресурса. 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 (3.4), легко найти число единиц канального ресурса  $\hat{u}$ , которое необходимо зарезервировать в каждом слоте следующего бикон-периода.

### 3.3.2. Алгоритм 2

В отличие от алгоритма из раздела 3.3.1, данный алгоритм планирует выделяемый ресурс заранее, т.е. как только пакеты поступили в очередь, и при этом стремится распределить требуемый канальный ресурс равномерно на интервале длительностью  $D$  слотов. Таким образом можно сгладить поток с пульсирующей пиковой нагрузкой и потенциально снизить объем *фактически занятого* канального 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 канального 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  $t+i+1-(D-1), \dots, t+D-1-(D-1)$ :

$$n_i(t) = \max \left\{ 0, q(t) - \sum_{\tau=t+i-D+2}^t G(\tau) \right\}. \quad (3.7)$$

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

$$drop(n, u, p) = \sum_{i=1}^n i C_n^i (1-p)^i (n-i)^p, \quad (3.8)$$

где  $C_n^i$  — биномиальные коэффициенты.

После этого несложно найти минимальное число  $\hat{u}(n, p, PLR^{QoS})$  единиц канального ресурса, которое необходимо зарезервировать для передачи  $n$  пакетов, чтобы среднее число потерянных пакетов не превышало  $nPLR^{QoS}$ . Для этого, например, можно воспользоваться следующим простым алгоритмом. На первом шаге рассматривается значение  $u^{(0)} = \lceil n(1 - PLR^{QoS})/p \rceil$ . Если  $drop(n, u^{(0)}, p) \geq nPLR^{QoS}$ , 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  $nPLR^{QoS}$ .

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 (3.7) и (3.8) определяется число пакетов  $n_i(t)$ , время жизни которых заканчивается в слотах  $t, \dots, t+i$ , и число  $\hat{u}(n_i(t), p, PLR^{QoS})$  единиц канального ресурса, необходимого для передачи этих пакетов. Число  $u_b$  единиц канального ресурса, которое необходимо зарезервировать в первом рассмотренном слоте  $t+b$ , составляет  $u_b = \max(0, \hat{u}(n_b(t), p, PLR^{QoS}) - bu_0)$ , так как в каждом слоте текущего бикон-периода уже зарезервировано по  $u_0$  единиц канального ресурса. Рассматривая каждый последующий слот  $t+i$ , аналогично определяется число дополнительных единиц канального ресурса  $u'_i = \hat{u}(n_i(t), p, PLR^{QoS}) - bu_0 - \sum_{j=b}^{i-1} u_j$ . Однако в отличие от первого слота  $t+b$ , когда все  $u_b$  единиц канального ресурса относились к слоту  $t+b$ ,  $u'_i$  единиц канального ресурса по

одной распределяются по слотам  $t + b, \dots, t + i$  таким образом, что очередная зарезервированная единица канального ресурса добавляется в слот с наименьшим текущим числом зарезервированных единиц канального ресурса, т.е. в слот под номером  $k = t + \arg \min_{j \in b, \dots, i} u_j$ , увеличивая при этом значение  $u_k$  на 1. В случае, когда минимум  $u_j$  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, что потенциально может уменьшить объем фактически занятого канального ресурса по сравнению с алгоритмом 1.

### 3.3.3. Алгоритм 3

Отличительной особенностью алгоритма 1 является тот факт, что необходимый канальный ресурс для передачи пакетов выделяется в последний момент. С одной стороны, это позволяет не выделять заранее лишний ресурс, но, с другой стороны, может приводить к резким колебаниям объема зарезервированного ресурса в соседних бикон-периодах, что приводит к значительному увеличению объема фактически занятого канального ресурса в силу особенностей процесса установления/отмены резервирований. Как будет показано в разделе 3.5 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 зарезервированного ресурса в соседних бикон-периодах, 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 не гарантирует строгого выполнения ограничения на долю потерянных пакетов в каждом бикон-периоде, 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 неявно предполагает, что попытки передачи всех пакетов, время жизни которых истекает на интервале длиной  $D$ , могут осуществляться

на протяжении всей длительности интервала. Также алгоритм не оценивает долю потерянных пакетов непосредственно на интервале длиной в бикон-период, а оценивает эту долю на больших интервалах, длительность которых достигает до  $D$  слотов. Как будет показано в разделе 3.5, иногда это может приводить к нарушению 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 ресурса, 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 ресурса для следующего бикон-периода вычисляется повторно с помощью алгоритма 1.

### 3.4. Процедура подсчета фактически занятого канального ресурса

В данном разделе описывается процедура подсчета *фактически занятого* (т.е. недоступного для использования соседям владельца и адресата) канального ресурса, который в силу особенностей процедуры установления и отмены резервирований, как правило, превышает *зарезервированный* (т.е. доступный для передачи данных) объем ресурса.

Начнем построение процедуры подсчета фактически занятого канального ресурса 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 (3.2), значения матриц  $R_1(t)$  и  $R_2(t)$  обновляются следующим образом:

$$R_1^{q',u',\max(u,u')}(t) = R_1^{q',u',\max(u,u')}(t) + P_t^{q,u} \cdot \pi_m(q, u, p, t), \quad (3.9)$$

$$R_2^{q,u,k}(t)|_{t>0} = \begin{cases} R_2^{q,u,k}(t) + \pi_m(q, u, p, t) \cdot \sum_{i=0}^k R_1^{q,u,i}(t-1), & k = u', \\ R_2^{q,u,k}(t) + R_1^{q,u,k}(t-1) \cdot \pi_m(q, u, p, t), & k > u', \end{cases} \quad (3.10)$$

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

Поясним формулу (3.9). 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  $t$  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 (3.10).

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 зарезервированного ресурса 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 зарезервированного ресурса 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 зарезервированного ресурса в бикон-периодах  $t-1, t$  и  $t+1$  может равняться  $k$  только в случае, если максимальный объем зарезервированного ресурса 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 зарезервированного ресурса 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 фактически занятого канального ресурса  $C(t)$  в данном бикон-периоде определяется по формуле:

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

Средний объем фактически занятого канального ресурса в течение всей передачи видеопотока составляет:

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

Рассмотрим теперь случай  $b > 1$ .

Так как объем зарезервированного ресурса в каждом слоте бикон-периода одинаков, то для определения объема фактически занятого в бикон-периоде  $(t, \dots, t + b - 1)$  ресурса достаточно рассмотреть, например, объем зарезервированного ресурса в последнем слоте  $t - 1$  бикон-периода  $(t - b, \dots, t - 1)$ , объем зарезервированного ресурса в каком-то слоте бикон-периода  $(t, \dots, t + b - 1)$  и объем зарезервированного ресурса в первом слоте  $t + b$  бикон-периода  $(t + b, \dots, t + 2b - 1)$ . Максимум из данных трех чисел определит объем фактически занятого ресурса 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 (3.9), 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  $t+i$ ,  $i \in [2, b-1]$ , 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 (3.3):

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

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 зарезервированного ресурса в слотах  $t-1$  и  $t+b-1$  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 зарезервированного ресурса в слотах  $t-1, t+b-1$  и  $t+b$  (другими словами, максимальный объем зарезервированного ресурса 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 (3.2), 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 (3.10) и получена путем таких же рассуждений.

Таким образом, объем фактически занятого канального ресурса 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 фактически занятого канального ресурса  $C(0, \dots, b-1)$  первого бикон-периода  $(0, \dots, b-1)$  необходимо найти элементы матрицы  $R_1^{q,u,k}(b-1)$  по формуле (3.9) и найти сумму  $b \cdot \sum_k k \cdot \sum_{q,u} R_1^{q,u,k}(b-1)$ .

Средний объем фактически занятого канального ресурса в течение всей передачи видеопотока составляет:

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

### 3.5. Численные результаты исследования эффективности алгоритмов динамического резервирования

Для исследования эффективности алгоритмов динамического резервирования канального ресурса проводится моделирование передачи видеопотоков с использованием разработанной аналитической модели. Рассмотренные видеопотоки закодированы согласно стандарту MPEG-4 Part 2, длительность каждого видеопотока составляет 30 секунд. На вход аналитической модели подается поток пакетов  $G(t)$ , полученный при анализе передачи по сети реального видеопотока, а также один из описанных в разделе 3.3 алгоритмов динамического резервирования ресурса. Длительность слота составляет 50 мс, что соответствует частоте генерации видеок кадров, равной 20 кадрам в секунду. Исследование проводится для различных ограничений  $PLR^{QoS}$  на долю потерянных пакетов, а также для различных пар  $(D, b)$  предельного времени жизни пакета и длительности бикон-периода, значения которых выражены в слотах. Во время передачи потока вероятность  $p$  успешной попытки передачи каждого пакета фиксирована. В ходе моделирования рассматриваются значения  $p$  из диапазона  $(0, 8; 1)$ . Также рассматривается два типа инкапсуляции видеок кадров в пакеты протокола транспортного уровня: инкапсуляция MPEG-TS + RTP + UDP и инкапсуляция RTP+UDP (см. раздел 1.1).

Представим результаты моделирования для передачи видеопотока типа «футбол», состоящего из  $N = 7022$  пакетов канального уровня, при значении  $PLR^{QoS} = 0,01$ , типичного при передаче видеопотока реального времени, с использованием алгоритма 1 динамического резервирования ресурса и инкапсуляции MPEG-TS + RTP + UDP. На рис. 3.2 показаны зависимости следующих величин от вероятности  $p$  успешной попытки передачи пакета для различных пар  $(D, b)$ :

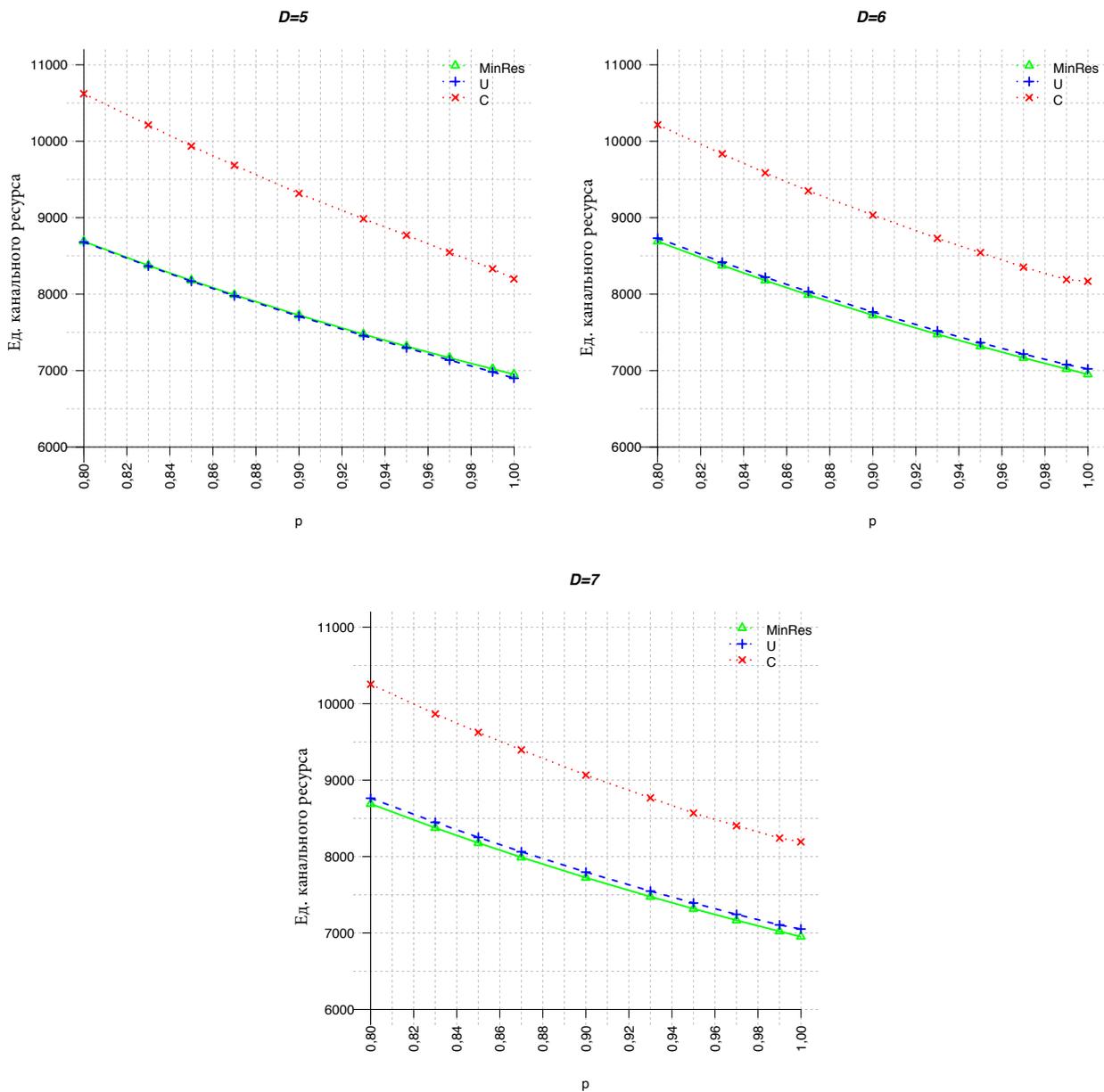


Рис. 3.2. Зависимости  $MinRes(p)$ ,  $U(p)$ ,  $C(p)$  при  $(D, b) \in \{(5, 3); (6, 3); (7, 3)\}$  в экспериментах с передачей видеопотока при использовании алгоритма 1 динамического резервирования ресурса и инкапсуляции MPEG-TS + RTP + UDP.

$MinRes$  — теоретический минимум необходимого объема канального ресурса, выраженный в числе совершаемых попыток передачи,  $MinRes = \frac{N(1-PLR^{QoS})}{p}$ , где  $N$  — суммарное число пакетов передаваемого видеопотока на канальном уровне.

$U$  — среднее число зарезервированных временных интервалов за время передачи видеопотока,  $U = \sum_t \langle u(t) \rangle$ , где  $\langle u(t) \rangle$  — среднее число зарезервированных временных интервалов в слоте  $t$ .

$C$  — объем фактически занятого канального ресурса за время передачи видеопотока, измеряемый в числе зарезервированных временных интервалов. Процедура подсчета  $C$  приведена в разделе 3.4.

Кривые  $U(p)$  и  $MinRes(p)$  практически полностью совпадают друг с другом. Это позволяет сделать вывод о том, что алгоритм 1 динамического резервирования ресурса действительно определяет минимальное значение требуемого ресурса, что важно для максимизации пропускной способности сети. Кривая  $C(p)$ , которая определяет объем фактически занятого канального ресурса, находится выше кривой  $U(p)$ . Тем не менее, использование алгоритма 1 в данном сценарии позволяет удерживать накладные расходы в рамках 15%.

На рис. 3.3 и 3.4 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 при различных парах  $(D, b)$ .

