

Московский физико-технический институт
(государственный университет)
Факультет радиотехники и кибернетики
Кафедра проблем передачи и обработки информации

Работа допущена к защите
зав. кафедрой

_____ такой-то

«_____» _____ 2017 г.

Выпускная квалификационная работа
БАКАЛАВРА

**Тема: Передача мультимедийных данных в сетях Wi-Fi Mesh с помощью
механизма детерминированного доступа**

Направление: 010900 – Прикладные математика и физика

Выполнил студент гр. 311 _____ Бабаев А.А.

Научный руководитель,
к. т. н. _____ Хоров Е.М.

Оглавление

Введение	3
1. Постановка задачи	5
1.1. Методы доступа к среде	5
1.2. Обзор существующих работ	6
1.3. Формальная постановка задачи	6
2. Математическая модель	8
2.1. Математическая модель №1	8
2.2. Математическая модель №2	10
Заключение	14

Введение

Актуальность задачи. В течение десятилетий растёт популярность сервисов реального времени, а вместе с ней неизбежно растут размеры генерируемых ими мультимедийных данных, а также ужесточаются требования пользователей к качеству обслуживания таких данных, QoS-требования (Quality of Service). QoS-требования данных реального времени включают в себя минимальную пропускную способность. Более того, к QoS-требованиям относятся ограничения на задержку передачи и долю потерянных пакетов PLR (Packet Loss Ratio). Передача мультимедийных данных с минимальными затратами канальных ресурсов и выполнением QoS-требований является одной из наиболее актуальных задач в области беспроводных коммуникаций.

В сетях Wi-Fi возможность выполнения QoS-требований зависит от используемых механизмов доступа к каналу. При использовании механизмов *детерминированного* доступа станции передают в заранее зарезервированных ими интервалах времени. С одной стороны, передачи в зарезервированных интервалах защищены от коллизий, поскольку станции не ведут передачу в чужих интервалах. С другой стороны, изменение зарезервированных интервалов занимает существенное время, затрачиваемое на согласование новых параметров зарезервированных интервалов с соседними станциями. Такие задержки могут быть особенно критичны в случае передачи мультимедийных потоков реального времени, кратковременные всплески интенсивности которых вынуждают либо изменять параметры зарезервированных интервалов, либо резервировать канальные ресурсы с избытком.

При использовании механизмов *случайного* доступа станции выбирают случайные моменты времени для передачи данных. Это обеспечивает большую гибкость по сравнению с детерминированным доступом, поскольку при их использовании для передачи данных можно попытаться получить доступ к каналу после того, как он оказался свободным в течение некоторого промежутка времени, а не ждать ближайшего зарезервированного интервала. По этой причине механизмы случайного доступа эффективны для поглощения всплесков интенсивности передаваемых потоков. В то же время таким механизмам свойственны частые коллизии (особенно в плотных сетях) и случайные задержки при попытках получить доступ к каналу. В результате механизмы случайного доступа не могут гарантировать выполнение QoS-требований при передаче данных реального времени.

Механизм детерминированного доступа может быть улучшен за счет гибкости случайного доступа, если использовать эти два вида доступа совместно в составе некоторого механизма *комбинированного* доступа: основная часть потока может быть передана внутри зарезервированных интервалов, в то время как для поглощения всплесков интенсивности передаваемого потока дополнительно задействуется случайный доступ. Комбинированный доступ обещает значительные выгоды как с точки зрения возможности выполнения QoS-требований (за счет передачи внутри защищенных зарезервированных интервалов), так и с точки зрения объема используемого канального времени (не нужно резервировать время с расчетом на наибольшую возможную интенсивность входного потока, а только для передачи его постоянной составляющей). Основной вопрос заключается в том, как именно нужно использовать механизмы комбинированного доступа при передаче данных реального времени.

Задачей данной работы является анализ использования механизма комбинированного доступа

для передачи мультимедийных данных реального времени и разработка метода выбора таких его параметров, при которых выполнены QoS-требования к передаче потока, а потребление канальных ресурсов минимально. Для решения данной задачи в работе разработана математическая модель передачи мультимедийного потока с использованием механизма комбинированного доступа. Данная модель позволяет сравнить механизм комбинированного доступа с механизмом детерминированного доступа в плане потребления канальных ресурсов с необходимыми для выполнения QoS-требованиями к передаче потока. При построении математической модели были использованы такие **методы исследования**, как теория вероятностей и комбинаторный анализ.

