

Аналитическая модель P -настойчивого метода обслуживания очереди при передаче мультимедийных потоков в беспроводных сетях¹

А.Г. Кирьянов, В.А. Логинов, А.И. Ляхов, Е.М. Хоров

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

Поступила в редколлегию 05.05.2015

Аннотация—При передаче нескольких потоков различным получателям по беспроводной сети в случае ухудшения качества соединения с любыми из них возникает проблема блокирования всей очереди головным пакетом. Эта проблема особенно важна при передаче мультимедийных потоков с жесткими требованиями к качеству обслуживания. Одним из перспективных решений данной проблемы является использование P -настойчивой политики управления очередью. В данной работе предложена аналитическая модель этой политики, которая позволяет подтвердить эффективность применения данной политики для предотвращения блокирования очереди головным пакетом, а также определить оптимальные значения ее параметров.

КЛЮЧЕВЫЕ СЛОВА: Беспроводная сеть, мультимедийный поток, качество обслуживания, аналитическое моделирование, блокирование очереди головным пакетом, P -настойчивая политика управления очередью.

1. ВВЕДЕНИЕ

Доля мультимедийного трафика в мобильных сетях растет с каждым годом. Согласно ежегодным отчетам ведущих телекоммуникационных компаний, таким как Cisco [1] и Ericsson [2], доля видеопотоков в мобильных сетях уже сейчас составляет более 50%. Одним из примеров мультимедийных потоков являются видеопотоки реального времени.

Во многих случаях при передаче видеопотока по сети пакеты поступают в очередь на передачу пачками, каждая из которых соответствует отдельному видеокадру. Хотя на самом деле пакеты одной пачки поступают в очередь не одновременно, межпакетный интервал очень мал, и им можно пренебречь. Так как видеокадры бывают разного типа и имеют различный размер, число пакетов в пачке является случайной величиной. При передаче видеопотоков реального времени важное значение имеет время доставки. Видеокадры, которые не были доставлены за определенный промежуток времени, не будут использованы получателем.

В связи с этим при передаче видеопотоков реального возникает необходимость выполнения требований к качеству обслуживания (англ. Quality of Service, QoS), которые задаются в виде ограничения на долю потерянных пакетов и время доставки пакета. Возможность выполнения данных требований зависит от характеристик беспроводной сети [3] и может быть сильно затруднено из-за часто меняющихся характеристик беспроводных соединений между источником и получателями. Для борьбы с этим в [4] разрабатываются и исследуются механизмы, позволяющие устанавливать между станциями только надежные соединения. В [5]

¹ Исследование выполнено при финансовой поддержке РФФИ в рамках научного проекта № 14-07-31249 мол_а.

предлагается заранее выделять необходимый ресурс для передачи мультимедийного потока в предположении, что качество соединения остается неизменным, а в [6] разрабатывается метод, позволяющий динамически определять величину требуемого канального ресурса. К сожалению, планировать выделение канального ресурса для передачи потока возможно только при использовании метода детерминированного доступа к каналу. Использование метода случайного доступа к каналу не позволяет планировать выделение канального ресурса заранее, а также может приводить к ряду других проблем.

В качестве примера рассмотрим типовой сценарий, в котором точка доступа (англ. Access Point, AP) передает видеопотоки реального времени пользовательским станциям (англ. Station, STA), используя некоторый метод случайного доступа (например, CSMA/CA [7]), причем пакеты разных видеопотоков находятся на AP в одной очереди с дисциплиной обслуживания «первым пришел — первым обслужен» (англ. FIFO, First In, First Out). Если в процессе передачи видеопотока качество соединения между точкой доступа и одной из станций значительно ухудшается, то доля потерянных пакетов может возрасти не только для видеопотока, передаваемого этой станцией, но и для остальных видеопотоков. Это происходит из-за так называемой проблемы блокирования очереди головным пакетом (англ. head-of-line packet blocking), суть которой заключается в следующем. Точка доступа совершает повторные попытки передачи головного пакета по соединению с плохим качеством до тех пор, пока либо этот пакет не будет успешно передан, либо пакет не будет отброшен из-за превышения времени жизни или из-за превышения максимального допустимого количества попыток передачи одного пакета (англ. RL, Retry Limit). В течение этого времени пакеты других видеопотоков оказываются заблокированными, а все канальные ресурсы тратятся на неудачные попытки передачи пакета по соединению с плохим качеством. В результате растет время нахождения в очереди пакетов всех видеопотоков, что зачастую приводит к существенному искажению видеоизображения у всех получателей.

В данной работе рассматривается *P*-настойчивая политика обслуживания очереди, которая позволяет преодолевать негативные последствия блокирования очереди головным пакетом при передаче видеопотоков реального времени, и разрабатывается аналитическая модель данной политики обслуживания очереди.

Дальнейшее изложение построено следующим образом. В разделе 2 проанализированы существующие алгоритмы, предназначенные для борьбы с блокированием очереди головным пакетом. В разделе 3 описана *P*-настойчивая политика управления очередью передачи пакетов. В разделах 4 и 5 разрабатывается аналитическая модель этой политики, а раздел 6 содержит анализ эффективности политики при различных значениях ее параметров. В разделе 7 подводятся итоги данной работы.

2. СУЩЕСТВУЮЩИЕ РЕШЕНИЯ ПРОБЛЕМЫ БЛОКИРОВАНИЯ ОЧЕРЕДИ

Проблема блокирования очереди головным пакетом давно известна в литературе и может проявляться на разных уровнях иерархии сетевых протоколов.

Проблема блокирования очереди впервые была обнаружена в проводных коммутаторах. Этот эффект хорошо известен и может приводить к значительному снижению пропускной способности коммутатора [8]. Блокирование очереди происходит, если старший пакет очереди не дает передаваться другим пакетам, даже если они предназначены для передачи по другим портам. Из-за этого растет среднее время доставки пакета и уменьшается пропускная способность сети. Существует множество решений данной проблемы, но они рассчитаны только на проводные сети.