Зависимости  $MaxPLR(p)$  показывают, что использование алгоритма 1 позволяет выполнить требования к качеству обслуживания при  $D \geq 2b$ . В случае  $D < 2b$  (например,  $D = 5, b = 3$ ), требование  $MaxPLR < PLR^{QoS}$  оказывается невыполненным, так как от момента поступления пакета в очередь до момента принятия решения об установлении резервирования может потребоваться до одного бикон-периода, а процесс установления нового резервирования также может потребовать еще до одного бикон-периода. Таким образом, от момента поступления пакета в очередь до его передачи может потребоваться до двух бикон-периодов, и если  $D < 2b$ , то возможна неконтролируемая потеря некоторых пакетов, что приводит к нарушению ограничения на долю потерянных пакетов. 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 резервирования системе известно не обо всех пакетах, которые надо будет пе-

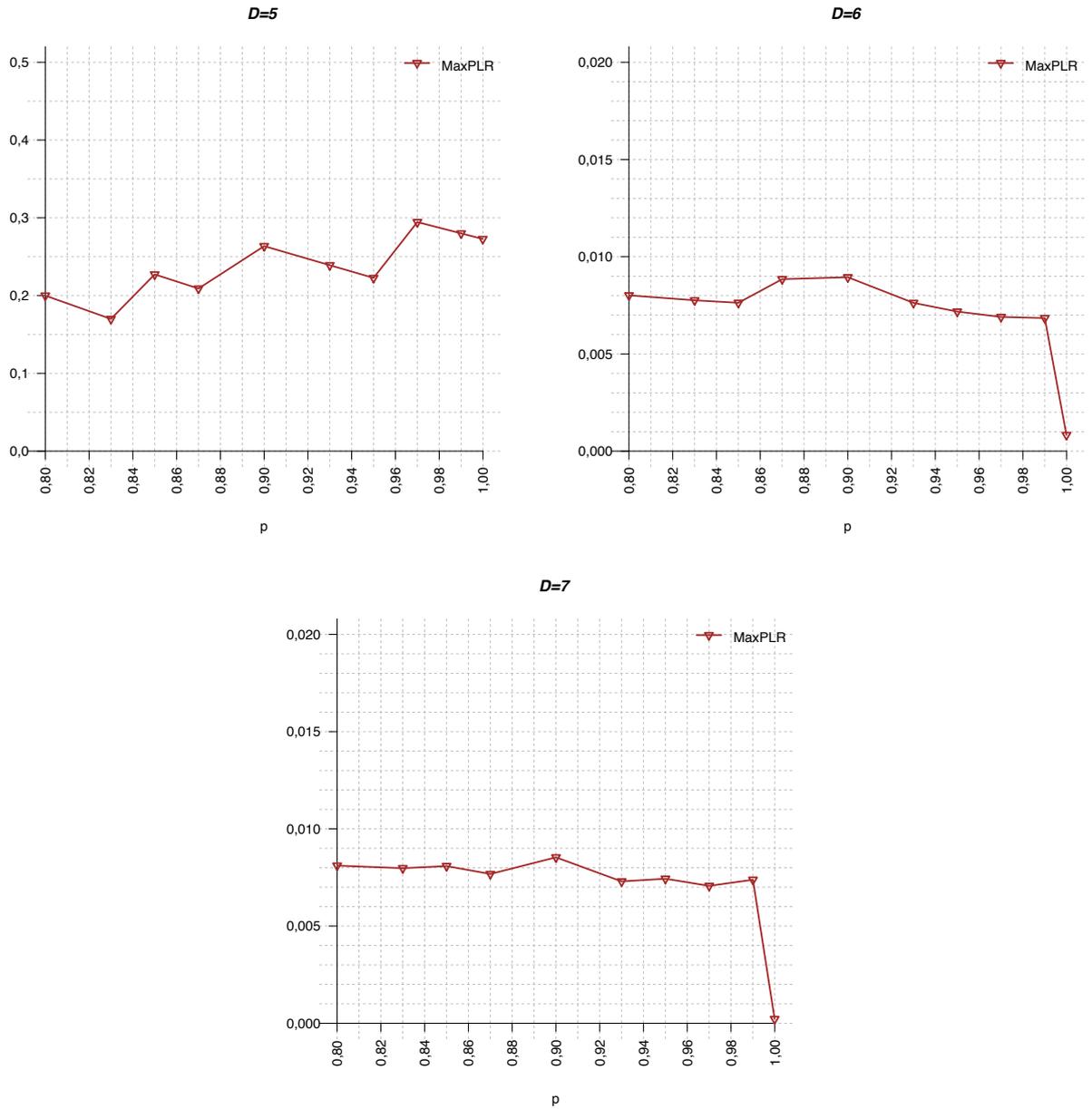


Рис. 3.3. Зависимость  $MaxPLR(p)$  при  $(D, b) \in \{(5, 3); (6, 3); (7, 3)\}$  в экспериментах с передачей видеопотока при использовании алгоритма 1 динамического резервирования ресурса и инкапсуляции MPEG-TS + RTP + UDP.

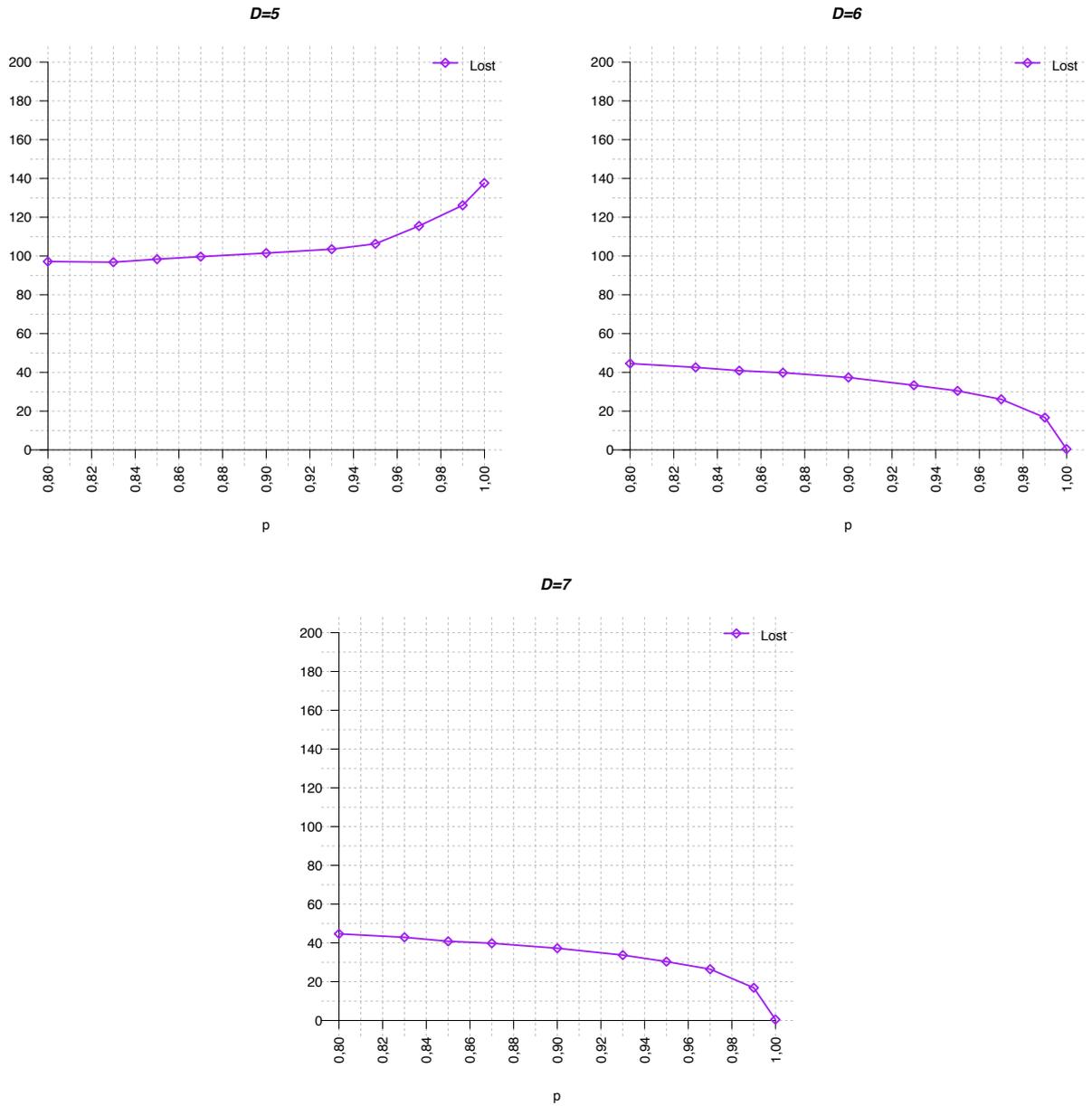


Рис. 3.4. Зависимость  $Lost(p)$  при  $(D, b) \in \{(5, 3); (6, 3); (7, 3)\}$  в экспериментах с передачей видеопотока при использовании алгоритма 1 динамического резервирования ресурса и инкапсуляции MPEG-TS + RTP + UDP.

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.

Исследуем влияние типа инкапсуляции видеокадров в пакеты протокола транспортного уровня для различных алгоритмов динамического резервирования ресурса. Для этого рассмотрим передачи трех типов видеопотоков: «новости», «кино» и «футбол», — с использованием разработанной аналитической модели.

На рис. 3.5 представлена зависимость объема фактически занятого 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 3.3. Как и ранее, 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. 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 резервирования ресурса ни использовался, в силу особенностей процесса установления/отмены резервирований.

Из рис. 3.5 видно, что применение алгоритмов 2 и 3 в случае малого отношения  $D/b$  хоть и позволяет существенно уменьшить объем  $C$  фактически занятого канального ресурса 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  $PLR < PLR^{QoS} = 0,01$ . Например, на рис. 3.6 показана максимальная доля  $MaxPLR$  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, представленные зависимости носят немонотонный характер. При использовании алгоритма 2 при  $p = 0,85$  требование  $PLR < PLR^{QoS}$  оказывается нарушенным. Алгоритмы 1 и 3 гарантируют выполнение требования  $PLR < PLR^{QoS}$  всегда. Увеличение отношения  $D/b$  (см. рис. 3.7, передача того же видеопотока при  $D = 11, b = 2$ ) позволяет значительно снизить

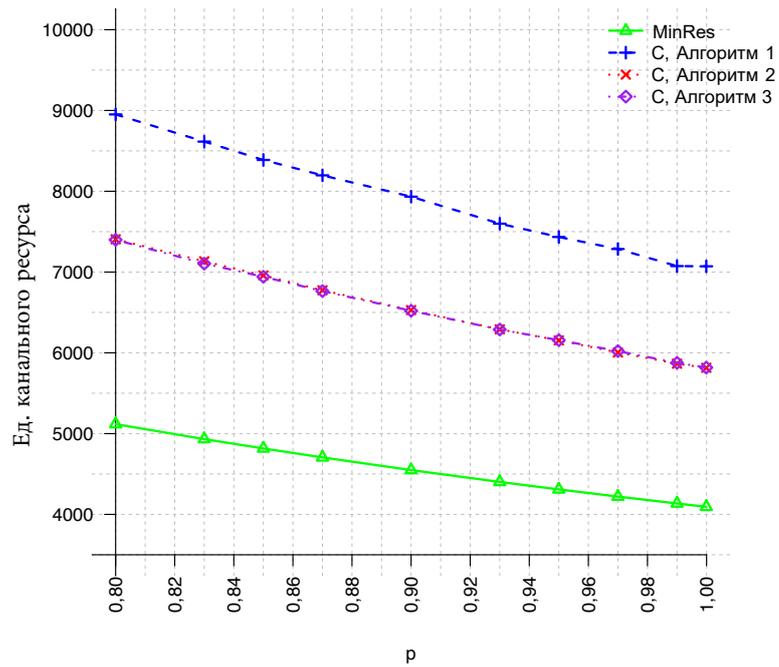


Рис. 3.5. Объем фактически занятого канального ресурса при передаче видеопотока типа «кино» для  $D = 11, b = 5$ . Инкапсуляция RTR+UDP.

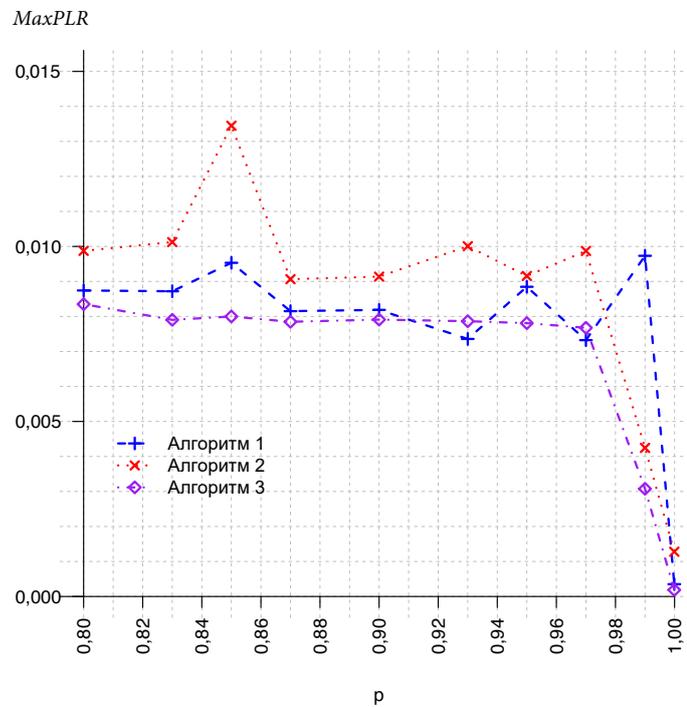


Рис. 3.6. Зависимость  $MaxPLR(p)$  при передаче видеопотока типа «кино» для  $D = 11, b = 5$ . Инкапсуляция RTR+UDP.

объем  $C$  фактически занятого канального ресурса 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.

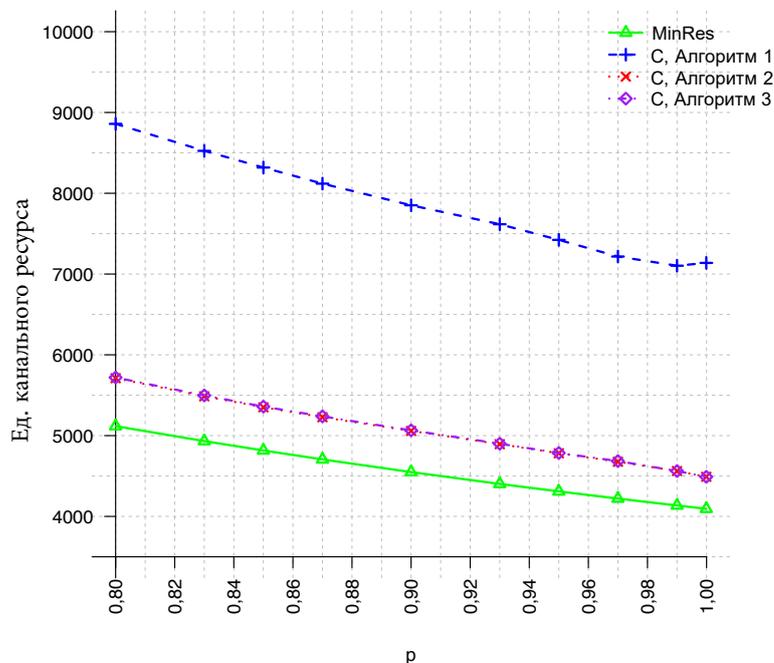


Рис. 3.7. Объем фактически занятого канального ресурса при передаче видеопотока типа «кино» для  $D = 11, b = 2$ . Инкапсуляция RTR+UDP.

Применение алгоритма 1 при использовании инкапсуляции MPEG-TS+RTP+UDP показывает лучшие результаты, чем при использовании инкапсуляции RTP+UDP. Однако применение алгоритмов 2 и 3 в данном сценарии также позволяет понизить объем  $C$  фактически занятого канального ресурса по сравнению с алгоритмом 1 даже при малом отношении  $D/b$  (см. рис. 3.8), а при увеличении отношения  $D/b$  выигрыш становится более существенным.

В заключение 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. 3.9. Результаты получены для значения  $D = 30$  и вероятности успешной попытки передачи пакета  $p = 0,95$ . С

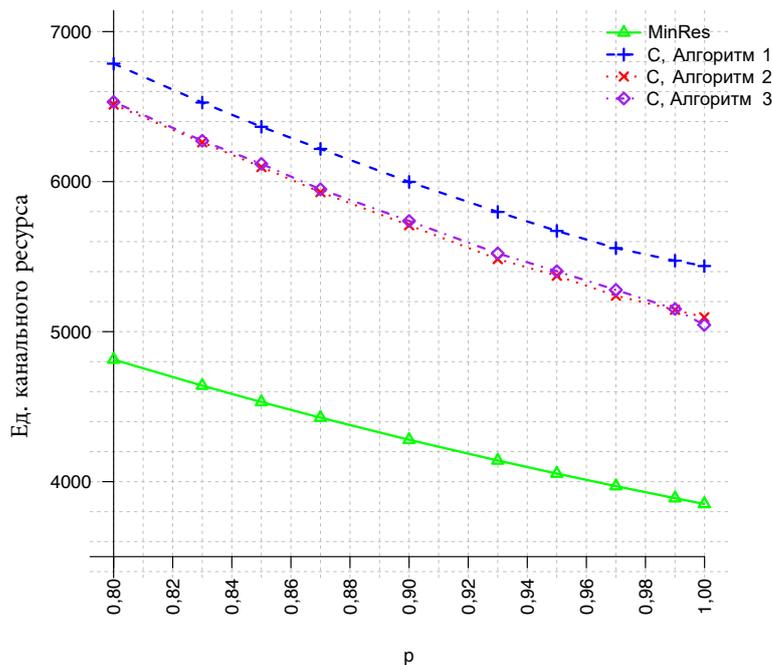


Рис. 3.8. Объем фактически занятого канального ресурса при передаче видеопотока типа «кино» для  $D = 11, b = 5$ . Инкапсуляция MPEG-TS+RTR+UDP.