Научная новизна данной работы заключается в том, что в ней разработана новая математическая модель процесса передачи реального мультимедийного потока с использованием механизма комбинированного доступа с учетом QoS-требований и возможных ошибок при передаче пакетов.

Положение, выносимое на защиту. В данной работе была разработана новая математическая модель процесса передачи реального мультимедийного потока с использованием механизма комбинированного доступа. Разработанная модель позволяет найти такие параметры комбинированного доступа, при которых выполнены QoS-требования передаваемого потока, а потребление канальных ресурсов минимально.

Данная работа построена следующим образом. В разделе 1 приводится краткое описание рассматриваемых в работе механизмов доступа, обзор существующих работ и формальная постановка задачи. Раздел 2 посвящен построению математической модели рассматриваемого процесса передачи. В разделе ?? разработанная модель применяется для выбора параметров передачи, демонстрируется выгода от использования предложенного механизма доступа по сравнению с использованием механизма детерминированного доступа. Наконец, итоги работы приводятся в заключении.

1. Постановка задачи

1.1. Методы доступа к среде

Дополнение IEEE 802.11e [?] к стандарту Wi-Fi, направленное на внедрение поддержки QoS-требований, определило два новых механизма доступа: EDCA (Enhanced Distributed Channel Access) и HCCA (Hybrid coordination function Controlled Channel Access). Первый из них является механизмом приоритизированного случайного доступа к каналу, а второй — механизмом детерминированного доступа.

С ростом плотности Wi-Fi-сетей HCCA и EDCA оказались не способны обеспечить надежную передачу данных, так как не обладают возможностями по работе в условиях жесткой интерференции. В частности, в случае большого числа точек доступа, работающих в одной области пространства, многие точки доступа выбирают один и тот же частотный канал. В результате EDCA страдает от множественных коллизий и эффекта скрытых станций. Ситуация с HCCA лишь немногим лучше за счет того, что HCCA исключает интерференцию со станциями своей сети. Поэтому возникает необходимость в разработке новых механизмов доступа, рассчитанных на работу в плотных сетях Wi-Fi.

Например, дополнение IEEE 802.11aa определяет механизм HCCA TXOP Negotiation, который позволяет точке доступа резервировать последовательность периодических интервалов времени, в течение которых она опрашивает свои станции, а соседние точки доступа (вместе со своими станциями) хранят молчание. Данный подход существенно уменьшает интерференцию с соседними сетями, повышая надежность передачи. Стоит отметить, что интервалы времени резервируются не по одному, а целыми последовательностями: точка доступа резервирует *последовательность периодических интервалов времени равной длительности*, в дальнейшем называемую *периодическим резервированием*. Благодаря периодичности, все резервирование может быть описано с помощью всего лишь трех величин: *периода* резервированных интервалов, их *длительности* и *момента начала первого интервала* (рис. 1).

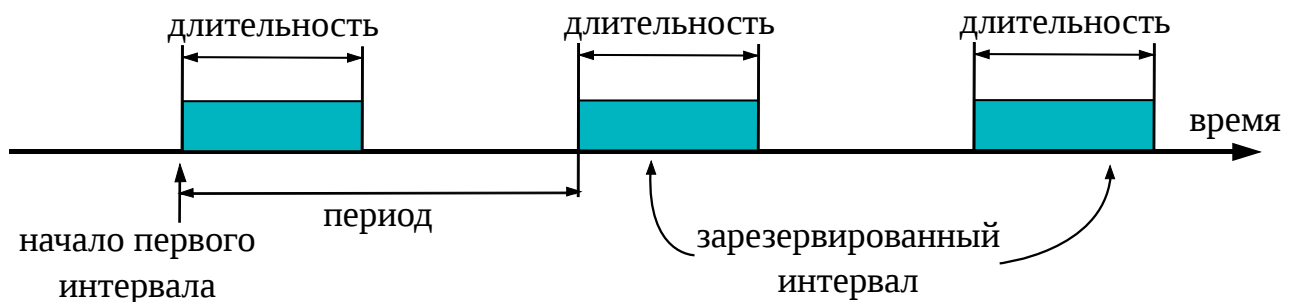


Рис. 1. Периодическое резервирование

Кроме дополнения IEEE 802.11aa периодические резервирования также присутствуют и в дополнении IEEE 802.11s (описывающим сети Wi-Fi Mesh). Это дополнение определяет механизм детерминированного доступа MCCA (Mesh coordination function Controlled Channel Access). MCCA позволяет любой станции в сети Wi-Fi Mesh установить периодическое резервирование, чтобы защитить собственные передачи от интерференции с соседними станциями.

