

Алгоритм динамического управления мощностью и составления расписания передач в инфраструктурных сетях IEEE 802.11ax¹

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

Институт проблем передачи информации им. А.А. Харкевича РАН, Москва
Поступила в редколлегию 05.09.2018 г.

Аннотация—С увеличением числа беспроводных сетей и устройств в них все большее негативное влияние начинает оказывать проблема интерференции. Одним из многообещающих способов снижения интерференции является одновременная настройка мощностей передачи совместно с составлением расписания передачи различными устройствами сети. При разработке подобных решений для беспроводных сетей, работающих в нелицензируемом диапазоне частот, важным требованием является учет регуляторного ограничения на мощность передачи, а также запрет передачи данных, если мощность детектируемого в канале сигнала и шума превышает некоторый регламентированный порог. Предлагается алгоритм оптимизации мощностей передачи различных станций и составления расписания передачи с учетом вышеупомянутых ограничений. Алгоритм основан на методе ветвей и границ и позволяет с заданной точностью найти оптимальное решение с точки зрения рассматриваемой функции полезности.

КЛЮЧЕВЫЕ СЛОВА: управление мощностью, расписание передач, порог чувствительности, IEEE 802.11ax.

1. ВВЕДЕНИЕ

Быстрое развитие беспроводных телекоммуникационных технологий за последние годы повлекло за собой резкое увеличение числа мобильных устройств, подключенных к сети Интернет. В свою очередь, рост числа устройств в сетях, а также рост объемов передаваемых данных привел к тому, что существующие на сегодняшний день технологии беспроводной передачи данных уже не могут удовлетворить потребности пользователей. В результате увеличения числа устройств в беспроводных сетях с распределенным управлением, таких как Wi-Fi, одной из наиболее распространенных проблем стала сильная интерференция не только между устройствами одной сети, а также между устройствами из разных сетей, чьи области радиовидимости пересекаются. Интерференция приводит не только к низким значениям отношения сигнал/шум, что влечет низкую скорость передачи данных, но и к коллизиям пакетов. Для повышения эффективности работы сетей Wi-Fi с большим числом устройств в настоящее время разрабатывается новое дополнение IEEE 802.11ax[1] к стандарту этой технологии. Данное дополнение предлагает целую палитру решений, направленных на снижение интерференции как между сетями Wi-Fi, работающими вблизи друг друга, так и внутри каждой сети.

Эффективным способом снижения интерференции, рассматриваемым в том числе при разработке дополнения 802.11ax, является правильная настройка мощностей передающих устройств, работающих в одном частотном диапазоне и в одной области пространства. Решение

¹ Исследование выполнено в ИППИ РАН за счет гранта Правительства Российской Федерации (Договор No 14.W03.31.0019)

данной задачи также усложняется тем, что существует регуляторное ограничение сверху на мощность передачи, а также запрет передачи данных, если мощность детектируемого в канале сигнала и шума превышает некоторый регламентированный порог CST (англ. Carrier Sense Threshold, порог определения занятости среды).

В литературе предложено множество алгоритмов настройки параметров передачи с целью уменьшения интерференции в плотных беспроводных сетях. Для упрощения задачи во многих работах предполагается, что тепловой шум пренебрежимо мал [2], или не учитываются ограничения на мощность передачи [3] и порог CST. С математической точки зрения данные предположения эквивалентны. При отсутствии шума мощности передачи могут быть пропорционально уменьшены для выполнения ограничений на мощность передачи и порог CST. И наоборот, если ограничения на мощность передачи и порог CST отсутствуют, то возможно повысить мощность передачи таким образом, чтобы мощность шума стала пренебрежимо мала. В действительности мощность передачи всегда ограничена, в том числе регуляторными правилами. Кроме того, в нелицензируемом спектре станции должны либо передавать очень редко, либо прослушивать среду и откладывать передачу, если принимаемая мощность превышает порог CST. Таким образом, алгоритм настройки мощности передачи должен учитывать порог CST.

