

Исследование эффективности механизмов синхронизации в беспроводных персональных сетях со сложной структурой

В.М. Вишнеvский, А.И. Ляхов, А.А. Сафонов

Аннотация. С помощью комбинаторных методов анализа исследуется эффективность механизмов синхронизации в персональных сетях с распределенным управлением на канальном уровне, в том числе в сетях сложной структуры. Представлены аналитическая и имитационная модели одновременного присоединения к сети нескольких устройств и слияния двух сетей. Предложен алгоритм разрешения конфликтов между устройствами.

Введение

Беспроводные технологии вытесняют проводные повсюду, где могут обеспечить приемлемые скорость и качество связи. Вряд ли кто-то сомневается, что в будущем эта тенденция изменится – настолько удобен мир без проводов. Технологии беспроводной передачи данных сегодня прочно вошли в жизнь многих предприятий и миллионов людей, потому что позволяют решать множество задач: от организации локальной сети внутри помещения до построения распределенных сетей масштаба города, региона и даже целого государства. Низкая стоимость, быстрота развертывания, широкие функциональные возможности по передаче данных, IP-телефонии, видео потоков – все это делает беспроводные технологии одним из самых быстрорастущих телекоммуникационных направлений.

По размеру зоны покрытия сети можно, хотя и несколько условно, разделить на следующие группы: региональные, городские, локальные и персональные [1]. В данной работе рассматриваются высокоскоростные персональные сети – пикосети, в которых «область слышимости» устройств не превышает нескольких метров.

Такие сети могут использоваться для организации рабочего места, соединением компьютера, монитора и периферийных устройств. Другое возможное применение пикосетей – беспроводная связь между DVD-плеером, монитором и элементами акустической системы домашнего кинотеатра. Мобильные телефоны, смартфоны, видео- и фотокамеры, USB-флеш-карты, MP3-плееры – все эти и многие другие устройства могут быть объединены в беспроводную пикосеть для высокоскоростного обмена данными, видео- и аудио-потоками.

Скорость передачи данных, поддержка мобильности устройств и низкое потребление энергии, быстрое подключение устройств к сети – основные требования к персональным сетям.

Первый стандарт высокоскоростных персональных сетей был опубликован в 2003 году Комитетом по стандартизации Института Инженеров Электротехники и Электроники (Institute of Electrical and Electronics Engineers, IEEE) [2]. Этот стандарт, названный IEEE 802.15.3 [3], включает в себя описание физического (PHY) и канального (MAC) уровня персональных сетей. Он определяет протокол создания и функционирования сетей класса

ad hoc, работающих на скоростях 11, 22, 33, 44 и 55 Мбит в секунду. Для современных мультимедийных приложений таких скоростей недостаточно.

Технология Ultra Wide Band (UWB) является современной технологией физического уровня, которая может быть использована в высокоскоростных персональных сетях. Комитет по стандартизации IEEE разработал протокол физического уровня на основе UWB. Новый же протокол MAC-уровня, принятый IEEE, до сих пор не появился.

Возможны два подхода к управлению сетью на MAC-уровне: централизованный и распределенный (децентрализованный). Протокол IEEE 802.15.3 представляет собой пример централизованного подхода. В сети стандарта IEEE 802.15.3 управление сетью делегируется одному из устройств – координатору сети. Координатор обеспечивает синхронную работу всех устройств в пикосети, принимает решение о выборе рабочей частоты, мощности сигнала при передаче данных, длины суперкадра (см. далее) и проч., а также управляет доступом устройств к каналу, т.е. распределяет временные ресурсы пикосети между устройствами.

Очевидно, координатор является самым уязвимым устройством пикосети IEEE 802.15.3. Надежность его работы существенным образом влияет на работу всех остальных устройств. Выход координатора из строя делает работу всей пикосети нестабильной.

Чтобы повысить надежность и улучшить поддержку мобильности устройств, было предложено применить децентрализованный подход управления сетью, в рамках которого все устройства в сети равноправны и выполняют одинаковые функции, подчиняясь одним и тем же правилам работы. Альянс более чем 170-ти (на 2004 год) крупнейших телекоммуникационных компаний мира – WiMedia Alliance [4] – разработал протокол MAC-уровня сетей с распределенным управлением.

В настоящее время персональные сети с распределенным управлением только начинают появляться. В связи с этим количество работ, посвященных их исследованию, невелико [5-7]. Принимая во внимание огромные объемы рынка телекоммуникаций, в особенности сектора

потребительской электроники, и широкие возможности использования сетей с распределенным управлением, можно с уверенностью сказать, что эти сети привлекут большое внимание и потребуют детального исследования в ближайшем будущем.

Одной из основных задач, которая возникает в сетях с распределенным управлением, является задача синхронизации устройств в отсутствие в сети какого-либо координатора. Механизмы синхронизации обеспечивают согласованную работу устройств в сети и особенно важны, когда в сети происходят изменения: присоединение к сети новых устройств, отключение устройств от сети, смена рабочей частоты, изменение топологии сети, в случае возникновения помех, интерференции нескольких пикосетей и т. п. Кроме того, синхронизация необходима при разрешении конфликтов между устройствами.

В данной работе исследуется эффективность механизмов синхронизации с распределенным управлением на канальном уровне. Основное внимание уделено изучению сетей со сложной структурой (топологией) в случае одновременного, или почти одновременного, присоединения к сети нескольких устройств, что нередко случается при объединении нескольких сетей, смене рабочей частоты и проч. В таких случаях механизмы, описанные в стандарте WiMedia, дают сбои и приводят к конфликтам между устройствами, блокированию сети, т.е. невозможности присоединения к сети новых устройств, а в некоторых случаях могут привести к «зависанию» сети – тупиковым ситуациям, из которых можно выйти, только выключив устройства и включив их заново [7]. В данной работе показаны недостатки описанных в стандарте алгоритмов синхронизации и предложены новые алгоритмы, обеспечивающие бесперебойную работу сети в сложных случаях. Эффективность алгоритмов оценивается с помощью аналитической и имитационной моделей, которые позволяют выбрать наилучшие параметры предложенных алгоритмов. Сравнение результатов аналитического и имитационного моделирования позволяет судить о высокой точности разработанных в работе моделей.

1. Обзор механизмов сетей с распределенным управлением

В сетях с распределенным управлением на MAC-уровне (или с распределенным MAC-уровнем) единый координатор, управляющий топологией и работой сети, не используется. Вместо этого каждое устройство имеет свое видение топологии сети, загруженности канала, конфликтов между устройствами, интерференции с соседними сетями и проч. Устройства обмениваются этой информацией о сети друг с другом, синхронизируя тем самым работу сети.

Для этого устройства регулярно рассылают специальные кадры. В русскоязычной литературе персональным сетям до сих пор уделяется мало внимания, и общепринятого названия таких специальных кадров еще не сложилось. В [5] их называют «сигнальными кадрами» или «кадрами синхронизации», что, хотя и звучит громоздко во многих словосочетаниях, но неплохо отражает назначение этих кадров. В данной работе сигнальный кадр обозначается более коротким названием «бикон», которое по звучанию совпадает с английским термином beacon (буквально, сигнальный огонь, маяк), принятым в спецификациях персональных сетей WiMedia, IEEE 802.15.3, IEEE 802.15.4, а также в спецификациях других сетей: IEEE 802.11, IEEE 802.16 и проч.