При использовании механизма комбинированного доступа для передачи мультимедийных данных реального времени с учетом QoS-требований, необходимо ответить на вопрос о том, как должны быть

размещены зарезервированные интервалы времени, и когда станция должна использовать механизм случайного доступа. Первая попытка ответить на этот вопрос была сделана в дополнении IEEE 802.11e, которое описывает механизм доступа, называемый HEMM (HCCA-EDCA Mixed Mode). Однако, в описании HEMM не указан способ выбора параметров, и только несколько работ [?, ?, ?, ?] рассматривают использование этого механизма для передачи данных с QoS-требованиями.

1.2. Обзор существующих работ

Часть работ, рассматривающих совместное использование случайного и детерминированного доступа, посвящены тому, как именно распределять ресурсы между этими механизмами. Например, [?] показывает, как разделить ресурсы между EDCA и HCCA для достижения максимальной пропускной способности в сетях IEEE 802.11e. Сосуществование двух механизмов доступа также рассмотрено в [?] в рамках использования EDCA и MCCA в сетях Wi-Fi Mesh. [?] показывает, как количество зарезервированного времени влияет на пропускную способность EDCA. Однако в данных работах не рассмотрены ни совместное использование двух механизмов доступа для передачи одного потока данных, ни вопрос выполнения QoS-требований.

Что касается комбинированного использования двух механизмов доступа, то на эту тему существует всего лишь несколько работ, и все они в основном рассматривают HEMM. К примеру, [?] рассматривает ситуацию, в которой несколько станций передают в режиме насыщения, используя как EDCA, так и HCCA. Показано, что чем больше данных передается с помощью HCCA, тем больше доля времени, потраченного на успешные передачи. [?] предлагает использовать марковский процесс принятия решений для координирования HCCA и EDCA в сетях IEEE 802.11e. Однако [?] не учитывает QoS-требования и ставит задачей лишь увеличение доли времени, потраченного на успешные передачи. Кроме того, ни [?] ни [?] не изучают применение HEMM для передачи потока с QoS-требованиями.

Влияние HEMM на выполнение QoS-требований рассмотрено в [?], где представлены описание и анализ EDCA, HCCA и HEMM. [?] предлагает улучшенный алгоритм управления доступом, который применяется для HEMM и может быть использован для улучшения показателей практически любого HCCA планировщика, что подтверждено имитационным моделированием. При этом не было разработано математической модели, которая могла бы быть использована для настройки параметров комбинированного доступа для поддержки QoS-требований.

В работах (таких-то) уже представлены математические модели, по которым можно найти параметры резервирования, при которых выполнены QoS-требования, а потребление канальных ресурсов минимально. Однако эти модели плохо сходятся в областях, где PLR достигает значений $10^{-4} \div 10^{-3}$, считающиеся на сегодняшний день наиболее актуальными.

1.3. Формальная постановка задачи

Рассмотрим передачу мультимедийного потока реального времени между двумя соседними станциями. Считается, что пакеты потока поступают в очередь пачками частично известного размера, а именно первые n пачек поступают в очередь с известным размером, после чего размер пачки принимает значение i при учёте распределения размеров пачек уже известного на данный момент видеопотока $B(t)_{det}$ с веро-

ятностью p_i , $i \in \{1, \dots, M\}$, где M — максимально возможный размер пачки. Период поступления пачек — T_{in} , что соответствует передаче видеопотока с использованием протокола RTP. Далее такой поток будем называть периодическим, неординарным и коррелированным, то есть размер каждой следующей пачки в каждый момент времени зависит от известного на данный момент распределения размеров пачек. QoS-требования представлены а) ограничением на время доставки пакета D_{QoS} и б) ограничением на долю потерянных пакетов PLR_{QoS} . Если время нахождения пакета в очереди превышает D_{QoS} , то пакет отбрасывается, внося вклад в PLR.