Проблема блокирования очереди на канальном уровне может возникать при использовании стандартной политики обслуживания очереди FIFO во время передачи с помощью направлен-

ных антенн [9]. В отличие от передачи с помощью всенаправленных антенн, при направленной передаче в данный момент времени передача в одном направлении может быть возможна, а в другом недоступна из-за интерференции. Так, если самый старший пакет очереди должен передаваться по недоступному в данный момент направлению передачи, то при использовании политики FIFO данный пакет заблокирует все остальные пакеты, включая те, которые должны передаваться по доступным в данный момент направлениям передачи.

К сожалению, предложенные решения не применимы в сценарии передачи видеопотоков реального времени по беспроводной сети, который исследуется в данной работе.

Схожий сценарий описан в [10]. Авторы рассматривают проблему блокирования очереди канального уровня при передаче потоков точкой доступа нескольким получателям в случае ухудшения качества соединения с одним или несколькими получателями и предлагают использовать для решения данной проблемы политику адаптивного циклического планировщика (англ. ARR, Adaptive Round Robin scheduler). При использовании этой политики пакеты разных потоков находятся в разных очередях, которые ARR обслуживает циклически. Если соединение с получателем какого-то потока ухудшилось, то планировщик не обслуживает соответствующую очередь несколько раундов, после чего тестирует соединение, совершая одну попытку передачи пакета. После восстановления качества соединения планировщик выделяет пострадавшей очереди больше канальных ресурсов, используя механизм компенсации. Механизм компенсации работает так, чтобы в среднем канальный ресурс был поделен поровну между всеми потоками. Однако, ARR имеет существенные недостатки. Во-первых, он не рассчитан на передачу потоков реального времени, поэтому не учитывает ограничение на время доставки пакетов. Во-вторых, механизм компенсации предполагает, что интенсивности всех потоков одинаковы.

3. P-НАСТОЙЧИВАЯ ПОЛИТИКА УПРАВЛЕНИЯ ОЧЕРЕДЬЮ

Для преодоления блокирования очереди головным пакетом при передаче мультимедийных потоков одинаковой интенсивности в [11] была впервые предложена *P*-настойчивая политика обслуживания очереди. В [12] управление очередью было улучшено, а сама политика была обобщена на случай передачи потоков разной интенсивности. При использовании *P*-настойчивой политики управления очередью пакеты удаляются из очереди либо после успешной передачи, либо при превышении ограничения на время пребывания в очереди. Каждый поток может находиться в одном из трех состояний: *normal*, *probe* и *recovery*.

Первоначально все потоки находятся в состоянии *normal*, и все пакеты в очереди обслуживаются по принципу FIFO «первым пришел — первым обслужен». При ухудшении качества соединения с получателем какого-либо потока, данный поток переходит в состояние *probe* и обслуживание его пакетов прекращается, чтобы не допустить блокирования очереди головным пакетом, но при этом осуществляются пробные попытки передачи с целью детектировать момент улучшения качества соединения. После детектирования улучшения качества соединения поток переходит в состояние *recovery*. В состоянии *recovery* обслуживание пакетов потока возобновляется таким образом, чтобы предотвратить негативные последствия роста числа пакетов этого потока в очереди во время его нахождения в состоянии *probe*.

Далее опишем более подробно, как происходит выбор пакета для передачи при получении доступа к среде. В момент, когда АР 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 *normal*. Если в качестве претендента на передачу рассматривается головной пакет потока, который находится в состоянии *normal*, 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 *recovery*.
2. Состояние *probe*. Если в качестве претендента на передачу рассматривается головной пакет потока, который находится в состоянии *probe*, то попытка передачи данного пакета осуществляется с вероятностью $P_n < 1$. Для каждого потока n , находящегося в состоянии *probe*, значение вероятности P_n может принимать свое собственное значение, выбор которого описан в [12]. С вероятностью $1 - P_n$ в качестве претендента на передачу рассматривается головной пакет следующего потока в очереди, см. рис. 1 а).
Отметим, что если все потоки находятся в состоянии *probe*, то возможна ситуация, при которой будут последовательно рассмотрены головные пакеты всех потоков в очереди и 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. 1 б).

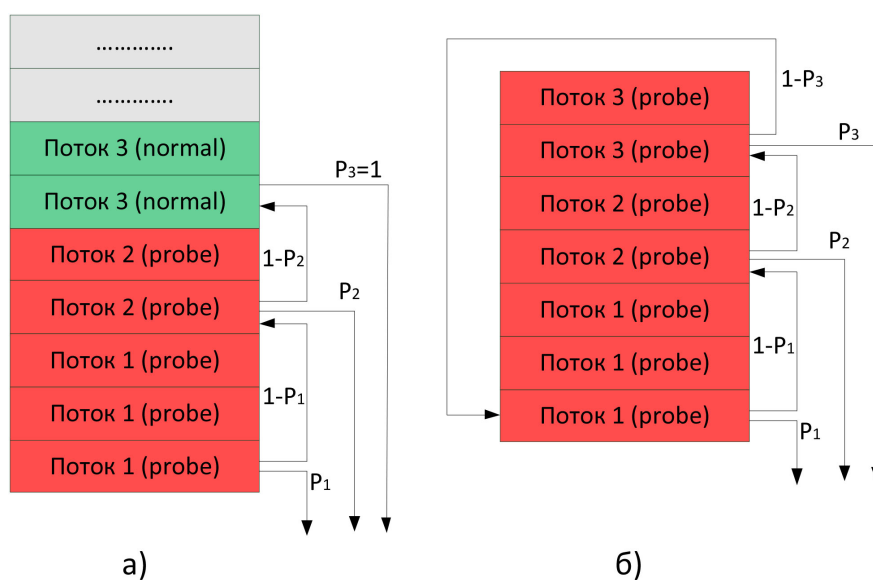


Рис. 1. Выбор пакета для передачи в случае, когда а) один из потоков находится в состоянии *normal*, б) все потоки находятся в состоянии *probe*

Выбрав пакет потока, находящегося в состоянии *probe*, станция совершает одну попытку передачи. Если попытка передачи оказывается успешной, то поток переходит в состояние *recovery*. После неуспешной попытки поток остается в состоянии *probe*.

