

Обобщенная математическая модель надежной многоадресной передачи в современных сетях Wi-Fi

Е.А. Гужа, А.С. Иванов, Е.С. Кузнецов, А.И. Ляхов, Е.М. Хоров

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

Поступила в редколлегию 01.11.2018

Аннотация—В современных сетях Wi-Fi для обеспечения надежной многоадресной передачи может быть использована палитра методов, определенных в последней версии стандарта IEEE 802.11. Согласно этим методам, отличающимся политикой квитиования, рекомендуется вести многоадресную передачу в предварительно зарезервированных интервалах времени, что позволяет дополнительно уменьшить потери пакетов из-за коллизий с соседними станциями сети. В данной статье разработана обобщенная математическая модель многоадресной передачи мультимедийного потока в периодических интервалах времени. Для любого из методов многоадресной передачи, определенных в стандарте IEEE 802.11, модель позволяет найти такие параметры передачи, при которых выполняются требования к качеству обслуживания потока при минимальном объеме зарезервированного канального времени.

КЛЮЧЕВЫЕ СЛОВА: Беспроводная сеть, многоадресная передача, Wi-Fi, математическая модель, качество обслуживания.

1. ВВЕДЕНИЕ

Технология Wi-Fi (стандарт IEEE 802.11) является одной из самых распространенных технологий построения беспроводных сетей. Согласно статистике более половины данных [1], передаваемых по таким сетям, являются мультимедийными данными, которые, в большинстве своем, генерируются приложениями реального времени. В настоящее время широкую популярность набирают сценарии работы беспроводных сетей, при которых одни и те же мультимедийные данные необходимо доставить сразу нескольким получателям, т.е. имеет место многоадресная передача. Примерами таких сценариев являются онлайн-трансляции на стадионах и в спорт-барах, аудио- и видеоконференции. При этом необходимо учитывать, что на передачу мультимедийных данных зачастую накладываются жесткие требования к качеству обслуживания — QoS-требования (Quality of Service) — представленные, например, ограничениями на задержку при передаче и долю потерянных пакетов.

Возможность выполнения QoS-требований зависит от используемого метода многоадресной передачи. В начальных версиях стандарта Wi-Fi единственный метод многоадресной передачи состоял в использовании широковещательной рассылки, при которой отправитель передает каждый многоадресный пакет только один раз независимо от того, принят пакет всеми получателями или нет. Использование такого метода в современных беспроводных сетях, работающих в условиях жесткой интерференции, приводит к частым потерям пакетов. Как следствие, широковещательная рассылка не может гарантировать выполнение QoS-требований при передаче мультимедийных данных. Поэтому за последние 15 лет был разработан целый ряд методов многоадресной передачи, позволяющих так или иначе повысить вероятность успешной доставки пакетов. Часть этих методов в конечном счете была включена в стандарт IEEE 802.11-2016.

К этим методам относятся Directed Multicast Service (DMS), Groupcast with Unsolicited Retries (GCR-U) и Groupcast with Block Ack (GCR-BA). Эти методы отличаются, главным образом, способом сбора подтверждений и осуществления повторных попыток передач: см. рис. 1. Ниже приводится краткое описание этих методов.

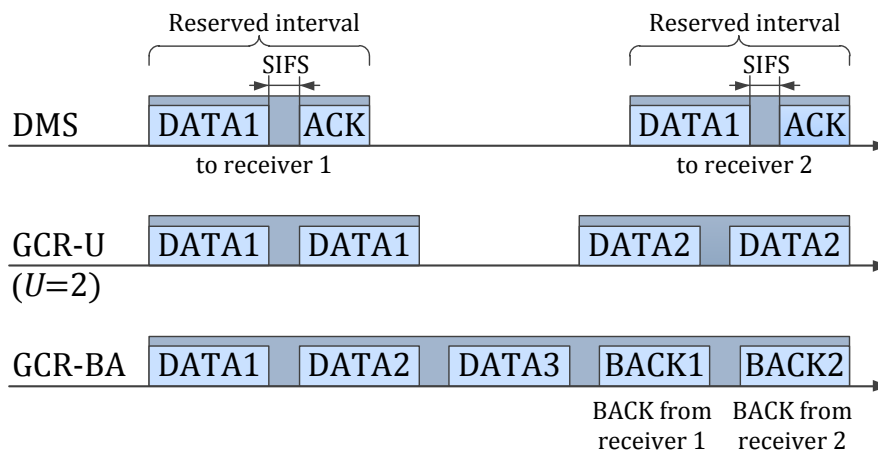


Рис. 1. Методы многоадресной передачи

Directed Multicast Service (DMS). При использовании DMS отправитель передает пакеты потока каждому получателю в отдельности, превращая таким образом одну многоадресную передачу в несколько одноадресных. При успешном приеме пакета получатель отправляет квитанцию ACK. В противном случае, если ACK не получена, отправитель передает пакет еще раз. Минусом DMS является линейный рост объема используемого канального времени с увеличением числа получателей. Поэтому DMS не может быть использован в случае, когда число получателей велико.

Groupcast with Unsolicited Retries (GCR-U). При использовании GCR-U каждый многоадресный пакет передается U раз подряд. Количество последовательных передач U определяется требуемой вероятностью доставки пакета. При этом получатели никак не подтверждают получение пакетов, а потому накладные расходы GCR-U связаны не с передачей пакетов подтверждений, а с тем, что каждый пакет передается ровно U раз, даже если он уже был доставлен всем получателям за меньшее число передач.

Groupcast with Block Ack (GCR-BA). При использовании GCR-BA отправитель использует механизм блочного квитирования пакетов Block Ack. Суть этого механизма состоит в том, что отправитель передает сразу несколько пакетов последовательно друг за другом, т.е. *блоками*. Передачи пакетов отделены друг от друга короткими межкадровыми интервалами SIFS (Short InterFrame Space). После отправки блока отправитель собирает с получателей информацию об успешно принятых ими пакетах. Эту информацию получатели передают в пакетах-подтверждениях BACK (BlockAck), содержащих битовую маску с указанием пакетов, принятых успешно и неуспешно. Один из способов сбора пакетов BACK состоит в отправке отправителем пакетов-запросов BAR (BlockAckRequest) интересующим его получателям. В ответ на предназначенный ему запрос BAR получатель шлет пакет BACK. Другой способ состоит в

том, что отправитель заранее шлет расписание, в котором указано, в каком порядке получатели должны посылать пакеты BASK после получения блока пакетов с данными (этот способ рассматривался при разработке дополнения IEEE 802.11 к стандарту сетей Wi-Fi, в котором были определены рассматриваемые методы надежной многоадресной передачи). Такой способ более целесообразен с точки зрения уменьшения накладных расходов, так как он не требует отправки пакетов BAR. Поэтому далее в работе рассматривается именно он.