Отправитель передает поток с использованием механизма комбинированного доступа, который работает следующим образом. Отправитель устанавливает периодическое резервирование с периодом $T_{res} \leq T_{in}$ и длительностью каждого зарезервированного интервала, рассчитанной ровно на одну попытку передачи пакета. Отправитель всегда передает первый пакет из очереди. Также пакет покидает очередь, если был успешно передан, либо если его время нахождения в очереди превысило D_{QoS} . Отправитель передает пакеты, используя либо детерминированный доступ (передавая пакеты в зарезервированных интервалах), либо случайный доступ. Передача с использованием случайного доступа ведется в промежутках между зарезервированными интервалами, т.е. в интервалах случайного доступа. При этом пакет передается с использованием случайного доступа только тогда, когда он устаревает к началу следующего зарезервированного интервала. Такой подход позволяет бороться со всплесками интенсивности и при этом позволяет сохранять минимальное потребление канальных ресурсов. В интервале случайного доступа можно совершить ограниченное количество попыток передач. Время между двумя попытками передач в интервале случайного доступа считается экспоненциально-распределенной случайной величиной с параметром λ .

Вероятность неуспешной передачи пакета внутри зарезервированного интервала равна q_{det} , а в течение интервала случайного доступа — $q_{ran} \geq q_{det}$.

При таком использовании механизма комбинированного доступа основной вопрос состоит в том, как выбрать параметр T_{res} , чтобы выполнить QoS-требования, используя при этом как можно меньше канального времени. Для ответа на этот вопрос была разработана математическая модель рассматриваемого процесса передачи. Эта модель позволяет найти PLR как функцию от T_{res} и по зависимости $PLR(T_{res})$ найти искомый параметр.

Также был разработан алгоритм нахождения максимального значения T_{res} , при котором выполняются QoS-требования, в динамическом режиме, учитывающий состояние очереди в моменты принятия решения, а также распределение размеров пришедших к этому моменту пачек.

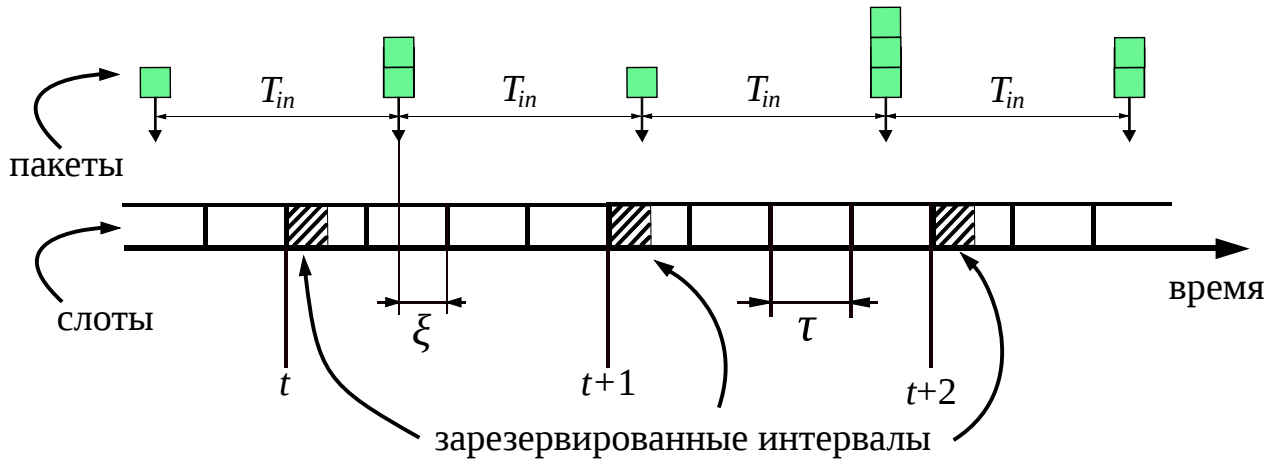


Рис. 2. Слотированное время

2. Математическая модель

В данном разделе описаны две модели. Математическая модель №1 является расширением модели, построенной в [?]. Данная модель при расчёте учитывает распределение $\{p_{ij}\}_{i=1, j=1}^{i=M, j=M}$, где p_{ij} — вероятность того, что за пачкой размера i будет передаваться пачка размера j . Однако, несмотря на использование этого распределения, с помощью Математической модели №1 не удастся выбрать параметры резервирования так, чтобы потребление канальных ресурсов было минимально. Поэтому была построена Математическая модель №2, которая помимо этого распределения будет также учитывать состояние очереди поступивших на передачу пакетов, что оказывается важным при передаче мультимедийного потока в режиме реального времени.