Изначально работы по управлению мощностью передачи ставили целью достижение определенного отношения сигнал-шум [4, 5], так как в беспроводных сетях использовалась коммутация каналов, а сами сети использовались преимущественно для передачи голосовых потоков постоянной интенсивности. В таких сценариях использования максимизация пропускной способности канала путем применения более эффективной сигнально-кодовой конструкции (СКК) не позволяла уменьшить количество занятых канальных ресурсов или увеличить объем переданных данных. В [4] рассмотрена задача выбора мощности передачи по требованиям на отношение сигнал-шум. Путем решения системы линейных уравнений для заданного вектора отношений сигнал-шум в [4] определяется вектор мощностей передачи. Также определяется множество допустимых векторов отношений сигнал-шум, для которых система может быть решена. Доказано, что это множество связно, в том числе в случае, когда максимальная мощность передачи ограничена. Показано, что если какая-либо выделенная станция увеличивает (уменьшает) свою мощность передачи, а остальные станции затем выбирают мощности так, чтобы достигнуть требуемых отношений сигнал-шум, то отношение сигнал-шум для выделенной станции также увеличится (уменьшится). Таким образом, станции могут локально принимать решение о необходимости повышения или понижения мощности исходя только из знания о текущем значении отношения сигнал-шум (или любой монотонно зависящей от него величины, например, вероятности ошибки) и требуемом значении. В [5] предложен и исследован на сходимость распределенный алгоритм настройки мощности передачи, в котором скорость изменения мощности пропорциональна разнице текущего и требуемого отношений сигнал-шум.

Однако централизованные алгоритмы позволяют решать значительно более сложные задачи, такие как максимизация пропускной способности сети, что важно при обслуживании веб- и видеотрафика, широко распространенного в современных сетях. Задача максимизации пропускной способности является невыпуклой, поэтому даже разработка централизованного алгоритма представляет большую сложность. В [6] для упрощения предполагается, что отношение сигнал-шум на всех приемниках намного больше 1, что позволяет свести данную задачу к задаче выпуклой оптимизации. Однако это предположение не выполняется для плотных сетей. Авторы также предлагают эвристический подход для решения задачи в случае, когда отношение сигнал-шум близко к 1, который, однако, не дает гарантии оптимальности найденного решения.

В [7] предложен алгоритм MAPEL (Multiplicative Linear Fractional Programming-bAsed Power ALlocation), который находит оптимальное решение в задаче максимизации взвешенных пропускных способностей. Алгоритм основан на методе решения задач монотонной оптимизации, заключающемся в последовательном приближении множества решений набором гиперпрямоугольников, имеющих общую вершину в начале координат и задаваемых координатами противоположной вершины [8, 9]. Используемый в алгоритме MAPEL подход был в дальнейшем расширен в алгоритме S-MAPEL [10], который позволяет решать совместно задачу управления мощностью и временного разделения радиоресурсов. В работе [10] показано, что возможно составить оптимальное расписание, являющееся периодическим и состоящее из конечного числа интервалов, в течение которого выбранные мощности передачи сохраняются постоянными. Таким образом, задача имеет конечное число переменных. Тем не менее, сложность алгоритма все же высока, поэтому авторы предлагают модификацию алгоритма, A-S-MAPEL. Основная идея этого алгоритма состоит в том, что точки с близким значением целевой функции, вероятно, являются симметричными, поэтому при исключении одной можно исключить и все остальные.

Основным недостатком MAPEL является низкая производительность в случае, когда оптимальное решение содержит нулевые значения. В частности, это может происходить при наличии порога CST, так как наличие такого ограничения приводит к тому, что в ряде случаев может быть выгодно иногда полностью отключать некоторые передатчики. Решением проблемы медленной сходимости алгоритма является использование метода ветвей и границ, как предложено в [11] для решения задачи статической настройки мощности передачи без ограничений CST. В [12] были изложены основные идеи алгоритма управления мощностью передачи и временного разделения канального ресурса с учетом ограничений на значение CST. В данной работе изложена улучшенная версия данного алгоритма, требующая значительно меньшего объема памяти для хранения списка подзадач и обеспечивающая более быструю сходимость. Помимо детального описания алгоритма в работе также приводятся доказательства ряда математических утверждений, на которых базируются данные алгоритмы.

Дальнейшее изложение материала построено следующим образом. В разделе 2 дано описание рассматриваемого сценария. Разделы 3 и 4 содержат подробное описание разработанного алгоритма. Численные результаты исследования данного алгоритма изложены в разделе 5. Раздел 6 содержит заключительные выводы.

2. ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ

Рассмотрим сеть IEEE 802.11ax[1]. Данная технология позволяет адаптивно менять как мощность передаваемого сигнала, так и порог CST. Пусть в сети данные передаются между N парами узлов: приемниками и передатчиками. Приемник и передатчик одной пары будем для удобства обозначать одной буквой i . Каждый приемник i получает от передатчика i поток данных. Передатчик i использует мощность передачи x_i . Уровень теплового шума на приемнике i равен n_i . Предполагается, что передача данных однонаправленная, т. е. передача данных занимает намного больше времени, чем передача подтверждений. Это верно, например, для современных беспроводных сетей Wi-Fi (IEEE 801.11n, IEEE 801.11ac), в которых используется механизм блочных подтверждений, когда один кадр-подтверждение может подтверждать доставку сразу множества кадров данных.

Качество соединений в сети характеризуется затуханием сигнала между передатчиками и всеми остальными узлами. Пусть $a_{ij} \geq 0$ — это коэффициент передачи сигнала между передатчиком j и приемником i , а $b_{ij} \geq 0$ — это коэффициент передачи сигнала между передатчиком j и передатчиком i . Заметим, что все приемники имеют возможность принимать сигнал от

соответствующего передатчика, т. е. $a_{ii} > 0, \forall i$. Передатчики также не интерферируют сами с собой, т. е. $b_{ii} = 0, \forall i$.

2.1. Задача планирования ресурсов

Целью алгоритма планирования радиоресурсов является максимизация общей целевой функции \hat{U} с помощью выбора мощностей передачи x_i для каждого передатчика i . Общая целевая функция является взвешенной суммой целевых функций U каждой пары приемника и передатчика. U монотонно зависит от скорости передачи r_i . В данной работе в качестве U используется следующая функция [13]:

$$U(r_i) = \begin{cases} \log(r_i), & \alpha = 1, \\ \frac{r_i^{1-\alpha}}{1-\alpha}, & \alpha \geq 0, \alpha \neq 1. \end{cases} \quad (1)$$

Таким образом, общая целевая функция задачи $\hat{U}(\mathbf{r})$, представляющая собой взвешенную сумму целевых функций U каждого передатчика, вычисляется следующим образом:

$$\hat{U}(\mathbf{r}) = \sum_i w_i U(r_i), \quad (2)$$

где $w_i \geq 0, \sum_i w_i = 1$.

Скорость передачи данных r_i — это неубывающая функция от отношения сигнал-шум γ_i :

$$r_i = f(\gamma_i(\mathbf{x})). \quad (3)$$

При известном отношении сигнал-шум скорость передачи данных может быть оценена с помощью моделей используемых сигнально-кодовых конструкций. В свою очередь, отношение сигнал-шум на приемнике i вычисляется следующим образом:

$$\gamma_i(\mathbf{x}) = \frac{a_{ii}x_i}{n_i + \sum_{j \neq i} a_{ij}x_j}, \quad i = \overline{1, N}, \quad (4)$$

где величины a_{ij}, x_i, n_i были определены ранее.

Задача оптимизации \hat{U} имеет несколько ограничений.

1. Мощность передачи x_i не может превышать \hat{x}_i .
2. Каждая станция i не может передавать, если мощность детектируемого в канале сигнала превышает порог CST \hat{c} .

Так как тепловой шум пренебрежимо мал по сравнению со значением CST, то в данном случае его можно не учитывать. Таким образом, передатчик i может вести передачу данных только при выполнении следующего условия:

$$\sum_j b_{ij}x_j \leq \hat{c}. \quad (5)$$

Заметим, что это условие должно выполняться только в момент начала передачи, однако для упрощения задачи предполагается, что условие должно выполняться в течение всей передачи. Данное предположение значительно уменьшает пространство поиска, так как нет необходимости рассматривать различные порядки начала передачи станций.