Как при первом, так и при втором способах отправитель может запрашивать подтверждения не ото всех получателей, а только от некоторых из них, называемых *лидерами*. Таким образом, только часть получателей посылает пакеты BASK, что позволяет дополнительно снизить накладные расходы на передачу служебной информации. Пакет считается успешно доставленным, если он получен всеми лидерами. В противном случае пакет передается в составе следующего блока.

Для того, чтобы дополнительно увеличить вероятность доставки пакетов при использовании упомянутых выше методов многоадресной передачи, стандарт IEEE 802.11 предлагает осуществлять многоадресную передачу в заранее зарезервированных интервалах времени. В сетях Wi-Fi одним из наиболее распространенных способов резервирования является резервирование последовательности периодических интервалов времени одинаковой длительности. Далее такую последовательность будем называть *периодическим резервированием*. На рис. 1 изображена многоадресная передача с помощью методов DMS, GCR-U и GCR-BA внутри зарезервированных интервалов.

Периодическое резервирование может быть полностью описано с помощью всего трех параметров: начальной позиции первого зарезервированного интервала, длительности зарезервированных интервалов и их периода. Станции сети рассылают эту информацию своим соседям. Таким образом, станции знают о зарезервированных интервалах своих соседей и не передают внутри них, что увеличивает вероятность успешной передачи. В случае многоадресной передачи, отправитель и получатели устанавливают многоадресное резервирование, заранее согласовав его параметры, чтобы избежать перекрытий с уже существующими в их окрестности резервированиями.

Стандарт IEEE 802.11-2016 определяет методы многоадресной передачи, но не говорит, какие именно методы использовать и как именно следует выбирать параметры этих методов в конкретных сценариях. В данной работе рассматривается многоадресная передача мультимедийного потока в сети Wi-Fi с помощью периодических резервирований, и дается ответ на вопрос: *как выбирать параметры передачи, чтобы выполнить заданные QoS-требования к передаче потока за счет как можно меньшего объема зарезервированного канального времени*. Для ответа на этот вопрос в работе построена математическая модель рассматриваемого процесса передачи, которая может быть использована для настройки параметров любого из методов многоадресной передачи, определенных стандартом IEEE 802.11.

Дальнейшее изложение построено следующим образом. В разделе 2 представлен обзор существующих работ. Формальная постановка задачи дана в разделе 3. В разделе 4 представлена математическая модель многоадресной передачи в сети Wi-Fi. Раздел 5 содержит численные результаты и, в частности, сравнение методов DMS, GCR-U и GCR-BA. Итоги работы и направления дальнейших исследований представлены в разделе 6.

2. ОБЗОР СУЩЕСТВУЮЩИХ РАБОТ

Работы по созданию методов надежной многоадресной передачи в сетях Wi-Fi начались еще в 2000 году, когда в [2] была предложена концепция лидера, ответственного за передачу положительных или отрицательных квитанций на каждый многоадресный пакет. В [3] было предложено выбирать лидера случайным образом. Поскольку одного лидера может быть недо-

статочно для обеспечения требуемой надежности для всех получателей, в работах [4] и [5] появились методы BMM и BMW, в которых после передачи каждого пакета проводится опрос всех получателей об успешности приема. Наконец, в 2007–2010 гг., развивая идеи из [3, 4, 5] в [6, 7] был предложен и исследован метод ELBP (Enhanced Leader Based Protocol), который затем вошел в стандарт Wi-Fi как вышеописанный метод GCR-BA. Далее рассмотрим работы, посвященные именно методам надежной многоадресной передачи, описанным в текущей версии стандарта IEEE 802.11.

В работах [8, 9] представлено имитационное моделирование многоадресной передачи с использованием методов DMS, GCR-U-GCR-BA. Моделирование показало, что методы позволяют достигнуть различного компромисса между вероятностью доставки пакетов, расходом канальных ресурсов и сложностью реализации. Это значит, что необходимо правильно выбирать метод в зависимости от сценария работы. Однако недостатком рассматриваемых работ является то, что в них представлено только имитационное сравнение.

Аналитическое сравнение рассматриваемых методов приведено в [10, 11]. В [10] разработана математическая модель для случая, когда по сети передаются как многоадресные, так и одноадресные данные. Авторы предложили алгоритм выбора метода многоадресной передачи и его параметров, который бы обеспечивал требуемую надежность и максимальную пропускную способность в зависимости от количества станций в сети. Однако эффективность методов рассматривается только с точки зрения пропускной способности, хотя при передаче данных реального времени также накладываются ограничения на задержку и долю потерянных пакетов. Более простая математическая модель предложена в [11], где рассматривается передача только многоадресных данных. Во всех упомянутых выше работах рассматривалось использование случайного доступа к каналу с применением механизма RTS/CTS для защиты от коллизий.

В [12] разработана математическая модель многоадресной передачи внутри зарезервированных интервалов для частного случая метода GCR-BA, когда в каждом зарезервированном интервале передается только один пакет, а не блок пакетов, т.е. фактически исследуется метод BMM. При этом считалось, что все получатели являются лидерами. Далее в работу [13] модель была расширена на случай переменных лидеров: перед первой попыткой передачи пакета отправитель случайно выбирает подмножество получателей, которые будут лидерами для данного пакета. В [12] и [13] продемонстрировано применение разработанных моделей к выбору параметров методов DMS, GCR-U и BMM и представлено сравнение этих методов с точки зрения расхода канальных ресурсов в зависимости от числа получателей и их вероятностей неуспешной передачи. Однако в работах [12, 13] так и не была построена математическая модель передачи с помощью метода GCR-BA. Модель такой передачи была предложена в работе [7], в которой, однако, рассматривается передача насыщенного потока и считается, что пакеты отбрасываются по достижению ограничения на допустимое число попыток передач, а не из-за ограничения на время жизни, как это было в работах [12] и [13].

В данной статье, используя подходы из [12] и [13], разрабатывается обобщенная математическая модель, которая может быть использована для анализа и выбора параметров любого из методов надежной многоадресной передачи.

3. ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ

Рассмотрим многоадресную передачу мультимедийного потока от отправителя к N получателям. Считаем, что поток является неординарным, т.е. пакеты приходят пачками, которые поступают в очередь отправителя через равные промежутки времени T_{in} . Количество пакетов в пачке равно j с вероятностью p_j , $j = 1, \dots, M$. Далее такой поток будем называть *неординарным периодическим* (такая структура мультимедийного потока соответствует, например,

передаче видео с помощью протокола RTP [14]). При передаче потока для всех получателей должны быть выполнены следующие QoS-требования: 1) ограничение на время доставки пакета D_{QoS} и 2) ограничение на долю потерянных пакетов PLR_{QoS} .

Для передачи потока отправитель с получателями устанавливают одно периодическое резервирование с периодом T_{res} . Считается, что внутри каждого зарезервированного интервала используется метод GCR-BA. Длительности каждого интервала достаточно для того, чтобы отправитель передал блок из не более чем B пакетов и получил пакеты-подтверждения BACK от лидеров. Считаем, что количество лидеров постоянно и равно J , а сами лидеры фиксированы и не меняются в процессе передачи.

Отправитель использует политику FIFO: в каждом зарезервированном интервале отправитель передает самые старые пакеты в очереди. Если число пакетов в очереди больше или равно B , то в составе блока передаются B самых старых пакетов в очереди. В противном случае отправитель формирует блок из всех имеющихся в очереди пакетов (при этом часть из B позиций блока не используются). Каждый пакет передается до тех пор, пока он либо не будет успешно доставлен всем лидерам, либо пока время его нахождения в очереди не достигнет максимально допустимой задержки на передачу D_{QoS} . В последнем случае пакет отбрасывается вместе со всей пачкой, которой он принадлежит.

Несмотря на то, что пакеты передаются внутри защищенных зарезервированных интервалов, ошибки при передаче все еще возможны из-за случайного шума и интерференции с удаленными станциями. В связи с этим обозначим вероятность неуспешной передачи пакета получателю i как q_i , $i = 1, \dots, N$. Далее считается, что в качестве лидеров выбираются J получателей с наибольшей вероятностью неуспешной передачи.

Задача данной работы состоит в разработке метода выбора таких значений параметров T_{res} , B и J , которые гарантировали бы выполнение QoS-требований на каждом из получателей при минимальном объеме зарезервированного канального времени. Для решения данной задачи в работе построена математическая модель, которая позволяет найти PLR для каждого получателя, как функцию от T_{res} , B и J . В разделе 4.5 будет показано, что разработанная математическая модель может быть использована для анализа как метода GCR-BA, так и методов DMS и GCR-U.

4. МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ

4.1. Подход к моделированию

Для математического моделирования процесса передачи, описанного в разделе 3, можно воспользоваться подходом, использованным в работах [12, 13, 15], где процесс передачи моделируется с помощью цепи Маркова с дискретным временем. Однако прямое применение данного подхода к моделированию блочной передачи приводит к чрезвычайно большой размерности конечной цепи Маркова, так как в описание каждого состояния необходимо включить информацию о временах нахождения в очереди B самых старых пакетов (более подробно об этом в разделе 4.2). Для уменьшения размерности цепи Маркова будем моделировать не исходный процесс, описанный в разделе 3, а альтернативный процесс, являющийся приближением исходного. При альтернативном процессе очередь отправителя разделяется на B независимых очередей — по одной на каждую позицию в блоке на передачу (см. рис. 2). При поступлении пачки ее пакеты распределяются по B очередям циклически по алгоритму Round-Robin, т.е. каждый следующий пакет распределяется в следующую очередь. При поступлении очередной пачки первый ее пакет попадает в очередь, на которой закончилось распределение предыдущей пачки. Считается, что в позиции i в блоке на передачу могут передаваться только пакеты из очереди i . Как и ранее, в каждой очереди используется политика FIFO, то есть

всегда передается самый старший пакет в очереди. Далее будем рассматривать одну из таких очередей.

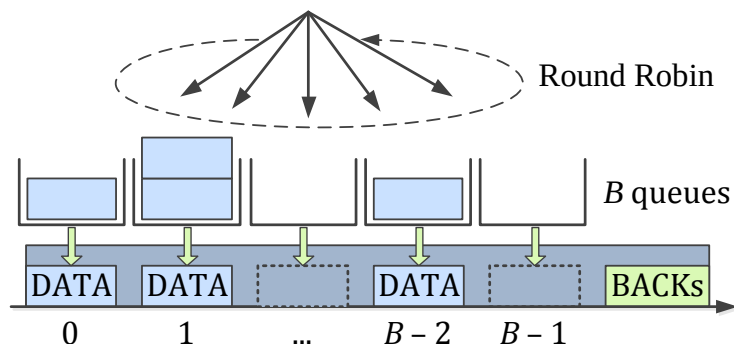


Рис. 2. Альтернативный процесс

Заметим, что для описанного выше альтернативного процесса передачи значение доли потерянных пакетов PLR при фиксированных параметрах передачи T_{res} , B и J всегда будет выше PLR для исходного процесса. Это связано с тем, что в случае блочной передачи, если размер очереди больше или равен B , то все позиции в блоке на передачу будут заняты. В случае же альтернативного процесса возможна ситуация, когда часть позиций не используются из-за отсутствия пакетов в их очередях, хотя число пакетов в других очередях может быть больше одного. В результате часть пакетов ждут обслуживания дольше, чем если бы они ждали его в случае исходного процесса, что и увеличивает вероятность отбрасывания пакетов и, следовательно, PLR. Тем не менее, как будет показано в разделе 5, разница в полученных значениях PLR оказывается незначительной, что позволяет успешно применять модель для выбора параметров многоадресной передачи.

4.2. Цепь Маркова

Разделим время на слоты длительности $\tau = \gcd(T_{in}, T_{res})$. Слоты расположим таким образом, чтобы начало каждого зарезервированного интервала совпадало с началом некоторого слота (см. рис. 3). Теперь выразим T_{in} и T_{res} в слотах

$$t_{in} = \frac{T_{in}}{\tau}, \quad t_{res} = \frac{T_{res}}{\tau}, \quad \text{где } t_{in}, t_{res} \in \mathbb{N}.$$

Пусть ξ – время между поступлением пакета и началом следующего слота, причем это время одинаково для всех пакетов. Далее, виртуально сдвинем все моменты поступления пакетов на время ξ вперед, то есть к началам ближайших слотов, попутно уменьшив величину D_{QoS} на ξ . Заметим, что поведение процесса передачи при таком преобразовании не меняется, так как фактически каждый поступивший пакет просто простаивал в течение времени ξ после прибытия в очередь.