уменьшением значения  $b$  объем фактически занятого канального ресурса приближается к значению теоретической оценки  $MinRes = \frac{N(1-PLR^{QoS})}{p}$ . 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 [129], в канале шириной 20 МГц без использования технологии MIMO) составляет около 330 мкс с учетом ожидания и приема кадра подтверждения доставки пакета. Тогда можно выразить объем занятого канального ресурса в единицах времени (например, в миллисекундах).

На рис. 3.10 представлена зависимость объема фактически занятого канального ресурса (в мс) при передаче видеопотока типа «футбол» с учетом передачи служебной ин-

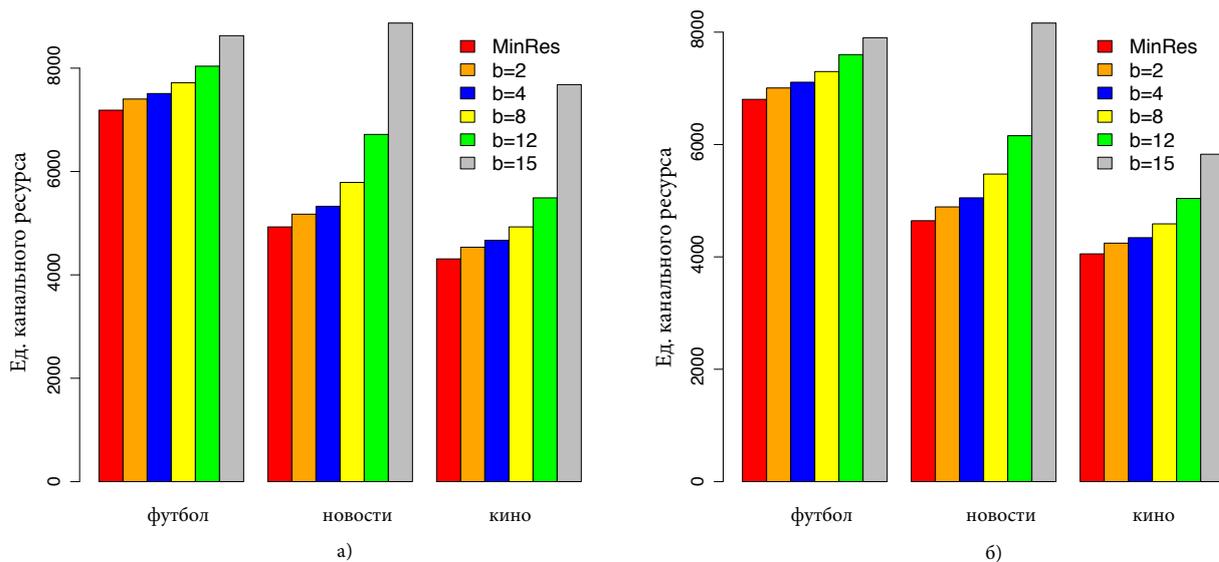


Рис. 3.9. Объем фактически занятого канального ресурса при различной длительности бикон-периода с использованием инкапсуляции а) RTP+UDP, б) MPEG-TS+RTP+UDP.

формации в биконах. Несмотря на то что минимальный объем фактически занятого канального ресурса, необходимого только для передачи видеопотоков, и достигается при наименьшем значении  $b$  (см. рис. 3.9), учет накладных расходов на рассылку служебной информации в биконах приводит к тому, что наименьшее значение длительности бикон-периода перестает быть наилучшим, и при рассмотренных длительностях передачи пакета данных и бикона таковым является  $b = 6$ .

### 3.6. Выводы к третьей главе

В третьей главе проводилось исследование динамического подхода к установлению периодических резервирований для передачи видеопотока реального времени по беспроводной сети. Были разработаны и исследованы 3 алгоритма динамического резервирования канального ресурса в сетях Wi-Fi, позволяющие передавать потоки с пульсирующей нагрузкой, чувствительные к задержкам и потерям, с заданными требованиями к качеству обслуживания. Для исследования предложенных алгоритмов в данной главе была разработана аналитическая модель передачи видеопотока по сети Wi-Fi при использовании динамического подхода к резервированию канального ресурса, позволяющая определить долю потерянных пакетов внутри каждого бикон-периода, объем зарезервированного канального ресурса, а также объем фактически занятого канального ресурса, который в

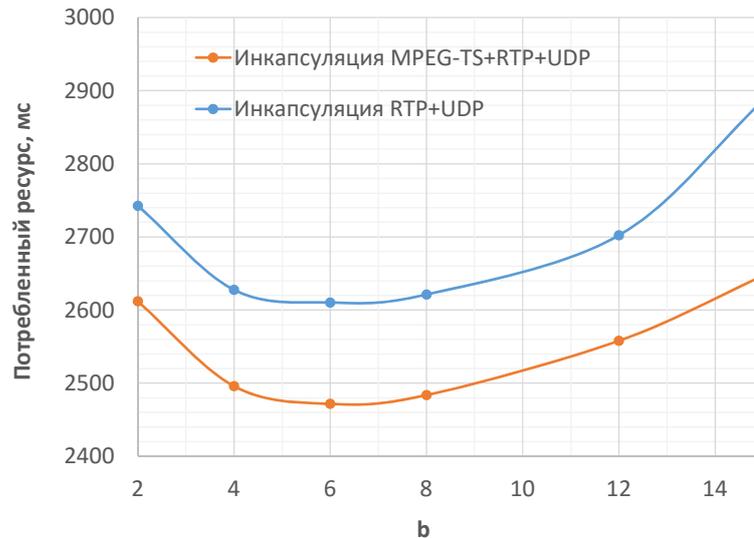


Рис. 3.10. Фактически занятый канальный ресурс с учетом передачи служебной информации в биконах.

силу особенностей процесса установления и отмены резервирований обычно превышает объем зарезервированного канального ресурса.

Исследование эффективности предложенных алгоритмов проводилось для разных типов передаваемых видеопотоков, а также при использовании двух различных способов инкапсуляции видеокадров в пакеты транспортного уровня: инкапсуляции RTP + UDP и инкапсуляции MPEG-TS + RTP + UDP. Проведенный сравнительный анализ показал, что при использовании алгоритма 3 динамического резервирования объем фактически занятого канального ресурса незначительно превышает теоретический минимум, что существенно при применении в реальном оборудовании, при этом требования к качеству обслуживания оказываются выполнены. Также было выяснено, что использование инкапсуляции MPEG-TS + RTP + UDP позволяет снизить объем фактически занятого канального ресурса за счет уменьшения флуктуаций интенсивности поступления пакетов в очередь канального уровня по сравнению с инкапсуляцией RTP + UDP.

Разработанная модель также позволила определить минимальную частоту рассылки информации о резервированиях в биконах, при которой возможно выполнить требования к качеству обслуживания видеопотока: период  $b$  рассылки биконов и ограничение  $D$  на время доставки пакета должны удовлетворять соотношению  $D \geq 2b$ . Кроме того, было изучено влияние выбора параметра алгоритма — периода рассылки информации о резервированиях — на объем потребленного канального ресурса с учетом накладных расходов

на периодическую рассылку служебной информации о резервированиях. Показано, что при использовании алгоритма 3 существует оптимальное значение периода рассылки информации о резервированиях, использование которого позволяет выполнить требования к качеству обслуживания передаваемого потока и при этом минимизировать объем потребленного канального ресурса.

## Глава 4

# Анализ передачи видеопотоков при помощи общего периодического резервирования

Как было отмечено в разделе 1.3.2, в современных сетях Wi-Fi часто встречается сценарий, в котором одна станция сети может передавать сразу несколько мультимедийных потоков одному или нескольким получателям. В такой ситуации для обеспечения требуемого качества обслуживания станция-передатчик может либо установить индивидуальные резервирования для передачи каждого потока, либо установить общее резервирование, которое может быть использовано для передачи пакетов любого из потоков. При этом использование общего резервирования может оказаться более эффективным в смысле потребленного канального ресурса, так как оно будет использоваться для передачи «мультиплексированного» потока, который обладает меньшей флуктуацией интенсивности, а также позволит сократить накладные расходы, возникающие при установлении нескольких индивидуальных резервирований. Кроме этого, так как передачи даже внутри зарезервированных интервалов времени могут быть неудачными из-за случайных шумов и интерференции, резервирование канального ресурса необходимо проводить с запасом для осуществления повторных попыток передачи. В случае использования общего резервирования такой запас будет по необходимости распределяться между различными потоками, а не выделяться заранее для каждого потока в отдельности, что также позволит снизить объем потребленного канального ресурса.

В данной главе рассматривается передача нескольких мультимедийных потоков с помощью общего резервирования. В разделе 4.1 приводится формальная постановка задачи определения оптимального периода общего резервирования, для решения которой в разделе 4.2 разрабатывается аналитическая модель. В разделе 4.3 данная модель применяется для определения оптимального периода общего НССА-резервирования, описание которого приведено в разделе 1.2, при передаче нескольких видеопотоков по сети Wi-Fi, и оценивается выигрыш, полученный благодаря использованию общего резервирования.

## 4.1. Формальная постановка задачи

Рассмотрим передачу станцией-источником  $N$  видеопотоков с использованием общего резервирования. Пакеты каждого видеопотока поступают в очередь станции-источника пачками, каждая из которых соответствует отдельному видеокадру. Предполагается, что период  $T_{in}$  поступления в очередь пачек каждого видеопотока совпадает, что соответствует одинаковому периоду генерации видеок кадров в каждом из потоков. Такое предположение позволяет пронумеровать потоки в порядке поступления их пачек в очередь. Пусть  $Z_n$  — промежуток времени между поступлением в очередь пачки пакетов потока номер  $n$ ,  $n \in \overline{0, N-1}$ , и пачки пакетов следующего потока. Заметим, что  $\sum_{n=0}^{N-1} Z_n = T_{in}$ . Число пакетов в пачке задается дискретным распределением с ограниченным набором значений:  $p_n^m$ ,  $m \in \overline{1, M}$ , — вероятность того, что пачка пакетов потока номер  $n$  содержит  $m$  пакетов, где  $M$  — максимальное число пакетов в пачке, причем  $\forall n : \sum_{m=1}^M p_n^m = 1$ .

Для каждого потока заданы требования к качеству обслуживания, которые представляют собой ограничение на долю потерянных пакетов  $PLR^{QoS}$ , а также ограничение на время доставки пакета  $D^{QoS}$ . Если пакет не доставлен за время  $D^{QoS}$ , то он отбрасывается. В данной главе исследуется случай, когда ограничение  $D^{QoS}$  одинаково для всех потоков, в то время как ограничения  $PLR^{QoS}$  могут отличаться.

Для передачи потоков станция-источник резервирует периодические временные интервалы, период которых составляет  $T_{res}$ . Так как даже бесколлизийный доступ к каналу в зарезервированных интервалах не всегда может защитить передачу от интерференции и случайного шума, для каждого потока вводится вероятность  $q_n$  неуспешной попытки передачи пакета, которая определяется качеством беспроводного канала между источником и получателем данного потока и зависит от местоположения получателя. Получение пакета данных подтверждается с помощью отправки кадра подтверждения. Длительности зарезервированного интервала достаточно как для передачи пакета данных в прямом направлении, так и для передачи в обратном направлении кадра подтверждения. Станция-источник осуществляет повторные попытки передачи пакета данных до тех пор, пока либо не будет получен кадр подтверждения, либо не истечет время жизни пакета. Далее станция переходит к обслуживанию следующего пакета в очереди, если такой имеется.

Необходимо определить такой период общего резервирования, использование которого позволит передать все потоки с выполнением требований к качеству обслуживания и при этом минимизировать потребленный каналный ресурс. Для этого в разделе 4.2 раз-

рабатывается аналитическая модель, позволяющая при заданном периоде общего резервирования определить долю потерянных пакетов для каждого из передаваемых потоков. Несмотря на то что модель решает обратную задачу, полученные результаты позволяют решить также и прямую задачу, как будет показано в разделе 4.3.

## 4.2. Аналитическая модель передачи видеопотоков при помощи общего периодического резервирования

В данном разделе разрабатывается аналитическая модель, позволяющая определить долю потерянных пакетов для каждого из  $N$  потоков, которые передаются с помощью общего периодического резервирования.

### 4.2.1. Описание состояний в цепи Маркова

Опишем передачу видеопотоков с помощью цепи Маркова с дискретным временем.

Определим слот  $\tau$  как наибольший общий делитель  $T_{res}, Z_0, \dots, Z_{N-1}$  и будем выражать длительности всех временных интервалов в целом числе слотов:  $t_{res} = \frac{T_{res}}{\tau}, z_0 = \frac{Z_0}{\tau}, \dots, z_{N-1} = \frac{Z_{N-1}}{\tau}, t_{in} = \frac{T_{in}}{\tau}$ .

Разобьем временную ось на слоты  $\tau$  таким образом, что начало каждого из зарезервированных интервалов совпадает с началом одного из слотов. Пусть  $\xi$  — промежуток времени между поступлением пачки пакетов в очередь и началом ближайшего слота. Так как  $\tau$  является наибольшим общим делителем  $T_{res}, Z_0, \dots, Z_{N-1}$ , то  $\xi$  одинаков для всех пачек (см. рис. 4.1).

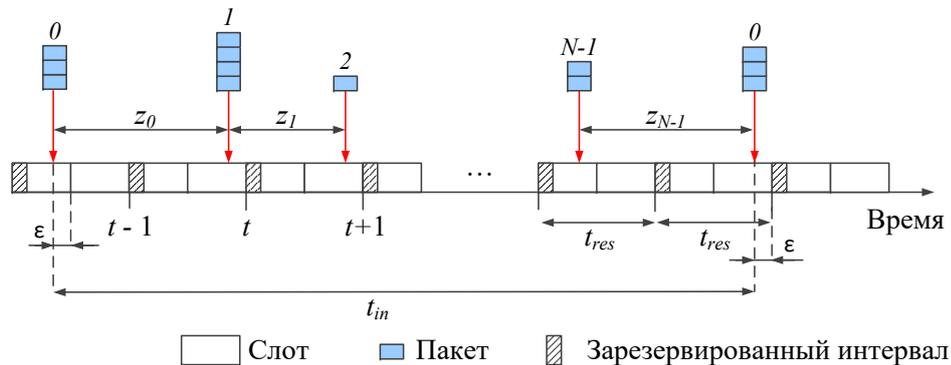


Рис. 4.1. Дискретизация времени.

В качестве единицы модельного времени выберем период резервирования  $t_{res}$  так, что моменты  $t$  и  $t + 1$  модельного времени соответствуют началам двух последователь-

ных зарезервированных временных интервалов. Очевидно, что  $t_{res} \leq t_{in}$ , так как каждая поступающая в очередь пачка пакетов содержит как минимум один пакет, для успешной передачи которого потребуется не менее одного зарезервированного временного интервала. В каждый момент  $t$  опишем состояние системы тройкой целых чисел:  $(h, n, m)$ .

Значение  $h$  показывает возраст головного пакета в очереди, выраженный в слотах. Если  $h < 0$ , то очередь пуста и  $|h|$  определяет время, выраженное в слотах, до поступления очередной пачки пакетов в очередь. Очевидно, что максимальное значение  $h$  определяется ограничением  $D^{QoS}$  на время доставки пакета и равняется  $d = \left\lfloor \frac{D^{QoS} - \xi}{\tau} \right\rfloor$ . Минимальное значение  $h$  составляет  $h_{min} = t_{res} - \max_n z_n$ . Оно достигается в момент времени  $t$ , если непосредственно перед моментом времени  $t-1$  в пустую очередь приходит пачка из одного пакета, а в момент времени  $t-1$  пакет успешно передается.