Каждое устройство регулярно посылает свой бикон и «слушает» биконы других устройств, чтобы зафиксировать их присутствие и передачу данных в сети, а также получить информацию о сети с точки зрения соседних устройств. Пример топологии сети приведен на Рис. 1, где цифрами показаны положения устройств, а кругами – соответствующие им области уверенного радиоприема («слышимости») устройства в центре круга. Предполагается, что если соседнее устройство находится в области слышимости, кадры этого устройства могут быть получены без ошибок. Эту область также называют TX-областью (от англ. transmit – передавать). В примере на Рис. 3 устройства 2, 3, 4 и 6 находятся в TX-области устройства 1, в то время как устройство 2 может посылать кадры только устройствам 1 и 3.

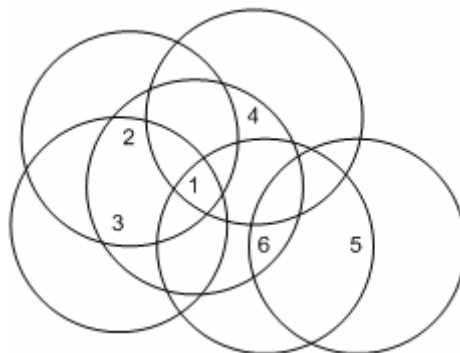


Рис. 1. Пример топологии сети со сложной структурой

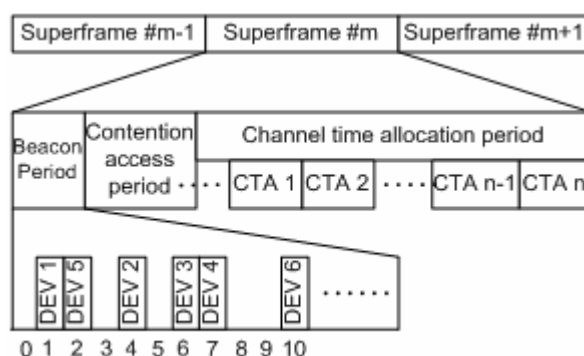


Рис. 2. Структура суперкадра пикосети стандарта WiMedia

Область, в которой устройство «слышит», что соседнее устройство передает кадр, но не может декодировать его без ошибок из-за слабости сигнала, называют CS-областью (от англ. carrier sense – контроль несущей). Размер этой области зависит от многих параметров. Вычисление соотношения размеров TX- и CS-областей является достаточно сложной задачей.

Базовой временной единицей пикосети WiMedia является суперкадр, структура которого показана на Рис. 2. Чтобы избежать фрагментации суперкадра, биконы всех устройств сгруппированы в его начале – во временном интервале, который называют «бикон-периодом» (или «синхропериодом» в [5]).

Бикон каждого устройства занимает отдельный временной слот – бикон-слот. Размер бикон-периода зависит от количества устройств в сети, но не превышает максимального допустимого размера MaxBP (Maximum Beacon Period), определенного в спецификации WiMedia.

Для получения информации от соседних устройств устройства сканируют бикон-период,

т.е. прослушивают все бикон-слоты от самого младшего – с номером ноль – до последнего занятого бикон-слота (слот номер 10 на Рис. 2). Чем длиннее бикон-период, тем больше слотов необходимо прослушивать за каждый суперкадр. Чтобы уменьшить потребление энергии, бикон-период должен быть сжат до минимального размера. Очевидно, для этого нужно расположить бикон-слоты так, чтобы они занимали последовательные слоты, без пропусков, начиная с самого младшего слота.

На самом деле, согласно спецификации WiMedia, несколько младших слотов, начиная с нулевого слота, зарезервированы для служебных целей. Количество таких слотов фиксировано. В данной работе мы опускаем этот факт для простоты описания и считаем, что устройства могут расположить свой бикон в любом незанятом бикон-слоте, включая самый младший слот.

Даже в стабильной сети возможны конфликты между биконами устройств, т.е. бикон-слоты нескольких устройств могут оказаться в одном и том же бикон-слоте. В таком случае говорят о коллизии биконов, а бикон-слот называют коллизионным. Коллизия биконов может произойти, например, из-за неточности часов устройств в сети. Ошибка часов накапливается, что в конечном итоге приводит к перекрытию биконов разных устройств во времени.

Так как вся управляющая информация в сети передается посредством биконов, то устройства, чьи бикон-слоты оказались в коллизии, не могут продолжать нормальную работу до тех пор, пока не обнаружат и не разрешат коллизию. Для скорейшего обнаружения коллизии устройства используют информацию биконов, полученных от соседних устройств.

Рассмотрим два устройства А и В. Каждое из них посылает свой бикон. Устройство А, получив бикон от В, пытается найти свой идентификатор в соответствующем поле полученного бикона (в т.н. «карте бикон-периода»). Если идентификатор найден, значит, в предыдущем суперкадре устройство В получило бикон от А. В случае, если в предыдущем суперкадре устройство В не получило бикон от А, соответствующее поле бикона В будет заполнено нулями. В случае же, если в предыдущем

суперкадре устройство В вместо бикона от А зафиксировало искаженный кадр или просто шум – возможно, коллизию – в соответствующем поле бикона В будет стоять специальный идентификатор 0xFFFF. Получив от В предупреждение о том, что в бикон-слоте устройства А, возможно, случилась коллизия, устройство А должно сменить бикон-слот.

Однако беспроводной канал связи ненадежен, и устройство В могло просто не суметь декодировать бикон от устройства А из-за случайных помех в радиоканале, и ошибочно просигнализировать о коллизии в бикон-слоте устройства А. Чтобы снизить вероятность ложной тревоги, устройство А должно получить от одного и того же устройства В подряд U биконов, сигнализирующих о коллизии, чтобы принять окончательное решение о смене бикон-слота. Таким образом, если в течение U суперкадров подряд устройство получает сигналы о бикон-коллизии, оно, согласно текущей спецификации WiMedia, выбирает новый бикон-слот случайным образом среди всех незанятых бикон-слотов после последнего занятого. С помощью этой схемы случайного выбора нового бикон-слота обеспечивается достаточно высокая вероятность того, что в случае одновременного выбора нового бикон-слота несколькими устройствами они не выберут один и тот же бикон-слот и не попадут в новые бикон-коллизии. Последующие бикон-слоты устройство посылает в новый, выбранный случайно, бикон-слот.

Непосредственно после включения устройства сканируют весь бикон-период в поисках незанятых бикон-слотов. Чтобы присоединиться к пикосети, устройство должно выбрать бикон-слот случайным образом среди всех незанятых бикон-слотов после последнего занятого. Таким образом используется та же схема случайного выбора бикон-слота, что и при разрешении бикон-коллизии, обеспечивающая достаточно высокую вероятность правильного выбора в случае одновременного включения нескольких устройств.

Однако при такой схеме случайного выбора бикон-слота после присоединения (или разрешения коллизий) устройств к сети их бикон-слоты расположены в бикон-периоде случайным образом от самого младшего бикон-слота до самого стар-

шего – слота с номером MaxBP. Как уже упоминалось выше, для сокращения потребления энергии, размер бикон-периода должен быть уменьшен до минимума. Для этого устройства сдвигают свои биконы в младшие бикон-слоты, если это возможно. Согласно спецификации [4] только устройство в последнем занятом бикон-слоте (с самым большим номером) может сдвинуть свой бикон в самый младший свободный слот. Это правило исключает одновременный сдвиг биконов несколькими устройствами в один и тот же младший слот. Чтобы удостовериться, что младший слот действительно свободен, устройство прослушивает этот слот в течение U суперкадров; кроме того, в течение этих U суперкадров устройство должно занимать самый старший занятый слот. Процедура сдвига бикона называется «сжатием бикон-периода». Она производится всякий раз, когда слот с меньшим номером, чем последний занятый, оказывается свободным после присоединения нового устройства к сети или после отключения от сети устройства, занимавшего не самый старший из числа занятых слотов.