Опишем процесс передачи цепью Маркова с дискретным временем. Для этого, не ограничивая общности, рассмотрим одну из очередей. Далее, если не указано иначе, рассматривается очередь 0. Будем наблюдать процесс в начале каждого зарезервированного интервала и описывать состояние процесса в момент наблюдения t набором из 4 целых чисел $(h(t), n(t), i(t), r(t))$.

Определим возраст пакета как разницу между текущим временем и временем его прибытия в очередь, выраженную в слотах. При таком формальном подходе пакеты, которые уже находятся в очереди, имеют неотрицательный возраст, а те, поступление которых еще только

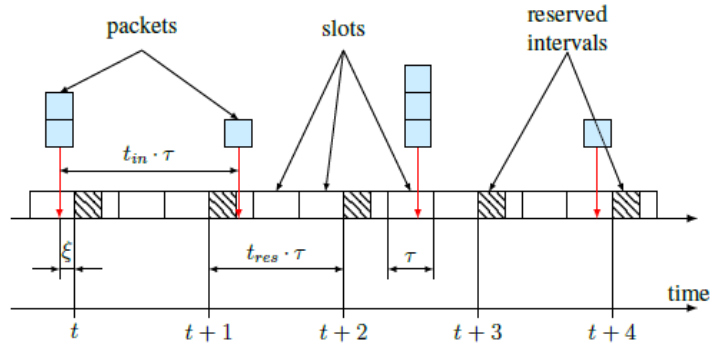


Рис. 3. Слотированное время и входной поток

ождается — отрицательный. Далее будем называть HoL-пакетом (Head of Line) пакет наибольшего возраста среди всех, которые находятся в очереди на данный момент или еще не поступили. Партия, к которой HoL-пакет, называется HoL-пачкой. Величина $h(t)$ в момент наблюдения t определяется как возраст HoL-пакета. Поскольку следующая пачка поступает не позднее, чем через t_{in} слотов и пакет не может находиться в очереди более $d = \lfloor D_{QoS}/\tau \rfloor$, то выполняется следующее условие: $-t_{in} \leq h(t) \leq d = \lfloor D_{QoS}/\tau \rfloor$.

Далее, $n(t)$ — текущее количество пакетов в HoL-пачке. $i(t)$ — индекс очереди, в которую должен быть поставлен первый пакет пачки, непосредственно следующий за HoL-пачкой, согласно циклическому распределению пакетов. Наконец, $r(t)$ — число попыток передачи HoL-пакета ($0 \leq r \leq \max\{0, \lceil h/t_{res} \rceil\}$).

Например, на рис. 4 показан случай распределения пакетов, возраст которых указан внутри прямоугольников, изображающих пакеты, по $B = 6$ очередям. Опишем состояния каждой из этих очередей тройкой (h, n, i) . Очередь 0 находится в состоянии $(12, 1, 2)$. Остальные очереди от 1 до 5 находятся в состояниях $(12, 1, 2)$, $(9, 2, 4)$, $(9, 2, 4)$, $(9, 1, 4)$, $(9, 1, 4)$ соответственно.

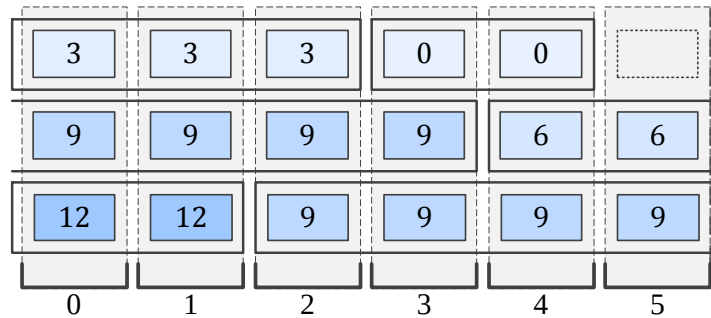


Рис. 4. Распределение пакетов по очередям

4.3. Матрица переходов

Для описания переходов между состояниями цепи Маркова нам понадобятся некоторые вспомогательные вероятности. Пусть $P_{in}(m, k)$ — вероятность того, что в k пакетах потока содержится всего m пакетов. По определению $P_{in}(0, 0) = 1$, а остальные значения находятся

рекуррентно:

$$P_{in}(m, k) = \sum_{i=1}^{\min(M, m)} p_i P_{in}(m - i, k - 1).$$

Пусть $p(suc|r)$ — вероятность того, что HoL-пакет в конечном итоге будет доставлен всем лидерам при попытке $(r + 1)$ при условии, что он не был доставлен хотя бы одному из них за r предыдущих попыток. Эта вероятность равна

$$p(suc|r) = \frac{p(r) - p(r + 1)}{p(r)},$$

где $p(r)$ — вероятность того, что пакет не доставлен хотя бы одному из лидеров за r попыток:

$$p(r) = 1 - \prod_{j=1}^J (1 - q_j^r).$$

Пусть процесс находится в состоянии (h, n, i, r) в момент t .

Если $h(t) < 0$, то очередь пуста и $r = 0$. В этом случае возраст HoL-пакета увеличивается на t_{res} слотов к началу следующего зарезервированного интервала (к моменту $t + 1$). Таким образом, процесс переходит в состояние $(h + t_{res}, n, i, 0)$ с вероятностью 1.

Если $0 \leq h(t) \leq d - t_{res}$, то очередь не пуста и отправитель передает HoL-пакет. С вероятностью $1 - p(suc|r)$ пакет еще не доставлен всем лидерам после текущей попытки. Поскольку $h + t_{res} \leq d$, пакет не устаревает и ретранслируется в следующий зарезервированный интервал. Таким образом, процесс переходит в состояние $(h + t_{res}, n, i, r + 1)$ с вероятностью $1 - p(suc|r)$.