3. Состояние *recovery*. Если в качестве претендента на передачу рассматривается головной пакет Q потока, находящегося в состоянии *recovery*, то перед осуществлением попытки передачи пакета Q проверяется, не повредит ли эта попытка передачи потокам, находящимся в состоянии *normal*. Для этого рассматривается первая (после пакета Q) пачка пакетов потока, который находится в состоянии *normal*. Вычисляется, какой процент пакетов будет потерян в этой пачке при условии, что сейчас будет совершена попытка передачи пакета Q . Если попытка передачи пакета Q приведет к более чем ϵ % потере пакетов в пачке, то

в качестве претендента на передачу рассматривается головной пакет следующего потока в очереди, в противном случае совершается попытка передачи пакета Q .

Если совершено RL неуспешных попыток передачи пакета потока, находящегося в состоянии *recovery*, то детектируется ухудшение качества соединения и поток возвращается в состояние *probe*.

Как только возраст головного пакета очереди становится меньше либо равен T , все потоки, которые находятся в состоянии *recovery*, переходят в состояние *normal*.

В работе [12] была продемонстрирована эффективность модифицированной P -настойчивой политики обслуживания очереди при передаче видеопотоков реального времени. Результаты численных экспериментов из [12] показали, что модифицированная P -настойчивая политика работает лучше как в сравнении с исходной P -настойчивой политикой из [11], так и в сравнении с адаптивным циклическим планировщиком ARR из [10]. P -настойчивая политика имеет множество входных параметров, выбор значений которых в [12] осуществлялся при помощи неких эмпирических соотношений и предположений. Возникает вопрос, насколько сильно зависит эффективность P -настойчивой политики от значений данных параметров и насколько близки полученные эмпирическим путем значения к оптимальным значениям параметров. Чтобы ответить на эти вопросы, в данной работе проводится аналитическое исследование P -настойчивой политики управления очередью при передаче видеопотоков реального времени.

4. АНАЛИТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ

Опишем модель передачи N потоков от точки доступа N разным получателям. Единицей модельного времени является слот, длительность которого для удобства моделирования предполагается постоянной и соответствующей среднему времени одной попытки передачи пакета. В отсутствии восходящего трафика такое допущение возможно, что будет подтверждено численными результатами, приведенными в разделе 6. Пакеты каждого потока поступают в общую очередь пачками с периодом d слотов, соответствующим периоду генерации видеок кадров. Времена прихода пачек соседних потоков сдвинуты на $z_n > 0, n = 1, \dots, N$ слотов, как показано на рис. 2, причем $\sum_{n=1}^N z_n = d$. Число пакетов в пачке потока n является случайной величиной ξ_n , которая имеет геометрическое распределение с параметром q_n , т.е. вероятность того, что пачка потока n содержит ровно $k \in \mathbb{N}$ пакетов, равна $P(\xi_n = k) = q_n^{k-1}(1 - q_n)$.

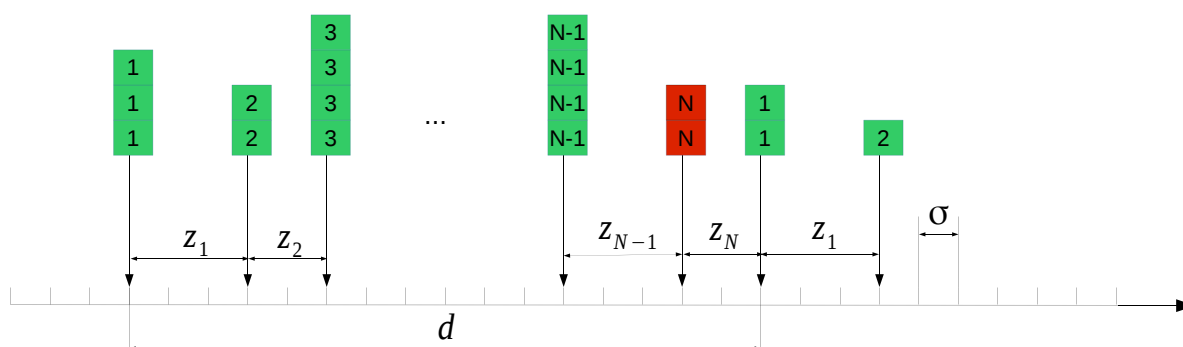


Рис. 2. Поступление пакетов в очередь

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 . Будем 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:

$$R = \begin{pmatrix} r_{11} & r_{12} \\ r_{21} & r_{22} \end{pmatrix}, \quad (1)$$

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

Максимально допустимое время нахождения пакета в очереди 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 политики обслуживания очереди поступивших пакетов: политика по умолчанию FIFO и P -настойчивая политика обслуживания очереди, предложенная авторами в [12].

4.1. Политика обслуживания очереди FIFO

Согласно политике обслуживания очереди FIFO для передачи всегда выбирается головной пакет очереди, т.е. тот пакет, который провел в очереди наибольшее время. Пакет передается до тех пор, пока либо не будет успешно передан, либо не нарушится ограничение на время доставки пакета. Процесс передачи пакетов с использованием политики 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 политики 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 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 Таблице 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} .

Таблица 1. Вероятности переходов между состояниями системы при использовании политики 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	$(n, h = D - 1, i)$	r_{ij}	$(n + 1 \bmod N, h - z_n + 1, j)$

- 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.
- 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).
- 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.
- Данный переход аналогичен переходу 3. Отличие заключается в вероятности $p_N^{(g)}$ успешной передачи пакета красного потока.
- В состояниях с $h = D - 1$ оставшиеся непереданными пакеты текущей пачки потока n будут отброшены в конце данного слота. В начале следующего слота в голове очереди окажется пачка пакетов потока $(n + 1 \bmod N)$. Возраст головного пакета будет составлять $h - z_n + 1$ слотов. Также может измениться состояние гильбертова канала.

Так как единственной причиной потери пакетов является превышение времени нахождения пакета в очереди, 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:

$$PLR_n = \frac{\mu_n \left((1 - p_n) \frac{1}{1 - q_n} + p_n \frac{q_n}{1 - q_n} \right)}{\frac{1}{1 - q_n} / d} = d\mu_n(1 - p_n + p_n q_n), n \in [1, N - 1], \quad (2)$$

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

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.

4.2. *P-настойчивая политика обслуживания очереди*

Как было определено в разделе 3, при использовании *P-настойчивой* политики обслуживания очереди каждый поток может находиться в одном из трех состояний и в отличие от политики FIFO для передачи не всегда выбирается головной пакет очереди. Опишем процесс передачи пакетов с использованием *P-настойчивой* политики 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 *normal* или состоянии *recovery*.

