

УДК 621.391 : 004.725.5

© 2024 г. Д.В. Банков, А.И. Ляхов, Е.А. Степанова, Е.М. Хоров

**АНАЛИЗ ВЛИЯНИЯ МЕХАНИЗМА RESTRICTED TARGET WAKE TIME
НА ПРОПУСКНУЮ СПОСОБНОСТЬ СЕТИ Wi-Fi¹**

С каждым годом в сетях Wi-Fi увеличивается доля трафика приложений реального времени (англ.: real time application, RTA), предъявляющих строгие требования к задержкам и надежности доставки данных. Для удовлетворения данных требований часто используется резервирование канальных ресурсов с последующим их выделением для передач RTA-кадров. Однако в случае нерегулярного RTA-трафика часть зарезервированных канальных ресурсов может оказаться неиспользованной при его отсутствии, что приводит к снижению общей пропускной способности сети. Для решения этой проблемы был разработан механизм пробуждения по расписанию с ограниченным резервированием (англ.: restricted target wake time, R-TWT), запрещающий всем станциям передачу в заданный момент времени R-TWT. Механизм R-TWT одновременно позволяет RTA-трафику в момент R-TWT быстрее получить доступ к каналу и не запрещает его другим станциям после момента R-TWT. В статье представлена аналитическая модель сети Wi-Fi, при помощи которой были получены зависимости пропускной способности пользователей от параметров передачи и периода резервирования R-TWT.

Ключевые слова: резервирование, R-TWT, трафик VR, QoS, Wi-Fi.

DOI: 10.31857/S0555292324030070, **EDN:** AETZUT

§ 1. Введение

В последние годы растет число приложений реального времени (англ.: real time application, RTA), требующих для своей работы передачу данных с высокой надежностью и низкой задержкой. Спектр применения таких приложений достаточно широк и включает в себя как сети Индустриального Интернета вещей, так и устройства дополненной или виртуальной реальности (VR). Для таких устройств целесообразно использовать беспроводные технологии передачи данных, среди которых одной из самых распространенных является технология Wi-Fi.

Для передачи данных станции Wi-Fi используют механизм случайного доступа к каналу, что может приводить к коллизиям, т.е. к потерям передаваемых данных при одновременной передаче несколькими станциями. В случае коллизии станция выполняет повторную передачу данных через случайное время, что позволяет уменьшить вероятность повторной коллизии, однако увеличивает задержку доставки данных.

Изначально в сетях Wi-Fi использовалась одна очередь кадров данных, которые обслуживались в порядке поступления. Однако в случае высокой загрузки станции

¹ Исследование выполнено в ИППИ РАН за счет гранта Российского научного фонда № 24-19-00816, <https://rscf.ru/project/24-19-00816/>.

низкоприоритетным фоновым трафиком при таком подходе невозможно удовлетворить строгие требования RTA-трафика к задержкам, поэтому возникла потребность в механизме приоритезации доставки кадров. Первым шагом для обеспечения приоритетной доставки трафика в сетях Wi-Fi стала разработка улучшенного метода распределенного доступа к каналу (англ.: enhanced distributed channel access, EDCA), позволяющего распределить поступающий трафик в зависимости от приоритета по четырем очередям, обладающим различными параметрами доступа к каналу (подробнее механизм EDCA описан в п. 2.1). Такой подход позволил при освобождении канала высокоприоритетному трафику получать доступ к каналу с меньшей задержкой и большей вероятностью, чем другие виды трафика. Однако использование EDCA не позволяет гарантировать выполнение ограничений на задержку доставки кадра данных, так как в момент его поступления канал может оказаться занят чужой передачей. Отметим, что длительность передачи станций можно ограничить при помощи параметров EDCA [1] и сделать достаточно короткой, чтобы с большей вероятностью выполнялись требования по задержке RTA-трафика, однако это может заметно уменьшить пропускную способность сети из-за уменьшения объема передаваемых полезных данных при фиксированном объеме накладных расходов.

Чтобы решить описанные проблемы и обеспечить выполнение требований к качеству обслуживания RTA-трафика, рабочей группой IEEE 802.11 был предложен принципиально другой подход к приоритезации – резервирование канальных ресурсов для доставки приоритетного трафика. На этом подходе основано множество механизмов резервирования канальных ресурсов, в частности, механизмы HCCA, MCCA и RAW. В общем виде резервирование при помощи данных механизмов часто представляет собой периодическую последовательность временных промежутков фиксированной длительности, в пределах которых применяются специфические правила доступа к каналу, а доступ предоставляется одной станции или определенной группе. Все эти механизмы успешно справляются с обеспечением высокой надежности и низких задержек доставки кадров RTA, однако в случае неидеального канала резервирование должно выполняться с учетом возможных повторных попыток передачи. Отметим, что случайный шум в канале может приводить к потере данных даже при использовании новейших СКК [2, 3]. Такое резервирование может приводить к простоему канала в случае, если повторные попытки передачи не выполнялись, или в случае неперiodического трафика RTA, который может представлять собой, к примеру, неординарный пуассоновский поток кадров [4, 5]. В случае если в сети Wi-Fi кроме RTA-устройств присутствуют пользовательские станции, излишнее резервирование может негативно сказываться на общей пропускной способности сети, так как значительная часть зарезервированного времени канала не будет использоваться.

В связи с этим в настоящий момент разрабатывается новый механизм доступа к каналу – механизм пробуждения по расписанию с ограниченным резервированием (англ.: restricted target wake time, R-TWT) [6]. Отличительной особенностью механизма R-TWT является то, что он резервирует не временной интервал, а только момент времени, к которому все станции в сети должны завершить свои передачи. Такой подход позволяет RTA-станции при наличии данных в зарезервированный момент начать получение доступа к каналу без ожидания освобождения канала. В то же время в случае отсутствия данных канал остается свободен для передач других станций в сети. Механизм R-TWT построен таким образом, чтобы минимизировать влияние его использования на пользовательский трафик, под которым далее будем понимать низкоприоритетный трафик станций, требовательных к пропускной способности сети. Однако запрет передач в определенный момент времени может снизить пропускную способность пользовательских станций, особенно если моменты R-TWT будут назначаться достаточно часто.

Данная статья посвящена анализу механизма R-TWT и исследованию влияния его использования на пропускную способность пользовательских станций. Для этого разработана аналитическая модель передачи данных в сети Wi-Fi, использующей механизм R-TWT, позволяющая оценить пропускную способность пользователей в зависимости от периода назначения моментов R-TWT и параметров передачи пользователей, таких как ограничение длительности передачи T_{lim} и используемая сигнально-кодовая конструкция (СКК). С помощью модели показано, что зависимость пропускной способности пользователей от периода R-TWT является немонотонной.

Дальнейшее изложение построено следующим образом. В § 2 представлено описание объекта исследования, § 3 содержит обзор литературы. В § 4 описывается разработанная аналитическая модель, а в § 5 представлены результаты моделирования. Наконец, в § 6 формулируются основные результаты статьи.

Отметим, что в расширенной версии данной статьи [7] представлено описание всех основных механизмов резервирования канальных ресурсов в сетях Wi-Fi, подробно описаны все виды механизма пробуждения по расписанию, а также сформулированы открытые вопросы в исследовании механизма R-TWT.