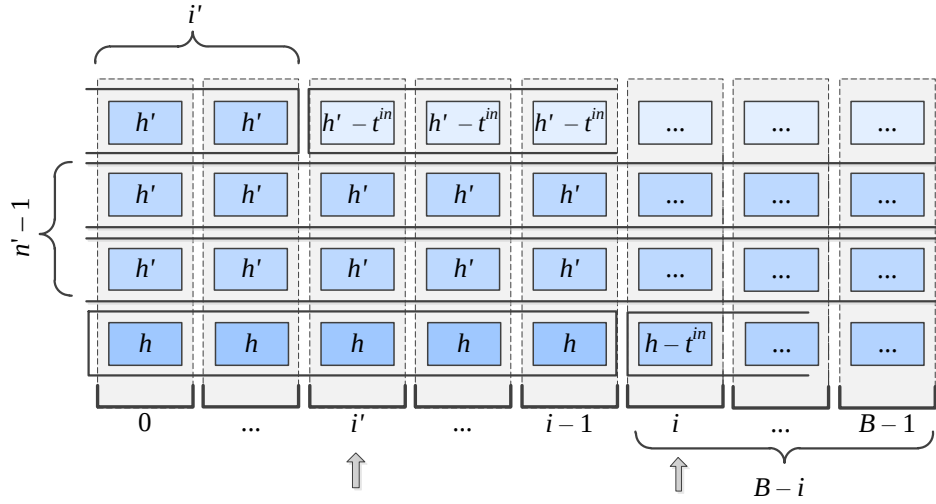
Если HoL-пакет оказывается доставлен всем лидерам после текущей попытки, он покидает очередь, и нужно определить следующий HoL-пакет. Если $n > 1$, то следующий HoL-пакет принадлежит к той же HoL-пачке и процесс переходит в состояние $(h', n', i', r') = (h + t_{res}, n - 1, i, 0)$ с вероятностью $p(suc|r)$.

При $n = 1$ требуется определить пачку, к которой будет принадлежать следующий HoL-пакет. Назовем эту пачку *следующей HoL-пачкой*. Пусть $P_A(k, n', i'|i)$ — вероятность того, что а) следующая HoL-пачка поступает через $k \cdot t_{in}$ слотов после текущей HoL-пачки (т.е. ее возраст $h' = h - k \cdot t_{in}$), б) точно n' пакетов этой пачки помещаются в очередь 0, в) распределение пакетов следующей HoL-пачки заканчивается непосредственно перед очередью i' при условии, что первый пакет этой пачки помещается в очередь i . Найдем $P_A(k, n', i'|i)$ отдельно для случаев $i > 0$ и $i = 0$.

Сначала рассмотрим случай $i > 0$. Пусть следующая HoL-пачка содержит j пакетов (с вероятностью p_j). Для заданных n' и i' следует, что $j \geq (n' - 1)B + i'$ (см. рис. 5). Кроме того, j не может превышать $B - i + (n' - 1)B + i'$, так как это общее количество пакетов, которые должны поступить в k пачках, следующих за текущей HoL-пачкой. Если следующая HoL-пачка состоит из j пакетов, остальные $B - i + (n' - 1)B - i' - j$ пакетов содержатся в промежуточных $(k - 1)$ пачках, что имеет место с вероятностью $P_{in}(B - i + (n' - 1)B + i' - j, k - 1)$. Суммируя по всем возможным значениям j , получаем

$$P_A(k, n', i'|i) = \sum_{j=(n'-1)B+i'}^{B-i+(n'-1)B+i'} p_j P_{in}(B - i + (n' - 1)B + i' - j, k - 1).$$

В случае $i = 0$, вероятность $P_A(k, n', i'|i)$ равна $p_{(n'-1)B+i'}$ при $k = 1$ и 0 при $k > 1$. Действительно, в этом случае пачка, следующая за текущей HoL-пачкой, и представляет собой

Рис. 5. Определение $P_A(k, n', i' | i)$

следующую HoL-пачку. Чтобы процесс распределения заканчивался в позиции i' , эта пачка должна иметь размер $(n' - 1)B + i'$.

В итоге, если $n = 1$, процесс переходит в состояние $(h + t_{res} - k \cdot t_{in}, n', i', 0)$ с вероятностью $p(suc|r)P_A(k, n', i' | i)$.

Наконец, рассмотрим случай $h(t) > d - t_{res}$, когда HoL-пачка покидает очередь независимо от доставки HoL-пакета. При этом, наряду с HoL-пачкой, следующие

$$l_h = \lceil (h + t_{res} - t_{in} - d) / t_{in} \rceil \quad (1)$$

пачек также устаревают и покидают очередь. Чтобы определить следующий HoL-пакет рассматриваемой очереди, сначала нужно определить пачку наибольшего возраста среди тех, которые не устаревают к следующему зарезервированному интервалу (это необязательно будет следующая HoL-пачка для очереди 0), и очередь, где первый пакет этой пачки помещается в очередь. Пусть $\zeta(b|l_h, n, i)$ – вероятность того, что номер искомой очереди будет b при заданных значениях n и i , что имеет место, если общее количество пакетов j в l_h устаревших пачках удовлетворяет условию $b = ((n - 1)B + i + j)_B = (i + j)_B$, Таким образом,

$$\zeta(b|l_h, n, i) = \sum_{\substack{j: j \leq l_h \cdot M \\ b = ((n-1)B + i + j)_B}} P_{in}(j, l_h).$$

Процесс переходит в состояние $(h + t_{res} - (k + l_h)t_{in}, n', i', 0)$ с вероятностью

$$\sum_{b=0}^{B-1} \zeta(b|l_h, n, i) P_A(k, n', i' | i = b),$$

где $k = 1, \dots, B$, $n' = 1, \dots, \lceil \frac{M}{B} \rceil$, $i' = 0, \dots, B - 1$.

Описав все возможные переходы между состояниями цепи Маркова, составим матрицу переходных вероятностей P и найдем стационарное распределение вероятностей состояний процесса $\pi_{(h,n,i,r)}$, решив систему линейных уравнений:

$$\begin{cases} \pi_{(h,n,i,r)}^T P = \pi_{(h,n,i,r)}^T, \\ \sum_{h,n,i,r} \pi_{(h,n,i,r)} = 1. \end{cases} \quad (2)$$

4.4. Определение PLR

Найдем долю потерянных пакетов PLR для получателя i . Пусть I_i^{dis} — среднее количество пакетов, покинувших очередь за единицу времени T_{res} , не будучи доставленными получателю i из-за нарушения ограничения D_{QoS} , а I^{in} — среднее количество пакетов потока, поступающих в рассматриваемую очередь за единицу времени:

$$I^{in} = \frac{T_{res} \sum_{j=1}^M j p_j}{B \cdot T_{in}}. \quad (3)$$

Тогда при заданном значении I_i^{dis} значение PLR_i может быть вычислено как

$$PLR_i = \frac{I_i^{dis}}{I^{in}}. \quad (4)$$

Заметим, что значение PLR для получателя i зависит от того, является он лидером ($I_i^{dis} = I_{i,Ack}^{dis}$) или нет ($I_i^{dis} = I_{i,nAck}^{dis}$). Рассмотрим с начала случай, когда получатель i — лидер.