С учетом упомянутых ограничений формальная постановка задачи выглядит следующим образом:

$$\max_{\mathbf{x}} \sum_i w_i U \left(f \left(\frac{a_{ii}x_i}{n_i + \sum_{j \neq i} a_{ij}x_j} \right) \right)$$

при условии

$$\begin{aligned} \sum_j b_{ij}x_j &\leq \hat{c}, \forall i \text{ такого, что } x_i > 0, \\ 0 &\leq x_i \leq \hat{x}_i, \forall i. \end{aligned} \quad (6)$$

Также определим требуемую точность найденного решения ε , выраженную в Мбит/с. Необходимо найти такой вектор \mathbf{x} мощностей, чтобы значение $U^{-1}(\hat{U})$ отличалось от оптимального не более чем на ε , т.е.

$$U^{-1}(U^*) - U^{-1}(\hat{U}(\mathbf{r})) < \varepsilon, \quad (7)$$

где U^{-1} — функция, обратная U , а U^* — оптимальное значение функции полезности, а \mathbf{r} — вектор скоростей передачи данных, соответствующий найденному решению \mathbf{x} . Например, в случае $\alpha = 1$ и равных весов w_i среднее арифметическое скоростей передачи данных найденного решения не будет отличаться от оптимального более чем на ε . В случае $\alpha = 0$ и равных весов w_i данное утверждение будет верно для среднего геометрического скоростей передачи данных.

Если две пары станций находятся близко друг к другу, то в некоторых случаях целесообразно поочередно включать и выключать передатчики. Существующие работы по задаче планирования радиоресурсов предлагают только составление статического расписания [10], что приводит к большой вычислительной сложности и не позволяет реагировать на изменения интенсивности трафика и качества канала. Чтобы исправить этот недостаток, в данной работе время разделяется на слоты и мощности передачи назначаются в каждом отдельном слоте с учетом результатов принятых ранее решений, что достигается путем соответствующего выбора весов w_i , как будет более подробно рассказано в разделе 4.

3. ПРЕДЛОЖЕННЫЙ АЛГОРИТМ

Как было отмечено выше, существующие алгоритмы, такие как MAPEL и S-MAPEL, имеют достаточно большое время сходимости, если искомые оптимальные значения некоторых из переменных оказываются близки к нулю [9]. При наличии ограничения CST возможно, что оптимальные скорости передачи для некоторых из передатчиков в точности равны нулю, и в этом случае поиск оптимального решения займет длительное время. По этой причине в данной работе вместо подхода, использованного в алгоритмах MAPEL и S-MAPEL, для поиска оптимального решения предлагается использовать метод ветвей и границ.

Идея метода ветвей и границ заключается в том, что рассматриваемая задача представляется в виде дерева подзадач. Решением задачи является наилучшее из решений внутри дерева подзадач. Алгоритм хранит список рассматриваемых подзадач, наилучшее найденное к данному моменту решение и значение U_{best} целевой функции \hat{U} для этого решения. В процессе обхода дерева для каждой подзадачи определяется максимальное значение U_{max} целевой функции \hat{U} , которое не может быть превышено в рамках решения данной подзадачи¹. Знание величины U_{max} позволяет отбрасывать те ветви дерева, наилучшее значение целевой функции в которых не превышает значение целевой функции для найденного ранее решения в пределах

¹ Заметим, что значение U_{max} при этом может быть недостижимо.

заданной точности ε . Выбор значения ε представляет собой компромисс между скоростью работы алгоритма и точностью найденного решения, которая будет составлять ε . Когда список рассматриваемых подзадач становится пустым, алгоритм завершается.

Множеством значений переменных, по которому происходит поиск оптимального решения в рамках отдельной подзадачи, является гиперпрямоугольник в пространстве скоростей передачи данных, задаваемый своей нижней границей \mathbf{p} и верхней границей \mathbf{q} . Векторы \mathbf{p} и \mathbf{q} имеют размерность N (что соответствует числу пар приемников и передатчиков). Отметим, что в качестве искомым переменных вместо векторов мощностей \mathbf{x} используются векторы скоростей передачи данных \mathbf{r} , так как целевая функция монотонно зависит от элементов вектора \mathbf{r} , что будет использовано в дальнейшем. По имеющемуся вектору \mathbf{r} можно найти вектор отношений сигнал-шум γ , определив обратную (3) функцию $\gamma_i = f^{-1}(r_i) = \min_{f(\gamma)=r_i} \gamma$. Далее, чтобы найти вектор мощностей передачи \mathbf{x} , необходимо решить систему линейных уравнений (4) при ограничениях (6) или убедиться, что вектор \mathbf{r} недостижим, т. е. система неразрешима при данных ограничениях.