Из-за затухания сигнала при его распространении, из-за интерференции и прочих эффектов устройства могут декодировать кадры не всех соседних устройств в сети (в особенности это относится к соседям, находящимся на относительно большом расстоянии). В примере на Рис. 1 устройство 4 не может получать кадры от устройств 2, 3, 5 и 6. Однако это не мешает устройству 4 правильно распознавать занятые и незанятые бикон-слоты, потому что все устройства в своих биконах рассылают информацию о положении в бикон-периоде биконов соседних устройств. Так как устройство 4 получает биконы от устройства 1, оно знает о существовании и местоположении в бикон-периоде устройства 2. Поэтому устройство 4 не станет занимать бикон-слот, занятый устройством 2, несмотря на то, что биконов от устройства 2 устройство 4 напрямую не получает.

Сжатие бикон-периода охватывает все устройства в сети, и процесс сжатия становится сложным, когда несколько устройств подключаются к сети и отключаются от нее одновременно. Мобильность устройств, которую современные устройства не могут не поддерживать, резко по-

вышает вероятность событий, приводящих к сжатию бикон-периода, поэтому процесс сжатия должен происходить по возможности быстро.

К сложным ситуациям следует также отнести интерференцию нескольких пикосетей. Различные пикосети могут оказаться в зоне взаимной слышимости из-за движения устройств, а также вследствие так называемого эффекта открывания/закрывания двери. Представьте себе, что в двух соседних комнатах работают две пикосети. Как только дверь между комнатами открывается, сети интерферируют: устройства одной пикосети могут слышать кадры устройств другой сети. Если двери закрыть, сети вновь окажутся изолированными друг от друга.

В следующих главах детально рассмотрены механизмы синхронизации пикосетей стандарта WiMedia, указаны их недостатки, проявляющиеся в сложных ситуациях и приводящие к задержкам в восстановлении нормальной работы сети в случае коллизий, интерференции и проч., а иногда даже приводящие к зависанию сети.

2. Проблемы синхронизации и возможные пути их решения

В сети WiMedia устройства передают свои биконы каждый суперкадр. Бикон каждого устройства занимает отдельный, незанятый бикон-слот. Слот должен быть незанятым как с точки зрения самого передающего устройства, так и с точки зрения соседей этого устройства, т.е. других устройств, которые могут получать кадры передающего устройства. Нарушение этого правила, т.е. передача нескольких биконов в одном слоте, приводит к коллизии. В результате ни один из биконов не может быть корректно принят другими устройствами.

Как упоминалось выше, чтобы устройство А могло получать кадры от устройства В напрямую, устройство В должно находиться в TX-области устройства А (Рис. 3). Однако устройства могут находиться достаточно далеко друг от друга, и тогда передача кадра от А к В возможна только через промежуточные устройства, но не непосредственно. В данной работе пикосеть, в которой возможна непосредственная передача кадров между всеми устройствами, называется *сетью с простой структурой*. В англоязычной литературе такую пикосеть на-

зывают *single-hop piconet*. Напротив, если в общем случае для передачи кадров между устройствами необходима пересылка кадра через промежуточные устройства, а непосредственная передача невозможна, сеть называется *сетью со сложной структурой (multi-hop piconet* в англоязычной литературе). Пересылка кадра между любыми устройствами называется *шагом*. Сеть называется *n-шаговой*, если минимальное число шагов, необходимых для передачи кадра между самыми удаленными друг от друга устройствами в сети, равно n . Таким образом, сеть с простой структурой является одношаговой, а в сети со сложной структурой число шагов больше единицы.

В общем случае сети со сложной структурой устройство А может занимать тот же самый бикон-слот, что и устройство В, если В находится за пределами CS-области устройства А и его соседей. В примере на Рис. 3 устройство 5 находится в трех шагах от устройств 2, 3 и 4 и в некоторых случаях может занимать один и тот же бикон-слот с любым из этих устройств. Однако если устройства 2-4 находятся в CS-области устройства 6, с которым устройство 5 общается непосредственно, и устройство 5 находится в CS-области устройства 1, с которым устройства 2-4 общаются непосредственно, то устройство 5 не может занимать тот же слот, что и устройства 2-4, потому что устройство 6 пометит бикон-слоты устройств 2-4 как занятые для устройства 5, а устройство 1 пометит бикон-слот устройства 5 как занятый для устройств 2-4.

Так как размер пикосети обычно невелик, в данной работе рассмотрен лишь случай, когда для любого устройства X все остальные устройства находятся в пределах CS-области либо самого устройства X, либо его соседей. В этом случае любой бикон-слот может содержать только один бикон, как показано на Рис. 4.

При включении устройство сканирует все частотные каналы. Если оно не находит ни одной пикосети, т.е. не получает ни одного бикона, устройство создает новую пикосеть, посылая первый бикон. Этот бикон занимает первый слот в бикон-периоде новой сети (еще раз упомянем о существовании зарезервированных спецификацией служебных сигнальных слотов,

которые в данной работе не рассматриваются для простоты изложения). Если же в процессе сканирования устройство поймало бикон, оно должно присоединиться к существующей пикосети. Чтобы избежать коллизий при одновременном или почти одновременном присоединении нескольких устройств, устройство выбирает слот случайно в промежутке от последнего занятого бикон-слота (ПЗБС) до слота MaxBP – последнего слота бикон-периода [3, 6] (на Рис. 2 ПЗБС – слот номер 10). Назовем эту схему выбора бикон-слота – Простой Схемой Выбора. Выбор слота после последнего занятого – рациональный подход, поскольку поддерживать полный список незанятых бикон-слотов слишком сложно; выбор слота до последнего занятого может привести к коллизии с устройством, которое меняет бикон-слот, чтобы уменьшить длину бикон-периода.

В предыдущей главе о сетях стандарта WiMedia уже упоминались правила сокращения бикон-периода, обнаружения и разрешения коллизий. Согласно текущей спецификации для выбора нового бикон-слота при разрешении коллизий используется та же Простая Схема Выбора.

Однако эта схема иногда приводит к серьезным проблемам в случае присоединения к сети нескольких устройств в одном и том же или последовательных суперкадрах. Такое случается, например, из-за интерференции нескольких пикосетей. В этом случае либо пикосети объединяются, либо одна из пикосетей меняет рабочую частоту (канал). Обычно одно из устройств инициирует переключение канала или присоединение к соседней пикосети. Для этого оно посылает специальное кадр-объявление, получив которое остальные устройства следуют за первым в одном из последующих суперкадров.

Первая проблема – возможное блокирование пикосети: ситуация, когда устройства не могут присоединиться к пикосети или разрешить коллизию. Когда какое-нибудь устройство занимает слот с номером MaxBP, т.е. самый старший слот в бикон-периоде, бикон-период считается заполненным. Следовательно, другие устройства не могут присоединиться к пикосети или выбрать новый слот, разрешая коллизию, пока самый старший слот не будет освобожден.