$s \in \{1, 2, 3\}$ определяет текущее состояние красного потока (состояние *P-настойчивой* политики): 1 — *normal*, 2 — *probe*, 3 — *recovery*.

$f \in \{0, 1\}$ является индикатором, который используется, когда красный поток находится в состоянии *probe*. 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 3 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 *recovery*: 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.

Возможные переходы между различными состояниями системы записываются аналогично политике FIFO. Так как число переходов довольно велико, в данной работе не приводятся формулы, по которым вычисляются их вероятности.

Отметим, что так как пачки пакетов приходят строго периодически, величины n, h_G и h_R являются зависимыми и не могут принимать произвольные значения из своей области определения. Как нетрудно заметить (рис. 2), времена поступления в очередь пачек пакетов красно-

го и зеленого потока n сдвинуты на $\sum_{j=n}^{N-1} z_j$ слотов. Так как при использовании P -настойчивой политики 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:

$$h_R - h_G = d \cdot m - \sum_{j=n}^{N-1} z_j, \quad (3)$$

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, (3) задает связь между переменными n, h_G, h_R и уменьшает множество 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 (3) 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 политики перед осуществлением попытки передачи пакета красного потока, находящегося в состоянии *recovery*, необходимо оценить возникающую при этом долю потерянных пакетов в пачке пакетов, принадлежащей самому старшему зеленому потоку. Если согласно оценке эта доля превысит ϵ^1 , 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 (т.е. минимальное число слотов) пакетов этой пачки, что усредненная по различным размерам пачки доля потерянных пакетов в ней не превысит ϵ . Для различного числа K'_n слотов найдем среднее значение $X(K'_n)$ доли потерянных в пачке пакетов:

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

где m — число успешных попыток передачи, k — число пакетов в пачке. 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 $D - h_G < K_n + 1$ попытка передачи пакета красного потока приведет к тому, что среднее значение доли потерянных в пачке пакетов превысит ϵ . Поэтому при $D - h_G < K_n + 1$ принимается решение об обслуживании пакета зеленого потока n , а при $D - h_G \geq K_n + 1$ будет совершена одна попытка передачи старшего пакета красного потока, после которой снова будет выполняться описанная процедура проверки.

Определим средние доли PLR_n потерянных пакетов для каждого из N потоков. Единственной причиной потери пакетов является превышение ограничения на время нахождения пакета в очереди. Так как пакеты зеленого (красного) потока теряются только в состояниях с

¹ Согласно большинству рекомендаций при передаче видеопотоков доля потерянных пакетов не должна превышать $\epsilon = 1\%$ [13].

$h_G = D-1$ ($h_R = D-1$), средняя доля PLR_n потерянных пакетов для зеленых потоков (т.е. при $n \in [1, N-1]$) вычисляется по формуле (2), 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 $s = 1$ (*normal*, так как при $h_R = D-1$ старший пакет в очереди принадлежит красному потоку), состояния с $s = 3$ (*recovery*), если при передаче пакета красного потока возможные потери в старшей пачке зеленых потоков не превысят ϵ (как показано выше, данное условие выполнено при $h_G \leq D - K_n - 1$), а также состояния с $s = 2$ (*probe*), 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).

Ко второй группе относятся состояния системы с $s = 2$ (*probe*), 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 слоте 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 $\frac{q_N}{1-q_N}$ пакетов. С вероятностью $1 - Pp_N^{(g)}$ пакет красного потока будет отброшен (как и вся пачка), т.е. в среднем будет отброшено $\frac{1}{1-q_N}$ 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 $\frac{1}{1-q_N}$.

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

$$PLR_N = \frac{\sum_g \left[\phi_1^{(g)} \left((1 - p_N^{(g)}) \frac{1}{1-q_N} + p_N^{(g)} \frac{q_N}{1-q_N} \right) + \phi_2^{(g)} \left((1 - Pp_N^{(g)}) \frac{1}{1-q_N} + Pp_N^{(g)} \frac{q_N}{1-q_N} \right) + \phi_3^{(g)} \frac{1}{1-q_N} \right]}{\frac{1}{1-q_N}/d} =$$

$$= d \sum_g \left[\phi_1^{(g)} \left(1 - p_N^{(g)} + p_N^{(g)} q_N \right) + \phi_2^{(g)} \left(1 - Pp_N^{(g)} + Pp_N^{(g)} q_N \right) + \phi_3^{(g)} \right].$$

5. ОБОБЩЕНИЕ НА СЛУЧАЙ УХУДШЕНИЯ КАЧЕСТВА СОЕДИНЕНИЙ У НЕСКОЛЬКИХ ПОТОКОВ

В аналитической модели, описанной в разделе 4, предполагается, что ухудшение качества соединения может происходить только у одного потока. Тем не менее, данную модель можно обобщить на случай ухудшения качества соединения у нескольких 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 $R^{(i)}, i \in \bar{1}, N$, переходных вероятностей:

$$R^{(i)} = \begin{pmatrix} r_{11}^{(i)} & r_{12}^{(i)} \\ r_{21}^{(i)} & r_{22}^{(i)} \end{pmatrix}. \quad (4)$$

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 работе 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

$$\forall i : r_{22}^{(i)} N \ll r_{11}^{(i)} \approx 1. \quad (5)$$

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

$$P(\xi = k) = \prod_{n=1}^N (r_{11}^{(n)})^{k-1} \left(1 - \prod_{n=1}^N (r_{11}^{(n)}) \right), k \in \mathbb{N}. \quad (6)$$

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, что длительность $L(I)$ интервала $I = (I^+ \cup I^-)$: $L(I) \approx L(I^+)$. Таким образом, временная ось оказывается разделенной на интервалы I , на каждом из которых происходит ухудшение состояния гильбертова канала ровно для одного из получателей, причем длительность каждого интервала имеет распределение (6).