2.1. Математическая модель №1

Цепь Маркова

Представим T_{in}/T_{res} в виде несократимой дроби t_{in}/t_{res} , где $t_{in}, t_{res} \in \mathbb{N}$. Назовем слотом интервал времени длины

$$\tau \equiv \frac{T_{in}}{t_{in}} = \frac{T_{res}}{t_{res}}.$$

Разобьем непрерывную временную шкалу на слоты таким образом, чтобы начало каждого зарезервированного интервала совпадало с началом некоторого слота — см. рис 2.

Процесс передачи пакетов с помощью механизма периодических резервирований может быть описан цепью Маркова с дискретным временем, единица которого равна периоду резервирований.

В каждый момент времени t состояние системы будем описывать парой целых чисел $(h(t), m(t), n(t))$. Если $h(t) \geq 0$, то очередь не пуста, и $h(t)$ равно числу полных слотов, которые головная (самая старшая) пачка пакетов провела в очереди, $m(t)$ равно числу пакетов в этой пачке, а $n(t)$ равно начальному числу пакетов в головной пачке. Если $h(t) < 0$, то очередь пуста, и $|h(t)|$ равно времени до прибытия новой пачки пакетов, выраженному в слотах и округленному вниз; при этом $m = n$, а n задаётся случайным образом, исходя из распределения $\{p_{ij}\}_{i=1, j=1}^{i=M, j=M}$ и начальным размером предыдущей головной пачки. Это значит,

что в любой момент времени $m(t) > 0$. Таким образом, состояние системы в каждый моменты времени t характеризуется текущим числом пакетов в головной пачке, начальным числом пакетов в головной пачке и временем, в течение которого пакеты этой пачки ожидают передачи. Используемые обозначения состояния системы позволяют определить количество пачек пакетов в очереди, $(\lfloor h(t)/t_{in} \rfloor + 1$ в момент времени t), но не позволяют определить длины всех пачек, кроме головной. После того, как все пакеты головной пачки были переданы или отброшены, определяется число пакетов в пачке, ставшей головной.

Минимальное значение $h(t)$ равно $t_{res} - t_{in}$. Оно достигается в момент времени t , если пачка из одного пакета пребывает в пустую очередь непосредственно перед моментом $t - 1$, и единственный пакет пачки успешно передается с первой попытки.

Теперь найдем максимальное возможное значение $h(t)$. Для этого обозначим через ξ время между поступлением пачки пакетов в очередь и началом следующего слота, $0 \leq \xi < \tau$. В силу того, что время T_{in} равно целому числу t_{in} слотов, значение величины ξ одинаково для всех пачек. Таким образом, к моменту времени t время ожидания в очереди пакетов головной пачки равно $h(t) \cdot \tau + \xi$. Чтобы эта пачка не была отброшена в момент t , ее время ожидания не должно превышать значения D . Следовательно, $h(t) \leq d = \lfloor \frac{D-\xi}{\tau} \rfloor$.

Благодаря тому, что числа t_{in} и t_{res} взаимно просты, цепь Маркова обладает свойством эргодичности. Таким образом, может быть найдено стационарное распределение вероятностей цепи Маркова.

Выясним, в какие состояния и с какой вероятностью может перейти система из состояния (h, m, n) за один шаг. Для этого отдельно рассмотрим несколько случаев.

1. Пусть $h < 0$. Тогда на данный момент очередь пуста, значит, система перейдет в состояние $(h + t_{res}, m, m)$.

2. Пусть $d - t_{res} < h$. Тогда очередь не пуста, но к моменту начала следующего интервала резервирования истечёт время D_{QoS} ожидания пакетов в головной пачке к моменту времени $t + 1$ система окажется в состоянии $(h + t_{res} - t_{in}, i, i)$ с вероятностью p_{ni} . Однако, следует учесть, что в этом случае с вероятностью $q_{det}p_{ni}$ было потеряно m пакетов, поскольку попытка передачи была неуспешной, а с вероятностью $(1 - q_{det})p_{ni} - m - 1$, $i \in \{1, \dots, M\}$.