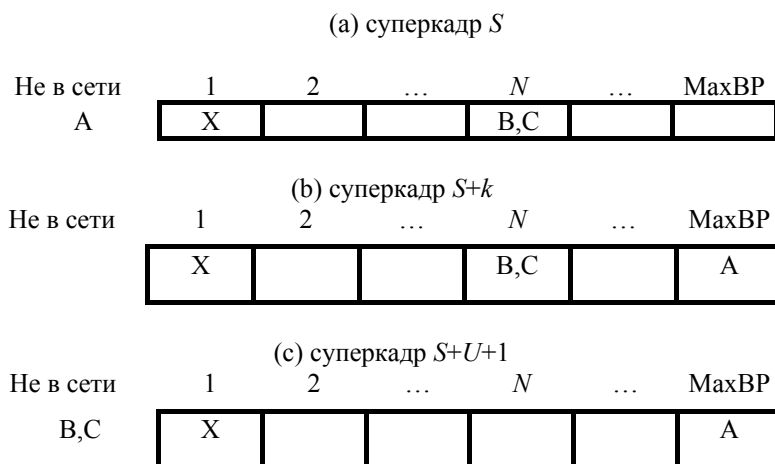


Рис. 3. Устройства В и С должны покинуть пикосеть

Рассмотрим сценарий на Рис. 3. Устройства В и С присоединяются к пикосети в суперкадре S и попадают в один и тот же бикон-слот $N < \text{MaxBP}$ (Рис. 3, (a)). Устройство А присоединяется к пикосети в суперкадре $S+k$ ($0 < k < U$) и занимает самый старший бикон-слот MaxBP (Рис. 3, (b)). В следующих суперкадрах $S+1, \dots, S+U$ устройства В и С получают биконы других устройств, сигнализирующие о коллизии в их бикон-слоте. Поэтому в суперкадре $S+U+1$ устройства В и С должны разрешить коллизию, выбрав новый бикон-слот среди незанятых после последнего занятого бикон-слота (ПЗБП). Однако они не могут этого сделать, потому что ПЗБП – это самый старший слот. Устройства, которые не могут разрешить коллизию, вынуждены покинуть сеть и ждать, пока самый старший бикон-слот не будет освобожден (Рис. 3, (c)).

Другой проблемой является потенциальное зависание пикосети. В сценарии на Рис. 4, устройства В и С присоединяются к пикосети в суперкадре S и попадают в один и тот же бикон-слот $N < \text{MaxBP}$ (Рис. 4, (a)). Затем устройство А присоединяется к пикосети в суперкадре $S+k$ ($0 < k < U$) и занимает бикон-слот MaxBP-1 (Рис. 4, (b)).

Чтобы разрешить коллизию, устройства В и С выбирают единственный свободный бикон-слот после ПЗБС – самый старший слот, снова попадая в коллизию (Рис. 4, (c)). Так как слот устройства А теперь не последний занятый, А

не может сдвинуть свой бикон в младший слот. Устройства В и С не могут разрешить коллизию и вынуждены временно покинуть пикосеть (Рис. 4, (d)). В следующем суперкадре устройства В и С обнаружат, что в пикосети есть свободный слот – самый старший – и попытаются присоединиться к сети, снова попав в коллизию (Рис. 4, (e)). Пока устройства В и С повторяют цепочку присоединение-коллизия-отсоединение, самый старший бикон-слот не оказывается свободным U суперкадров подряд и устройство А не может сдвинуть свой бикон в младший бикон-слот. Таким образом, сеть зависает – оказывается заблокированной навсегда.

Проблема зависания пикосети может быть решена с помощью введения дополнительной задержки между выходом из сети и повторным присоединением. В [7] этот механизм называется Wait-Before-Join (WBJ). Суть его в том, что устройства, которые не могут разрешить коллизию, должны отсоединиться от сети (не посылать бикон) на время $W \geq W_0 = U + 2$ (в случае сети простой структуры) и сканировать весь бикон-период все это время, а лишь потом попытаться присоединиться к пикосети. Цель введения этой задержки – уменьшить вероятность попадания устройств в коллизию при повторном присоединении к сети и дать устройству в самом старшем бикон-слоте достаточно времени, чтобы сдвинуть свой бикон в младший слот. Через W суперкадров устройства могут присоединиться к пикосети, т.к. самый

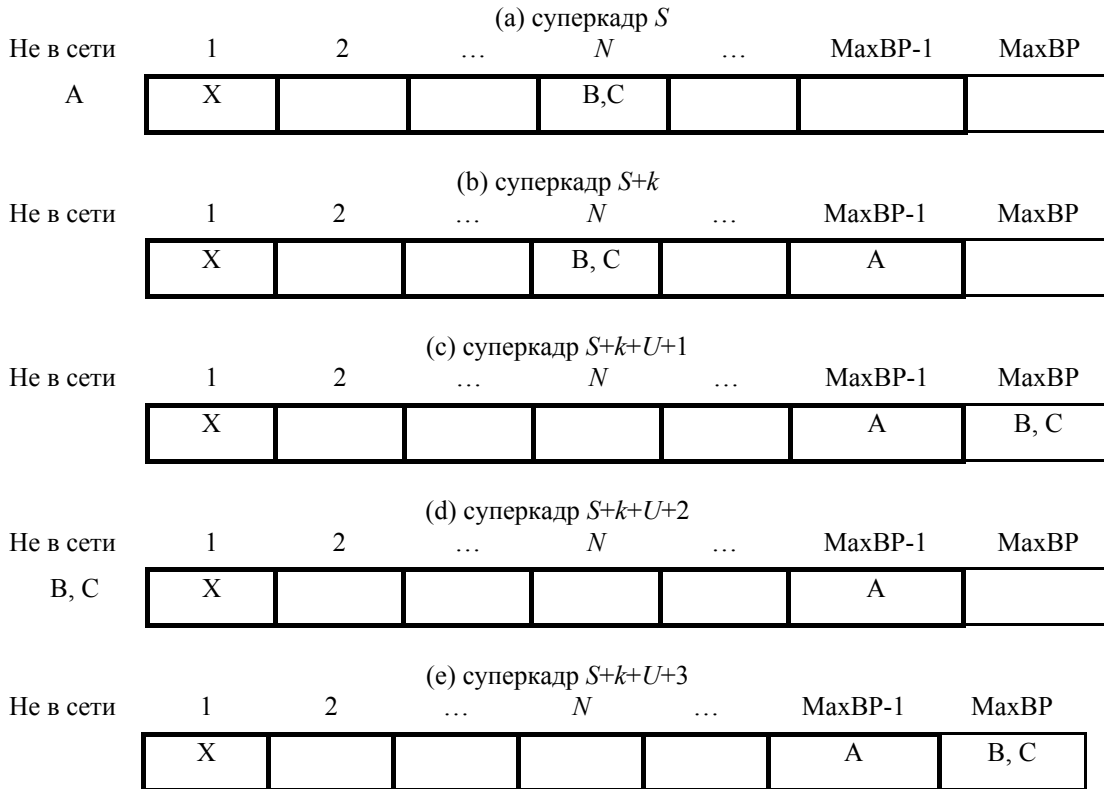


Рис. 4. Зависание пикосети

старший бикон-слот свободен. Однако задержки W_0 недостаточно в случае сети со сложной структурой.

Здесь и далее рассмотрен сценарий, когда две ранее изолированные друг от друга пикосети оказываются в пределах взаимной слышимости из-за эффекта открывания/закрывания двери. На Рис. 5 устройство A пикосети 1 попадает в CS-область пикосети 2 за открывшейся дверью. Качество канала при этом резко ухудшается. Устройство A инициирует переключение своей пикосети на другую частоту или присоединение к пикосети 2 и посылает соответствующее кадр-объявление. Остальные K устройств пикосети 1 следуют за устройством A. Разделим эти K устройств на H подмножеств так, что подмножество h содержит K_h устройств, находящихся в h шагах от A. Таким образом, кадр от устройства A будет передан H раз, прежде чем достигнет самого дальнего устройства: устройства D на Рис. 5. Будем считать, что $H \leq U$. Подмножество h начнет присоединение к новой пикосети на h суперкадров позже, чем устройство A. Нужно отметить, что все уст-

ройства из одного подмножества h , которые не смогли присоединиться, делают повторную попытку присоединиться одновременно.