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, описанной в разделе 4, 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:

$$\frac{r_{12}^{(k)}}{1 - \prod_{j=1}^N (1 - r_{12}^{(j)})} \stackrel{(5)}{\approx} \frac{r_{12}^{(k)}}{\sum_{j=1}^N r_{12}^{(j)}}. \quad (7)$$

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:

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

6. ЧИСЛЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

В данном разделе проводится оценка точности разработанной аналитической модели, определение оптимальных значений параметров P -настойчивой политики управления очередью, а также сравнение эффективности стандартной политики управления очередью FIFO и P -настойчивой политики управления очередью. Ограничимся численными результатами, полученными при исследовании P -настойчивой политики управления очередью в упрощенных сценариях с $N = 2$ получателями видеопотоков, первый из которых является зеленым, а второй — красным. Вероятность успешной попытки передачи пакета зеленого потока составляет $p_1 = 0,7$. Вероятности успешной попытки передачи пакета красного потока зависят от состояния гильбертова канала и равняются $p_2^{(1)} = 0,7$ и $p_2^{(2)} = 0$, соответственно.

6.1. Оценка точности аналитической модели

Для оценки точности разработанной аналитической модели проводится серия экспериментов в среде имитационного моделирования NS-3 [14], где была реализована P -настойчивая политика управления очередью. 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, состоящая из трех станций: точки доступа и двух получателей видеопотоков. Сеть работает согласно стандарту IEEE 802.11a [15] 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 о доставке пакета составляет приблизительно 2 мс. Допустимое время нахождения пакета в очереди ограничено 400 мс. 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, состояние которого может изменяться каждые 2 мс. Пакеты каждого видеопотока поступают в очередь точки доступа пачками, размеры которых имеют геометрическое распределение. Каждая пачка приходящих в очередь пакетов соответствует отдельному видеокадру. Так как частота генерации видеокадров, как правило, составляет 25 кадров в секунду, период прихода пачек выбран равным 40 мс.

Значения параметров аналитической модели выбраны в соответствии с описанными выше значениями параметров имитационной модели. Средняя длительность одной попытки передачи в имитационной модели (2 мс) соответствует размеру слота в аналитической модели. Поэтому время жизни пакета в очереди составляет $D = 200$ слотов, что соответствует 400 мс, а период d прихода пачек пакетов в очередь выбран равным $d = 20$ слотам, что соответствует 40 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. В случае, если попытка передачи пакета оказывается неудачной, отсрочка перед следующей попыткой передачи того же пакета выбирается из большего диапазона.

Чтобы оценить погрешность, которая возникает в аналитической модели при аппроксимации переменной длительности попытки передачи слотом с постоянной длительностью, в описанном сценарии измеряются доли потерянных пакетов каждым из получателей. Проведенное исследование показало, что результаты имитационного и аналитического моделирования расходятся не более чем на 1%. Таким образом, дальнейшее изучение P -настойчивой политики управления очередью проводится при помощи разработанной аналитической модели.

6.2. Определение оптимальных значений параметров P -настойчивой политики управления очередью

Вариация значений параметра P

Одним из основных параметров P -настойчивой политики управления очередью является вероятность P , с которой для передачи выбирается пакет красного потока, находящегося в состоянии *probe*.

Для определения вероятности P в [12] использовались следующие соображения: во время ухудшения качества соединения на обслуживание красного потока должно тратиться не больше канальных ресурсов, чем до начала ухудшения качества соединения. Пусть λ_i — интенсивность потока i , t_i — среднее время успешной передачи пакета потока i (с учетом возможных повторных попыток передачи), T_b — время, необходимое для совершения неуспешной попытки передачи пакета, T_g — среднее время успешной передачи пакета зеленого потока. Тогда должно быть выполнено следующее соотношение:

$$\frac{PT_b}{(1-P)T_g + PT_b} = \frac{\lambda_N t_N}{\sum_{i=1}^N \lambda_i t_i}. \quad (8)$$

Отсюда вероятность P может быть найдена по формуле

$$P = \frac{x\eta}{y + x\eta - x}, \quad (9)$$

где

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

В модели, разработанной в разделах 4 и 5, интенсивность λ_i потока i равна $\frac{1}{d(1-q_i)}$, время T_b одной неуспешной попытки передачи составляет один слот, 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 [16] значение RL задано равным 7.

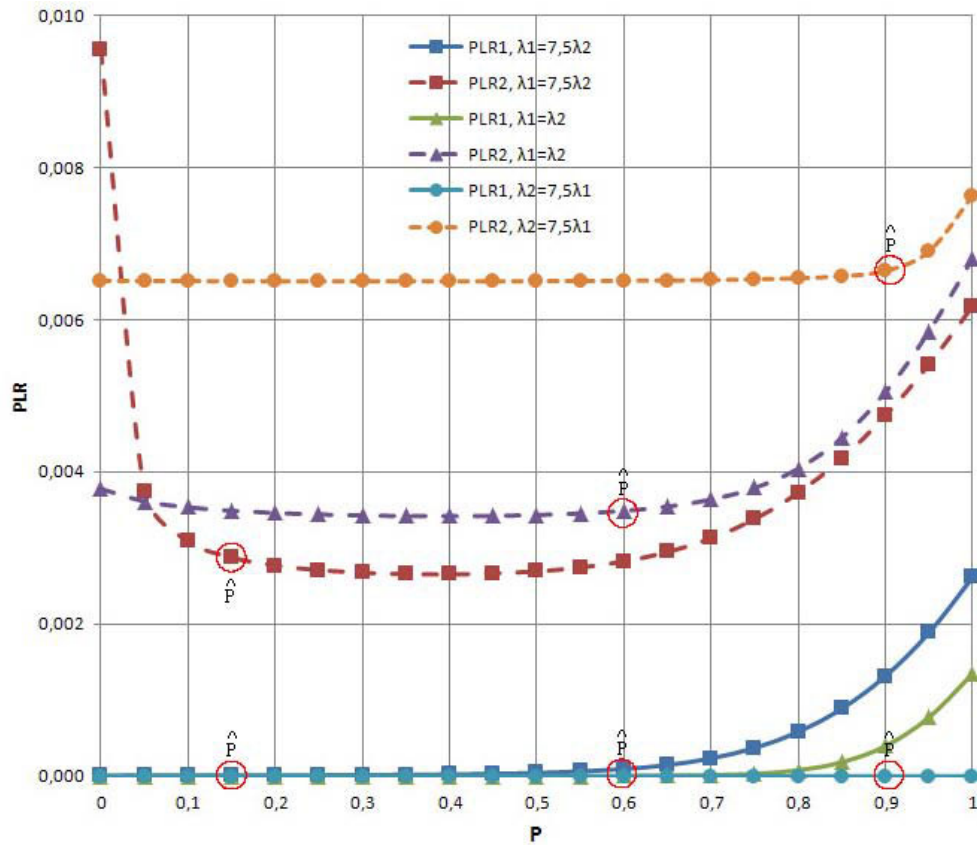
Для определения оптимальных значений параметра P и сравнения их со значениями $\hat{P}$, рекомендуемыми согласно эмпирической формуле (9), проводятся 3 различных эксперимента при различных соотношениях интенсивностей λ_1 и λ_2 поступления в очередь пакетов зеленого и красного потоков, соответственно: $\lambda_1 = 7,5\lambda_2$ ($\lambda_2 = \frac{1,1}{d}$); $\lambda_1 = \lambda_2 = \frac{5}{d}$; $\lambda_2 = 7,5\lambda_1$ ($\lambda_1 = \frac{1,1}{d}$). 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. 3 изображены зависимости доли потерянных пакетов от вероятности P для получателей зеленого (PLR_1) и красного (PLR_2) потоков при различных соотношениях интенсивностей λ_1 и λ_2 . Согласно полученным результатам в случае, когда интенсивность зеленого потока намного больше интенсивности красного потока, 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, поэтому можно говорить об оптимальности целого ряда значений P . Рекомендуемое согласно эмпирической формуле (9) значение $\hat{P} = 0,16$ является несколько заниженной оценкой.