§ 2. Объект исследования

Отметим, что механизм R-TWT является одним из видов механизма пробуждения по расписанию (англ.: target wake time, TWT), и в частности механизма широковещательного TWT (англ.: broadcast TWT, BTWT), поэтому наследует многие их особенности. К примеру, передача данных при помощи R-TWT основана на использовании механизма EDCA. Поэтому чтобы полноценно описать механизм R-TWT и все его особенности, повествование в данном параграфе будет построено следующим образом. Начнем с краткого описания в п. 2.1 стандартного механизма случайного доступа к каналу EDCA, используемого в сетях Wi-Fi. Далее в п. 2.2 представим описание механизмов TWT и BTWT. В завершение в п. 2.3 будет представлено подробное описание механизма R-TWT.

2.1. Механизм EDCA. Механизм EDCA основан на методе множественного доступа с прослушиванием несущей и избеганием коллизий (англ.: carrier sense multiple access with collision avoidance, CSMA/CA), согласно которому передачи кадров выполняются с использованием случайной отсрочки для уменьшения вероятности коллизии передач станций.

Для передачи кадра станция равновероятно выбирает значение отсрочки из промежутка от 0 до $W_r - 1$, где W_r – конкурентное окно, а r – число выполненных попыток передачи. Далее значение отсрочки уменьшается на единицу каждый раз, когда канал оказывается свободным в течение определенного промежутка времени, зависящего от предыдущего состояния канала. После успешной передачи в канале отсрочка уменьшается спустя T_{AIFS} , после задетектированной неудачной передачи – спустя T_{EIFS} , а если канал был свободен, то спустя слот отсрочки T_e . Передача кадра происходит, когда значение отсрочки становится равным 0. Для подтверждения успешного получения данных в ответ отправляется специальный кадр подтверждения (англ.: acknowledgement, Ack) через T_{SIFS} после завершения приема кадра данных. Если станция, отправившая данные, не получает в ответ кадр Ack в течение $T_{AckTimeout}$ после завершения передачи, то станция считает попытку передачи неуспешной и выполняет повторную попытку передачи, выбирая новое значение отсрочки из интервала $[0, W_r - 1]$, где

$$W_r = \begin{cases} W_{\min}, & r = 0, \\ \min \{2 \cdot W_{r-1}, W_{\max}\}, & 0 < r < R, \end{cases} \quad (1)$$

где R – наибольшее число попыток передачи одного кадра, $W_{\min}$ и $W_{\max}$ – минимальное и максимальное значения конкурентного окна.

После получения доступа к каналу станция может передать несколько кадров в течение T_{lim} без промежуточного выполнения случайной отсрочки при условии, что передачи кадров разделены между собой интервалом SIFS. Такие передачи называют ТХОП (англ.: transmission opportunity – возможность передачи). Для уменьшения накладных расходов на отправку кадров Ack может использоваться механизм блочного подтверждения успешности доставки кадров. При использовании данного механизма после череды переданных кадров данных отправляется кадр запроса блочного подтверждения (англ.: block Ack request, BAR). В ответ на кадр BAR отправляется блочное подтверждение (англ.: block Ack, BAck), в котором передается номер первого подтверждаемого кадра и последовательность битов фиксированной длины, которые обозначают, успешно были приняты соответствующие кадры или нет. Отметим, что для упорядоченной доставки кадров используется механизм скользящего окна.

Также для снижения накладных расходов на передачу кадров может использоваться механизм агрегации. В данной статье используется механизм A-MPDU, в котором каждому кадру, пришедшему с вышестоящего уровня, добавляется контрольная сумма, информация о его длине и разделительная последовательность. Далее эти кадры объединяются в один кадр физического уровня с общим заголовком и кодируются, а разделительная последовательность используется получателем при декодировании для определения начала вложенных кадров. Таким образом, метод A-MPDU в случае короткого шума в канале позволяет успешно декодировать незагрязненные шумом блоки. Для подтверждения успешности доставки кадров A-MPDU используется механизм блочного подтверждения, при этом кадр BAR часто отправляется вместе с агрегированным кадром данных. За счет такого объединения кадров сокращается количество заголовков физического уровня и передается только один кадр подтверждения BAck.

Отметим, что если агрегированный кадр попадет в коллизию, то из-за его размера коллизия окажется длительной. Это может негативно сказываться на общей пропускной способности сети, поэтому при использовании агрегации передача данных обычно предваряется обменом короткими кадрами RTS/CTS, которые в случае успеха резервируют канал для дальнейшего обмена кадрами данных, а в случае неудачи минимизируют длительность коллизии.

2.2. Механизмы Target Wake Time. Впервые механизм TWT был представлен в стандарте IEEE 802.11ah в качестве механизма энергосбережения. Механизм TWT позволяет запланировать моменты пробуждения и последующие интервалы обслуживания TWT (англ.: TWT service period, TWT SP), в течение которых возможен обмен кадрами между двумя станциями. Для передачи данных в течение TWT SP используется механизм EDCA. Процесс энергосбережения при использовании механизма TWT главным образом состоит в том, что вне TWT SP станция может отключать радиоинтерфейс и экономить энергию. Заметим, что станции в сети ничего не знают об используемых TWT других станций, не существует запрета на пересечение TWT SP различных станций или запрета на одновременное назначение TWT нескольким станциям. Поэтому использование механизма TWT априори не гарантирует защиту передач от коллизий в течение TWT SP.

Несмотря на данные недостатки, идея TWT оказалась настолько перспективной, что получила развитие в стандарте IEEE 802.11ax. Данный стандарт разрабатывался для обеспечения связи в плотных городских сценариях, поэтому его развитие пошло по пути организации детерминированного доступа к каналу. Это привело к появлению в IEEE 802.11ax механизма ортогонального множественного доступа с частотным разделением (англ.: orthogonal frequency-division multiple access,

OFDMA), позволяющего точке доступа разделить частотный диапазон на ресурсные блоки и выделять их станциям для одновременной передачи данных в разных частотах. Для более полной адаптации механизма TWT к идеям многопользовательских передач и использования механизма OFDMA в стандарте IEEE 802.11ah появился новый вид TWT – механизм ширококвещательного TWT (англ.: broadcast TWT, BTWT), который в отличие от описанного выше индивидуального TWT из IEEE 802.11ah, устанавливается между точкой доступа и группой станций. Параметры BTWT ширококвещательно рассылаются по сети в биконах.

Следует отметить, что хотя передача кадров в BTWT SP может выполняться при помощи механизма случайного доступа к каналу, в качестве основного способа обмена кадрами в BTWT SP стандарт предполагает использовать механизм OFDMA. При его использовании в начале BTWT SP точка доступа должна отправлять триггер-кадр, резервирующий канал для передачи конкретных станций и одновременно выделяющий им каналные ресурсы. Несмотря на это, BTWT SP все еще не защищен от передач других станций в сети: триггер-кадр может попасть в коллизии с передачей пользователя, а также начало BTWT SP может быть занято чужой передачей, что увеличит задержку доставки данных.

2.3. Механизм R-TWT. Теперь мы перейдем к краткому описанию механизма R-TWT, представленного в рамках стандарта IEEE 802.11be. Механизм R-TWT основан на механизме BTWT и перенял все его параметры и особенности, но при этом R-TWT является механизмом с ограниченной защитой доступа к каналу и предназначен для доставки трафика, чувствительного к задержке. Для достижения этой цели механизм R-TWT определяет момент времени (далее момент R-TWT), к которому все станции должны завершить обмен кадрами и освободить канал. R-TWT настраивается не просто для передачи данных между станциями, а для передачи конкретного типа или типов трафика, определяемых по специальным идентификаторам (англ.: traffic identifier, TID) и фиксируемых при настройке R-TWT. Это означает, что станция, для которой настроен R-TWT, должна передавать в R-TWT SP трафик с заданным TID, что дополнительно подчеркивает отличие R-TWT от прешедственников, нацеленных на энергосбережение.