Алгоритмы, основанные на методе ветвей и границ, являются итеративными и состоят из следующих шагов: инициализация, ветвление, разбиение, оценивание, упрощение.

После инициализации (см. раздел 3.1), на каждой итерации алгоритм выбирает подзадачу (см. раздел 3.2, ветвление), т. е. гиперпрямоугольник, и разбивает его на два гиперпрямоугольника (см. раздел 3.3, разбиение), обновляет границы (раздел 3.4, оценивание) и уменьшает каждый из них (см. раздел 3.5, упрощение). На шагах ветвления и оценивания подзадачи могут быть удалены из списка. Алгоритм завершается, когда список подзадач оказывается пустым (см. раздел 3.6).

3.1. Инициализация

На шаге инициализации создается список подзадач, состоящий только из исходной задачи.

В качестве нижней границы \mathbf{p} гиперпрямоугольника используется нулевой вектор, а в качестве верхней границы \mathbf{q} — вектор скоростей передачи данных, соответствующий максимально возможной мощности передачи, каждая из N компонент которого вычисляется следующим образом:

$$q_i = f\left(\frac{a_{ii}\hat{x}_i}{n_i}\right), i \in \overline{1, N}. \quad (8)$$

Если этот вектор достижим, т. е. максимально возможная мощность передачи удовлетворяет ограничениям (6), то алгоритм завершается, так как наилучшее решение найдено. В противном случае для начального гиперпрямоугольника наилучшее найденное решение инициализируется нулевым вектором \mathbf{r} , наилучшее достижимое значение целевой функции $U_{best} = 0$. Верхняя граница U_{max} равна значению целевой функции в точке \mathbf{q} .

3.2. Ветвление

На шаге ветвления из списка подзадач выбирается очередная подзадача согласно заданному правилу ветвления. В литературе рассмотрено множество правил ветвления, среди которых выбор подзадачи, добавленной раньше остальных (поиск в ширину), позже остальных (поиск в глубину), либо выбор согласно какой-либо метрике (например, наибольшее значение U_{max} , наибольшее произведение сторон гиперпрямоугольника и др.) [14].

Правило выбора подзадачи с наибольшим значением U_{max} обладает следующим полезным свойством. Данное правило минимизирует количество шагов оценивания (см. раздел 3.4), выполняемых от момента, когда обнаружено оптимальное решение (т. е. то решение, которое уже

не будет улучшено в процессе дальнейшей работы алгоритма), до момента, когда алгоритм завершается [14].

Однако на практике данный подход не дает существенного выигрыша по времени поиска решения, но приводит к значительному потреблению памяти, что было проверено в процессе получения численных результатов. Аналогичные заключения были получены в [15] при решении ряда других задач, а также, в частности, было показано, что на практике алгоритм поиска в глубину позволяет достигнуть сравнимой вычислительной сложности при существенно меньшем потреблении памяти.

По этим соображениям в данной работе используется алгоритм поиска в глубину, при котором из списка подзадач выбирается последняя добавленная в него подзадача. Если никакое из решений данной подзадачи заведомо не может улучшить найденное решение U_{best} более чем на ε в смысле, заданном (7), т.е.

$$U^{-1}(U^{max}) < U^{-1}(U_{best}) + \varepsilon \Leftrightarrow U^{max} < U[U^{-1}(U_{best}) + \varepsilon],$$

то подзадача отбрасывается и шаг ветвления повторяется. В противном случае для выбранной подзадачи выполняется шаг разбиения. Далее для удобства обозначим

$$U_{best}^+ \equiv U[U^{-1}(U_{best}) + \varepsilon].$$

3.3. Разбиение

На этом шаге выбранная подзадача разбивается на две новые подзадачи. Для этого гиперпрямоугольник разбивается по наиболее длинной стороне пополам.