При одинаковой интенсивности красного и зеленого потоков блокирование очереди головным пакетом приводит к менее значительному увеличению PLR зеленого потока, а в случае, когда интенсивность красного потока намного больше интенсивности зеленого потока, PLR зеленого потока практически равен нулю. 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 (9), не попадают точно в диапазон оптимальных значений. Тем не менее, $PLR_1(\hat{P}) \approx PLR_1(P^{opt})$, $PLR_2(\hat{P}) \approx PLR_2(P^{opt})$, что позволяет говорить о квазиоптимальности решений, полученных с помощью эмпирической формулы (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


 Рис. 3. Зависимость $PLR(P)$

$P = 0,5$ 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 *probe*. Таким образом, в качестве значения P предпочтительно всегда использовать $P = \hat{P}$.

Вариация значений параметра T

Параметр T P -настойчивой политики управления очередью определяет возраст самого старшего пакета в очереди, по достижению которого происходит изменение состояний потоков из *recovery* в *normal*. Для определения оптимального значения T 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 (9). Значения параметра T варьировались в диапазоне $[0, 200]$, что соответствует диапазону $[0, 400]$ мс.

При значениях T , близких к 400 мс, красный поток практически никогда не находится в состоянии *recovery*, так как возраст самого старшего пакета в очереди не может превышать ограничение на время нахождения пакета в очереди $D = 400$ мс. Поэтому попав в состояние *recovery*, поток практически сразу переходит из него в состояние *normal*. 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 длительность нахождения красного потока в состоянии *recovery* увеличивается, что благоприятно сказывается на зеленом потоке и негативно на красном.

Описанные эффекты можно наблюдать на рис. 4 и 5, на которых представлены зависимости $PLR_1(T)$ и $PLR_2(T)$ 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 не оказывает практически никакого влияния на полученные результаты). В зависимости от предъявляемых требований к допустимой доле потерянных пакетов можно либо уменьшить значение T , отдавая приоритет зеленому потоку, либо, если это позволяет ограничение на долю потерянных пакетов для зеленого потока, увеличить T , снижая потери пакетов красного потока. Например, из рис. 4 видно, что если ограничение PLR^{max} на долю потерянных пакетов составляет 1,5%, то можно выбрать значение $T = 200$ слотов, что позволит снизить PLR_2 красного потока практически в 1,5 раза и при этом выполнить ограничение на долю потерянных пакетов для зеленого потока.

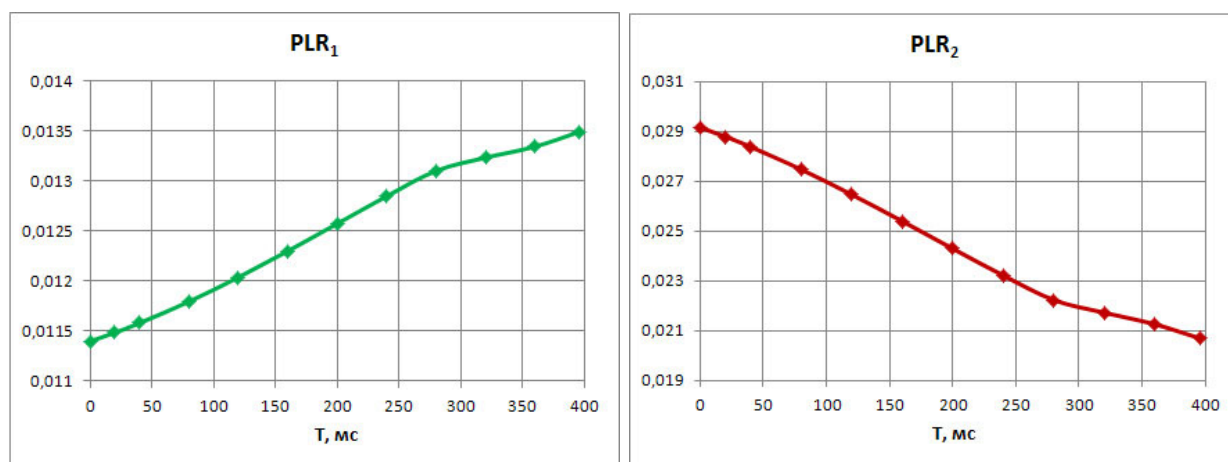


Рис. 4. Зависимость $PLR(P)$ при $\lambda_1 = 7,5\lambda_2$

6.3. Сравнение эффективности P -настойчивой политики и политики FIFO

Применим разработанную аналитическую модель P -настойчивой политики управления очередью и политики FIFO для оценки и сравнения их эффективности при передаче видеопотоков в условиях ухудшения качества соединения до одного из получателей.