Современные станции, поддерживающие R-TWT, должны завершать свой TXOP до начала каждого R-TWT SP, установленного их точкой доступа, даже если они являются участниками этого R-TWT. Если станция, закончив отсчет отсрочки, понимает, что не успеет выполнить обмен кадрами до начала R-TWT SP, то станция должна отложить передачу, выбрав новое значение отсрочки из того же окна W_r , т.е. значение счетчика попыток передачи r не изменяется. Следует отметить, что точка доступа также должна завершить свой TXOP до начала R-TWT SP, за исключением случая, когда начало R-TWT пересекается передачей трафика с TID, соответствующим трафику, для которого назначался данный R-TWT.

Отметим, что в одной сети Wi-Fi могут одновременно работать устройства разных поколений, поэтому важно учитывать, что устройства, существующие на рынке в настоящий момент, не смогут поддерживать функционал механизма R-TWT, который еще только разрабатывается. Поэтому для обеспечения работы механизма R-TWT в сетях с устаревшими станциями стандарт предлагает использовать механизм Интервалов тишины (англ.: quieting interval, QI), который является обязательным для реализации в устройствах, начиная со стандарта IEEE 802.11n. Механизм QI изначально создавался для того, чтобы обеспечить возможность точке доступа определять состояние канала до станций, поэтому QI объявляются в биконах и запрещают станциям на заданном промежутке времени передачу кадров. Для обеспечения работы R-TWT QI предлагается использовать следующим образом: точка доступа планирует QI, чтобы начало QI совпадало с моментом R-TWT, при этом длительность QI выбирается минимально возможной и равной 1 TU (англ.: time unit, 1024 мкс).

Одновременно с этим современным станциям, обладающим функционалом R-TWT, разрешено игнорировать такие QI.

Анализируя описанные выше правила, можно сделать вывод, что механизм R-TWT в случае отсутствия RTA-трафика не запрещает пользователям получать доступ к каналу и выполнять передачи после наступления момента R-TWT, что с точки зрения использования канальных ресурсов выгодно отличает его от стандартных механизмов резервирования в сетях Wi-Fi.

§ 3. Обзор литературы

Как говорилось ранее, механизм R-TWT является разновидностью механизма TWT, который разрабатывался для обеспечения низкого уровня энергопотребления устройств. Однако существует исследование механизма TWT [8], предлагающее способ его использования для обслуживания RTA-трафика. Для этого авторы предлагают при помощи методов машинного обучения определять категории передаваемого трафика, используя которые далее адаптивно настраивать параметры механизма TWT. К сожалению, механизм TWT сможет защитить RTA-трафик от коллизий только в том случае, если все станции сети используют механизм TWT и передают кадры только в течение TWT SP. В то же время существует много факторов, таких как эффект дрейфа часов [9], из-за которых станции не всегда могут строго следовать установленному расписанию TWT.

Переходя к механизму R-TWT, отметим, что он еще находится в стадии разработки, поэтому существует множество работ, в которых R-TWT упоминается или описывается общими словами [10–16], однако работ по его изучению достаточно мало. К примеру, авторы [17] реализовали механизм R-TWT в платформе OpenWiFi и подтвердили, что его использование позволяет удовлетворять требования по задержке сразу для нескольких потоков трафика различного приоритета, однако авторы не исследовали пропускную способность пользовательских станций, не использующих R-TWT.

Многие авторы, рассматривающие механизм R-TWT, отмечают, что один из главных его недостатков проявляется в сценарии нескольких сетей Wi-Fi с пересекающимися областями покрытия. Авторы [18] разработали модель сети Wi-Fi в среде имитационного моделирования ns-3 для такого сценария и показали, что в нем эффективность передачи данных при помощи механизма R-TWT аналогична эффективности стандартного метода EDCA. Это связано с тем, что станции одной сети не знают о назначенных моментах R-TWT в другой сети и передают кадры независимо от них, поэтому в момент R-TWT канал может оказаться занят передачей станции соседней сети. Такая некоординированная работа сетей приводит к нарушению резервирования моментов R-TWT и потере эффективности данного механизма. Отметим, что проблема влияния передач в одной сети на передачи в запланированном TWT SP станций другой сети не является новой, и исследователи сходятся в том, что ее решение лежит в области координирования расписания TWT/R-TWT соседних точек доступа [18,19]. Причем такое координирование планируется сделать в рамках стандарта IEEE 802.11bn, разработка которого уже началась.

Кроме имитационных исследований R-TWT, существуют и аналитические оценки эффективности использования данного механизма. Авторы [20] предложили для удовлетворения требований к качеству обслуживания высокоприоритетного трафика использовать R-TWT совместно с планированием доступа в рамках механизма, определенного в дополнении к стандарту IEEE 802.1Qbv, позволяющего в сетях Ethernet передавать кадры из очереди в соответствии с заранее построенным расписанием. Для представленного подхода авторы разработали аналитическую модель, позволяющую оценить вероятность доставки кадров с заданной задержкой. Однако авторы лишь моделируют передачу данных по расписанию и не учитывают особен-

ности метода случайного доступа, используемого в сетях Wi-Fi, и его взаимодействия с механизмом R-TWT, поэтому разработанная ими модель не может использоваться для точной оценки пропускной способности пользователей сети Wi-Fi.

В работе [21] представлена аналитическая модель передачи RTA-трафика при помощи механизма R-TWT в сети Wi-Fi с пользовательскими станциями. Разработанная модель позволяет определить такие параметры R-TWT, как длительность R-TWT SP и период их следования, позволяющие удовлетворять требования к качеству обслуживания RTA-трафика при максимизации общей пропускной способности сети. Данная модель разработана в предположении, что, во-первых, в моменты R-TWT станции всегда имеют RTA-трафик для передачи, а во-вторых, передачи кадров внутри R-TWT SP защищены от коллизий с передачами станций, использующих для доставки данных случайный доступ к каналу. Эти предположения позволяют авторам оценивать влияние R-TWT на пропускную способность пользовательских станций через долю времени, занимаемого R-TWT SP. В то же время такой подход к оценке пропускной способности не учитывает долю времени, в течение которого канал может простаивать перед моментом R-TWT из-за необходимости всем станциям в сети завершить свои передачи до его наступления. Также отметим, что в сценариях с нерегулярным RTA-трафиком представленная модель может оказывать малоэффективной для оценки пропускной способности пользователей.

Обобщая все вышесказанное, можно сделать вывод, что ни одна из перечисленных аналитических моделей не позволяет оценить пропускную способность сети с несколькими пользователями, в которой используется механизм R-TWT, в то время как целью данной статьи является исследование влияния механизма R-TWT на пропускную способность пользователей. Отметим, что при использовании механизма R-TWT трафик RTA может влиять на трафик пользователей, к примеру, кадры RTA и кадры пользователей могут попадать в коллизии. В данной статье исследуется снижение пропускной способности пользователей только из-за невозможности пересечения собственной передачей момента R-TWT, поэтому не рассматриваются передачи кадров RTA в канале. Для достижения поставленной цели в статье ставится и решается следующая задача: *разработать аналитическую модель передачи данных в сети Wi-Fi с настроенным механизмом R-TWT, позволяющую оценить пропускную способность пользовательских станций в зависимости от периода R-TWT, используемой сигнально-кодовой конструкции и ограничения на длительность $TXOP$ (T_{lim}).*

§ 4. Аналитическая модель

Рассмотрим сеть Wi-Fi, состоящую из точки доступа и N пользовательских станций, передающих кадры данных точке доступа в режиме насыщения с использованием фиксированной СКК. Станции передают кадры, используя механизм EDCA. При формировании кадров для передачи станции используют механизм агрегации A-MPDU совместно с механизмом блочного подтверждения. Размер скользящего окна, используемого в механизме блочных подтверждений, достаточен для передачи всех агрегируемых кадров. Для уменьшения длительности коллизии передача кадров данных начинается с обмена кадрами RTS/CTS. Точка доступа ожидает передачу в сети RTA-трафика, поэтому настраивает для его передачи механизм R-TWT с периодом T_p . Рассматривается временной промежуток работы сети, в течение которого не происходит передача трафика RTA. В рассматриваемой сети нет устаревших станций, т.е. все станции обладают функционалом R-TWT.