Пакет может быть отброшен не будучи доставленным всем лидерам, только если к следующему зарезервированному интервалу время его жизни превысит ограничение D_{QoS} на время нахождения в очереди. Такое возможно только при переходах из состояний (h, n, i, r) , для которых $h(t) + t_{res} > d$. Вероятность того, что при таком переходе HoL-пакет (как и остальные $n-1$ пакетов HoL-пачки) будет отброшен и не доставлен получателю i , равна $q_i^{r+1}/p(r)$. Кроме того, если $T_{res} > T_{in}$, очередь может содержать устаревающие пакеты и других пачек, кроме HoL-пачки. Число таких пачек равно l_h (выражение (1)). Эти l_h пачек содержат m пакетов с вероятностью $P_{in}(m, l_h)$. Таким образом, среднее количество устаревших пакетов равно

$$N_{dis}(n, i, m, l_h) = \sum_{m=0}^{l_h M} P_{in}(m, l_h) \left(\left\lceil \frac{(n-1)B + i + m}{B} \right\rceil \right).$$

Среднее количество пакетов, отбрасываемых при переходе из состояния (h, n, i, r) с $h + t_{res} > d$, равно $N_{dis}(n, i, m, l_h) - 1 + q_i^{r+1}/p(r)$. Наконец,

$$I_{i,Ack}^{dis} = \sum_{\substack{(h,n,i,r): \\ h > d - t_{res}}} \pi_{(h,n,i,r)} \left(N_{dis}(n, i, m, l_h) - 1 + \frac{q_i^{r+1}}{p(r)} \right). \quad (5)$$

Если получатель i не является лидером, то HoL-пакет покидает очередь в двух случаях: а) его время жизни превышает D_{QoS} , б) HoL-пакет доставляется всем лидерам. Таким образом, $I_{i,nAck}^{dis}$ вычисляется следующим образом:

$$\begin{aligned} I_{i,nAck}^{dis} &= \frac{1}{T_{res}} \sum_{\substack{(h,n,i,r): \\ h > d - t_{res}}} \pi_{(h,n,i,r)} (N_{dis}(n, i, m, l_h) - 1 + q_i^{r+1}) \\ &\quad + \sum_{\substack{(h,n,i,r): \\ 0 \leq h \leq d - t_{res}}} \pi_{(h,n,i,r)} p(suc|r) q_i^{r+1}. \end{aligned}$$

4.5. Общность разработанной модели

Заметим, что разработанная математическая модель может быть использована также и для анализа методов DMS и GCR-U. При использовании DMS передача одному получателю

в отдельном периодическом резервировании соответствует методу GCR-BA с параметрами $N = J = 1$, $B = 1$. Использование же метода GCR-U для передачи потока N получателям с вероятностями ошибок равными $q_1, \dots, q_N$ соответствует параметрам $J = 0$, $B = 1$, причем в модель в качестве вероятностей ошибок нужно подставлять степень U вероятностей ошибок $q_1^U, \dots, q_N^U$, где $U \geq 1$ — число передач каждого пакета.

Благодаря общности разработанной модели в разделе 5 она используется для сравнения методов DMS, GCR-U и GCR-BA с точки зрения связанных с ними расходов канальных ресурсов. *Расход канальных ресурсов* η определяется как доля зарезервированного канального времени. В случае метода DMS отправитель устанавливает N резервирований с периодами $T_{res}^{(1)}, \dots, T_{res}^{(N)}$. Поэтому для η получаем:

$$\eta_{DMS} = \sum_{i=1}^N \frac{R_{DMS}}{T_{res}^{(i)}}, \text{ где } R_{DMS} = T_{DATA} + T_{SIFS} + T_{ACK},$$

где T_{DATA} , T_{ACK} и T_{SIFS} — длительности кадра данных, подтверждения и короткого межкадрового промежутка.

В случае методов GCR-U и GCR-BA

$$\eta = \frac{R}{T_{res}},$$

где R — длительность зарезервированного интервала, которая для GCR-U и GCR-BA вычисляется следующим образом:

$$R_{GCR-U} = U \cdot T_{DATA} + (U - 1) \cdot T_{SIFS},$$

$$R_{GCR-BA} = B \cdot T_{DATA} + J \cdot T_{BACK} + (B + J - 1) \cdot T_{SIFS},$$

где T_{BACK} — длительность кадра BACK.

5. ЧИСЛЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

Продemonстрируем применение разработанной математической модели на примере передачи неординарного периодического потока, распределение вероятностей размера пачек которого показано на рис. 6 и соответствует реальному видеопотоку [16]. Пачки пакетов поступают с периодом $T_{in} = 40$ мс. Ограничение на время доставки пакетов $D_{QoS} = 150$ мс. Отправитель передает поток $N = 5$ получателям со следующими вероятностями неуспешной передачи: $q_1 = 0,3$, $q_2 = 0,2$, $q_3 = 0,1$, $q_4 = q_5 = 0,05$.

При моделировании предполагается, что используется физический уровень IEEE 802.11a. Пакеты с данными (DATA) передаются на скорости 54 Мбит/с, а пакеты подтверждения (ACK и BACK) на скорости 24 Мбит/с. Размеры и длительности пакетов DATA, ACK и BACK представлены в таблице 1.

Покажем как применить разработанную модель для нахождения таких параметров передачи, при которых QoS-требования выполнены для всех получателей. Для этого рассмотрим