Значение  $n$  определяет поток, которому принадлежит головная пачка пакетов в очереди, а  $m$  — число пакетов в данной пачке. Если  $h < 0$ , эти два параметра описывают пачку пакетов, которая должна поступить в очередь следующей.

#### 4.2.2. Описание переходов в цепи Маркова

Рассмотрим возможные переходы между состояниями цепи Маркова и определим их вероятности. Пусть в момент времени  $t$  система находится в состоянии  $(h, n, m)$ .

Пусть  $h < 0$ . Это означает, что очередь пуста, а следующая пачка пакетов размером  $m$  будет принадлежать потоку номер  $n$ . В момент времени  $t+1$  система перейдет в состояние  $(h + t_{res}, n, m)$  с вероятностью, равной 1.

Пусть  $h \geq 0$ .

1. Если  $h \leq d - t_{res}$ , тогда к моменту времени  $t+1$  время жизни головной пачки пакетов не истечет и пакеты не будут отброшены из очереди. Здесь мы пренебрегаем длительностью передачи пакета и предполагаем, что даже если  $d \equiv \frac{D^{QoS} - \xi}{\tau}$  и в момент времени  $t$  значение  $h = d - t_{res}$ , то в момент времени  $t+1$  все равно будет осуществлена попытка передачи головного пакета.

а) Если  $m > 1$ , тогда к моменту времени  $t+1$  головная пачка пакетов будет принадлежать потоку номер  $n$ . Если в момент времени  $t$  попытка передачи пакета будет успешной (вероятность такого события равняется  $1 - q_n$ ), то система перейдет в состояния  $(h + t_{res}, n, m - 1)$ . В другом случае, т.е. если попытка передачи пакета будет неуспешной, система перейдет в состояние  $(h + t_{res}, n, m)$ .

- б) Пусть  $m = 1$ . Если в момент времени  $t$  попытка передачи пакета будет неуспешной (вероятность такого события равняется  $q_n$ ), то к моменту времени  $t + 1$  головная пачка пакетов будет по-прежнему принадлежать потоку номер  $n$  и система перейдет в состояние  $(h + t_{res}, n, m)$ . В другом случае, т.е. если попытка передачи пакета будет успешной, система перейдет в одно из следующих состояний:  $(h + t_{res} - z_n, (n + 1) \bmod N, m')$ , где  $m' \in \overline{1, M}$ . Вероятность такого перехода зависит от значения  $m'$  и равняется  $(1 - q_n)p_{(n+1) \bmod N}^{m'}$ .
2. Если  $d - t_{res} < h \leq d$ , то к моменту времени  $t + 1$  головная пачка пакетов, которая принадлежит потоку номер  $n$ , будет отброшена. Кроме этого, пакеты других потоков также могут быть отброшены, если их время жизни истечет. Таким образом, система перейдет в состояние  $(h', n', m')$  с вероятностью  $p_{n'}^{m'}$ , где значения  $h'$  и  $n'$  зависят от числа потоков, время жизни пакетов которых истечет к моменту времени  $t + 1$ . Например, если  $h + t_{res} - z_n - z_{(n+1) \bmod N} > d$ , то пакеты потока номер  $(n + 1) \bmod N$  также будут отброшены и т.д. до потока под номером  $n' = (n + \Delta n) \bmod N$ , где

$$\Delta n = 1 + \min_{k \geq 0} \left\{ k \left| h + t_{res} - \sum_{i=n}^{n+k} z_{i \bmod N} \leq d \right. \right\},$$

причем

$$h' = h + t_{res} - \sum_{i=n}^{n+\Delta n-1} z_{i \bmod N}.$$

### 4.2.3. Вычисление доли потерянных пакетов

Таким образом для анализируемой цепи Маркова получена матрица  $P$  переходных вероятностей, исходя из которой определяется стационарное распределение вероятностей  $\pi_{(h,n,m)}$  нахождения системы в состоянии  $(h, n, m)$ , удовлетворяющее системе уравнений:

$$\begin{cases} P\boldsymbol{\pi} = \boldsymbol{\pi}, \\ \sum_{h,n,m} \pi_{(h,n,m)} = 1, \end{cases} \quad (4.1)$$

где  $\boldsymbol{\pi}$  — вектор стационарных вероятностей  $\pi_{(h,n,m)}$ .

Вычислим долю  $PLR_n$  потерянных пакетов для потока номер  $n$  как отношение среднего числа  $I_n^d$  пакетов потока номер  $n$ , которое отбрасывается из очереди за единицу модельного времени, к среднему числу  $I_n^{in}$  пакетов потока номер  $n$ , которые поступают в очередь за единицу модельного времени:

$$PLR_n = \frac{I_n^d}{I_n^{in}}. \quad (4.2)$$

Среднее число  $I_n^{in}$  пакетов потока номер  $n$ , которые поступают в очередь за единицу модельного времени, составляет

$$I_n^{in} = \sum_{m=1}^M m p_n^m \frac{t_{res}}{t_{in}}. \quad (4.3)$$

Среднее число  $I_n^d$  пакетов потока номер  $n$ , которые отбрасываются из очереди за единицу модельного времени, равняется

$$I_n^d = \sum_{h=d-t_{res}+1}^d \sum_{m=1}^M [q_n m + (1 - q_n)(m - 1)] \pi_{(h,n,m)} + \sum_{h=d-t_{res}+1}^d \sum_{m=1}^M \sum_{m'=1}^M \sum_{n'=n+1}^{n+N-1} p_n^m m \pi_{(h,n' \bmod N, m')} 1 [condition], \quad (4.4)$$

где  $[condition]$  — это  $\left[ h + t_{res} - \sum_{i=1}^{n'-n} z_{(n'+i-1) \bmod N} > d \right]$ , а  $1[condition]$  — индикатор, который равняется 1, если условие  $[condition]$  выполнено, и 0, иначе.

Поясним выражение (4.4). Напомним, что пакеты отбрасываются из очереди, только если истекает их время жизни, что может случиться только в таких состояниях  $(h, n, m)$ , для которых  $d - t_{res} < h \leq d$ . Как было упомянуто выше, в таких состояниях могут быть отброшены не только пакеты потока номер  $n$ , но также и пакеты следующих потоков. Если  $d - t_{res} < h \leq d$ , то для потока номер  $n$  вся пачка из  $m$  пакетов будет отброшена с вероятностью  $q_n$ . С вероятностью  $1 - q_n$  один пакет из данной пачки будет успешно передан, а остальные  $m - 1$  пакетов будут отброшены. За это отвечает первое слагаемое в (4.4). Пакеты потока номер  $n$  также могут быть отброшены в состояниях с  $n' \neq n$ , если интервал между поступлениями в очередь пачек пакетов потоков  $n$  и  $n'$  достаточно мал. За это отвечает второе слагаемое в (4.4). Принимая во внимание  $t_{res} \leq t_{in}$ , получаем, что за единицу модельного времени для каждого потока может быть отброшено не более одной пачки пакетов.

Таким образом, используя разработанную аналитическую модель, можно определить зависимость  $PLR(T_{res})$ .

### 4.3. Численные результаты моделирования передачи видеопотоков при помощи общего периодического резервирования

С помощью разработанной аналитической модели в данном разделе проводится исследование эффективности механизма НССА TXOP Negotiation, работа которого описана в разделе 1.2. В частности, оценивается выигрыш, который может быть получен при использовании общего НССА-резервирования, а не индивидуальных резервирований для передачи точкой доступа Wi-Fi нескольких видеопотоков.

Видеопоток представляет собой неординарный поток переменной интенсивности. Рассмотрим передачу  $N = \{2; 5\}$  видеопотоков с геометрическим (G) или пуассоновским (P) распределением числа пакетов в пачке, а также с экспериментально (E) полученным распределением на основе анализа реального MPEG-видеопотока (см. рис. 4.2). Геометрическое и пуассоновское распределения ограничены максимальным числом пакетов в пачке  $M = 15$ , а их параметры выбраны таким образом, что среднее число пакетов в пачке  $\lambda = 5$  для обоих распределений. Среднее число пакетов в пачке для экспериментально полученного распределения составляет 3,41. Для каждого потока интервал между поступлениями пачек пакетов в очередь точки доступа составляет  $T_{in} = 40$  мс, что соответствует стандартной скорости генерации, равной 25 видеокадрам в секунду. Будем рассматривать потоки реального времени, для которых время жизни пакета ограничено  $D^{QoS} = 100$  мс [30]. Для определенности, будем считать смещение  $\xi = 0$ .

Рассмотрим простой сценарий, в котором вероятность  $q$  неудачной попытки передачи пакета равняется 0,3 для всех потоков, а моменты поступления в очередь пачек пакетов соседних потоков равноудалены друг от друга, т.е.  $Z_0 = \dots = Z_{N-1} = \frac{T_{in}}{N}$  (см. рис. 4.3). Такой выбор параметров приводит к одинаковым значениям  $PLR$  для всех  $N$  потоков. Результаты, полученные для разных  $N$ , показаны на рис. 4.4 и 4.5. Кривые с меткой «Общее» показывают зависимость  $PLR$  от периода резервирования для случая, когда используется общее НССА-резервирование для передачи нескольких потоков. Для минимизации занятого канального ресурса при заданном ограничении  $PLR^{QoS}$  следует выбрать наибольший период резервирования, при котором выполняются требования к качеству обслуживания.

Если  $T_{res} \gg T_{res}^{(0)} = \frac{(1-q)T_{in}}{N}$ , система оказывается перегруженной и кривые для геометрического и пуассоновского распределений совпадают, так как  $PLR$  уже не зависит от распределения числа пакетов в пачке и его значение может быть приближено формулой:

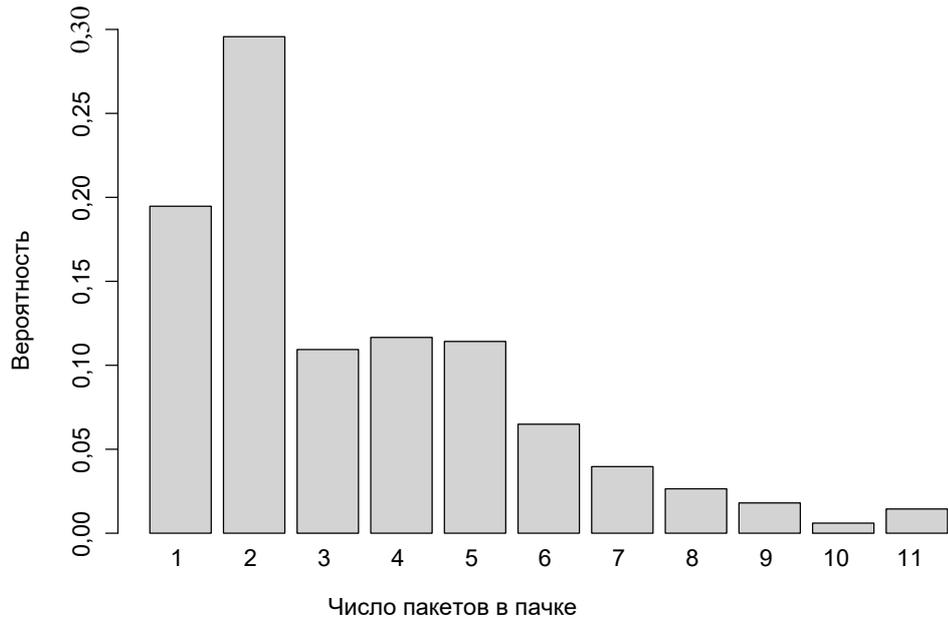


Рис. 4.2. Распределение числа пакетов в пачке, экспериментально полученное на основе анализа реального MPEG-видеопотока.

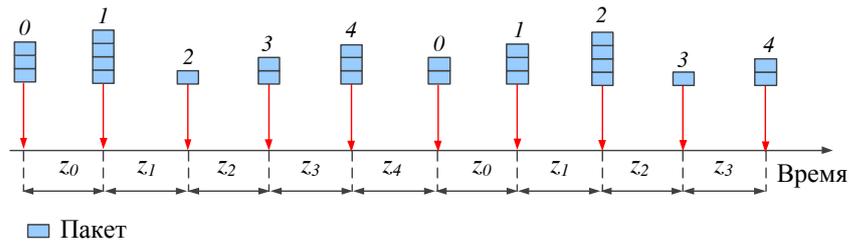


Рис. 4.3. Моменты поступления в очередь пачек пакетов соседних потоков равноудалены друг от друга.

$$PLR = 1 - \frac{(1 - q)T_{in}}{T_{res}N\lambda}.$$

Оценим выигрыш, который может быть получен при использовании для передачи нескольких видеопотоков общего НССА-резервирования, а не индивидуальных резервирований. Кривые с меткой «Индивидуальные» на рис. 4.4 и 4.5 показывают результаты, полученные для индивидуальных НССА-резервирований. Для определения объема занятого канального ресурса при использовании индивидуальных резервирований вначале при помощи разработанной аналитической модели определяется зависимость  $PLR^*(T_{res})$  для передачи  $N = 1$  потока. Заметим, что для передачи в равных условиях  $N$  одинаковых потоков необходимо зарезервировать в  $N$  раз больше временных интервалов, чем для переда-

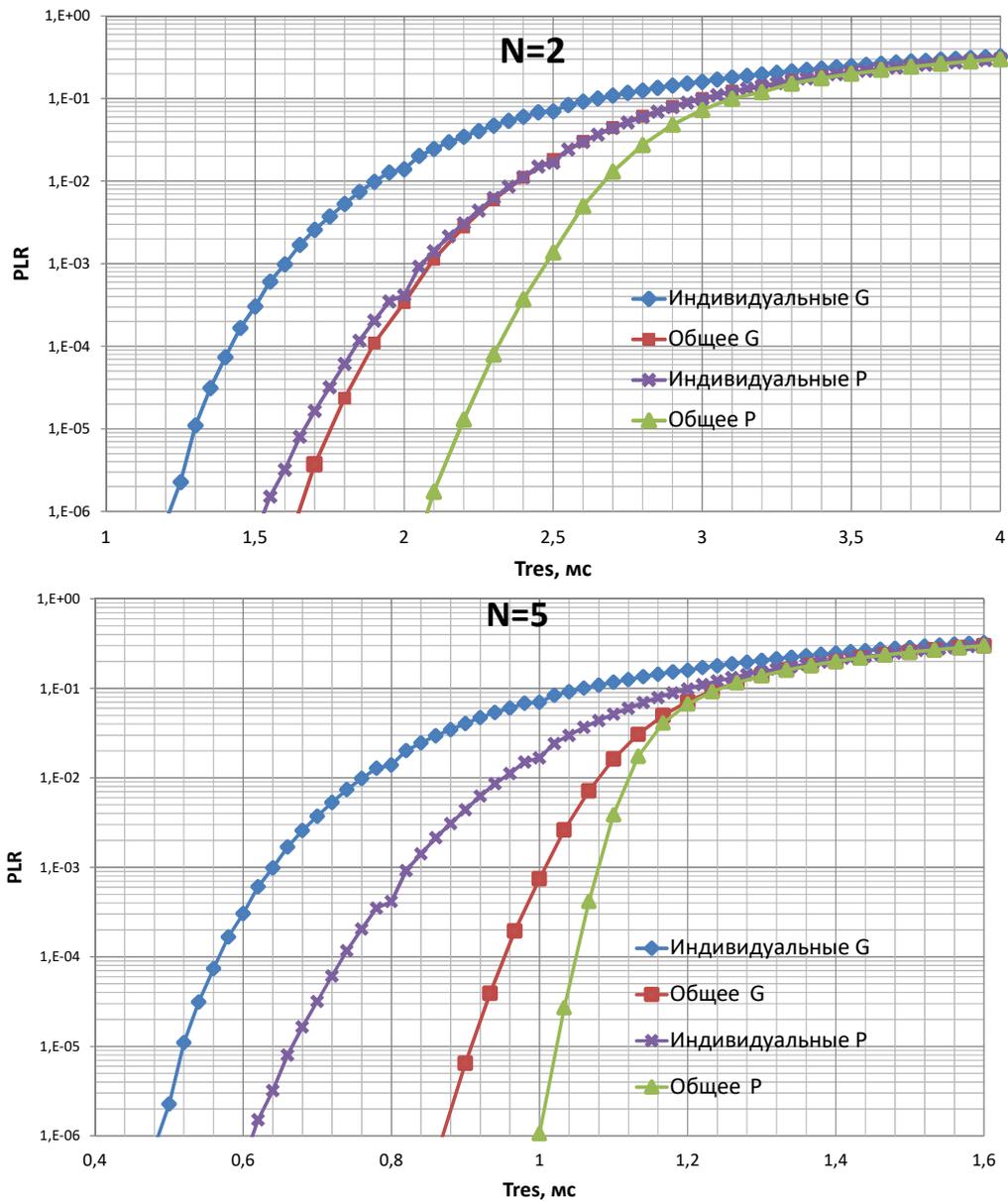


Рис. 4.4. Зависимость  $PLR$  от  $T_{res}$  для  $N = \{2; 5\}$  потоков с геометрическим (G) или пуассоновским (P) распределением размера пачки пакетов.