Считаем, что канал идеальный, т.е. шума в канале нет и потери кадров происходят только в случае коллизии с передачей другой станции. Все станции находятся в зоне радиовидимости друг друга и синхронно отсчитывают отсрочку.

Рассмотрим произвольную станцию, закончившую отсчет отсрочки за время T_q до ближайшего момента R-TWT. В зависимости от того, как соотносятся T_q , максимальная длительность обмена кадрами $T_s^{\max}$ и минимальная длительность обмена кадрами $T_s^{\min}$, могут возникнуть следующие ситуации:

1. $T_q \geq T_s^{\max}$. В этом случае момент R-TWT никак не повлияет на возможность передачи в выбранном слоте.
2. $T_s^{\min} \leq T_q < T_s^{\max}$. В этом случае момент R-TWT не повлияет на возможность передачи в выбранном слоте, но может ограничить длительность передачи.
3. $T_q < T_s^{\min}$. В этом случае в течение времени T_q станция не может начать передачу, но продолжает отсчитывать отсрочку. При завершении отсчета отсрочки в течение времени T_q станция выбирает новое значение случайной отсрочки и продолжает отсчет.

Разобьем интервал между моментами R-TWT на виртуальные слоты – интервалы времени между двумя последовательными изменениями значения счетчика отсрочки. Считаем, что вероятность передачи станции в виртуальном слоте τ является не зависящей от времени величиной (при условии, что передача в рассматриваемом виртуальном слоте не запрещена механизмом R-TWT) и вычисляется путем решения известной системы уравнений из [22, 23]:

$$\begin{cases} \tau = \frac{2(1-2p)(1-p^{R-1})}{W_{\min}(1-(2p)^{R-1})(1-p) + (1-2p)(1-p^{R-1})}, \\ p = 1 - (1-\tau)^N, \end{cases} \quad (2)$$

где p – вероятность коллизии станции в виртуальном слоте при условии ее передачи.

Следуя подходу [23], найдем вероятности того, что слот окажется пустым (π_e), успешным (π_s) или коллизионным (π_c), следующим образом:

$$\pi_e = (1-\tau)^N, \quad (3)$$

$$\pi_s = N\tau(1-\tau)^{N-1}, \quad (4)$$

$$\pi_c = 1 - \pi_e - \pi_s. \quad (5)$$

Длительность пустого виртуального слота равна длительности слота отсрочки T_e , а при определении длительностей успешного и коллизионного виртуальных слотов учитываются использование при передаче кадров RTS/CTS, а также использование механизма агрегации при формировании кадра данных:

$$T_s(T) = T_{\text{RTS}} + T_{\text{SIFS}} + T_{\text{CTS}} + T_{\text{SIFS}} + T_{\text{Data}}(T) + T_{\text{SIFS}} + T_{\text{Back}} + T_{\text{AIFS}}, \quad (6)$$

$$T_c = T_{\text{RTS}} + T_{\text{EIFS}}, \quad (7)$$

где T_{RTS} , T_{CTS} , T_{Back} – длительности передачи кадров RTS, CTS и кадра подтверждения BAck, $T_{\text{EIFS}} = T_{\text{SIFS}} + T_{\text{Back}} + T_{\text{AIFS}}$, T_{SIFS} и T_{AIFS} – длительности соответствующих межкадровых интервалов, $T_{\text{Data}}(T)$ – длительность передачи агрегированного кадра пользовательской станции, которая зависит от времени T между началом передачи и следующим моментом R-TWT.

Опишем, как вычисляется длительность передачи агрегированного кадра данных. С выходящего уровня приложений на передачу поступает поток кадров по L байт каждый. Каждый такой кадр дополняется заголовком уровня доступа к каналу размером 36 байт и 4 байтами контрольной суммы. Далее к полученным кадрам добавляется последовательность из 4 байт, позволяющая получателю разделять кадры при получении одного агрегированного кадра данных, а также добавляется до 3 байт нагрузки для того, чтобы размер получившегося сегмента агрегированного кадра был кратен 4 байтам. Также в конец агрегированного кадра

добавляется кадр запроса блочного подтверждения BAR, к которому также добавляется разделяющая последовательность и нагрузка для кратности размера 4 байт, поэтому итоговый размер последнего сегмента получается 28 байт. Таким образом, размер кадра данных, передаваемого на физический уровень, составляет в байтах величину

$$L_{\text{mac}}(k) = k \cdot \left(11 + \left\lceil \frac{L}{4} \right\rceil\right) \cdot 4 + 28, \quad (8)$$

где k – число сегментов данных, агрегированных в общий кадр для передачи.

Для передачи в канале к полученным ранее L_{mac} байтам добавляются еще 22 служебных бита и дополнительная нагрузка, дополняющая передачу до целого числа OFDM-символов. Также добавляется заголовок физического уровня длительностью T_{pr} , состоящий из базового заголовка длительностью $T_{\text{pr}}^* = 20$ мкс и дополнительных полей длительностью $T_{\text{pr}}^{\text{HE}} = 16$ мкс, введенных в стандарте IEEE 802.11ax:

$$T_{\text{pr}} = T_{\text{pr}}^* + T_{\text{pr}}^{\text{HE}} + N_{\text{HE-LTF}} \cdot T_{\text{HE-LTF}},$$

где $N_{\text{HE-LTF}}$ – число используемых в заголовке полей HE-LTF, которое зависит от числа используемых пространственных потоков для передачи кадра, $T_{\text{HE-LTF}}$ – длительность передачи поля HE-LTF. Таким образом, длительность передачи кадра A-MPDU равна

$$T_{\text{data}}^*(k) = T_{\text{pr}} + \left\lceil \frac{8L_{\text{mac}}(k) + 22}{K_{\text{sym}}} \right\rceil \cdot T_{\text{sym}}, \quad (9)$$

где K_{sym} и T_{sym} – число бит данных в OFDM-символе кадра данных и длительность OFDM-символа соответственно.

Длительности передачи кадров RTS, CTS и BAck рассчитываются аналогично (9), за исключением того, что $L_{\text{mac}}(k)$ соответствует их собственным размерам, используется только базовая часть заголовка физического уровня, т.е. $T_{\text{pr}} = T_{\text{pr}}^*$, а СКК выбирается из определенного стандартом Wi-Fi набора, соответствующего кадрам управления.