3. Пусть $0 \leq h \leq d - t_{res}$. Тогда очередь не пуста, и к моменту времени $t + 1$ система окажется в состоянии:

- $(h + t_{res}, m, n)$ с вероятностью q_{det} в случае неудачной попытки передачи.
- в случае удачной попытки передачи:
 - $(h - t_{in} + t_{res}, i, i)$ с вероятностью $(1 - q_{det})p_{ni}$, если $m(t) = 1$;
 - $(h + t_{res}, m - 1, n)$ с вероятностью $(1 - q_{det})$, если $m(t) > 1$.

Подводя итог, получаем, что при выполнении соответствующих условий система переходит из состояния (h, m, n) в одно из следующих состояний:

- 1) $(h + t_{res}, m, m), \quad \gamma = 1, \quad \text{при } h < 0;$
 - 2) $(h + t_{res} - t_{in}, i, i), \quad \gamma = p_{ni}, \quad \text{при } d - t_{res} < h;$
 - 3) $(h + t_{res}, m, n), \quad \gamma = q_{det}, \quad \text{при } 0 \leq h \leq d - t_{res};$
 - 4) $(h - t_{in} + t_{res}, i, i), \quad \gamma = (1 - q_{det})p_{ni}, \quad \text{при } m = 1, 0 \leq h \leq d - t_{res};$
 - 5) $(h + t_{res}, m - 1, n), \quad \gamma = (1 - q_{det}), \quad \text{при } m > 1, 0 \leq h \leq d - t_{res};$
- где $i \in \{1, \dots, M\}$ и γ — вероятность перехода.

Определение PLR

Упорядочив состояния в лексикографическом порядке и построив матрицу P переходных вероятностей, найдем стационарные вероятности $\pi_{(h,m,n)}$ состояний (h, m, n) .

Зная стационарные вероятности $\pi_{(h,m,n)}$, найдем долю PLR потерянных пакетов. Так как пакеты отбрасываются только при превышении порога времени D_{QoS} ожидания в очереди, потери пакетов могут происходить только при переходе 2. Как упоминалось ранее, в случае успешной попытки передачи будет потерян $m - 1$ пакет, в ином случае — m пакетов. Тогда среднее число пакетов, отбрасываемых за один шаг модельного времени (T_{res}), равно

$$I_{dis} = \sum_{(h,m,n): h > d - t_{res}} ((m - 1)(1 - q_{det})\pi_{(h,m,n)} + mq_{det}\pi_{(h,m,n)}) = \sum_{(h,m,n): h > d - t_{res}} (m - 1 + q_{det})\pi_{(h,m,n)}.$$

Значение PLR равно отношению среднего числа I_{dis} пакетов, отброшенных за один шаг модельного времени, к среднему числу I_{in} пакетов, поступивших в очередь за то же время:

$$PLR = \frac{I_{dis}}{I_{in}} = \frac{1}{\frac{T_{res}}{T_{in}} \sum_i i \cdot p_i} \cdot \left(\sum_{(h,m,n): h > d - t_{res}} (m - 1 + q_{det})\pi_{(h,m,n)} \right).$$

2.2. Математическая модель №2

Данная модель в общем случае рассматривает процесс передачи пакетов в случае известной очереди пакетов в начальный момент времени. Данное обстоятельство не использовалась в предыдущей модели, однако знание о текущей очереди может помочь подобрать наиболее подходящий период резервирования.

Идея этой модели основана на том, что в моменты времени, когда изначальная очередь не пуста, происходят однозначные переходы относительно размера следующей пачки. Когда очередь становится пустой, протекают всевозможные переходы по всем размерам следующей пачки.

Состояние системы описывается той же тройкой параметров, что и в 2.1. В каждый момент времени каждому состоянию (h, m, n) будет соответствовать:

- его вероятность $\pi_{(h,m,n)}$;
- среднее число потерянных пакетов по прибытию в данное состояние $\varphi_{(h,m,n)}$;
- среднее число *обработанных* пакетов $\psi_{(h,m,n)}$, т.е. таких пакетов, которые по прибытию в данное состояние были либо успешно доставлены, либо отброшены. Это определение далее поможет в корректном вычислении PLR в случае частично известного передаваемого потока.