Пакет	Размер, байт	Длительность, мкс
DATA	1500	244
ACK	14	28
BACK	32	32

Таблица 1. Параметры системы

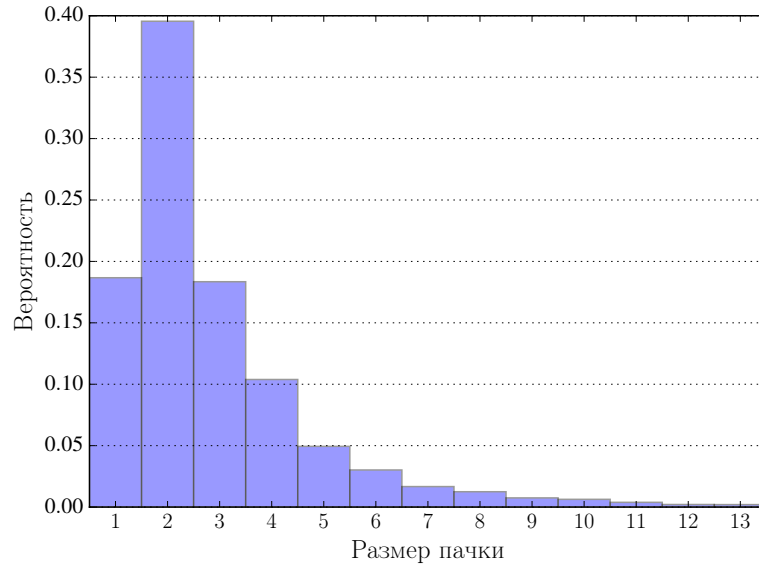


Рис. 6. Распределение вероятностей размера пачек входного потока

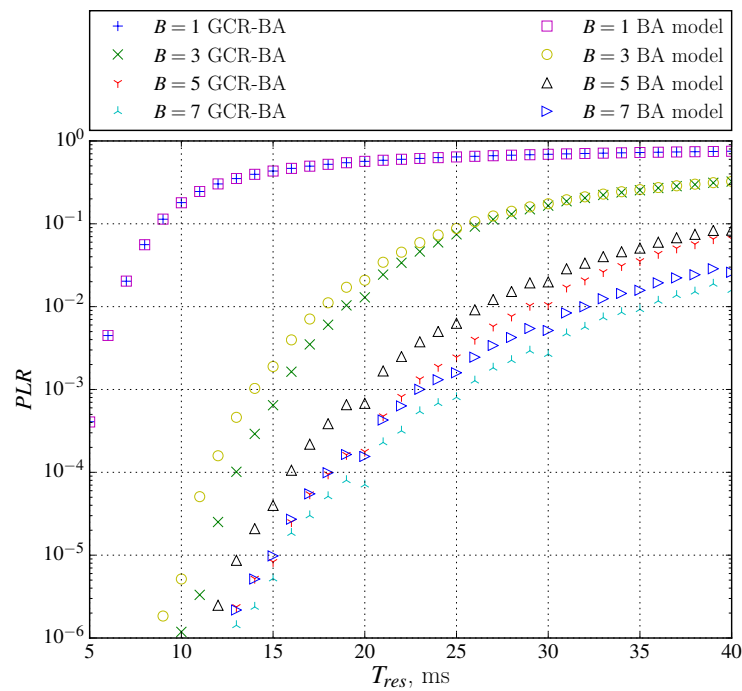


Рис. 7. $PLR^{max}(T_{res})$ при разных B

передачу с использованием GCR-BA. С помощью математической модели найдем зависимости $\{PLR_i(T_{res})\}_{i=1}^N$ для различных значений B и J . Далее, задавшись значением PLR_{QoS} , можем определить такие значения периода T_{res} , при которых выполнено ограничение $PLR^{max}(T_{res}) \triangleq \max_i PLR_i(T_{res}) \leq PLR_{QoS}$, т.е. QoS-требования к передаче потока выполнены на всех получателях. На рис. 7 показаны зависимости $PLR^{max}(T_{res})$ (максимальный PLR среди всех по-

лучателей) для $J = N = 5$ и $B = 1, 3, 5$, и 7 , полученные с помощью математической модели (“BA model”) и имитационного моделирования (“GCR-BA”). Как и ожидалось, во всех случаях кроме $B = 1$, модель дает завышенное значение PLR. В случае же $B = 1$ результаты аналитического моделирования совпадают с результатами имитационного, так как в этом случае альтернативный процесс передачи совпадает с исходным. Подобная “консервативность” модели гарантирует, что если при выбранных параметрах B , J и T_{res} , QoS-требования выполнены для всех получателей в альтернативном процессе передаче, то они будут выполнены также и в исходном процессе. В свою очередь, множество троек параметров $\{(B, J, T_{res})\}$, удовлетворяющих этим требованиям, может быть определено по зависимостям $PLR^{max}(T_{res})$, полученным для различных пар (B, J) .

Вспомним, что необходимо не просто выполнить QoS-требования, но и зарезервировать при этом как можно меньше канального времени. Обозначим через $\eta^*(PLR_{QoS})$ минимальный расход канальных ресурсов η , необходимый для выполнения QoS-требования на PLR. Значение η^* может быть найдено путем вычисления η для каждой из найденных выше троек $\{(B, J, T_{res})\}$. Стоит заметить, что при каждой фиксированной паре (B, J) достаточно рассматривать η только для наибольшего значения T_{res} , так как с увеличением периода резервирования расход канальных ресурсов уменьшается.

На рис. 8 представлены зависимости $\eta^*(PLR_{QoS})$ для всех описанных выше методов многоадресной передачи. Как и ранее, для метода GCR-BA представлены две зависимости: одна построена с помощью математической модели (“Модель BA”), а другая — с помощью имитационного моделирования (“GCR-BA”). Из рис. 8 видно, что метод GCR-BA позволяет выполнить QoS-требования за счет существенно меньшего объема зарезервированного канального времени по сравнению с методами DMS и GCR-U. Стоит отметить, что из-за консервативности модели ее использование модели для определения параметров передачи приводит к некоторому завышению расходов канальных ресурсов. Однако, как показано на рис. 8, это завышение незначительно: расход канальных ресурсов при параметрах, найденных аналитически, превышает минимально возможное значение лишь на 10-15%. Таким образом, разработанная математическая модель может быть успешно использована для выбора параметров многоадресной передачи при использовании любого из методов, описанных в стандарте IEEE 802.11.

6. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В данной работе построена обобщенная математическая модель процесса многоадресной передачи с соблюдением требований к качеству обслуживания внутри периодических зарезервированных интервалов времени. Продемонстрировано применение разработанной модели к выбору таких параметров передачи, при которых QoS-требования выполнены на всех получателях, а доля зарезервированного канального времени минимальна. Общность модели позволяет использовать ее для оценки эффективности и настройки всей палитры методов многоадресной передачи, определенных в последней версии стандарта IEEE 802.11 сетей Wi-Fi. В частности, при помощи математической модели проведено сравнение методов DMS, GCR-U и GCR-BA и показано, что GCR-BA позволяет достигнуть существенно меньшего расхода канального времени по сравнению с методами DMS и GCR-U.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Cisco. — Cisco Visual Networking Index (VNI) Global Mobile Data Traffic Forecast, 2015-2020, 2016.
2. Kuri Joy, Kasera Sneha Kumar. Reliable multicast in multi-access wireless LANs // Wireless Networks. — 2001. — Vol. 7, no. 4. — P. 359–369.