Отметим, что согласно (9) при фиксированном размере L кадров данных и параметров K_{sym} , T_{sym} длительность передачи $T_{\text{data}}^*(k)$ зависит только от числа сегментов k , из которых сформирован агрегированный кадр. Считаем, что процесс агрегации кадров происходит достаточно быстро и кадр может пересобирается несколько раз в процессе отсчета отсрочки. Тогда для выполнения ограничений, задаваемых одновременно временем T_{lim} и временем T , оставшимся до момента R-TWT, станция выбирает такое максимальное $k(T)$, при котором

$$k(T) = \arg \max_k T_{\text{data}}^*(k) \quad \text{при условии} \quad (10)$$

$$T_{\text{RTS}} + T_{\text{CTS}} + T_{\text{data}}^*(k) + T_{\text{BAck}} + 3T_{\text{SIFS}} \leq \min(T; T_{\text{lim}}).$$

Таким образом получаем, что длительность агрегированного кадра данных $T_{\text{data}}(T)$ в уравнении (6) вычисляется при помощи уравнений (10) и (9) и равна $T_{\text{data}}(T) = T_{\text{data}}^*(k(T))$.

Пропускную способность станций с учетом использования в сети механизма R-TWT будем считать как

$$S = \frac{\bar{L}}{T_p}, \quad (11)$$

где $\bar{L}$ – среднее число байт полезной информации, успешно переданной за период R-TWT T_p .

Пронумеруем виртуальные слоты t от момента R-TWT до последнего момента, в который может начаться передача в данном периоде $T_p - T_s^{\min}$, где $T_s^{\min}$ – минимально возможная длительность успешного обмена кадрами в сети без учета последующего межкадрового интервала AIFS:

$$T_s^{\min} = T_{\text{RTS}} + T_{\text{CTS}} + T_{\text{data}}^*(1) + T_{\text{BAck}} + 3 \cdot T_{\text{SIFS}}.$$

Отметим, что число таких слотов не превышает величину

$$t_{\max} = \left\lceil \frac{T_p - T_s^{\min}}{T_e} \right\rceil.$$

Если в периоде R-TWT будет выполнено несколько успешных передач кадров данных, то только длительность последней передачи может варьироваться и оказаться короче предыдущих, длительность которых ограничивается только временем T_{lim} . Поэтому далее будем вычислять вероятность $P_s(t+1, c, s)$ того, что в слоте $t+1$ произойдет последняя успешная передача в периоде R-TWT с учетом того, что s и c – число успешных и коллизийных слотов, предшествующих рассматриваемому слоту. Важно отметить, что время T_{tail} от начала слота $t+1$ до момента R-TWT зависит от состояний всех предыдущих слотов, так как длительности успешного, пустого и коллизийных слотов отличаются, поэтому

$$T_{\text{tail}}(t, c, s) = T_p - T_s(T_{\text{lim}}) \cdot s - T_c \cdot c - T_e \cdot (t - c - s).$$

При этом вероятность и длительность передачи в слоте $t+1$ не зависит от последовательности успешных, пустых и коллизийных слотов среди предшествующих t , а только от количества слотов каждого вида, так как это влияет на длительность $T_{\text{tail}}(t, c, s)$ и, как следствие, на возможность передачи в рассматриваемом слоте. Для того чтобы передача в слоте $t+1$ была возможна, длительность T_{tail} должна быть достаточна для ее выполнения, т.е. $T_{\text{tail}} \geq T_s^{\min}$. Если рассматриваемая передача закончится до наступления последнего виртуального слота в периоде R-TWT, в котором возможна передача, т.е. при $T_{\text{tail}} > T_s(T_{\text{tail}})$, то для того чтобы рассматриваемая передача оказалась последней в R-TWT периоде, после нее должны быть только пустые или коллизийные слоты.

Таким образом, вероятность выполнения в слоте $t+1$ последней успешной передачи в рассматриваемом периоде при $T_{\text{tail}}(t, c, s) \geq T_s^{\min}$ рассчитывается как

$$P_s(t+1, c, s) = \pi_s C_t^s C_{t-s}^c \pi_e^{t-s-c} \pi_s^s \pi_c^c P_{\text{tail}}(T_{\text{tail}}(t, c, s) - T_s(T_{\text{tail}}(t, c, s))), \quad (12)$$

где C_t^s учитывает число вариантов выбрать s успешных слотов из t предшествующих рассматриваемому, C_{t-s}^c – число вариантов c коллизийных слотов из оставшихся $t-s$, а $P_{\text{tail}}(T^*)$ – вероятность того, что в течение интервала времени T^* все виртуальные слоты были пустыми или коллизийными. В противном случае, т.е. при $T_{\text{tail}}(t, c, s) < T_s^{\min}$, принимаем $P_s(t+1, c, s) = 0$. Отметим, что если рассматриваемая последняя в периоде успешная передача будет совершена в последнем возможном для нее виртуальном слоте, т.е. $T_{\text{tail}} \leq T_s(T_{\text{tail}})$, то вероятность P_{tail} принимаем равной единице.

Теперь перейдем к подсчету вероятности $P_{\text{tail}}(T^*)$, которая соответствует тому, что за время T^* до момента R-TWT не произойдет ни одной успешной передачи. Подсчитывать данную вероятность будем аналогично вероятности успеха P_s , т.е. разобьем интервал времени $T^* - T_s^{\min}$ на виртуальные слоты $\hat{t}$, число которых

не превосходит

$$\hat{t}_{\max} = \left\lfloor \frac{T^* - T_s^{\min}}{T_e} \right\rfloor + 1,$$

и будем считать вероятность того, что в слоте с номером $\hat{t} + 1$ произойдет последняя коллизия на интервале $T^* - T_s^{\min}$. Отметим, что рассматриваются только те виртуальные слоты, которые начинаются на интервале $T^* - T_s^{\min}$, так как в них возможна передача и, как следствие, коллизия, а оставшиеся виртуальные слоты окажутся пустыми из-за особенностей механизма R-TWT, поэтому они не рассматриваются. Если в рассматриваемом слоте $(\hat{t} + 1)$ происходит последняя коллизия на интервале T^* , то после нее до момента $T^* - T_s^{\min}$ все рассматриваемые виртуальные слоты должны быть пустыми. Вероятность этого можно учесть путем подсчета числа таких пустых слотов $\hat{e}$ после рассматриваемого коллизийного слота $(\hat{t} + 1)$ следующим образом:

$$\hat{e}(\hat{t}, \hat{c}) = \max \left(0, \left\lfloor \frac{T^* - T_s^{\min} - (\hat{c} + 1)T_c - (\hat{t} - \hat{c})T_e}{T_e} \right\rfloor + 1 \right),$$

где $\hat{c}$ – число коллизийных слотов из $\hat{t}$ предшествующих рассматриваемому. Таким образом, вероятность отсутствия за время T^* успешных передач определяется следующим образом:

$$P_{\text{tail}}(T^*) = \begin{cases} \pi_c \sum_{t=0}^{\hat{t}_{\max}} \sum_{\hat{c}=0}^{\hat{c}_{\max}} C_{\hat{t}}^{\hat{c}} \pi_e^{\hat{t}-\hat{c}+\hat{e}(\hat{t}, \hat{c})} \pi_c^{\hat{c}}, & \text{если } T^* \geq T_s^{\min}, \\ 1 & \text{в противном случае,} \end{cases} \quad (13)$$

где

$$\hat{c}_{\max} = \left\lfloor \frac{T^* - T_s^{\min}}{T_c} \right\rfloor$$

– максимальное возможное число коллизий за время $T^* - T_s^{\min}$, а $C_{\hat{t}}^{\hat{c}}$ – число способов выбрать $\hat{c}$ коллизийных слотов из $\hat{t}$ виртуальных слотов, прошедших к началу рассматриваемого.