Назовём *фронтом состояний* системы в момент времени t множество всех возможных состояний $(h(t), m(t), n(t))$, в которые система может попасть с ненулевой вероятностью. Будем рассматривать систему в моменты начал интервалов резервирования, в каждом из которых она имеет свой фронт $F(t)$.

Цепь Маркова в случае неизвестного передаваемого потока

Будем считать известной матрицу переходных вероятностей $\{p_{ij}\}_{i=1, j=1}^{i=M, j=M}$, а также распределение вероятностей размеров пачек $\{p_i\}_{i=1}^{i=M}$.

Начнём рассматривать систему в момент наступления первого резервирования. Тогда начальный фронт будет состоять из состояний (ξ, i, i) , $i \in \{1, \dots, M\}$, $\pi_{(\xi, i, i)} = p_i$, $\varphi_{(\xi, i, i)} = \psi_{(\xi, i, i)} = 0$. Такая цепь Маркова ничем не отличается от цепи Маркова в 2.1, однако необходимо определить, сколько в среднем будет потеряно и обработано пакетов в каждом переходе. Таким образом, система переходит из состояния (h, m, n) в одно из следующих состояний:

- 1) $(h + t_{res}, m, m)$, $\gamma = 1$, при $h < 0$,
 $\Delta\varphi = 0$, $\Delta\psi = 0$;
- 2) $(h + t_{res} - t_{in}, i, i)$, $\gamma = p_{ni}$, при $d - t_{res} < h$,
 $\Delta\varphi = m - 1 + q_{det}$, $\Delta\psi = m$;
- 3) $(h + t_{res}, m, n)$, $\gamma = q_{det}$, при $0 \leq h \leq d - t_{res}$,
 $\Delta\varphi = 0$, $\Delta\psi = 0$;
- 4) $(h - t_{in} + t_{res}, i, i)$, $\gamma = (1 - q_{det})p_{ni}$, при $m = 1$, $0 \leq h \leq d - t_{res}$,
 $\Delta\varphi = 0$, $\Delta\psi = 1$;
- 5) $(h + t_{res}, m - 1, n)$, $\gamma = (1 - q_{det})$, при $m > 1$, $0 \leq h \leq d - t_{res}$;
 $\Delta\varphi = 0$, $\Delta\psi = 1$;

где $i \in \{1, \dots, M\}$, γ — вероятность перехода, $\Delta\varphi$, $\Delta\psi$ — среднее число отброшенных и обработанных пакетов за переход соответственно.

Цепь Маркова в случае заранее известного передаваемого потока

В данном случае рассмотрим передачу пакетов следующим образом. Будем считать, что размеры пачек входного потока заранее известны, т.е. наперед известен размер L потока S в пачках и размер каждой из них $S_i, i = \overline{1, L}$ в пакетах. Состояние системы будет описываться той же тройкой параметров (h, m, n) , что и в 2.2, с той лишь поправкой, что n равно номеру старшей пачки в потоке. Следовательно, $1 \leq n \leq L$.

В начальный момент времени система находится в состоянии $(\xi, B_1, 1)$. Переходы из фронта $F(t)$ в фронт $F(t+1)$ описываются 2.2, однако в ней надо учесть то, что поток заранее известен. Таким образом, получим следующие переходы из состояния (h, m, n) :

- 1) $(h + t_{res}, m, n), \quad \gamma = 1, \quad \text{при } h < 0,$
 $\Delta\varphi = 0, \quad \Delta\psi = 0;$
- 2) $(h + t_{res} - t_{in}, S_{n+1}, n + 1), \quad \gamma = 1, \quad \text{при } d - t_{res} < h, \quad n < L$
 $\Delta\varphi = m - 1 + q_{det}, \quad \Delta\psi = m;$
- 3) $(h + t_{res}, m, n), \quad \gamma = q_{det}, \quad \text{при } 0 \leq h \leq d - t_{res},$
 $\Delta\varphi = 0, \quad \Delta\psi = 0;$
- 4) $(h - t_{in} + t_{res}, S_{n+1}, n + 1), \quad \gamma = (1 - q_{det}), \quad \text{при } m = 1, \quad 0 \leq h \leq d - t_{res}, \quad n < L$
 $\Delta\varphi = 0, \quad \Delta\psi = 1;$
- 5) $(h + t_{res}, m - 1, n), \quad \gamma = (1 - q_{det}), \quad \text{при } m > 1, \quad 0 \leq h \leq d - t_{res};$
 $\Delta\varphi = 0, \quad \Delta\psi = 1;$

где $i \in \{1, \dots, M\}$, γ — вероятность перехода, $\Delta\varphi, \Delta\psi$ — среднее число отброшенных и обработанных пакетов за переход соответственно. В дополнение, все переходы имеют место при условии, что новое состояние (h, m, n) имеет $n \leq L$.