Для полученных подзадач пересчитывается значение U_{max} , как описано в разделе 3.4, далее подзадачи упрощаются, как описано в разделе 3.5, после чего они помещаются в множество рассматриваемых подзадач.

Важно, что сначала в множество рассматриваемых подзадач помещается подзадача с меньшим значением переменной, по которой происходило разбиение, а затем с большим значением. Такая последовательность действий приводит к тому, что согласно описанному в разделе 3.2 правилу сначала будет рассмотрена подзадача с большими значениями скоростей передачи данных, при которых, как правило, будет достигаться большее значение общей целевой функции \hat{U} , что позволит в дальнейшем отбросить вторую подзадачу.

3.4. Оценивание

Цель этого шага состоит в том, чтобы уточнить значение U_{max} для рассматриваемой подзадачи $[\mathbf{p}, \mathbf{q}]$, заданной своей нижней \mathbf{p} и верхней \mathbf{q} границами скоростей передачи. Будем называть вектор \mathbf{u} достижимым, если система уравнений (4) с ограничениями (6) разрешима в точке $\boldsymbol{\gamma} = f^{-1}(\mathbf{u})$. В этом случае будем говорить, что вектор отношений сигнал-шум $\boldsymbol{\gamma}$ также достижим. Если вектор \mathbf{q} достижим, то $U_{max} = \hat{U}(\mathbf{q})$. В противном случае для уточнения значения U_{max} используется метод дихотомии, заключающийся в следующем. Вводятся вспомогательные переменные \mathbf{l} и \mathbf{h} . Изначально $\mathbf{l} = \mathbf{p}$, $\mathbf{h} = \mathbf{q}$. Затем на каждой итерации определяется вектор $\mathbf{m} = \frac{1}{2}\mathbf{l} + \frac{1}{2}\mathbf{h}$ и проверяется его достижимость. Если \mathbf{m} достижим, он заменяет \mathbf{l} , иначе он заменяет \mathbf{h} . После некоторого заданного числа итераций (которое определяется настраиваемым параметром алгоритма) значения \mathbf{l} и \mathbf{h} фиксируются. Действуя таким образом, можно приблизиться к пересечению границы области достижимых скоростей передачи и отрезка, соединяющего точки \mathbf{p} и \mathbf{q} (см. рисунок 1 для случая $N = 2$).

Для оценки значения U_{max} необходим ряд вспомогательных утверждений, доказательства которых приведены в Приложении.

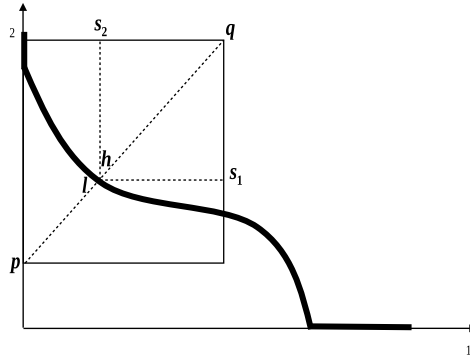


Рис. 1. Пример шага оценивания для подзадачи $[p, q]$ при $N = 2$

Утверждение 1. Пусть вектор \mathbf{u} достижим, и решением системы уравнений (4) в точке $\gamma = f^{-1}(\mathbf{u})$ является вектор мощностей передачи \mathbf{x} . Если (5) не выполняется в точке \mathbf{x} для некоторого передатчика i , то (5) не выполняется для передатчика i для любого вектора мощностей передачи \mathbf{x}' , которому соответствует вектор скоростей передачи данных \mathbf{v} такой, что $\mathbf{v} \succeq \mathbf{u}$ (т.е. каждая компонента \mathbf{v} не меньше соответствующей компоненты \mathbf{u}).

Следствие 1. Если вектор \mathbf{v} достижим и ограничения (5) выполняются для всех индексов i таких, что соответствующая мощность передачи x'_i больше 0, то эти ограничения также выполняются и для любого вектора мощностей \mathbf{x} такого, что $\mathbf{x}' \succeq \mathbf{x}$.

Утверждение 2. Рассмотрим векторы скоростей передачи данных \mathbf{u} и \mathbf{v} такие, что $\mathbf{u} \preceq \mathbf{v}$. Если \mathbf{v} достижим, то \mathbf{u} также достижим. И наоборот, если \mathbf{u} недостижим, то \mathbf{v} недостижим.