В случае, когда устройства некоторого подмножества не могут присоединиться или разрешить коллизии и вынуждены временно покинуть пикосеть, они делают повторную попытку присоединиться к пикосети через W суперкадров (Рис. 6). Тем временем устройства других $H - 1$ подмножеств, тоже ожидающих повторного присоединения, могут попытаться присоединиться, что приведет к коллизии, если слот MaxBP-1 занят. Длительность коллизии – $U + 1$ суперкадров, и сумма длительностей всех коллизий за время W в худшем случае составляет $(H - 1)(U + 1)$. Устройство в слоте MaxBP-1 может сдвинуть свой бикон, только если есть промежуток в $U + 1$ суперкадров между двумя коллизиями (один дополнительный суперкадр необходим, чтобы найти свободный слот). В худшем случае коллизии распределены по интервалу времени W равномерно, и между кол-

лизиями – равные промежутки времени, такие же, как перед первой и после последней коллизий (всего получается H промежутков). Следовательно, чтобы длина промежутка оказалась больше, чем U , W должно удовлетворять условию $\frac{[W - (H - 1)(U + 1)]}{H} > U$. Отсюда

получаем, что задержка не меньше $W \geq W_m(H) = (H - 1)(U + 1) + HU + 1$ суперкадров исключит зависание H -шаговой пикосети. Назовем механизм использования этой задержки MWBJ – Multihop Wait-Before-Join, по аналогии с [7].

Чтобы решить проблему блокирования пикосети, т.е. ситуации, когда устройства не могут присоединиться к пикосети или разрешить коллизию, можно вместо Простой Схемы Выбора бикон-слота использовать Оконную Схему Выбора: разрешить устройствам выбирать новый бикон-слот только среди слотов, находящихся в окне $[ПЗБС + 1; ПЗБС + R(M = \text{MaxBP ПЗБС})]$, иными словами, в пределах первых R слотов после последнего занятого бикон-слота. Очевидно, что Простая Схema Выбора является частным случаем Оконной Схемы Выбора, когда $R(M) = M$. В следующей главе разработан аналитический метод оценки производительности предложенной схемы выбора для функции $R(M)$ общего вида.

3. Аналитическая модель

В этой главе с помощью аналитической модели пикосети стандарта WiMedia проанализированы два сценария работы пикосети, состоящей из $(K+1)$ устройств, когда одно из устройств A :

- а) создает новую пикосеть;
- б) присоединяется к уже существующей пикосети.

Остальные K устройств следуют за устройством A .

В обоих сценариях устройства, которые не смогли присоединиться к новой пикосети в су-

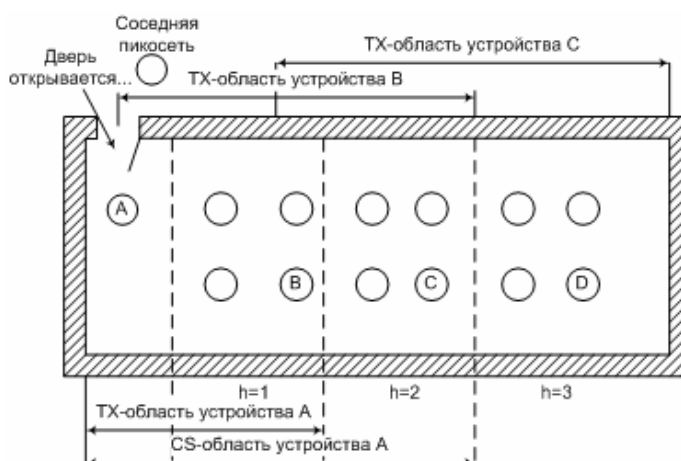


Рис. 5. Эффект открывания двери на примере трехшаговой пикосети

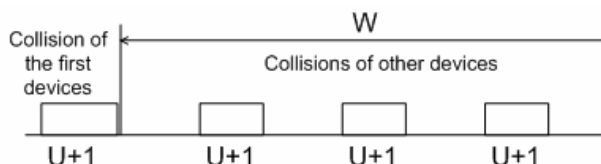


Рис. 6. Пояснение к схеме MWBJ

перкадре S из-за коллизий, могут делать повторную попытку (до тех пор, пока либо не присоединятся, либо будут вынуждены покинуть пикосеть) только в суперкадрах $S+i(U+1), i=1,2,\dots$. Следовательно, устройства, начавшие процесс присоединения соответственно в суперкадрах S и $S+\delta$, не могут вступить в коллизию, если $\delta \leq U$. Так как $H \leq U$, коллизии могут происходить только между устройствами одного и того же подмножества.

Используя комбинаторные методы анализа [8], проведем оценку среднего времени включения пикосети T_c , необходимого, чтобы все K устройств успешно присоединились к пикосети.

Предполагается, что устройства, вынужденные покинуть пикосеть, используют схему MWBJ и после ожидания присоединяются к пикосети без коллизий с первого раза. Конечно, при этом T_c занижается. Однако из дальнейшего анализа и сравнения аналитических данных с данными имитационного моделирования будет видно, что точность аналитической модели достаточна, чтобы определить оптимальные параметры исследуемых схем выбора бикон-слотов.

Посчитаем число вариантов распределения k устройств по m слотам так, чтобы, во-первых, последний выбранный бикон-слот имел номер $z \leq R(m)$ и, во-вторых, c устройств оказались в коллизии. Легко показать, что если коллизий нет, т.е. в случае $c = 0$

$$n_0^{kz} = C_{k-1}^{z-1} k!, \quad (1)$$

где $C_k^z = z!/[k!(z-k)!]$ при $z \geq k$ и $C_k^z = 0$ при $z < k$; C_{k-1}^{z-1} – это число способов выбрать $k-1$ занятый слот (один слот уже выбран – это слот с номером z); $k!$ – число способов переставить k устройств в занятых слотах.

В случае $c > 0$ имеется $k-c$ слотов, содержащих по одному устройству, и $v=1\dots[c/2]$ слотов, в которых случилась коллизия. Здесь и далее $]c/2[$ означает наибольшее целое число, не превышающее $c/2$. Общее число занятых слотов составляет $v+k-c$. Число способов выбрать $v+k-c-1$ занятых слотов среди $z-1$ доступных слотов (один слот уже выбран – слот с номером z) – $C_{v+k-c-1}^{z-1}$. Число способов выбрать $k-c$ слотов, в которых находится по одному устройству, есть C_{k-c}^{v+k-c} . Число перестановок устройств в этих слотах – $k!/c!$. Тогда

$$\begin{aligned} n_c^{kz} &= \frac{k!}{c!} \prod_{v=1}^{[c/2]} C_{v+k-c-1}^{z-1} C_{k-c}^{v+k-c} V(v, c) = \\ &= C_c^k \prod_{v=1}^{[c/2]} \frac{(v+k-c)(z-1)!}{v!(z-v-k+c)!} V(v, c), \end{aligned} \quad (2)$$

где $V(v, c)$ – это число вариантов реализации коллизии в v слотах. Иными словами, $V(v, \tilde{k})$ – это число способов разместить \tilde{k} устройств по v слотам так, чтобы в каждом оказалось не меньше двух устройств. Очевидно, $V(v, \tilde{k}) = 0$, если $v > \tilde{k}/2$. В случае же $v \leq \tilde{k}/2$ $V(v, \tilde{k})$ можно посчитать рекурсивно:

$$\begin{aligned} V(v, \tilde{k}) &= v^{\tilde{k}} - \sum_{y=1}^{v-1} C_y^v V(y, \tilde{k}) - \\ &- \sum_{u=1}^{v-1} C_u^v \frac{\tilde{k}!}{(\tilde{k}-u)!} \sum_{y=1}^{v-u} C_y^{v-u} V(y, \tilde{k}-u), \end{aligned} \quad (3)$$

т.е. из общего числа способов $v^{\tilde{k}}$, какими можно расставить \tilde{k} устройств по v слотам, вычитаются случаи, когда в некоторых слотах (их количество – y) оказывается только одно устройство или не оказывается устройств вовсе (их количество – u).