чи одного потока, что эквивалентно уменьшению периода резервирования в  $N$  раз. Таким образом, так как все потоки находятся в равных условиях, то при использовании индивидуальных резервирований кривые  $PLR$  для всех потоков совпадут с кривой  $PLR^*(\frac{T_{res}}{N})$ . Результаты, показанные на рис. 4.4 и 4.5, подтверждают, что использование общего резервирования позволяет значительно снизить объем занятого канального ресурса при одном и том же значении  $PLR$  по сравнению с использованием индивидуальных резервирований. Полученный выигрыш более существенен в случае геометрического распределения числа пакетов в пачке. Например, при  $N = 5$  и  $PLR^{QoS} \approx 10^{-6}$  использование общего резерви-

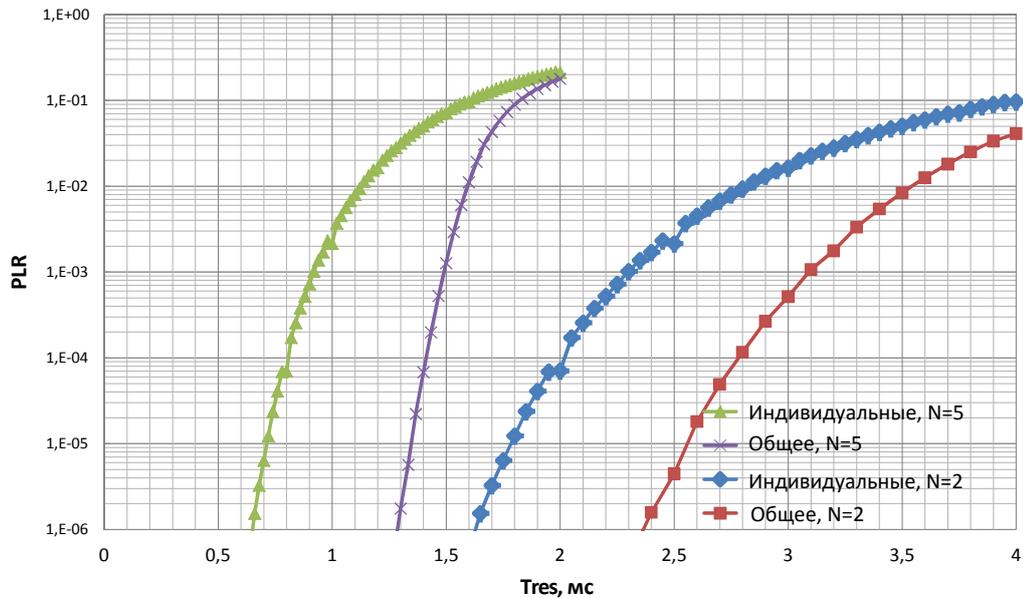


Рис. 4.5. Зависимость  $PLR$  от  $T_{res}$  для  $N = \{2; 5\}$  потоков с экспериментально полученным распределением размера пачки пакетов.

рования позволяет практически в два раза снизить объем занятого канального ресурса: необходимое значение  $T_{res}$  уменьшается с 1 мс до 0,6 мс. Что касается накладных расходов, возникающих при установлении резервирований, то они сокращаются в  $N$  раз, так как в случае общего резервирования точка доступа распространяет информацию всего лишь об одном общем резервировании, а не об  $N$  индивидуальных резервированиях.

Исследуем, возможно ли вычислить искомое значение периода резервирования для случая передачи нескольких потоков с использованием более простой аналитической модели передачи одного потока, которая является частным случаем разработанной модели при  $N = 1$ .<sup>1</sup> Для этого рассмотрим агрегированный поток, распределение числа пакетов в пачке которого получено путем  $N$ -кратной свертки исходного ограниченного дискретного распределения. Кривые с меткой «Агрегированный» на рис. 4.6 отображают зависимость  $PLR(T_{res})$  для агрегированного потока при  $N = 5$ . Хотя аппроксимация агрегированным потоком показывает хорошую точность для  $PLR \geq 10\%$ , т.е. когда  $T_{res} \geq T_{res}^{(0)}$ , ошибка возрастает для меньших значений  $T_{res}$  и более типичных значений  $PLR$ , равных  $10^{-6} \dots 10^{-2}$ . Таким образом, выбор периода резервирования на основе аппроксимации агрегированным потоком приводит к завышенной оценке объема необходимого канального ресурса, что в свою очередь снижает выигрыш от использования общего НССА-резервирования.

<sup>1</sup> При передаче одного потока состояние системы описывается парой чисел  $(h, m)$ .

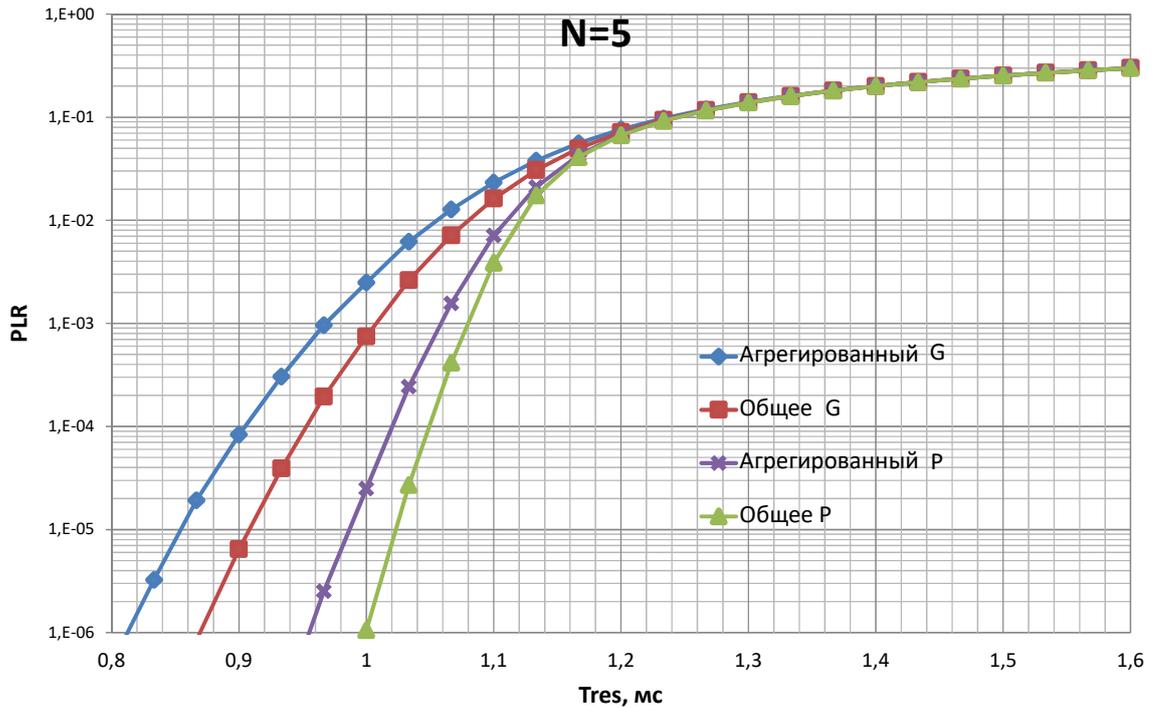


Рис. 4.6. Сравнение результатов, полученных при передаче агрегированного потока и нескольких потоков.

Таблица 4.1. Вероятность неуспешной попытки передачи пакета для разных потоков.

Поток	0	1	2	3	4
$q$	0,01	0,05	0,1	0,2	0,3

Необходимость использования разработанной аналитической модели передачи нескольких потоков становится очевидной при рассмотрении более сложных сценариев. Например, пусть  $N = 5$ , а моменты поступления в очередь пачек пакетов соседних потоков не равноудалены друг от друга. Пусть  $T_{in} = 40$  мс,  $Z_1 = Z_2 = Z_3 = 0,1$  мс,  $Z_0 = Z_4 = 19,85$  мс (см. рис. 4.7). Как показано на рис. 4.8, в таком случае значения  $PLR$  сильно отличаются для разных потоков. Стоит отметить, что, например, значения  $PLR_4$  на рис. 4.8 могут в несколько раз превышать соответствующие значения  $PLR$ , полученные при аппроксимации агрегированным потоком. В частности, для геометрического распределения числа пакетов в пачке и  $T_{res} = 1$  мс, значение  $PLR$  для агрегированного потока составляет приблизительно  $2,5 \cdot 10^{-3}$  (см. рис. 4.6), в то время как настоящее значение  $PLR$  для четвертого потока составляет около  $6 \cdot 10^{-3}$ .

Такая же проблема возникает и в сценарии, когда вероятности  $q$  неуспешной попыт-

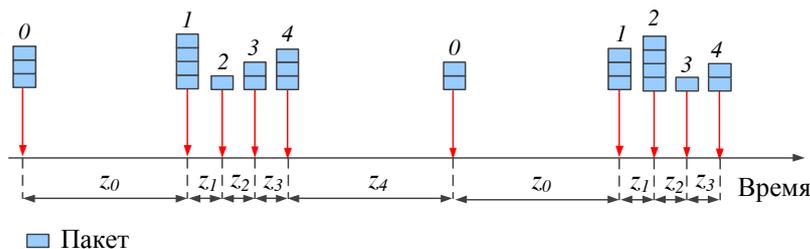


Рис. 4.7. Моменты поступления в очередь пачек пакетов соседних потоков не равноудалены друг от друга.

ки передачи пакета отличаются для разных потоков. На рис. 4.9 показаны полученные результаты для случая, когда моменты поступления в очередь пачек пакетов соседних потоков равноудалены друг от друга, а значения  $q$  выбираются согласно табл. 4.1. На данном рисунке также приведены две кривые, которые соответствуют аппроксимации агрегированным потоком при  $q = 0,01$  и  $q = 0,3$ . Несмотря на то что данные кривые могут быть рассмотрены как верхняя и нижняя границы, различие между ними существенно. Этот факт не позволяет использовать аппроксимацию агрегированным потоком для выбора значения периода резервирования и подтверждает значимость разработанной аналитической модели. Для оценки эффективности использования общего резервирования в данном сценарии на рис. 4.10 показаны зависимости объема  $R$  потребленного канального ресурса от доли потерянных пакетов при использовании индивидуальных резервирований и общего резервирования для геометрического распределения размера пачки пакетов. Так как объем потребленного канального ресурса обратно пропорционален периоду резервирования, то для случая индивидуальных резервирований  $R(PLR) = \sum_{i=1}^5 1/T_{res}^i$ , где  $T_{res}^i$  — период резервирования для потока номер  $i$ , при котором доля потерянных пакетов данного потока равняется  $PLR$ . Для случая общего резервирования выполнение ограничения на долю потерянных пакетов проверяется исходя из максимальной доли потерянных пакетов по всем потокам, передающимся в общем резервировании. Поэтому для общего резервирования  $R(PLR) = 1/T_{res}$ , где  $T_{res}$  — период общего резервирования, а  $PLR = \max_{i=1,5} PLR_i$ , где  $PLR_i$  — доля потерянных пакетов потока номер  $i$  при передаче с использованием общего резервирования с периодом  $T_{res}$ . Рис. 4.10 показывает, что при малых значениях  $PLR^{QoS} \approx 10^{-6}$  использование общего резервирования позволяет сократить объем потребленного канального ресурса примерно в 2 раза.

Как следует из разработанной аналитической модели, для определения оптимально-

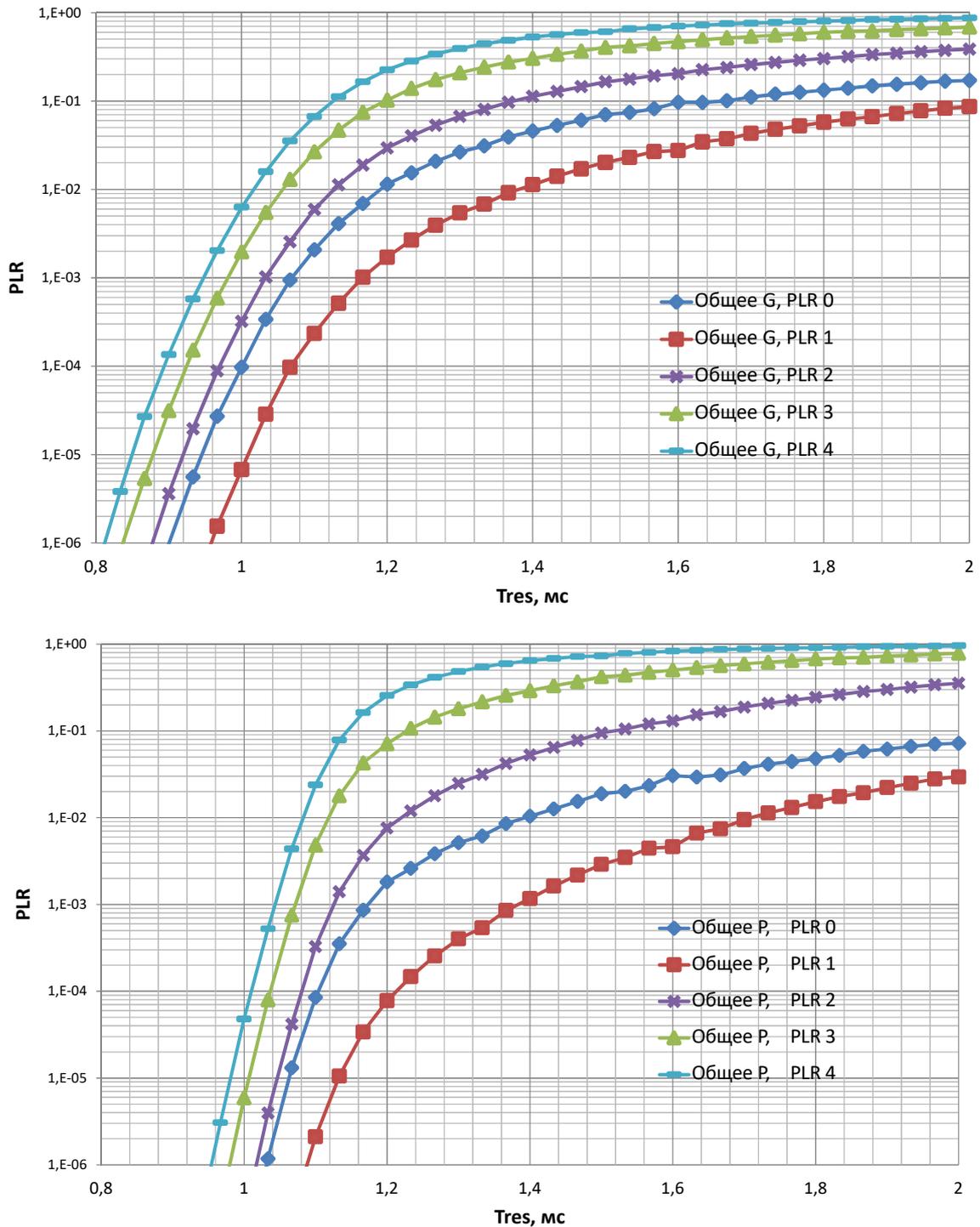


Рис. 4.8.  $PLR$  в сценарии, когда моменты поступления в очередь пачек пакетов соседних потоков не равноудалены друг от друга.