Так как вектор \mathbf{h} недостижим, то согласно доказанному утверждению 2 все векторы множества $[\mathbf{h}, \mathbf{q}]$ также недостижимы. Поэтому для того, чтобы найти оценку сверху на максимальное значение функции \hat{U} на множестве $[p, q]$, достаточно рассмотреть множество $[p, q] \setminus [\mathbf{h}, \mathbf{q}]$.

Утверждение 3. Пусть $\mathbf{e}_i, i = 1, \dots, N$ – ортонормированный базис в рассматриваемом пространстве скоростей передачи данных. Рассмотрим N векторов $\mathbf{s}_i = \mathbf{q} + (h_i - q_i)\mathbf{e}_i, i = 1, \dots, N$, т.е. вектора с координатами такими же, как у вектора \mathbf{q} за исключением одной координаты, которая заменена на соответствующую координату \mathbf{h} (см. рисунок 1 для случая $N = 2$). Тогда хотя бы один из этих векторов доставляет максимум \hat{U} на множестве $[p, q] \setminus (\mathbf{h}, \mathbf{q}]$.

Таким образом, согласно утверждению 3 можно использовать следующую оценку:

$$U_{max}^* = \max_i \hat{U}(\mathbf{s}_i).$$

Если $U_{max}^* < U_{max}$, то значение U_{max} следует обновить.

Кроме того, если $\hat{U}(\mathbf{l}) > U_{best}$, то так как \mathbf{l} достижим, необходимо обновить лучшее найденное решение: $U_{best} = \hat{U}(\mathbf{l})$.

3.5. Упрощение

На этом шаге обновляются нижняя \mathbf{p} и верхняя \mathbf{q} границы для выбранной подзадачи, вырезая таким образом множество недостижимых точек, а также точек, в которых не может быть достигнуто значение \hat{U} , превышающее U_{best}^+ .

На первом шаге вектор скоростей передачи данных \mathbf{p} переводится в вектор отношений сигнал-шум $\boldsymbol{\gamma} = f^{-1}(\mathbf{p})$. Если система линейных уравнений (4) с ограничениями (6) неразрешима в точке $\boldsymbol{\gamma}$, то данная подзадача отбрасывается, так как согласно утверждению 2 все остальные точки из $[\mathbf{p}, \mathbf{q}]$ также недостижимы.

Если же система линейных уравнений разрешима в точке $\boldsymbol{\gamma}$ и найден вектор \mathbf{x} , который является ее решением, то вначале исключается множество точек, не удовлетворяющих ограничениям (6). Для этого необходимо проверить, выполняется ли (5) в точке \mathbf{x} для каждого передатчика. Если (5) не выполняется для некоторого передатчика i , то передатчик i не имеет права вести передачу и в найденном решении x_i заведомо равно нулю.

По утверждению 1 условие (5) не выполняется в любой точке гиперпрямоугольника $[\mathbf{p}, \mathbf{q}]$, поэтому $x_i = 0$ в любой точке гиперпрямоугольника $[\mathbf{p}, \mathbf{q}]$, а, следовательно, и скорость передачи данных для передатчика i должна быть равна нулю. Таким образом из множества допустимых значений переменных в данной подзадаче можно исключить все ненулевые значения переменной i , т. е. выставить значение верхней границы $q_i = 0$.

На следующем шаге происходит уменьшение множества допустимых значений переменных в данной подзадаче за счет сдвига нижней границы. Необходимо исключить точки, в которых нельзя достичь значения целевой функции, более чем на ε превышающего U_{best} в смысле, заданном (7). Для этого, если $\hat{U}(\mathbf{p}) < U_{best}^+$, необходимо попытаться сдвинуть нижнюю границу гиперпрямоугольника, выполнив для каждого элемента $p_k, k \in \overline{1, N}$ следующую процедуру.