Таким образом, доказана следующая лемма.

Вспомогательная лемма: Число вариантов распределения k устройств по m слотам при условии, что, во-первых, последний выбранный бикон-слот имел номер $z \leq R(m)$ и, во-вторых, c устройств оказываются в коллизии, равно

$$\begin{aligned} n_c^{kz} &= \frac{k!}{c!} \prod_{v=1}^{[c/2]} C_{v+k-c-1}^{z-1} C_{k-c}^{v+k-c} V(v, c) = \\ &= C_c^k \prod_{v=1}^{[c/2]} \frac{(v+k-c)V(v, c)}{v!(z-v-k+c)!}, \end{aligned} \quad \text{где}$$

$$\begin{aligned} V(v, \tilde{k}) &= v^{\tilde{k}} - \sum_{y=1}^{v-1} C_y^v V(y, \tilde{k}) - \\ &- \sum_{u=1}^{v-1} C_u^v \frac{\tilde{k}!}{(\tilde{k}-u)!} \sum_{y=1}^{v-u} C_y^{v-u} V(y, \tilde{k}-u). \end{aligned}$$

Присоединение K устройств можно представить как случайный процесс $J = \{\vec{j}_t, t = 0, 1, \dots\}$ с дискретным временем.

Этот процесс является Марковским по определению, потому что состояние в момент времени $t+1$ зависит только от состояния в момент времени t и не зависит от предыдущих состояний. Процесс определяет состояния

$$\vec{j}_t = \{m(t), \vec{k}(t) = [k_1(t), \dots, k_H(t)], h(t)\} \quad (4)$$

в начале суперкадров, когда некоторые устройства выбирают новые бикон-слоты (Рис. 7). В определении состояния процесса (4) $m(t)$ – число свободных слотов, номера которых превышают ПЗБС, $k_1(t), \dots, k_H(t)$ – количества устройств в каждом подмножестве, еще не завершивших присоединение, а $h(t)$ – номер подмножества, устройства которого выбирают новые бикон-слоты в данном состоянии процесса.

Рассмотрим сценарий (а). В этом сценарии устройство А переключается на свободную частоту, образует новую пикосеть в суперкадре 0, занимая первый бикон-слот. Затем в супер-

кадре 1 K_1 устройств подмножества 1 начинают присоединение к пикосети, созданной устройством А, выбирая бикон-слоты среди $M = \text{MaxBP} - 1$ слотов, т.е. $\vec{j}_0 = \{m(0) = M = \text{MaxBP} - 1, \vec{k}(0) = \vec{K} = [K_1, \dots, K_H], h(0) = 1\}$

В момент времени t процесса J , соответствующий началу суперкадра S_t , $\vec{j} = \vec{j}_t$, когда $m = m(t)$, $\vec{k} = \vec{k}(t)$ и когда только устройства подмножества $h = h(t)$ выбирают новые бикон-слоты, возможны следующие события.

(i) Ни одно из k_h устройств не попало в коллизию, и в других подмножествах не осталось неприсоединившихся устройств, т.е. $k_h^s = \sum_{i=1, i \neq h}^H k_i = 0$. Процесс успешно завершается в конце соответствующего суперкадра.

(ii) Одно из устройств занимает самый старший слот с номером MaxBP (т.е. $z = m(t)$), и $c \geq 2$ из k_h устройств попали в коллизию, или/и $k_h^s > 0$ устройств из других подмножеств не завершили присоединения. В этом случае $c + k_h^s$ не могут присоединиться к пикосети; c устройств подмножества h по истечении U суперкадров покидают пикосеть; остальные k_h^s устройств покидают пикосеть в начале суперкадра, когда они делают попытку выбрать новый бикон-слот.

(iii) Ни одно из устройств не занимает самый старший слот с номером MaxBP ($z < m(t)$), и $c \geq 2$ из k_h устройств попали в коллизию, или/и $k_h^s > 0$ устройств из других подмножеств не завершили присоединения. Процесс переходит к следующему моменту времени $t + 1$ с состоянием

$\vec{j}_{t+1} = \vec{j}' = \{m', \vec{k}', h'\}$ после $\Delta(h, h')$ суперкадров. При этом $m' = m - z$ слотов доступно после последнего занятого бикон-слота; $\vec{k}'_h = c$ и $\vec{k}'_i = \vec{k}_i$, если $i \neq h$; h' – номер следующего подмножества, устройства которого не завершили присоединения, т.е.

$$h' = \left[h + \min_{0 < i < H} \{ (i - h)_{\text{mod } H} 1(k_i > 0) \} \right]_{\text{mod } H} \quad (5)$$

и

$$\Delta(h, h') = \begin{cases} h' - h & \text{если } h' > h \\ U + 1 - h + h' & \text{если } h' \leq h. \end{cases} \quad (6)$$

Здесь и далее 1(условие) и 0(условие) есть булевы индикаторы того, что *условие* верно или неверно соответственно.

Число способов выбрать для k устройств бикон-слоты среди $R(m)$ есть $[R(m)]^k$, поэтому вероятность случая (i) есть

$$\pi_s(\vec{j}) = 1(k_h^s = 0) \sum_{z=1}^{R(m)} \frac{n_0^{k_h z}}{[R(m)]^{k_h}}. \quad (7)$$

Случай (ii) может реализоваться, только если $R(m)$ включает в себя последний слот в бикон-периоде, т.е. $R(m) = m$. Следовательно,

$$\pi_f(\vec{j}) = \pi_f^a(\vec{j}) + \pi_f^b(\vec{j}), \quad (8)$$

где вероятность случая (ii,a), когда c из k_h устройств находятся в коллизии, равна

$$\pi_f^a(\vec{j}) = 1[R(m) = m] \sum_{c=2}^{k_h} \frac{n_c^{k_h m}}{m^{k_h}}, \quad (9)$$

а вероятность случая (ii,b), когда коллизий нет, но есть $k_h^s > 0$ устройств, в других подмножествах, не завершивших присоединения, равна

$$\pi_f^b(\vec{j}) = 1[R(m) = m] 1(k_h^s > 0) \frac{n_0^{k_h m}}{m^{k_h}}. \quad (10)$$

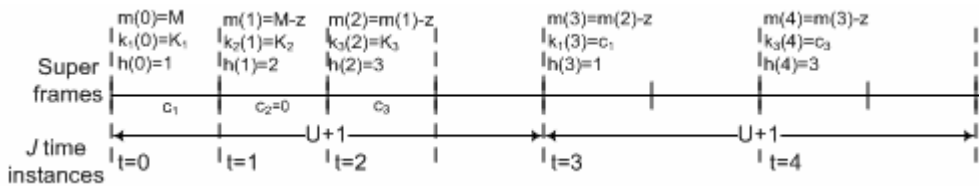


Рис. 7. Временная шкала присоединения к пикосети в случае сети со сложной структурой

Вероятность продолжения процесса с заданными z и c вычисляется по формуле

$$\pi_c(\vec{j}, z, c) = 0(z = m)[R(m)]^{-k_h} 1(c > 0)n_c^{k_h z} + 1(k_h^s > 0)n_0^{k_h z}, \quad (11)$$

где первое и второе слагаемые в скобках соответствуют случаям, когда c устройств находятся в коллизии, и когда коллизий нет, соответственно.