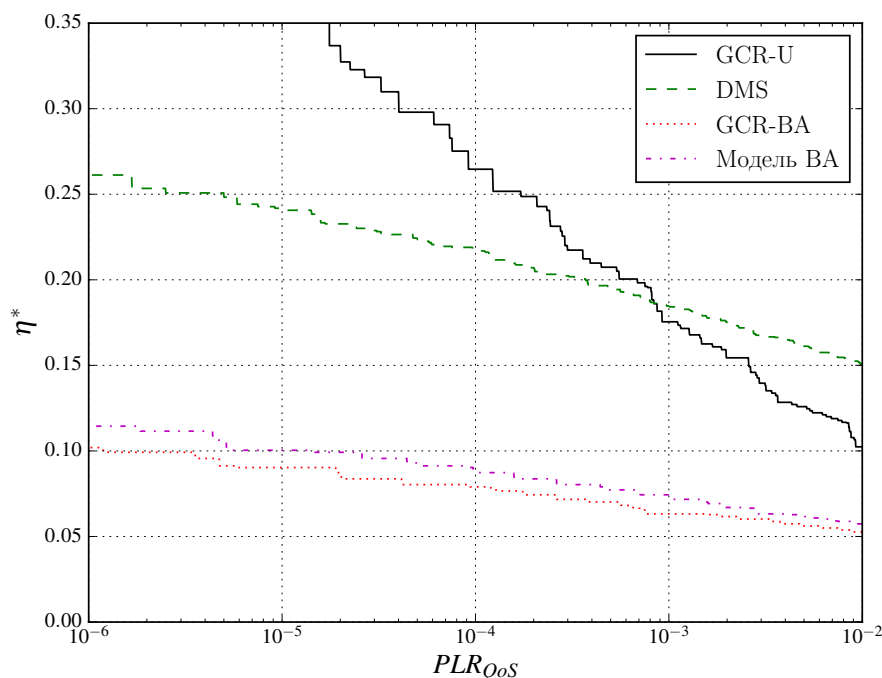


Рис. 8. $\eta^*(PLR_{QoS})$ при передаче периодического неординарного потока

3. Chao H.-C., Chang S. W., Chen J. L. Throughput improvements using the random leader technique for the reliable multicast wireless LANs // Lecture Notes In Computer Science. — 2001. — Vol. 2093. — P. 708–719.
4. Min-te Sun, Lifei Huang, Shaoyong Wang, Anish Arora, Ten-Hwang Lai. Reliable MAC Layer Multicast in IEEE 802.11 Wireless Networks // Wireless Communications and Mobile Computing. — 2003. — Vol. 3, no. 4. — P. 439–453.
5. Tang Ken, Gerla Mario. Random access MAC for efficient broadcast support in ad hoc networks // Proc. IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2000). — 2000. — Vol. 1. — P. 454–459.
6. Lyakhov Andrey, Vishnevsky Vladimir, Yakimov Mikhail. Multicast QoS Support in IEEE 802.11 WLANs // IEEE International Conference on Mobile Adhoc and Sensor Systems, 2007. MASS 2007. / IEEE. — 2007. — P. 1–3.
7. Lyakhov Andrey, Yakimov Mikhail. Analytical study of QoS-oriented multicast in wireless networks // EURASIP Journal on Wireless Communications and Networking. — 2011. — Vol. 2011, no. 1. — P. 307507.
8. La Oliva Antonio, Serrano Pablo, Salvador Paulo, Banchs Albert. Performance evaluation of the IEEE 802.11aa multicast mechanisms for video streaming // Mobile and Multimedia Networks (WoWMoM), 2013 IEEE 14th Int. Symposium and Workshops on a World of Wireless / IEEE. — 2013. — P. 1–9.
9. Santos M, Villalon Jose, Orozco-Barbosa Luis. Evaluation of the IEEE 802.11aa group addressed service for robust audio-video streaming // 2012 IEEE Int. Conference on Communications (ICC) / IEEE. — 2012. — P. 6879–6884.
10. Banchs Albert, La Oliva Antonio, Eznarriaga Lucas, Kowalski Dariusz R., Serrano Pablo. Performance Analysis and Algorithm Selection for Reliable Multicast in IEEE 802.11aa Wireless LAN // IEEE Transactions on Vehicular Technology. — 2014. — Vol. 63, no. 8. — P. 3875–3891.

11. Daldoul Yousri, Meddour Djamal-Eddine, Ahmed Toufik, Boutaba Raouf. Performance and scalability evaluation of IEEE 802.11v/aa multicast transport // *Wireless Communications and Mobile Computing*. — 2016. — Vol. 16, no. 14. — P. 1987–2000.
12. Ivanov Alexander, Kuznetsov Egor, Khorov Evgeny, Lyakhov Andrey. Mathematical Model of QoS-aware Multicast Transmission via Periodic Reservations // *Proc. of Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2016)* / IEEE. — Doha, Qatar, 3-6 April, 2016.
13. Ivanov Alexander, Kuznetsov Egor, Khorov Evgeny, Lyakhov, Andrey. Modeling Leader-based Multicast Transmission via Periodic Reservations in Wi-Fi Networks // *Thirteenth Int. Symposium on Wireless Communication Systems (ISWCS 2016)* / IEEE. — Poznan, Poland, 20-23 September, 2016.
14. RFC 3550, <http://www.ietf.org/rfc/rfc3550.txt>.
15. Ivanov Alexander, Khorov Evgeny, Lyakhov Andrey. Analytical Model of Batch Flow Multihop Transmission in Wireless Networks with Channel Reservations // *Automation and Remote Control*. — 2015. — Vol. 76.
16. The Video Trace Library. <http://trace.eas.asu.edu>.

Generalized mathematical model of reliable multicast transmission in modern Wi-Fi networks

E.A. Guzha, A.S. Ivanov, E.S. Kuznetsov, A.I. Lyakhov, E.M. Khorov

In modern Wi-Fi networks, a palette of methods specified in the latest version of the IEEE 802.11 standard can be used to provide reliable multicast transmission. According to these methods differing in the acknowledgement policy, it is recommended to transmit multicast data in preliminarily reserved time intervals, which allows decreasing packet losses because of collisions and interference with other network stations. In this paper, we develop a generalized mathematical model of multimedia flow reliable multicasting in periodic time intervals. For any of the multicast methods specified in the IEEE 802.11 standard, the model can be used to finding such transmission parameters that allow satisfying Quality of Service requirements of the flow with the minimal amount of reserved channel time.

KEYWORDS: wireless network, multicast transmission, Wi-Fi, mathematical model, Quality of Service