го периода резервирования точке доступа необходимо оценить вероятности  $q$  неуспешной попытки передачи пакета для каждого потока. Предположим, что для каждого из пяти потоков с пуассоновским распределением числа пакетов в пачке оценочные значения  $q$  приведены в табл. 4.1 и точка доступа выбрала оптимальное значение  $T_{res}^{opt}$  периода резер-

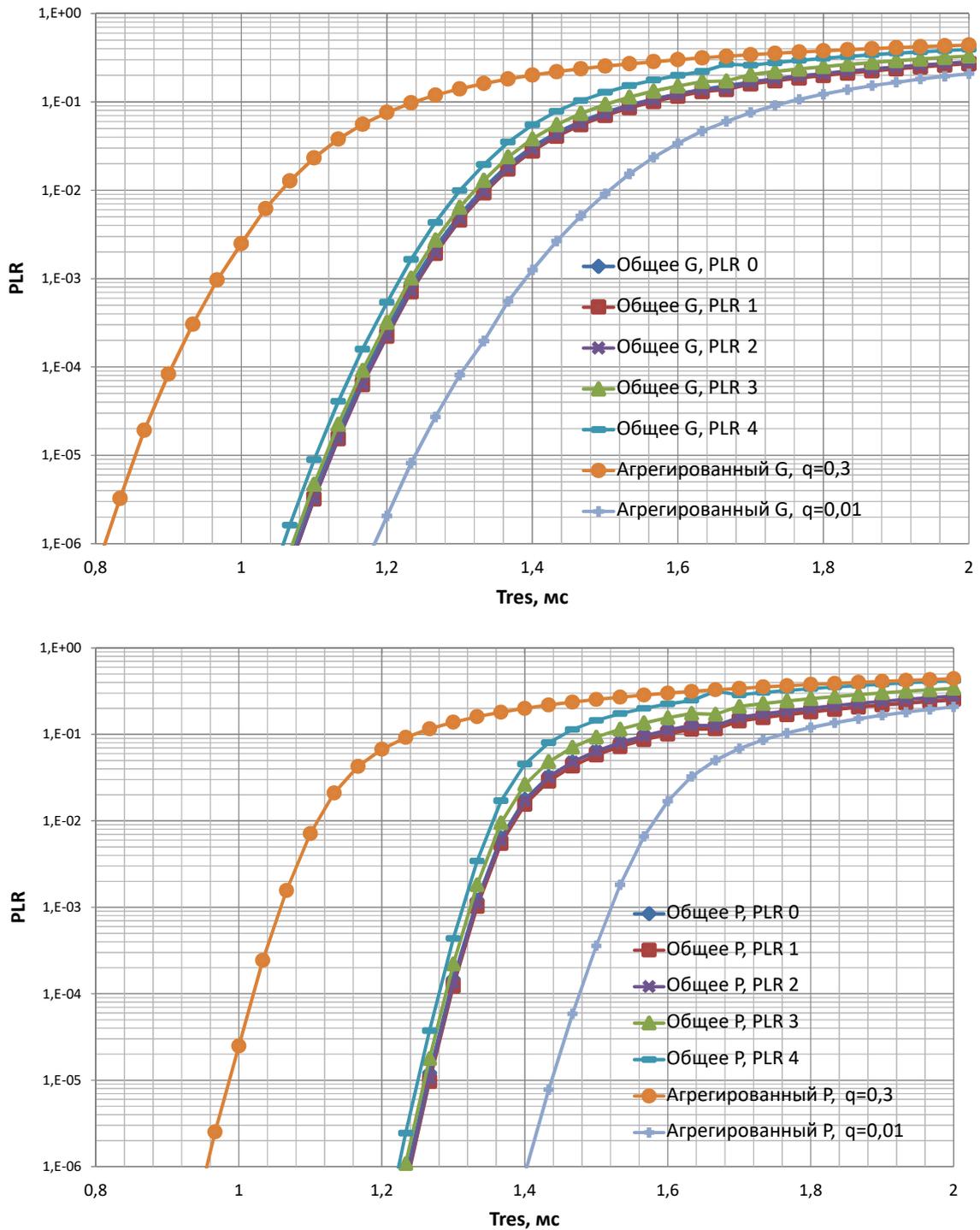


Рис. 4.9.  $PLR$  в сценарии, когда вероятности неуспешной попытки передачи пакета отличаются для разных потоков.

вирования, т.е. такое максимальное значение, при котором еще выполняется ограничение на долю потерянных пакетов, например,  $PLR^{QoS} < 10^{-4}$  для каждого из потоков. Если настоящие значения вероятностей неуспешной попытки передачи пакета окажутся меньше,

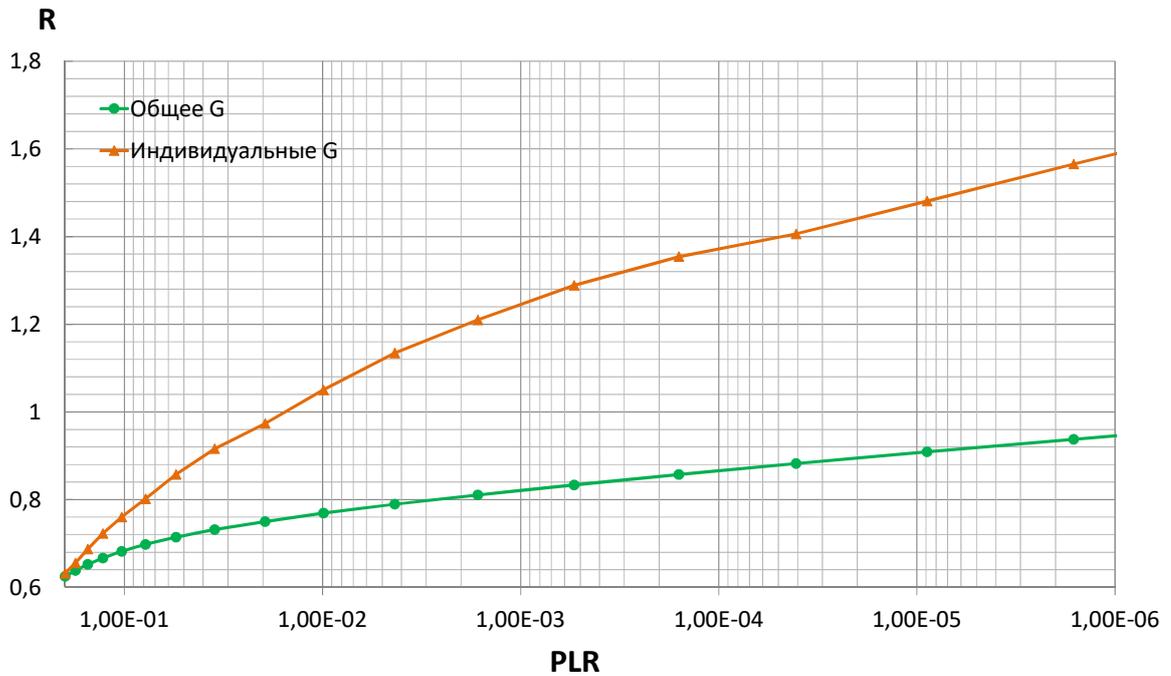


Рис. 4.10. Зависимость объема потребленного канального ресурса от доли потерянных пакетов при использовании индивидуальных резервирований и общего резервирования.

чем оценочные, то, очевидно, требования к качеству обслуживания окажутся выполненными. Однако если значения настоящих вероятностей превысят оценочные, то требования к качеству обслуживания могут быть нарушены. Чтобы избежать нарушения требований к качеству обслуживания в данной ситуации, точка доступа может зарезервировать канальные ресурсы с запасом, т.е. использовать меньший период резервирования чем  $T_{res}^{opt}$ . Найдем допустимую ошибку в оценке значения  $q$ , при которой требования к качеству обслуживания еще не будут нарушены, если точка доступа уменьшила период резервирования на 10% по сравнению с оптимальным значением. Рассмотрим 2 случая: истинное значение  $q_0$  отличается от оценочного (при этом истинные значения  $q_1, q_2, q_3, q_4$  совпадают с оценочными), истинное значение  $q_4$  отличается от оценочного (при этом истинные значения  $q_0, q_1, q_2, q_3$  совпадают с оценочными). Кривые на рис. 4.11 показывают зависимость доли потерянных пакетов  $PLR$  от истинных значений  $q_0$  или  $q_4$ , если период резервирования  $T_{res} = 0,9T_{res}^{opt}$ . Для упрощения рисунка на нем показаны только зависимости доли потерянных пакетов для потоков 0 и 4, так как в рассмотренных сценариях при увеличении значений  $q_0$  или  $q_4$  нарушение выполнения требований к качеству обслуживания в первую очередь происходит именно для потоков 0 или 4, соответственно. Области «EXTRA-0» и «EXTRA-4» показывают диапазон допустимых значений  $q_0 > 0,01$  или  $q_4 > 0,3$ , при кото-

рых требования к качеству обслуживания оказываются все еще выполненными для всех потоков благодаря уменьшению периода резервирования на 10% по сравнению с оптимальным значением  $T_{res}^{opt}$ . В частности, область «EXTRA-0» показывает, что любом значении  $q_0 < 0,41$  требования к качеству обслуживания оказываются выполненными, если значения  $q_1, q_2, q_3, q_4$  оценены верно. Таким же образом область «EXTRA-4» показывает, что при любом значении  $q_4 < 0,51$  требования к качеству обслуживания оказываются выполненными, если значения  $q_0, q_1, q_2, q_3$  оценены верно. Заметим, что область «EXTRA-0» заметно больше области «EXTRA-4». Это объясняется тем, что оптимальный период резервирования  $T_{res}^{opt}$  определялся по факту потоком 4 (см. рис. 4.9), так как доля потерянных пакетов для остальных потоков всегда была меньше, и для потока 0 при оптимальном периоде резервирования  $T_{res}^{opt}$  уже имелся некоторый запас по  $q_0$ . Таким образом показано, что даже небольшой запас в объеме зарезервированного ресурса позволяет гарантировать выполнение требований к качеству обслуживания передаваемых видеопотоков даже при значительной ошибке в оценке вероятности неуспешной попытки передачи пакета.

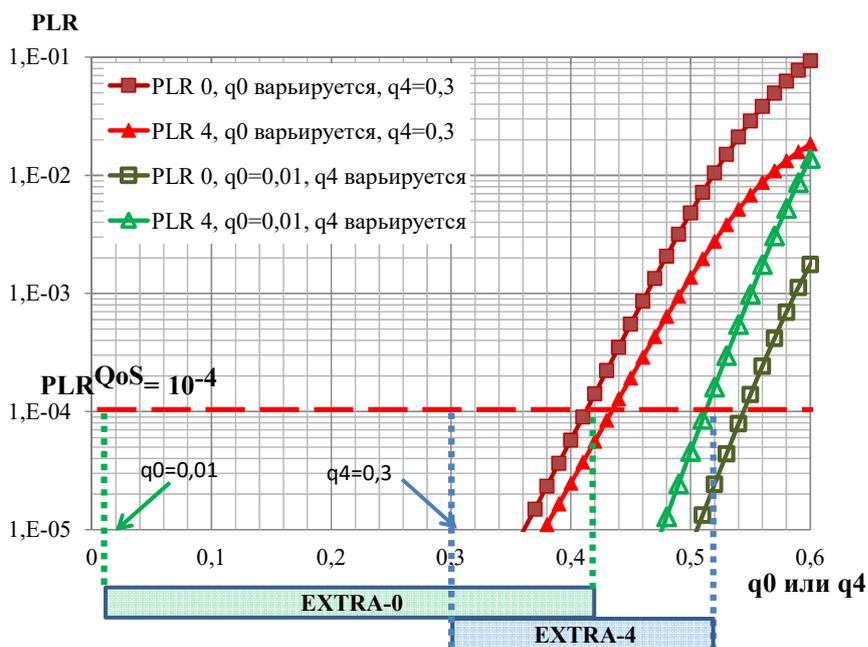


Рис. 4.11.  $PLR$  в сценарии, когда станция некорректно оценивает вероятность неуспешной попытки передачи пакета.

#### 4.4. Выводы к четвертой главе

В четвертой главе для передачи нескольких видеопотоков, чувствительных к качеству обслуживания, было предложено использовать общее периодическое резервирование. Для оценки эффективности такого подхода в данной главе с применением теории цепей Маркова с дискретным временем была разработана аналитическая модель передачи нескольких потоков, чувствительных к качеству обслуживания, в общем периодическом резервировании. Модель позволяет определить наибольший период резервирования, при котором требования к качеству обслуживания выполнены для всех передаваемых потоков, и таким образом минимизировать потребленный каналный ресурс. С помощью разработанной модели было продемонстрировано, что использование общего резервирования при передаче нескольких потоков позволяет значительно снизить объем занятого каналного ресурса по сравнению с использованием индивидуальных резервирований и при этом выполнить требования к качеству обслуживания каждого потока. Кроме того, было продемонстрировано, что определение параметров общего резервирования при помощи аналитической модели передачи одного потока приводит к большой погрешности и не может быть использовано на практике, что подтверждает значимость разработанной в данной главе аналитической модели.

Одними из входных параметров аналитической модели являются вероятности неуспешной попытки передачи пакета каждого из потоков. Так как оценочные значения этих вероятностей, подающиеся на вход модели, на практике могут отличаться от реальных значений, которые также могут флуктуировать с течением времени, в данной главе было проведено исследование чувствительности аналитической модели к данным параметрам. Было показано, что резервирование каналного ресурса даже с небольшим запасом позволяет выполнить требования к качеству обслуживания передаваемых потоков при значительной ошибке в оценке вероятностей неуспешной попытки передачи пакета.

## Заключение

В данной диссертации проведены разработка и моделирование методов, применяемых на уровне доступа к каналу в сетях Wi-Fi для доставки видеопотоков реального времени с выполнением требований к качеству обслуживания. В частности:

1. Предложена и исследована дисциплина обслуживания очереди в условиях кратковременных отказов канала при передаче видеопотоков реального времени в сети Wi-Fi, которая позволяет почти полностью избежать ухудшения качества передачи видеопотоков для получателей без отказов канала и при этом осуществлять передачу видеопотоков для получателей с отказом канала с малыми искажениями по сравнению с дисциплиной FIFO, а также предложены эмпирические алгоритмы настройки параметров данной дисциплины.
2. Построена аналитическая модель передачи видеопотоков реального времени в сети Wi-Fi в условиях кратковременных отказов канала, позволяющая оценить чувствительность разработанной дисциплины обслуживания очереди к ее параметрам, определить их оптимальные значения и оценить корректность предложенных эмпирических алгоритмов настройки этих параметров.
3. Разработаны и исследованы новые алгоритмы динамического резервирования канального ресурса в сети Wi-Fi для передачи видеопотока реального времени в условиях помех, учитывающие задержку вступления решения в силу.
4. Построена аналитическая модель передачи видеопотока реального времени по сети Wi-Fi с использованием динамического резервирования канального ресурса, при помощи которой проведено сравнение эффективности предложенных в диссертации алгоритмов.
5. Разработана аналитическая модель передачи нескольких видеопотоков реального времени в условиях помех с помощью общего периодического резервирования, которая позволяет определить оптимальный период резервирования, а также оценить эффективность от применения общего резервирования для передачи нескольких видеопотоков по сравнению с использованием индивидуальных резервирований для каждого видеопотока.

Полученные в диссертации результаты были внедрены и используются на практике, что подтверждается соответствующими актами — см. Приложение. В частности, разрабо-

танные модели и методы использованы в НИР, выполняемых ИППИ РАН по проектам ОНИТ РАН, РФФИ, РНФ, а также для организации учебного процесса на Кафедре проблем передачи информации и анализа данных МФТИ в ИППИ РАН.