При проведении аналитического моделирования рассматриваются различные соотношения интенсивностей λ_1 и λ_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 варьируется от 50 до 500 мс. Значения P выбираются равными $P = \hat{P}$ и определяются с помощью эмпирической формулы (9).

Как видно из рис. 8, 7, 6 применение P -настойчивой политики управления очередью позволяет обеспечить практически нулевой PLR для зеленого потока при всех рассмотренных соотношениях интенсивностей потоков. При этом политика FIFO обеспечивает практически нулевой PLR для зеленого потока, только если его интенсивность мала.

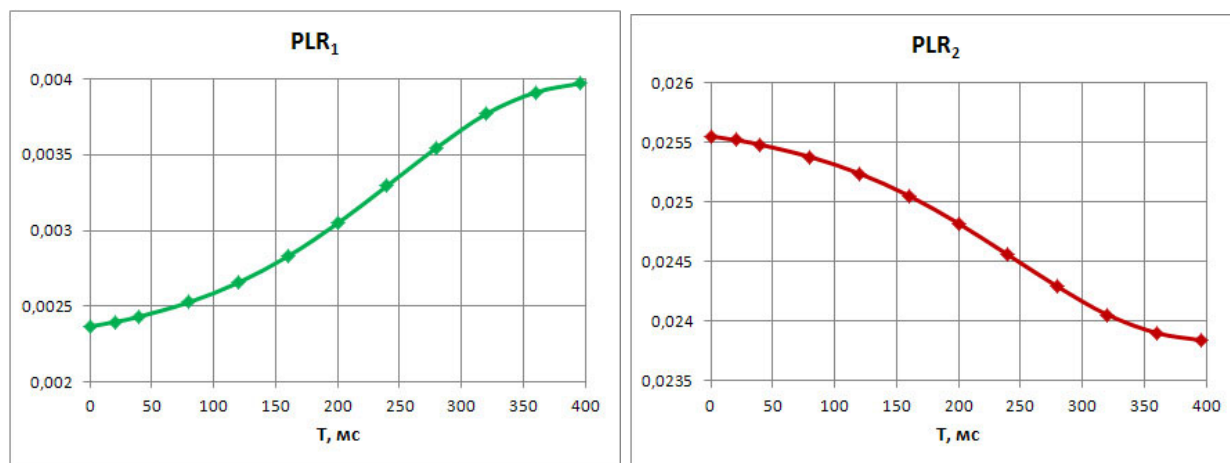


Рис. 5. Зависимость $PLR(P)$ при $\lambda_1 = \lambda_2$

Выигрыш, который позволяет получить применение P -настойчивой политики управления очередью по сравнению с политикой FIFO, зависит от соотношения интенсивностей зеленого и красного потоков. При более интенсивном красном потоке (рис. 6) выигрыш оказывается незначительным. Однако при одинаковых интенсивностях потоков (рис. 7), а также при более интенсивном зеленом потоке (рис. 8), применение P -настойчивой политики управления очередью позволяет значительно снизить PLR красного потока по сравнению с применением политики FIFO.

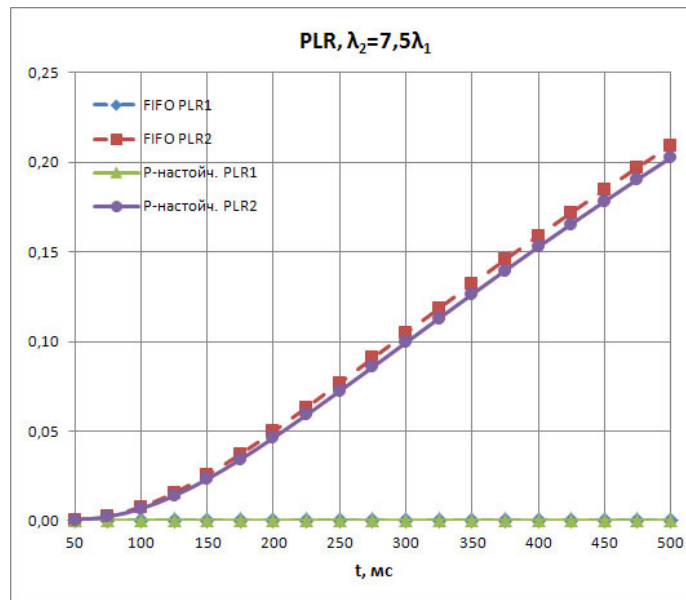


Рис. 6. Сравнение эффективности P -настойчивой политики и политики FIFO, эксперимент с интенсивным красным потоком

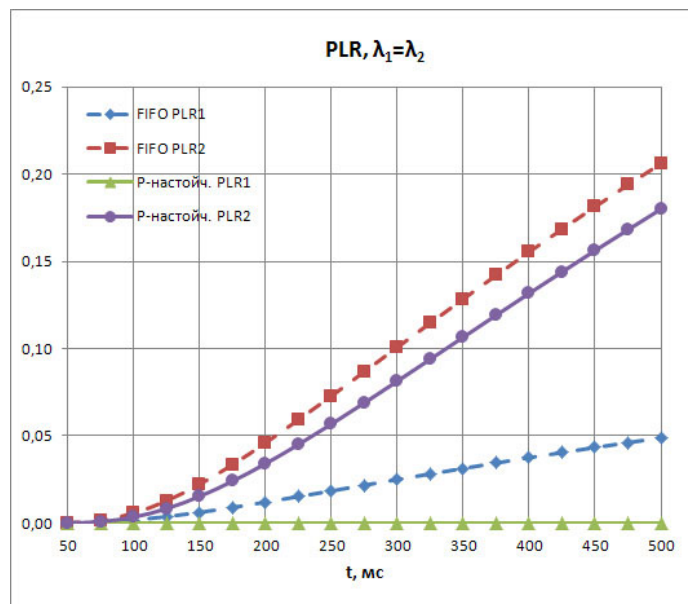


Рис. 7. Сравнение эффективности P -настойчивой политики и политики FIFO, эксперимент с одинаковыми потоками