Продолжением процесса J является сам J с начальными условиями \vec{j}' , следовательно, можно записать

$$T_c(\vec{j}) = \pi_s(\vec{j}) + \pi_f(\vec{j})t_f + \sum_{z=1}^{R(m)} \sum_{c=2}^{k_h} \pi_c(\vec{j}, z, c)[\Delta(h, h') + T_c(\vec{j}')]. \quad (12)$$

Для того чтобы посчитать T_c , осталось найти t_f . Рассмотрим сначала случай (ii,a), когда c устройств из подмножества h покидают пикосеть, а затем присоединяются спустя $I+U+W+I$ суперкадров: в первом суперкадре устройства посылают биконы в новые слоты, затем обнаруживают коллизию в течение U суперкадров, покидают сеть на W суперкадров согласно схеме MWBJ и, наконец, присоединяются к пикосети за один суперкадр. Рассматриваемые c устройств из подмножества h – последние устройства, покидающие пикосеть, потому что устройства других подмножеств выбирают бикон-слоты и затем временно покидают пикосеть до суперкадра $S_i + U + 1$, в котором сеть покидают устройства из подмножества h . Следовательно, в случае (ii,a) процесс присоединения завершится за $U + W + 2$ суперкадров.

В случае (ii,b), когда $c = 0$ и $z = m$, номер h^* подмножеств устройств, которые выбирают бикон-слоты и, возможно, вынуждены временно покинуть пикосеть, определяется следующим образом:

$$h^* = \left[h + \max_{0 < i < H} \left\{ (i - h)_{\text{mod } H} 1(k_i > 0) \right\} \right]_{\text{mod } H}. \quad (13)$$

Так как устройства подмножества h^* покидают пикосеть в начале суперкадра

$S_i + \Delta(h, h^*)$, процесс завершается за $\Delta(h, h^*) + W + 1$ суперкадров.

В итоге, получаем выражение

$$\pi_f(\vec{j})t_f = (U + W + 2)\pi_f^a(\vec{j}) + [\Delta(h, h^*) + W + 1]\pi_f^b(\vec{j}), \quad (14)$$

из которого можно найти t_f , завершая тем самым анализ сценария (a).

Сценарий (b) отличается от только что рассмотренного начальными условиями процесса J . В этом сценарии устройство А присоединяется к уже существующей пикосети, состоящей из K_0 устройств, и выбирает бикон-слот среди $R(M_0 = \text{MaxBP} - K_0)$ доступных слотов. Если устройство А выбирало самый старший слот в бикон-периоде (с номером MaxBP), никакое другое устройство присоединиться не сможет. Если устройство А выбирало слот с номером i , то для остальных K устройств доступными остались $M = \text{MaxBP} - i$ слотов, и процесс J начинается с $m(0) = \text{MaxBP} - i$. Очевидно, если $\text{MaxBP} - i < K$, неудача неизбежна.

В итоге, для сценария (b) имеем

$$T_c = \frac{1}{R(M_0)} \sum_{i=1}^{R(M_0)} \{ 0(i = M_0)T_c(\vec{j}_0^i) + 1(i = M_0)[W + T_{su}^s(\vec{j}_0^i)] \}, \quad (15)$$

где $\vec{j}_0^i = (M_0 - i, \vec{k} = \vec{K}, h = 1)$ - начальное состояние процесса, а $I = \min\{R(M_0), M_0 - K\}$.

В (15) учтено, что в случае $i = M_0$, когда устройство А заняло слот с номером MaxBP, все K устройств не могут присоединиться и покидают пикосеть на W суперкадров перед тем как повторить попытку, а устройству А хватает времени, чтобы сдвинуть свой бикон в слот $K_0 + 1$.

4. Численные результаты

Применим разработанную аналитическую модель пикосети для исследования эффективности двух видов Оконной Схемы Выбора бикон-слотов:

(i) Схема с пропорциональным окном, т.е. $R(M) = \min\{\text{ceil}(\alpha M), M\}$, где $\text{ceil}(X)$ обозначает наименьшее целое, не превышающее X , и $0 < \alpha < 1$.

(ii) Схема с фиксированным окном, т.е. $R(M) = \min\{D, M\}$, где D – окно фиксированного размера.

Исследуем сеть со сложной структурой, рассматривая различные сценарии, варьируя максимальный размер бикон-периода MaxBP , количество устройств K и число шагов в сети H . Будем использовать предложенную схему MWBJ, в которой $W = W_m(H)$.

Вначале проведем численный анализ сценариев (a) и (b) на простой топологии сети, когда $K + 1$ устройств равномерно распределены вдоль узкого коридора, как показано на Рис. 5. Устройство **A** находится в начале коридора, а K/H расположены в h шагах от устройства **A**.

Затем проведем численный анализ сценария (c), точно такого же, как и сценарий (a), но с более сложной топологией сети, когда устройства расположены в прямоугольной комнате, как показано на Рис. 8. Устройство **A** находится вблизи двери комнаты, а остальные устройства равномерно распределены по комнате. В частности, $K_1 = 2$, $K_2 = 4$ и $K_3 = 6$ устройств расположены соответственно в одном, в двух и в трех шагах от устройства **A**, а общее количество устройств $K = 12$ (случай 8-с в таблице). А также случай 9-с, когда $K = 18, K_1 = 3, K_2 = 5$ и $K_3 = 10$. Численные результаты для всех случаев проиллюстрированы на рисунках ниже и приведены в таблице. В обозначении "N-S", N – это номер эксперимента, а S – тип сценария: (a), (b) или (c).

На Рис. 9 изображены графики среднего времени включения пикосети в разных сценариях и при различных значениях MaxBP , при этом количество шагов в сети $H = 2$. Сплошными линиями показаны результаты аналитического моделирования T_c в зависимости от α и D . В аналитической модели мы сделали предположение, что после временного отключения от сети устройства присоединяются с первого раза. Чтобы проверить, насколько это

предположение ухудшает точность аналитической модели, было проведено имитационное моделирование с использованием системы моделирования NS-2 [9]. Некоторые результаты имитационного моделирования, относящиеся к случаям 2a и 2b, показаны на Рис. 9 пунктирными линиями. Из графиков видно, что результаты аналитического и имитационного моделирования дают близкие значения α и D , при которых T_c оказывается наименьшими; значения α и D , при которых T_c оказывается наименьшим, существенно зависят от сценария.