## Список литературы

1. Kiryanov A. G., Lyakhov A. I., Khorov E. M. Modeling of Real-Time Multimedia Streaming with Deterministic Access // Journal of Communications Technology and Electronics. 2014. Vol. 59, no. 12. Pp. 1501–1511.
2. Khorov E.M., Kiryanov A.G., Loginov V.A., Lyakhov A.I. Analytical Model of a P-Persistent Method of Queue Management for Multimedia Streaming over Wireless Networks // Journal of Communications Technology and Electronics. 2015. Vol. 60, no. 12. Pp. 1389–1402.
3. Guschin Andrey, Khorov Evgeny, Kiryanov Anton, Lyakhov Andrey, Safonov Alexander. P-Persistent Queue Management to Overcome Channel Failures in IEEE 802.11 Networks for Real-Time Multimedia Streaming // Lecture Notes in Computer Science, Vol. 8072. 2013. Pp. 69–79.
4. Khorov E., Kiryanov A., Loginov V., Lyakhov A. Head-of-line blocking avoidance in multimedia streaming over wireless networks // Proc. of 25th Annual International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communication (PIMRC). 2014. Pp. 1142–1146.
5. Khorov Evgeny, Kiryanov Anton, Lyakhov Andrey. QoS-aware Streaming With HCCA TXOP Negotiation in Overlapped Wi-Fi Networks // Proc. of IFIP Wireless Days. Toulouse, France: 2015.
6. Khorov Evgeny, Kiryanov Anton, Lyakhov Andrey. Analysis of Multiplexed Streaming via Periodic Reservations of Wireless Channel // Proc. of IEEE International Black Sea Conference on Communications and Networking (BlackSeaCom). Varna, Bulgaria: 2014. — June. Pp. 1142–1146.
7. Кирьянов А.Г., Ляхов А.И., Хоров Е.М. Анализ алгоритмов децентрализованного динамического резервирования канальных ресурсов для передачи потоковых данных в сетях Wi-Fi // Информационные процессы. 2016. Т. 16, № 2. С. 207–222.
8. А.Г. Кирьянов, В.А. Логинов, Е.М. Хоров. Модифицированная р-настойчивая политика обслуживания очереди для преодоления кратковременных отказов канала при передаче видеопотоков реального времени в сетях Wi-Fi // Труды конференции «Информационные технологии и системы». 2013. С. 455–462.
9. А.Г. Кирьянов, А.И. Ляхов, Е.М. Хоров. Модель передачи мультимедийных потоков реального времени при помощи детерминированного метода доступа // Труды

- конференции «Информационные технологии и системы». 2014. С. 105–114.
10. А.Г. Кирьянов, В.А. Логинов, Е.М. Хоров. Анализ методов борьбы с кратковременными помехами при передаче видеопотоков реального времени // Труды конференции «Информационные технологии и системы». 2014. С. 514–522.
  11. А.Г. Кирьянов, А.И. Ляхов, Е.М. Хоров. Аналитическая модель передачи мультимедийных потоков при помощи общих периодичных резервирований беспроводного канала // Труды конференции «Информационные технологии и системы». 2015. С. 596–612.
  12. А.Г. Кирьянов, В.А. Логинов, Е.М. Хоров. Анализ методов предотвращения блокирования очереди головным пакетом при передаче видеопотоков реального времени в сетях стандарта IEEE 802.11 // Труды конференции «Инжиниринг & Телекоммуникации». 2014. С. 85–86.
  13. Рекомендация МСЭ-R ВТ.500-13. Методика субъективной оценки качества телевизионных изображений, 2012.
  14. ITU-T Recommendation P.910. Subjective video quality assessment methods for multimedia applications, 1999.
  15. ITU-T Recommendation P.911. Subjective audiovisual quality assessment methods for multimedia applications, 1998.
  16. Wu H. R., Rao K. R. Digital Video Image Quality and Perceptual Coding. Boca Raton, FL, USA: CRC Press, Inc., 2005.
  17. Wang Zhou, Bovik Alan Conrad, Sheikh Hamid Rahim, Simoncelli Eero P. Image quality assessment: From error visibility to structural similarity // IEEE Transactions on Image Processing. 2004. Vol. 13, no. 4. Pp. 600–612.
  18. Pinson M. H., Wolf S. A new standardized method for objectively measuring video quality // IEEE Transactions on Broadcasting. 2004. Vol. 50, no. 3. Pp. 312–322.
  19. Moorthy A., Seshadrinathan K., Soundararajan R., Bovik A. Wireless video quality assessment: A study of subjective scores and objective algorithms // IEEE Transactions on Circuits and Systems for Video Technology. 2010. — April. Vol. 20, no. 4.
  20. ITU-T Recommendation H. 264. Advanced video coding for generic audiovisual services, 2012.
  21. ISO/IEC International Standard. Information technology — Coding of audio-visual objects — Part 2: Visual, 1999.

22. Л. Клейнрок. Теория массового обслуживания. Перевод с англ. /Пер. И. И. Грушко; ред. В. И. Нейман. Москва: Машиностроение, 1979.
23. ITU-T Recommendation H.222.0. Information technology — Generic coding of moving pictures and associated audio information: Systems, 2014.
24. ITU-T Recommendation G.107 The E-Model — A Computational Model In Use In Transmission Planning, 2005.
25. ITU-T Recommendation G.107.1. Series G: Transmission Systems and Media, Digital Systems and Networks. International telephone connections and circuits — Transmission planning and the E-model. Wideband E-model, 2011.
26. Tim Szigeti, Christina Hattingh. End-to-End QoS Network Design: Quality of Service in LANs, WANs, and VPNs. Cisco Press, 2004. — November.
27. Bartoli Ivano, Iacovoni Giovanni, Ubaldi Fabio. A Synchronization Control Scheme for Videoconferencing Services. // Journal of Multimedia. 2007. Vol. 2, no. 4. Pp. 1–9.
28. Chris Lewis, Steve Pickavance. Implementing Quality of Service Over Cisco MPLS VPNs // Selecting MPLS VPN Services. Cisco Press, 2006.
29. ITU-T Recommendation G.114: One-way transmission time, 2005. — March.
30. Степанов С.Н. Теория телетрафика: концепции, модели, приложения. М.: Горячая линия – Телеком, 2015.
31. Степанов С.Н. Основы телетрафика мультисервисных сетей. М.: Эко-Трендз, 2010.
32. Ершов В.А., Кузнецов Н.А. Мультисервисные телекоммуникационные сети. М.: Изд-во МГТУ им. Н.Э.Баумана, 2003.
33. И.А. Мизин, В.А. Богатырев, А.П. Кулешов. Сети коммутации пакетов. М.: Радио и связь, 1986.
34. 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.
35. 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, 1997.
36. В. М. Вишнеvский, А. И. Ляхов, С. Л. Портной, И. Л. Шахнович. Широкополосные

- беспроводные сети передачи информации. Москва: Техносфера, 2005.
37. Vladimir Vishnevsky, Andrey Lyakhov. Analytical Study of IEEE 802.11 PCF for Regional and Metropolitan Area Networks // *Cybernetics and Information Technologies*. 2005. Vol. 5, no. 2.
  38. Vishnevsky V., Lyakhov A., Guzakov N. An Adaptive Polling Strategy for IEEE 802.11 PCF // *Proc. of 7th International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications (WPMC)*. 2004. — September. Pp. 87–91.
  39. Chou Zi-Tsan, Hsu Ching-Chi, Hsu Shin-Neng. UPCF: a new point coordination function with QoS and power management for multimedia over wireless LANs // *IEEE/ACM Transactions on Networking*. 2006. — Aug. Vol. 14, no. 4. Pp. 807–820.
  40. 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 8: Medium Access Control (MAC) Quality of Service Enhancements, 2005.
  41. Aad I., Castelluccia C. Differentiation mechanisms for IEEE 802.11 // *Proc. of Twentieth Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM)*. Vol. 1. 2001. Pp. 209–218.
  42. Choi Sunghyun, del Prado J., N Sai Shankar, Mangold S. IEEE 802.11e contention-based channel access (EDCF) performance evaluation // *Proc. of IEEE International Conference on Communications (ICC)*. Vol. 2. 2003. — May. Pp. 1151–1156.
  43. Cali F., Conti M., Gregori E. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit // *IEEE/ACM Transactions on Networking*. 2000. — Dec. Vol. 8, no. 6. Pp. 785–799.
  44. Saesue W., Chou C. T., Zhang J. CROSS-layer QoS-optimized EDCA adaptation for wireless video streaming // *Proc. of IEEE International Conference on Image Processing*. 2010. — Sept. Pp. 2925–2928.
  45. Liu H., Zhao Y. Adaptive EDCA Algorithm Using Video Prediction for Multimedia IEEE 802.11e WLAN // *Proc. of International Conference on Wireless and Mobile Communications (ICWMC)*. 2006. — July. Pp. 10–10.
  46. Cheng R. G., Chang C. J., Shih C. Y., Chen Y. S. A new scheme to achieve weighted fairness for WLAN supporting multimedia services // *IEEE Transactions on Wireless*

- Communications. 2006. — May. Vol. 5, no. 5. Pp. 1095–1102.
47. Patras Paul, Banchs Albert, Serrano Pablo. A Control Theoretic Scheme for Efficient Video Transmission over IEEE 802.11e EDCA WLANs // ACM Transactions on Multimedia Computing, Communications, and Applications (TOMM). 2012. Vol. 8, no. 3. Pp. 1–23.
  48. Kang S. H., Zakhor A. Packet scheduling algorithm for wireless video streaming // Proc. of Packet Video Workshop. 2002. — April.
  49. Podolsky Matthew, McCanne Steven. Soft ARQ for Streaming Layered Multimedia: Tech. rep. Berkeley, CA, USA: 1999.
  50. Bianchi G., Detti A., Loreti P. et al. Application-aware H.264 Scalable Video Coding delivery over Wireless LAN: Experimental assessment // Proc. of Second International Workshop on Cross Layer Design (IWCLD). 2009. — June. Pp. 1–6.
  51. Kozlov S., van der Stok P., Lukkien J. Adaptive scheduling of MPEG video frames during real-time wireless video streaming // Proc. of Sixth IEEE International Symposium on a World of Wireless Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM). 2005. — June. Pp. 460 – 462.
  52. Burza Marek, Kang Jeffrey, Stok Peter. Adaptive Streaming of MPEG-based Audio/Video Content over Wireless Networks // Journal of Multimedia. 2007. Vol. 2, no. 2.
  53. Li Qiong, van der Schaar M. Providing adaptive QoS to layered video over wireless local area networks through real-time retry limit adaptation // IEEE Transactions on Multimedia. 2004. — April. Vol. 6, no. 2. Pp. 278–290.
  54. Bobarshad H., van der Schaar M., Shikh-Bahaei M. R. A Low-Complexity Analytical Modeling for Cross-Layer Adaptive Error Protection in Video Over WLAN // IEEE Transactions on Multimedia. 2010. — Aug. Vol. 12, no. 5. Pp. 427–438.
  55. Aramvith S., Lin Chia-Wen, Roy S., Sun Ming-Ting. Wireless video transport using conditional retransmission and low-delay interleaving // IEEE Transactions on Circuits and Systems for Video Technology. 2002. — Jun. Vol. 12, no. 6. Pp. 558–565.
  56. van der Schaar M., Turaga D. S. Cross-Layer Packetization and Retransmission Strategies for Delay-Sensitive Wireless Multimedia Transmission // IEEE Transactions on Multimedia. 2007. — Jan. Vol. 9, no. 1. Pp. 185–197.
  57. Buccioli P., Davini G., Masala E. et al. Cross-layer perceptual ARQ for H.264 video streaming over 802.11 wireless networks // Proc. of Global Telecommunications Conference (GLOBECOM). Vol. 5. 2004. — Nov. Pp. 3027–3031.

58. van der Schaar M., Krishnamachari S., Choi Sunghyun, Xu Xiaofeng. Adaptive cross-layer protection strategies for robust scalable video transmission over 802.11 WLANs // IEEE Journal on Selected Areas in Communications. 2003. — Dec. Vol. 21, no. 10. Pp. 1752–1763.
59. Majumda A., Sachs D. G., Kozintsev I. V. et al. Multicast and unicast real-time video streaming over wireless LANs // IEEE Transactions on Circuits and Systems for Video Technology. 2002. — Jun. Vol. 12, no. 6. Pp. 524–534.
60. Shan Yufeng, Zakhor A. Cross layer techniques for adaptive video streaming over wireless networks // Proc. of IEEE International Conference on Multimedia and Expo (ICME). Vol. 1. 2002. Pp. 277–280.
61. Khorov Evgeny, Gushchin Andrey, Safonov Alexander. Distortion Avoidance While Streaming Public Safety Video in Smart Cities // Proc. of 8th International Workshop on Multiple Access Communications (MACOM). 2015. Pp. 89–100.
62. Cicconetti Claudio, Lenzini Luciano, Mingozzi Enzo, Stea Giovanni. Design and Performance Analysis of the Real-Time HCCA Scheduler for IEEE 802.11e WLANs // Computer Networks. 2007. Vol. 51, no. 9. Pp. 2311–2325.
63. Rashid M. M., Hossain E., Bhargava V. K. Controlled Channel Access Scheduling for Guaranteed QoS in 802.11e-Based WLANs // IEEE Transactions on Wireless Communications. 2008. — April. Vol. 7, no. 4. Pp. 1287–1297.
64. Kuo Yaw-Wen, Tsai Jin-Hsiu. A Novel Scheduler for VBR Traffic in IEEE 802.11 HCCA WLANs // International Journal of Ad Hoc and Ubiquitous Computing. 2011. Vol. 8, no. 3. Pp. 165–173.
65. Gao Deyun, Cai Jianfei, Ngan King Ngi. Admission control in IEEE 802.11e wireless LANs // IEEE Network. 2005. — July. Vol. 19, no. 4. Pp. 6–13.
66. Grilo A., Macedo M., Nunes M. A scheduling algorithm for QoS support in IEEE802.11 networks // IEEE Wireless Communications. 2003. — Jun. Vol. 10, no. 3. Pp. 36–43.
67. Fan Wing Fai, Gao Deyun, Tsang D. H. K., Bensaou B. Admission control for variable bit rate traffic in IEEE 802.11e WLANs // Proc. of 13th International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN). Vol. 1. 2004. — Aug. Pp. 272–277.
68. Chou Chun-Ting, Shankar S. N., Shin K. G. Achieving per-stream QoS with distributed airtime allocation and admission control in IEEE 802.11e wireless LANs // Proc. of IEEE 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies.