С учетом (10), (12) и (13) можно рассчитать среднее количество переданных в периоде T_p данных $\bar{L}$:

$$\bar{L} = \sum_{t=0}^{\hat{t}_{\max}} \sum_{s=0}^{s_{\max}} \sum_{c=0}^{c_{\max}} P_s(t+1, c, s) (k(T_{\text{lim}}) \cdot s + k(T_{\text{tail}}(t, c, s))) L, \quad (14)$$

где

$$s_{\max} = \min \left(t, \left\lfloor \frac{T_p}{T_s(T_{\text{lim}})} \right\rfloor \right), \quad c_{\max} = \min \left(t - s, \left\lfloor \frac{T_p - s \cdot T_s(T_{\text{lim}})}{T_c} \right\rfloor \right)$$

– ограничения по возможному числу успешных и коллизийных слотов среди t слотов, прошедших к рассматриваемому моменту.

Отметим следующее: механизм R-TWT требует, чтобы обмен кадрами завершился до момента R-TWT. При этом механизм случайного доступа к каналу требует, чтобы передачи разных станций в сети были разделены по крайней мере интервалом AIFS. Таким образом, если подтверждение на последнюю успешную передачу было получено менее, чем за T_{AIFS} до окончания периода R-TWT, то эффективная длительность следующего периода R-TWT уменьшается, ведь первый виртуальный

слот в периоде начнется не в момент R-TWT, а спустя T_{AIFS} после получения кадра BAck. Рассчитаем время $\bar{\mathcal{T}}$, на которое передача в одном периоде R-TWT может уменьшить эффективную длительность следующего периода R-TWT, для чего вернемся к рассмотрению последнего успешного виртуального слота в периоде и уравнению (12). Рассмотрим передачи, для которых $T_{\text{tail}}(t, c, s) < T_s(T_{\text{tail}}(t, c, s))$. Для таких передач

$$\mathcal{T} = T_s(T_{\text{tail}}(t, c, s)) - T_{\text{tail}}(t, c, s)$$

с вероятностью $P_s(t + 1, c, s)$. Если обмен кадрами завершается не позднее чем за T_{AIFS} до окончания периода R-TWT, то влияние на следующий период R-TWT ограничивается тем, что границы виртуальных слотов и моменты R-TWT не синхронизированы, а передача может начаться только на границе виртуального слота. В среднем такое влияние можно оценить как $\mathcal{T} = \frac{T_e}{2}$. Таким образом, время $\bar{\mathcal{T}}$ вычисляется аналогично (14) следующим образом:

$$\begin{aligned} \bar{\mathcal{T}} &= \sum_{t=0}^{t_{\max}} \sum_{s=0}^{s_{\max}} \sum_{c=0}^{c_{\max}} P_s(t + 1, c, s) \mathcal{T}(t, c, s), \\ \mathcal{T}(t, c, s) &= \\ &= \begin{cases} T_s(T_{\text{tail}}(t, c, s)) - T_{\text{tail}}(t, c, s), & \text{если } T_{\text{tail}}(t, c, s) < T_s(T_{\text{tail}}(t, c, s)); \\ \frac{T_e}{2} & \text{в противном случае.} \end{cases} \end{aligned} \quad (15)$$

Время $\bar{\mathcal{T}}$ следует учитывать во всех предыдущих расчетах вероятностей и длительностей передачи, заменив T_p на $T_p^* = T_p - \bar{\mathcal{T}}$.

Для нахождения пропускной способности системы в модели используется итерационный подход, при котором на первом шаге на вход модели подается $T_p^* = T_p$, а далее на каждом новом шаге i на вход модели подается

$$T_p^* = T_p - \bar{\mathcal{T}}_{i-1},$$

где $\bar{\mathcal{T}}_{i-1}$ – значение $\bar{\mathcal{T}}$, определенное на предыдущем шаге итерации $i - 1$. Пропускная способность системы $\bar{S}_i$ на шаге i вычисляется как отношение суммы $\sum_{j=0}^i \bar{L}_j$ всей переданной полезной информации за все предыдущие i шагов к числу периодов:

$$\bar{S}_i = \frac{\sum_{j=0}^i \bar{L}_j}{i \cdot T_p},$$

где $\bar{L}_j$ – среднее число байт полезной информации, успешно переданной на шаге j итерации. Последним шагом итерации считаем тот, при котором значение пропускной способности системы незначительно отличается от значения, полученного на предыдущем шаге, т.е. при

$$\left| \frac{\bar{S}_i - \bar{S}_{i-1}}{\bar{S}_{i-1}} \right| < \varepsilon.$$

Важно отметить, что в (11) не выполняется замена T_p на T_p^* , так как в нем вычисляется среднее число полезной информации именно за период между последовательными моментами R-TWT.

Параметры сценария

Величина	Значение
Число пользовательских станций, N	5
Ширина канала	20 МГц
Количество пространственных потоков	2
Количество полей HE-LTF, $N_{\text{HE-LTF}}$	2
Длительность передачи поля HE-LTF, $T_{\text{HE-LTF}}$	4 мкс
Битовая скорость:	
• кадров данных при использовании СКК 4	103,2 Мбит/с
• кадров данных при использовании СКК 11	286,8 Мбит/с
• служебных кадров при использовании СКК 3	18 Мбит/с
Длительность OFDM-символа T_{sym} для:	
• служебного кадра	4 мкс
• кадра данных	13,6 мкс
Число бит данных K_{sym} в OFDM-символе:	
• кадров данных при использовании СКК 4	1404 бита
• кадров данных при использовании СКК 11	3900 бит
• служебных кадров при использовании СКК 3	72 бита
Длительность межкадрового интервала:	
• SIFS, T_{SIFS}	16 мкс
• AIFS, T_{AIFS}	43 мкс
Длительность слота отсрочки, T_e	9 мкс
Минимальное конкурентное окно, W_{min}	16
Максимальное конкурентное окно, W_{max}	1024
Максимальное количество попыток передачи одного кадра, R	7
Полезная нагрузка в одном сегменте данных, L	1500 байт
Размер кадра на уровне доступа к каналу:	
• BAck, L_{BAck}	32 байта
• RTS, L_{RTS}	20 байт
• CTS, L_{CTS}	14 байт

§ 5. Результаты моделирования

Для оценки точности разработанной аналитической модели была разработана дискретно-событийная имитационная модель передачи данных в сети Wi-Fi, учитывающая особенности использования в сети механизма R-TWT. В отличие от аналитической модели, имитационная модель не использует предположение о независимости вероятности передачи станции в виртуальном слоте от предыстории, а подробно моделирует процесс отсчета отсрочки станции. Сравнение результатов аналитического и имитационного моделирования в рамках описанного в начале § 4 сценария было проведено при использовании приведенных в табл. 1 параметров. Для завершения итерационного расчета использовался параметр $\varepsilon = 0,001$.

На рис. 1 представлена зависимость пропускной способности S сети Wi-Fi от периода R-TWT T_p при $T_{\text{lim}} = 1$ мс и используемой СКК 4. На данном графике маркерами обозначены значения пропускной способности, полученные при помощи имитационной модели (“им.”), а линия соединяет значения, полученные при помощи аналитической модели (“ан.”). Сравнивая полученные при помощи данных моделей результаты, можно отметить, что они совпадают с высокой точностью. Далее перейдем к подробному анализу самой зависимости.