Наилучшие параметры для оконной схемы выбора

N-S	M	K	H	α_c	α^*	D_c
1-a	94	6	2	0.59	0.45	44
2-a	94	12	2	0.52	0.45	32
3-a	94	18	2	0.39	0.45	23
4-a	58	6	2	0.56	0.45	25
5-a	58	12	2	0.40	0.45	18
1-b	94	6	2	0.44	0.32	31
2-b	94	12	2	0.37	0.32	24
3-b	94	18	2	0.28	0.32	19
4-b	58	6	2	0.42	0.32	18
5-b	58	12	2	0.29	0.32	13
6-a	94	12	1	0.8	0.75	76
7-a	94	18	1	0.70	0.75	64
8-a	94	12	3	0.38	0.31	23
9-a	94	18	3	0.31	0.31	17

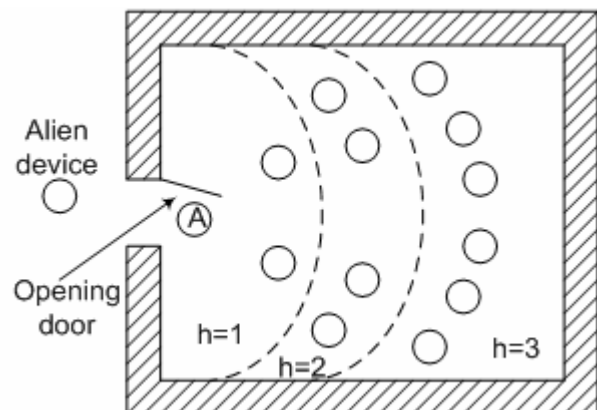


Рис. 8. Пример сети со сложной структурой в прямоугольной комнате

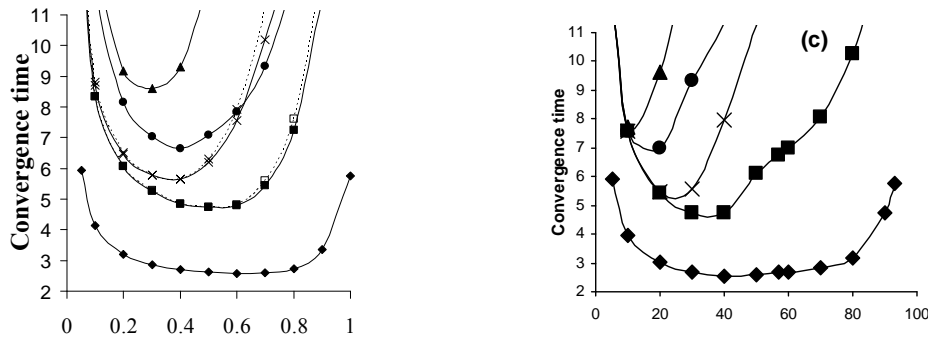


Рис. 9. Среднее время включения сети в случае выбора с пропорциональным окном (слева) и с фиксированным размером окна (справа)

В таблице приведены значения α_{opt} и D_{opt} , дающие наименьшие значения T_{su} (α_s и D_s) и T_c (α_c и D_c). Численные эксперименты показывают, что обе оконные схемы, с пропорциональным и с фиксированным размером окна, дают одни и те же значения характеристик T_{su} и T_c .

Для пропорционального окна факторы, влияющие на выбор α и D , следующие (расположены по убыванию степени влияния):

- количество шагов в сети H (влияет сильнее всего);
- сценарий (а) и (b);
- количество устройств в сети K ;
- максимальный размер бикон-периода MaxBP M ;
- топология;
- критерий: T_{su} или T_c (влияет слабее всего);

Если ввести параметр δ отклонения T_{su} или T_c от наименьшего значения, то уже при $\delta = 5\%$ существует усредненное значение α^* , которое можно использовать при любых параметрах сети с фиксированным числом шагов и при определенном сценарии. Значения α^* также приводятся в таблице.

К сожалению, для случая с фиксированным размером окна значение δ должно быть существенно больше, чем 5%, чтобы можно было выбрать универсальное значение α^* . Поэтому, принимая во внимание, что в остальном схема выбора с пропорциональным размером окна не уступает схеме выбора с фиксированным размером окна, первая из них представляется более предпочтительной.

Заключение

В данной работе исследуется эффективность механизмов синхронизации в беспроводных персональных сетях с распределенным (децентрализованным) управлением на MAC-уровне. Основное внимание уделено изучению сетей со сложной структурой в случае одновременного, или почти одновременного, присоединения к сети нескольких устройств, что нередко случается при объединении нескольких сетей, смене рабочей частоты и в других случаях. Механизмы, описанные в стандарте WiMedia, дают сбои и приводят к частым конфликтам между устройствами, блокированию сети, а в некоторых случаях могут привести к «зависанию» сети – тупиковым ситуациям, из которых можно выйти, только выключив устройства и включив их заново. В данной работе показаны недостатки описанных в стандарте алгоритмов синхронизации и предложены новые, лучшие алгоритмы, обеспечивающие бесперебойную работу сети в сложных случаях. Для оценки эффективности этих алгоритмов разработаны аналитическая и имитационная модели, которые позволяют выбрать наилучшие параметры предложенных алгоритмов. Сравнение результатов аналитического и имитационного моделирования позволяет судить о высокой точности разработанной аналитической модели.

Литература

1. В.М. Вишнеvский, А.И. Ляхов, С.Л. Портной, И.Л. Шахнович. Широкополосные беспроводные сети передачи информации. М.: Техносфера, 2005

2. <http://www.ieee.org> – официальный сайт Института Инженеров Электротехники и Электроники (Institute of Electrical and Electronics Engineers, IEEE)
3. “Part 15.3: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for High Rates Wireless Personal Networks (WPANs),” IEEE Computer Society, Sep 29 2003
4. <http://www.wimedia.org> – официальный сайт WiMedia Alliance
5. Вишневский В.М., Ляхов А.И., Сафонов А.А., Якимов М.Ю. Распределенный MAC-уровень высокоскоростных беспроводных персональных сетей. Труды Международной конференции “Проблемы управления’ 06”, Москва, Россия, 2006
6. G.R. Hiertz, Y. Zang, J. Habetha, H. Sirin, “IEEE 802.15.3a Wireless Personal Area Networks – The MBOA Approach”, The 11th European Wireless Conference 2005, Vol. 1, pp. 204. 210, Nicosia, Cyprus, April 2005
7. V.M. Vishnevsky, A.I. Lyakhov, A.A. Safonov, S.S. Mo, A.D. Gelman. Beacons in Distributed Control Wireless PAN: Problems and Solutions. Proceedings of IEEE Consumer Communications and Networking Conference (CCNC), Las Vegas, 2006
8. W. Feller. An Introduction to Probability Theory and Its Applications. Vol.1, N.Y., John Wiley & Sons, Inc., 1952
9. I.S. Institute, “ns-2: Network Simulator”, <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.

Вишневский Владимир Миронович. Заведующий Отделом теоретических основ проектирования сетей передачи информации Института проблем передачи информации им. А.А. Харкевича Российской академии наук. В 1966 году окончил факультет электронной и счетной техники Московского лесотехнического института, в 1971 году окончил факультет прикладной математики Московского института электронного машиностроения (ныне Московский государственный университет электроники и математики). Доктор технических наук, профессор. Автор 5 монографий и более 150 публикаций. Круг научных интересов: вычислительные системы, комплексы и сети, дискретная математика (теория экстремальных графов, математическое программирование), теория очередей (теория массового обслуживания), беспроводные сети передачи информации.

Ляхов Андрей Игоревич. Заведующий Лабораторией методов анализа и синтеза сетевых протоколов Института проблем передачи информации им. А.А. Харкевича Российской академии наук. В 1983 году окончил Московский инженерно-технический институт. Доктор технических наук, старший научный сотрудник. Автор 2 монографий и 93 публикаций. Круг научных интересов: оценка производительности беспроводных сетей, стандарты сетей передачи информации и теория очередей.

Сафонов Александр Александрович. Младший научный сотрудник Лаборатории методов анализа и синтеза сетевых протоколов Института проблем передачи информации им. А.А. Харкевича РАН. В 2006 году окончил Московский физико-технический институт (Государственный университет). Автор 15 публикаций. Круг научных интересов: беспроводные сети передачи информации и оценка производительности и эффективности методов синхронизации устройств в беспроводных сетях.