- Vol. 3. 2005. — March. Pp. 1584–1595.
69. Gao D., Cai J., Chen C. W. Admission Control Based on Rate-Variance Envelop for VBR Traffic Over IEEE 802.11e HCCA WLANs // IEEE Transactions on Vehicular Technology. 2008. — May. Vol. 57, no. 3. Pp. 1778–1788.
  70. Skyrianoglou D., Passas N., Salkintzis A. K. ARROW: An Efficient Traffic Scheduling Algorithm for IEEE 802.11e HCCA // IEEE Transactions on Wireless Communications. 2006. — December. Vol. 5, no. 12. Pp. 3558–3567.
  71. Lee K. Y., Cho K. S., Ryu W. Efficient QoS Scheduling Algorithm for Multimedia Services in IEEE 802.11e WLAN // Proc. of Vehicular Technology Conference (VTC Fall). 2011. — Sept. Pp. 1–6.
  72. Boggia G., Camarda P., Grieco L. A., Mascolo S. Feedback-Based Control for Providing Real-Time Services With the 802.11e MAC // IEEE/ACM Transactions on Networking. 2007. — April. Vol. 15, no. 2. Pp. 323–333.
  73. Ali Najah Abu, Bourawy Ashraf, Hassanein Hossam. Selectivity function scheduler for IEEE 802.11e HCCA access mode // Wireless Communications and Mobile Computing. 2013. Vol. 13, no. 2. Pp. 95–110.
  74. 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.
  75. 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 3: Enhancements for Very High Throughput in the 60 GHz Band, 2012.
  76. IEEE P802.11ah/D8.0 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 6: Sub 1 GHz License Exempt Operation, 2016. — April.
  77. 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 2: MAC Enhancements for Robust Audio Video Streaming, 2012.
- 78. Kai C., Liew S. C. Temporal Starvation in CSMA Wireless Networks // IEEE Transactions on Mobile Computing. 2015. — July. Vol. 14, no. 7. Pp. 1515–1529.
- 79. Ng P. C., Liew S. C. Throughput Analysis of IEEE802.11 Multi-Hop Ad Hoc Networks // IEEE/ACM Transactions on Networking. 2007. — April. Vol. 15, no. 2. Pp. 309–322.
- 80. Garetto M., Salonidis T., Knightly E. W. Modeling Per-Flow Throughput and Capturing Starvation in CSMA Multi-Hop Wireless Networks // Proc. of 25th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM). 2006. — April. Pp. 1–13.
- 81. Medepalli K., Tobagi F. A. Towards Performance Modeling of IEEE 802.11 Based Wireless Networks: A Unified Framework and Its Applications // Proc. of 25th IEEE International Conference on Computer Communications (INFOCOM). 2006. — April. Pp. 1–12.
- 82. Liew S. C., Kai C. H., Leung H. C., Wong P. Back-of-the-Envelope Computation of Throughput Distributions in CSMA Wireless Networks // IEEE Transactions on Mobile Computing. 2010. — Sept. Vol. 9, no. 9. Pp. 1319–1331.
- 83. Carvalho M. M., Garcia-Luna-Aceves J. J. Delay analysis of IEEE 802.11 in single-hop networks // Proc. of 11th IEEE International Conference on Network Protocols. 2003. — Nov. Pp. 146–155.
- 84. Durvy M., Dousse O., Thiran P. On the fairness of large CSMA networks // IEEE Journal on Selected Areas in Communications. 2009. — September. Vol. 27, no. 7. Pp. 1093–1104.
- 85. Tanenbaum Andrew. Computer Networks. 4th edition. Prentice Hall Professional Technical Reference, 2002.
- 86. Karol M., Hluchyj M., Morgan S. Input Versus Output Queueing on a Space-Division Packet Switch // IEEE Transactions on Communications. 1987. — Dec. Vol. 35, no. 12. Pp. 1347–1356.
- 87. Hui J., Arthurs E. A Broadband Packet Switch for Integrated Transport // IEEE Journal on Selected Areas in Communications. 1987. — Oct. Vol. 5, no. 8. Pp. 1264–1273.
- 88. Goudreau M. W., Kolliopoulos S. G., Rao S. B. Scheduling algorithms for input-queued switches: randomized techniques and experimental evaluation // Proc. of 19th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM). Vol. 3. 2000. — Mar. Pp. 1634–1643.
- 89. Yebenes Segura Pedro, Escudero-Sahuquillo Jesus, Gomez Requena Crispin et al. BBQ:

- A Straightforward Queuing Scheme to Reduce HoL-Blocking in High-Performance Hybrid Networks // Euro-Par 2013 Parallel Processing. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2013. Pp. 699–712.
90. Bennett J. C. R., Partridge C., Shtetman N. Packet reordering is not pathological network behavior // IEEE/ACM Transactions on Networking. 1999. — Dec. Vol. 7, no. 6. Pp. 789–798.
  91. McKeown N., Mekkittikul A., Anantharam V., Walrand J. Achieving 100% throughput in an input-queued switch // IEEE Transactions on Communications. 1999. — Aug. Vol. 47, no. 8. Pp. 1260–1267.
  92. McKeown N., Izzard M., Mekkittikul A. et al. Tiny Tera: a packet switch core // IEEE Micro. 1997. — Jan. Vol. 17, no. 1. Pp. 26–33.
  93. Jiang Li Bin, Liew Soung-Chang. An adaptive round robin scheduler for head-of-line-blocking problem in wireless LANs // Proc. of Wireless Communications and Networking Conference. Vol. 2. 2005. — March. Pp. 1219–1224.
  94. Shakkottai Sanjay, Srikant R. Scheduling Real-Time Traffic With Deadlines over a Wireless Channel. // Wireless Networks. 2002. Vol. 8, no. 1. Pp. 13–26.
  95. Kalogridis Georgios, Haines Russell J. A Transient Reliability Model of RTP Video Streaming over WLAN // Proc. of 7th ACM Workshop on Performance Monitoring and Measurement of Heterogeneous Wireless and Wired Networks. New York, NY, USA: ACM, 2012. Pp. 149–158.
  96. Б. С. Цыбаков, Н. Д. Введенская. Случайный множественный доступ нетерпеливых пакетов в широкополосный канал // Проблемы передачи информации. 1983. Т. 19, № 4. С. 72–83.
  97. Ковалев Е.А. Сети массового обслуживания с ограниченным временем ожидания в очередях // Автоматика и вычислительная техника. 1985. № 2. С. 50–55.
  98. О. В. Якубович, В. Е. Евдокимович. Сеть массового обслуживания со случайным временем пребывания различных типов положительных, отрицательных заявок и сигналов // Проблемы физики, математики и техники. 2010. № 4 (5). С. 63–67.
  99. Ю. Е. Летунович. Неоднородные сети с ограничением на время пребывания в режимах обслуживания // Автоматика и вычислительная техника. 2010. № 5. С. 33–41.
  100. Ю. В. Малинковский. Сети Джексона с однолинейными узлами и ограниченным временем пребывания или ожидания // Автоматика и телемеханика. 2015. № 4. С. 67–79.

101. Barrer D. Y. Queueing with Impatient Customers and Indifferent Clerks // *Operations Research*. 1957. Vol. 5, no. 5. Pp. 644–649.
102. Barrer D. Y. Queueing with Impatient Customers and Ordered Service // *Operations Research*. 1957. Vol. 5, no. 5. Pp. 650–656.
103. Roubos A., Jouini O. Call centers with hyperexponential patience modeling // *International Journal of Production Economics*. 2013. Vol. 141, no. 1. Pp. 307–315.
104. ECMA-368. High Rate Ultra Wideband PHY and MAC Standard, 3rd ed, 2008. — December.
105. Kuo W. K., Wu C. Y. Supporting Real-Time VBR Video Transport on WiMedia-Based Wireless Personal Area Networks // *IEEE Transactions on Vehicular Technology*. 2009. — May. Vol. 58, no. 4. Pp. 1965–1971.
106. Daneshi M., Pan J., Ganti S. Distributed Reservation Algorithms for Video Streaming over UWB-Based Home Networks // *Proc. of 7th IEEE Consumer Communications and Networking Conference*. 2010. — Jan. Pp. 1–6.
107. Zhang Ruonan, Ruby R., Pan Jianping et al. A hybrid reservation/contention-based MAC for video streaming over wireless networks // *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*. 2010. — April. Vol. 28, no. 3. Pp. 389–398.
108. Rexford J., Sen S., Dey J. et al. Online smoothing of live, variable-bit-rate video // *Proc. of 7th International Workshop on Network and Operating System Support for Digital Audio and Video*. 1997. — May. Pp. 235–243.
109. Liang G., Liang B. Effect of Delay and Buffering on Jitter-Free Streaming Over Random VBR Channels // *IEEE Transactions on Multimedia*. 2008. — Oct. Vol. 10, no. 6. Pp. 1128–1141.
110. Salehi J. D., Zhang Zhi-Li, Kurose J., Towsley D. Supporting stored video: reducing rate variability and end-to-end resource requirements through optimal smoothing // *IEEE/ACM Transactions on Networking*. 1998. — Aug. Vol. 6, no. 4. Pp. 397–410.
111. Krasilov A., Lyakhov A., Ostrovsky D., Khorov E. 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.
112. Khorov Evgeny, Krasilov Artem, Lyakhov Andrey, Ostrovsky Dmitry. Dynamic resource allocation for MCCA-Based streaming in Wi-Fi mesh networks // *Lecture Notes in Computer Science*. 2013. Vol. 8072. Pp. 93–111.

113. Shvets Evgeny, Lyakhov Andrey, Safonov Alexander, Khorov Evgeny. Analytical model of IEEE 802.11s MCCA-based streaming in the presence of noise // SIGMETRICS Performance Evaluation Review. 2011. Vol. 39, no. 2. Pp. 38–40.
114. Alexander Ivanov, Evgeny Khorov and Andrey Lyakhov. QoS support for bursty traffic in noisy channel via periodic reservations // Proc. of IFIP Wireless Days. 2014. Pp. 1–6.
115. Shvets E., Lyakhov A. Mathematical model of MCCA-based streaming process in mesh networks in the presence of noise // Proc. of IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC). 2012. — April. Pp. 1887–1892.
116. Ivanov Alexander, Khorov Evgeny, Lyakhov Andrey. Analytical Model of QoS-aware Streaming in Wi-Fi Networks via Periodic TXOPs // Proc. of IEEE Global Communication Conference (GlobeCom) Workshops. 2015. Pp. 1–6.
117. Ivanov Alexander, Khorov Evgeny, Zankin Vitaly, Lyakhov Andrey. Mathematical Model for Scheduling in IEEE 802.11ad Networks // Proc. of Wireless and Mobile Networking Conference (WMNC). Colmar, France: 2016.
118. Якимов М. Ю. Блочная передача чувствительного к задержкам трафика в беспроводных сетях с резервированием канала в условиях помех // Труды конференции «Информационные технологии и системы». 2011. С. 406–414.
119. Гуцин А. С., Якимов М. Ю. Эффективность блочной передачи мультимедийного трафика, чувствительного к задержкам, при МССА-доступе в сетях IEEE 802.11s // Труды конференции «Информационные технологии и системы». 2011. С. 449–454.
120. Иванов А.С., Хоров Е.М. Аналитическая модель блочной передачи видеопотока механизмом МССА в условиях помех // Труды конференции «Информационные технологии и системы». 2014.
121. Ivanov Alexander, Khorov Evgeny, Kuznetsov Egor, Lyakhov Andrey. Mathematical Model for Scheduling in IEEE 802.11ad Networks // Proc. of IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC). 2016.
122. Ivanov Alexander, Khorov Evgeny, Kuznetsov Egor, Lyakhov Andrey. Modeling Leader-based Multicast Transmission via Periodic Reservations in Wi-Fi networks // Proc. of International Symposium on Wireless Communication Systems (ISWCS). 2016.
123. Среда имитационного моделирования ns3: [Электронный ресурс] URL: <http://www.nsnam.org/>. (Дата обращения: 18.09.2016).
124. Интерактивная среда для программирования Matlab: [Электронный ресурс] URL:

- <http://www.matlab.com/>. (Дата обращения: 18.09.2016).
125. Медиаплеер VLC: [Электронный ресурс] URL: <http://www.videolan.org/vlc/>. (Дата обращения: 18.09.2016).
  126. Утилита Tcpreplay: [Электронный ресурс] URL: <http://tcpreplay.synfin.net/>. (Дата обращения: 18.09.2016).
  127. Программа-анализатор трафика Wireshark: [Электронный ресурс] URL: <http://www.wireshark.org/>. (Дата обращения: 18.09.2016).
  128. IEEE Standard for Telecommunications and Information Exchange Between Systems - LAN/MAN Specific Requirements - Part 11: Wireless Medium Access Control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: High Speed Physical Layer in the 5 GHz band, 2003.
  129. 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.

## Приложение А

## Акты о внедрении результатов диссертации



ФЕДЕРАЛЬНОЕ ГОСУДАРСТВЕННОЕ БЮДЖЕТНОЕ УЧРЕЖДЕНИЕ НАУКИ  
ИНСТИТУТ ПРОБЛЕМ ПЕРЕДАЧИ ИНФОРМАЦИИ  
им. А.А. Харкевича Российской академии наук

Большой Каретный пер., д. 19, стр. 1, Москва, 127051  
Тел.: (495) 650-42-25. Факс: (495) 650-05-79. E-mail: director@iitp.ru  
ОКПО: 02699464 ОГРН: 1037700064940 ИНН/КПП: 7707020131/770701001  
http://www.iitp.ru

19.09.2016 г. № 11615 – 62101821

На № \_\_\_\_\_ от \_\_\_\_\_

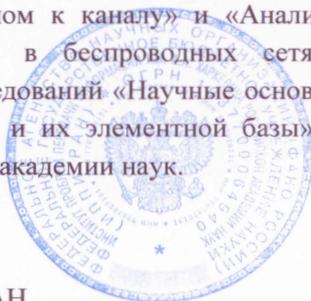
## АКТ

о внедрении теоретических и практических результатов диссертационной работы Кирьянова А.Г. «Разработка и моделирование методов, применяемых в протоколах канального уровня сетей Wi-Fi для доставки видеопотоков реального времени», представленной на соискание ученой степени кандидата технических наук, при разработке НИР, проводимых ИППИ РАН

Теоретические и практические результаты диссертационной работы Кирьянова А.Г. «Разработка и моделирование методов, применяемых в протоколах канального уровня сетей Wi-Fi для доставки видеопотоков реального времени», а именно: 1) дисциплина обслуживания очереди при передаче видеопотоков реального времени в сети Wi-Fi для сценариев кратковременных отказов канала и эмпирические алгоритмы настройки параметров данной дисциплины; 2) аналитическая модель передачи видеопотоков реального времени в сети Wi-Fi в условиях кратковременных отказов канала; 3) аналитическая модель передачи видеопотока реального времени в сети Wi-Fi с использованием динамического резервирования канального ресурса; 4) алгоритмы динамического резервирования канального ресурса в сети Wi-Fi для передачи видеопотока реального времени в условиях помех, учитывающие задержку вступления решения в силу; 5) аналитическая модель передачи нескольких видеопотоков реального времени в условиях помех с помощью общего периодического резервирования – были использованы в рамках выполнения НИР по следующим проектам:

- проект «Методы передачи неоднородных нестационарных неординарных потоков по каналам с динамически меняющимися характеристиками с учетом внутренней структуры потоков» (соглашение № 12-07-33067) Российского фонда фундаментальных исследований;
- проект «Методы преодоления кратковременных отказов канала при передаче потоков реального времени по беспроводной сети» (соглашение № 14-07-31249) Российского фонда фундаментальных исследований;
- комплексная научная программа «Цифровые технологии и их применения» (соглашение № 14-50-00150) Российского научного фонда;
- проекты «Методы обеспечения качества обслуживания в беспроводных самоорганизующихся сетях с гетерогенным доступом к каналу» и «Анализ и синтез алгоритмов управления очередью и обслуживания пакетов в беспроводных сетях с гетерогенным трафиком» по программе фундаментальных исследований «Научные основы создания гетерогенных телекоммуникационных и локационных систем и их элементной базы» Отделения нанотехнологий и информационных технологий Российской академии наук.

ВРИО директора ИППИ РАН



А.Н. Соболевский

Министерство образования и науки  
Российской Федерации

федеральное государственное автономное  
образовательное учреждение  
высшего профессионального образования  
«Московский физико-технический институт  
(государственный университет)»  
(МФТИ)

Юридический адрес: 117303, г. Москва,  
ул. Керченская, дом 1 «А» корпус 1  
Почтовый адрес: 141700, Московская обл.,  
г. Долгопрудный, Институтский переулок, 9  
Тел.: 408-57-00, факс: 408-68-69

21.09.2016 № 6.01-03/3785  
на № \_\_\_\_\_ от \_\_\_\_\_

#### АКТ

об использовании теоретических и практических результатов диссертационной работы Кирьянова А.Г. «Разработка и моделирование методов, применяемых в протоколах канального уровня сетей Wi-Fi для доставки видеопотоков реального времени», представленной на соискание ученой степени кандидата технических наук, в учебном процессе на базовой межфакультетской Кафедре проблем передачи информации и анализа данных МФТИ

В рамках дисциплин «Протоколы канального уровня беспроводных сетей» и «Методы моделирования беспроводных сетей», которые читаются студентам бакалавриата МФТИ на базовой межфакультетской Кафедре проблем передачи информации и анализа данных МФТИ, использованы теоретические и практические результаты диссертационной работы Кирьянова А.Г. «Разработка и моделирование методов, применяемых в протоколах канального уровня сетей Wi-Fi для доставки видеопотоков реального времени». Среди них: дисциплина обслуживания очереди при передаче видеопотоков реального времени в сети Wi-Fi для сценариев кратковременных отказов канала и эмпирические алгоритмы настройки параметров данной дисциплины, аналитическая модель передачи видеопотоков реального времени в сети Wi-Fi в условиях кратковременных отказов канала, аналитическая модель передачи видеопотока реального времени по сети Wi-Fi с использованием динамического резервирования канального ресурса, аналитическая модель передачи нескольких видеопотоков реального времени в условиях помех с помощью общего периодического резервирования.

Проректор по учебной работе и  
экономическому развитию МФТИ

Д.А. Зубцов

Зав. Кафедрой проблем передачи  
информации и анализа данных МФТИ

А.П. Кулешов