При увеличении периода R-TWT от 400 мкс до 1 мс пропускная способность сети увеличивается. Это связано с тем, что при таких периодах R-TWT в каждом из них передается не более одного кадра данных, а при увеличении периода R-TWT увеличивается размер агрегированного кадра и размер полезной нагрузки при неизменных накладных расходах. В то же время следует отметить некоторую

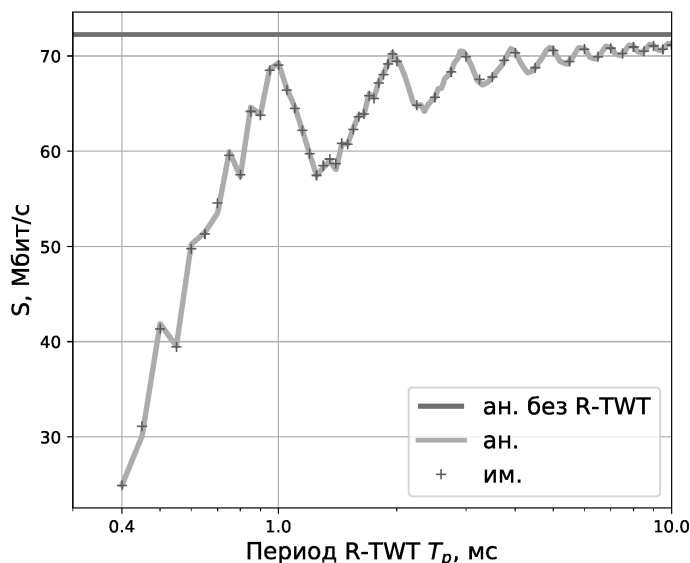


Рис. 1. Зависимость пропускной способности S сети Wi-Fi от периода R-TWT T_p при $T_{lim} = 1$ мс и СКК 4

ступенчатость зависимости на данном интервале, которая объясняется дискретностью размера и, соответственно, длительности передаваемых в сети кадров данных. Первый максимум пропускной способности достигается при минимальном периоде R-TWT, в котором помещается передача кадра данных, ограниченная только длительностью T_{lim} . При дальнейшем увеличении периода R-TWT пропускная способность сети уменьшается, так как длительность периода все еще вмещает только одну передачу. Уменьшение пропускной способности прекращается в тот момент, когда в периоде R-TWT становится возможно выполнить две передачи данных. Отметим, что от первого максимума до минимума падение пропускной способности составляет 17%. Дальнейшее увеличение числа передаваемых в периоде R-TWT кадров приводит к уменьшению влияния на пропускную способность накладных расходов на передачу последнего в периоде кадра данных, размер которого может быть меньше максимально разрешенного T_{lim} . Именно поэтому с увеличением периода R-TWT падение пропускной способности между последовательными максимумами и минимумами уменьшается, а в пределе при $T_p \rightarrow \infty$ значение пропускной способности стремится к пропускной способности сети без механизма R-TWT, которое на графике показано горизонтальной прямой (“ан. без R-TWT”).

На рис. 2 представлены аналогичные зависимости пропускной способности сети от периода R-TWT для $T_{lim} = 1$ мс и $T_{lim} = 2,5$ мс и используемых станциями при передаче сигнально-кодовых конструкций СКК 4 и СКК 11. Сравнение данных зависимостей при фиксированной СКК показывает, что увеличение T_{lim} позволяет уменьшить максимальный относительный перепад пропускной способности, что связано с относительным уменьшением накладных расходов. Как было сказано ранее, максимумы пропускной способности достигаются при минимальных периодах R-TWT, в которых все передаваемые кадры имеют максимальный размер. Поэтому при увеличении T_{lim} от 1 мс до 2,5 мс число локальных максимумов пропускной способности на рассматриваемом интервале времени уменьшилось в два раза.

Перейдем к сравнению зависимостей пропускной способности сети от периода R-TWT для СКК 4 и СКК 11 при фиксированном значении T_{lim} . Увеличение по-

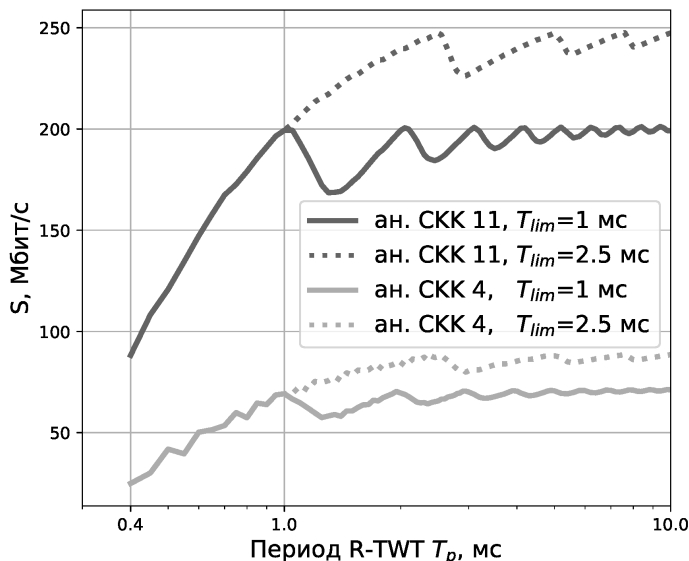


Рис. 2. Сравнение зависимостей пропускной способности S сети Wi-Fi от периода R-TWT T_p при $T_{lim} = 1$ мс и $T_{lim} = 2,5$ мс, СКК 4 и СКК 11

рядка СКК приводит к уменьшению длительности передачи сегментов агрегированного кадра и, соответственно, минимальной длительности передачи $T_s^{\min}$. Это приводит к уменьшению времени простоя канала, из-за чего уменьшаются относительные перепады пропускной способности, а также зависимость становится более гладкой при $T_p < 1$ мс. В то же время абсолютное значение перепадов пропускной способности растет при увеличении СКК, что связано с увеличением объема передаваемых данных в единицу времени и, как следствие, увеличением влияния неиспользуемого канального времени на пропускную способность сети. Это также приводит к увеличению периода осцилляции зависимости пропускной способности от периода R-TWT.

Подводя итог вышесказанному, подчеркнем, что зависимость пропускной способности сети от периода R-TWT является немонотонной, т.е. увеличение периода R-TWT не гарантирует увеличения пропускной способности сети. Это связано с запретом для станций пересечения передач момента R-TWT, что может приводить как к ограничению длительности передачи, так и к запрету начала передачи в конце периода R-TWT. Таким образом, выбор наибольшего периода R-TWT, задающего минимально необходимое число моментов R-TWT для передачи RTA-кадра, может приводить к получению меньшей пропускной способности сети, чем при более частом назначении R-TWT.

§ 6. Заключение

В данной статье был исследован новейший механизм ограниченной защиты доступа к каналу R-TWT в сетях Wi-Fi 7, который предназначен для доставки высокоприоритетного трафика, чувствительного к задержкам. Разработана аналитическая модель передачи данных в сети Wi-Fi, использующей механизм R-TWT, а также показана ее высокая точность при помощи имитационной модели. С помощью разработанной модели оценивалась зависимость пропускной способности пользовательских станций, передающих низкоприоритетные потоки данных, от периода резерви-

рований R-TWT, используемых станциями сигнально-кодовых конструкций и ограничения на длительность обмена кадрами T_{lim} . Показано, что данная зависимость немонотонная, а точки локальных минимумов и максимумов зависят не только от периода R-TWT, но и от установленного для станций ограничения T_{lim} .