Цепь Маркова в случае частично известного передаваемого потока

Можно объединить две вышеописанные цепи Маркова, объединив в том числе начальные условия: пусть имеется известный входной поток S размера L , распределение вероятностей размеров пачек $\{p_i\}_{i=1}^{i=M}$, матрица переходных вероятностей $\{p_{ij}\}_{i=1, j=1}^{i=M, j=M}$.

Состояние описывается тройкой параметров (h, m, n) . h — возраст головной пачки, m — количество оставшихся пакетов в головной пачке, а n — номер головной пачки, если $n \leq L$, в противном случае это начальный размер головной пачки.

В данной модели начальный фронт $F(0)$ содержит только одно начальное состояние $(\xi, S_1, 1)$. Далее, до тех пор, пока $n \leq l$, все переходы описываются так же, как и в 2.2. Но в случаях, когда по логике модели 2.2, значение n должно быть равным $L + 1$, вместо этого состояние (h, m, L) перейдёт в состояние $(h + T_{res} - T_{in}, i, i)$ с вероятностью $p_{S_L i}$, $i \in \{1, \dots, M\}$. При этом среднее число потерянных пакетов за переход будет равно 0, если $m = 0$, или $m - 1 + q_{det}$, если $m \geq 1$. Далее происходят переходы, описанные в 2.2.

Определение PLR

Описав всевозможные переходы из состояний фронта $F(t)$ в состояния фронта $F(t + 1)$, необходимо вычислить $\pi_{(h, m, n)}$, $\varphi_{(h, m, n)}$, $\psi_{(h, m, n)}$ для каждого $(h, m, n) \in F(t + 1)$.

Сначала вычисляются $\pi_{(h, m, n)}$:

$$\pi_{(h, m, n)} = \sum_{(h', m', n') \in F(t)} \pi_{(h', m', n')} p((h', m', n') \rightarrow (h, m, n)),$$

где $p((h', m', n') \rightarrow (h, m, n))$ — переходная вероятность из состояния (h', m', n') в состояние (h, m, n) , каждая из которых описана в 2.2. После вычисления всех вероятностей их необходимо отнормировать (система перейдёт в одно из состояний следующего фронта с вероятностью 1).

Далее вычисляются $\varphi_{(h, m, n)}$ и $\psi_{(h, m, n)}$:

$$\varphi_{(h,m,n)} = \sum_{(h',m',n') \in F(t)} \pi_{(h',m',n')} p((h',m',n') \rightarrow (h,m,n)) \cdot (\Delta \varphi_{(h',m',n') \rightarrow (h,m,n)} + \varphi_{(h',m',n')});$$

$$\psi_{(h,m,n)} = \sum_{(h',m',n') \in F(t)} \pi_{(h',m',n')} p((h',m',n') \rightarrow (h,m,n)) \cdot (\Delta \psi_{(h',m',n') \rightarrow (h,m,n)} + \psi_{(h',m',n')}).$$

Будем рассматривать передачу только в течение временного промежутка W . Следовательно, в цепи Маркова нужно совершить переходы до фронта в момент времени:

$$t_{stop} = \left\lfloor \frac{W - \xi}{T_{res}} + 1 \right\rfloor,$$

который есть номер первого резервирования при условии, что это резервирование выходит за пределы окна W .

Зная всевозможные состояния в последнем фронте $F(t_{stop})$ и соответствующее каждому из них среднее число отброшенных пакетов $\varphi_{(h,m,n)}$ и число обработанных пакетов $\psi_{(h,m,n)}$, можно вычислить среднее число отброшенных пакетов к моменту наступления фронта $F(t_{stop})$:

$$PLR = \sum_{(h,m,n) \in F(t_{stop})} \pi_{(h,m,n)} \cdot \frac{\varphi_{(h,m,n)}}{\psi_{(h,m,n)}}.$$

С помощью вышеописанной модели можно найти параметры резервирования таким образом, чтобы удовлетворять QoS-требованиям.

Заключение