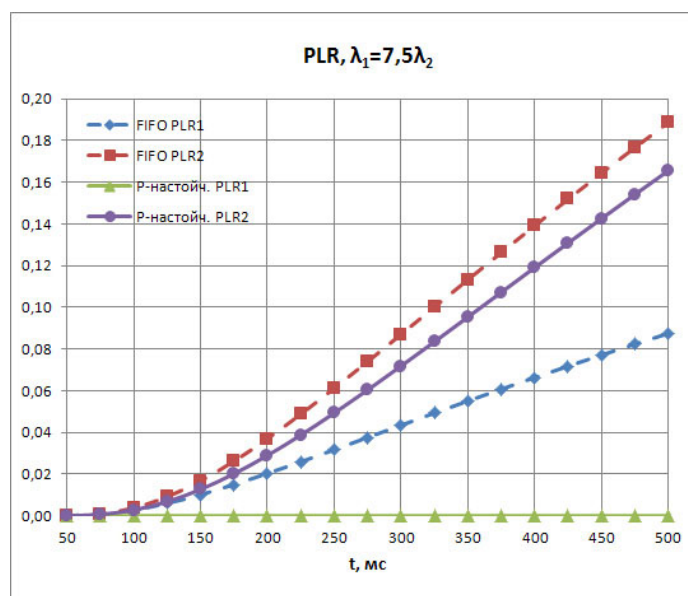


Рис. 8. Сравнение эффективности P -настойчивой политики и политики FIFO, эксперимент с интенсивным зеленым потоком

7. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В данной работе рассматривается проблема блокирования очереди головным пакетом при передаче точкой доступа мультимедийных потоков нескольким получателям, с некоторыми из которых происходит ухудшение качества соединений. В результате блокирования очереди качество передачи мультимедийных потоков снижается как для получателей с ухудшившимся качеством соединений, так и для получателей, качество соединений с которыми осталось неизменным. Для решения данной проблемы в [12] предложена P -настойчивая политика

управления очередью, которая имеет множество входных параметров, значения которых ранее выбирались из неких эмпирических соображений. В данной работе построены аналитические модели передачи видеопотоков по беспроводной сети с использованием как стандартной политики управления очередью FIFO, так и P -настойчивой политики управления очередью в условиях ухудшения качества соединений с некоторыми из получателей. Результаты имитационного моделирования в среде NS-3 подтвердили адекватность и хорошую точность разработанных аналитических моделей, при помощи которых были определены оптимальные значения параметров P -настойчивой политики управления очередью, а также продемонстрирована ее высокая эффективности по сравнению с политикой FIFO.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Cisco, *Cisco Visual Networking Index: Global Mobile Data Traffic Forecast Update, 2013-2018*, White Paper, 2014, http://www.cisco.com/en/US/solutions/collateral/ns341/ns525/ns537/ns705/ns827/white_paper_c11-520862.pdf
2. Ericsson, *Ericsson Mobility Report*, February, 2015, <http://www.ericsson.com/res/docs/2015/ericsson-mobility-report-feb-2015-interim.pdf>
3. Luan, T.H.; Cai, L.X.; Xuemin Shen. Impact of Network Dynamics on User's Video Quality: Analytical Framework and QoS Provision // *Multimedia, IEEE Transactions on*, vol.12, no.1, pp. 64–78, Jan. 2010
4. E.M. Khorov, A.G. Kiryanov, A.A. Kureev, A.I. Lyakhov, Study of Mechanisms for Building a Logical Network Topology in MANET // *Journal of Communications Technology and Electronics*, 2015. (In Press)
5. Ivanov A.S., Lyakhov A.I., Khorov E.M. Analytical Model of Batch Flow Multihop Transmission in Wireless Networks with Channel Reservations // *Automation and Remote Control*. July, 2015
6. A. G. Kiryanov, A. I. Lyakhov, and E. M. Khorov, Modeling of RealTime Multimedia Streaming with Deterministic Access. // *Journal of Communications Technology and Electronics*, 2014, Vol. 59, No. 12, pp. 1501-1511, ISSN 10642269
7. Andrew Tanenbaum. 2002. *Computer Networks* (4th ed.). Prentice Hall Professional Technical Reference.
8. Segura P. Y. et al. BBQ: a straightforward queuing scheme to reduce hol-blocking in high-performance hybrid networks // *Euro-Par 2013 Parallel Processing*. Springer Berlin Heidelberg, 2013. C. 699-712.
9. Dai H. N. et al. An overview of using directional antennas in wireless networks // *International Journal of Communication Systems*. 2013. T. 26. №. 4. C. 413-448.
10. Jiang L. B., Liew S. C. An adaptive round robin scheduler for head-of-line-blocking problem in wireless LANs // *Wireless Communications and Networking Conference, 2005 IEEE. IEEE*, 2005. T. 2. C. 1219-1224.
11. A. Guschin, E. Khorov, A. Kiryanov, A. Lyakhov, A. Safonov. P-persistent queue management to overcome channel failures in IEEE 802.11 networks for real-time multimedia streaming // *Wireless Access Flexibility*. Springer Berlin Heidelberg, 2013. C. 69-79.

12. E. Khorov, A. Kiryanov, V. Loginov, A. Lyakhov. Head-of-Line Blocking Avoidance in Multimedia Streaming over Wireless Networks. *in Proc. IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC)*, 2014, USA, Washington D.C.
13. Tim Szigeti, Christina Hattingh, *End-to-End QoS Network Design: Quality of Service in LANs, WANs, and VPNs*, 2004
14. The NS-3 network simulator. <http://www.nsnam.org/>
15. 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
16. 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

Analytical model of P -persistent queue management method for multimedia streaming over wireless networks

E.M. Khorov, A.G. Kiryanov, V.A. Loginov, A.I. Lyakhov

The head-of-line blocking problem occurs when several streams are transmitted to different receivers over wireless network and quality of the link with any receiver decreases. The problem is especially important in case of multimedia streaming with strict Quality of Service (QoS) requirements. A promising solution to this problem is P -persistent queue management policy. In this paper, we propose an analytical model of this policy, which allows us to confirm that the policy effectively avoids head-of-line blocking as well as to determine its optimal parameter values.

KEYWORDS: Wireless network, multimedia stream, Quality of Service (QoS), analytical modeling, head-of-line blocking, P -persistent queue management policy.