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Chemrov K., Bankov D., Khorov E., Lyakhov A.* Smart Preliminary Channel Access to Support Real-Time Traffic in Wi-Fi Networks // *Future Internet*. 2022. V. 14. № 10. Paper No. 296 (14 pp.). <https://doi.org/10.3390/fi14100296>
2. *Угловский А.Ю., Мельников И.А., Алексеев И.А., Куреев А.А.* Оценка низкого уровня ошибок с помощью выборки по значимости с равномерным распределением // *Пробл. передачи информ.* 2023. Т. 59. № 4. С. 3–12. <https://doi.org/10.31857/S0555292323040010>
3. *Фернандес М., Кабатянский Г.А., Круглик С.А., Мяо И.* Коды для точного нахождения носителя разреженного вектора по ошибочным линейным измерениям и их декодирование // *Пробл. передачи информ.* 2023. Т. 59. № 1. С. 17–24. <https://doi.org/10.31857/S0555292323010023>
4. *Лихтциндер Б.Я., Привалов А.Ю., Моисеев В.И.* Неординарные пуассоновские модели трафика мультисервисных сетей // *Пробл. передачи информ.* 2023. Т. 59. № 1. С. 71–79. <https://doi.org/10.31857/S0555292323010060>
5. *Лихтциндер Б.Я., Привалов А.Ю.* Обобщение формул для моментов очереди при неординарном пуассоновском потоке для очередей пакетов в системах телекоммуникаций // *Пробл. передачи информ.* 2023. Т. 59. № 4. С. 32–37. <https://doi.org/10.31857/S0555292323040046>
6. *Hu C., Torab P., Cherian G., Ho D.* Protected TWT Enhancement for Latency Sensitive Traffic. *IEEE 802.11-20/1046r1*. Jul. 29, 2020. <https://mentor.ieee.org/802.11/dcn/20/11-20-1046-01-00be-prioritized-edca-channel-access-slot-management.pptx>.
7. *Bankov D.V., Lyakhov A.I., Stepanova E.A., Khorov E.M.* Performance Evaluation of Wi-Fi 7 Networks with Restricted Target Wake Time // *Probl. Inf. Transm.* 2024. V. 60. № 3. P. 233–254. <https://doi.org/10.1134/S0032946024030062>
8. *Qiu W., Chen G., Nguyen K.N., Sehgal A., Nayak P., Choi J.* Category-Based 802.11ax Target Wake Time Solution // *IEEE Access*. 2021. V. 9. P. 100154–100172. <https://doi.org/10.1109/ACCESS.2021.3096940>
9. *Степанова Е.А., Банков Д.В., Хоров Е.М., Ляхов А.И.* Влияние дрейфа часов на эффективность механизмов энергосбережения в сетях Wi-Fi // *Информационные процессы*. 2022. Т. 22. № 4. С. 261–275. <http://www.jip.ru/2022/261-275-2022.pdf>
10. *Cavalcanti D., Cordeiro C., Smith M., Regev A.* WiFi TSN: Enabling Deterministic Wireless Connectivity over 802.11 // *IEEE Commun. Stand. Mag.* 2022. V. 6. № 4. P. 22–29. <https://doi.org/10.1109/MCOMSTD.0002.2200039>
11. *Adame T., Carrascosa-Zamacois M., Bellalta B.* Time-Sensitive Networking in IEEE 802.11be: On the Way to Low-Latency WiFi 7 // *Sensors*. 2021. V. 21. № 15. Paper No. 4954 (20 pp.). <https://doi.org/10.3390/s21154954>
12. *Galati-Giordano L., Geraci G., Carrascosa M., Bellalta B.* What will Wi-Fi 8 Be? A Primer on IEEE 802.11bn Ultra High Reliability // *IEEE Commun. Mag.* 2024. V. 62. № 8. P. 126–132. <https://doi.org/10.1109/MCOM.001.2300728>
13. *Shaji George A., Hovan George A.S., Baskar T.* Wi-Fi 7: The Next Frontier in Wireless Connectivity // *Partners Univ. Int. Innov. J.* 2023. V. 1. № 4. P. 133–145. <https://doi.org/10.5281/zenodo.8266217>
14. *Reshef E., Cordeiro C.* Future Directions for Wi-Fi 8 and Beyond // *IEEE Commun. Mag.* 2022. V. 60. № 10. P. 50–55. <https://doi.org/10.1109/MCOM.003.2200037>
15. *Avallone S., Imputato P., Magrin D.* Controlled Channel Access for IEEE 802.11-Based Wireless TSN Networks // *IEEE Internet Things Mag.* 2023. V. 6. № 1. P. 90–95. <https://doi.org/10.1109/IOTM.001.2200070>

16. *Guérin E., Begin T., Lassous I.G.* An Overview of MAC Energy-Saving Mechanisms in Wi-Fi // *Comput. Commun.* 2023. V. 203. P. 129–145. <https://doi.org/10.1016/j.comcom.2023.03.003>
17. *Hazhibegiri J., Jiao X., Shen X., Pan C., Jiang X., Hoebeke J.* Coordinated SR and Restricted TWT for Time Sensitive Applications in WiFi 7 Networks // *IEEE Commun. Mag.* 2024. V. 62. № 8. P. 118–124. <https://doi.org/10.1109/MCOM.001.2300431>
18. *Liu S., Wang D., Yang M., Yan Z., Li B.* A Channel Reservation Mechanism in IEEE 802.11be for Multi-cell Scenarios // *Smart Grid and Internet of Things: Proc. 6th EAI Int. Conf. (SGIoT 2022).* TaiChung, Taiwan. Nov. 19–20, 2022. *Lect. Notes Inst. Comput. Sci. Soc.-Inform. Telecommun. Eng.* V. 497. Cham: Springer, 2023. P. 241–253. https://doi.org/10.1007/978-3-031-31275-5_23
19. *Peng X., Fang Y., Li C., Guo L.* Access Point Coordination Based TWT Scheduling for the Next Generation WLAN // *2024 IEEE 13th Int. Conf. on Communications, Circuits and Systems (ICCCAS 2024).* Xiamen, China. May 10–12, 2024. P. 238–243. <https://doi.org/10.1109/ICCCAS62034.2024.10652675>
20. *Barroso-Fernández C., Martín-Pérez J., Ayimba C., De La Oliva A.* Aligning rTWT with 802.1Qbv: A Network Calculus Approach // *Proc. 24th Int. Symp. on Theory, Algorithmic Foundations, and Protocol Design for Mobile Networks and Mobile Computing (MobiHoc'23).* Washington, DC, USA. Oct. 23–26, 2023. P. 352–354. <https://doi.org/10.1145/3565287.3617606>
21. *Belogaev A., Shen X., Pan C., Jiang X., Blondia C., Famaey J.* Dedicated Restricted Target Wake Time for Real-Time Applications in Wi-Fi 7, <https://arxiv.org/abs/2402.15900> [cs.NI], 2024.
22. *Bianchi G.* Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function // *IEEE J. Sel. Areas Commun.* 2000. V. 18. № 3. P. 535–547. <https://doi.org/10.1109/49.840210>
23. *Vishnevsky V.M., Lyakhov A.I.* IEEE 802.11 Wireless LAN: Saturation Throughput Analysis with Seizing Effect Consideration // *Cluster Comput.* 2002. V. 5. P. 133–144. <https://doi.org/10.1023/A:1013977425774>

Банков Дмитрий Викторович
Ляхов Андрей Игоревич
Степанова Екатерина Алексеевна
Хоров Евгений Михайлович
 Институт проблем передачи информации
 им. А.А. Харкевича РАН, Москва
bankov@iitp.ru
lyakhov@iitp.ru
stepanova@iitp.ru
horov@iitp.ru

Поступила в редакцию
 13.11.2024
 После доработки
 13.11.2024
 Принята к публикации
 28.11.2024