1. Рассмотрим вспомогательный вектор \mathbf{r} скоростей, для которого $r_i = q_i, \forall i \neq k$, т. е. все компоненты, кроме одной, соответствуют наибольшим скоростям передачи данных, которые допустимы в рамках текущей подзадачи.
2. Найдем наименьшее r_k , при котором значение целевой функции \hat{U} не меньше чем U_{best}^+ :

$$w_k U(r_k) + \sum_{i \neq k} w_i U(q_i) = U_{best}^+. \quad (9)$$

3. Вычислим новую границу p'_k . Очевидно, все векторы из рассматриваемого гиперпрямоугольника $[\mathbf{p}, \mathbf{q}]$ с k -ой компонентой меньше, чем найденное значение r_k , не могут давать значение целевой функции больше, чем U_{best}^+ . Поэтому если $p_k < r_k$, то можно уточнить нижнюю границу, заменив p_k на r_k , не потеряв при этом оптимальное решение. При этом чтобы не увеличить пространство поиска, ограничиваем новое значение текущим значением p_k :

$$p'_k = \max(p_k, r_k) = \max \left(p_k, U^{-1} \left(\frac{U_{best}^+ - \sum_{i \neq k} w_i U(q_i)}{w_k} \right) \right).$$

Для уточнения верхней границы необходимо выполнить следующие действия.

1. Рассмотрим вспомогательный вектор \mathbf{r} скоростей, для которого $r_i = p_i, \forall i \neq k$, т. е. все компоненты, кроме одной соответствуют наименьшим скоростям передачи данных, которые допустимы в рамках текущей подзадачи.
2. Найдем наименьшее r_k , при котором значение целевой функции \hat{U} не меньше чем U_{max} :

$$w_k U(r_k) + \sum_{i \neq k} w_i U(p_i) = U_{max}. \quad (10)$$

3. Вычислим новую границу q'_k . Очевидно, все векторы из рассматриваемого гиперпрямоугольника $[\mathbf{p}, \mathbf{q}]$ с k -ой компонентой большей, чем найденное значение r_k , не могут давать значение целевой функции меньше, чем U_{max} . Значения целевой функции, большие U_{max} , не достижимы на множестве значений переменных, рассматриваемом в рамках данной подзадачи. Поэтому, если $q_k > r_k$, то можно уточнить верхнюю границу, заменив q_k на r_k , не потеряв при этом оптимальное решение. При этом, чтобы не увеличить пространство поиска, ограничиваем новое значение текущим значением q_k :

$$q'_k = \min(q_k, r_k) = \min\left(q_k, U^{-1}\left(\frac{U_{max} - \sum_{i \neq k} w_i U(p'_i)}{w_k}\right)\right).$$

3.6. Завершение

Алгоритм завершается, когда множество рассматриваемых подзадач становится пустым. Результатом работы алгоритма является наилучшее решение, найденное к моменту завершения алгоритма.

4. ДИНАМИЧЕСКОЕ ПЛАНИРОВАНИЕ РЕСУРСОВ

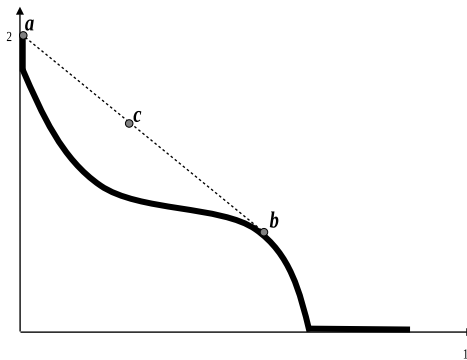


Рис. 2. Динамическое планирование ресурсов

В некоторых случаях может быть выгодно поочередно осуществлять передачи от разных станций, что невозможно осуществить при статическом планировании ресурсов. Идея динамического планирования ресурсов состоит в том, чтобы периодически запускать алгоритм управления мощностью, описанный в разделе 3, учитывая при этом количество радиоресурсов, полученных пользователями ранее. Например, рассмотрим область достижимых скоростей передачи, определяемую кривой на рис. 2 для случая $N = 2$. Использование динамического планирования ресурсов позволяет поочередно вести передачу данных с векторами скоростей \mathbf{a} и \mathbf{b} и таким образом достигнуть средней скорости передачи, соответствующей вектору \mathbf{c} . Заметим, что в зависимости от расписания передачи, может быть достигнут любой вектор \mathbf{c} , лежащий на отрезке, определяемом векторами \mathbf{a} и \mathbf{b} . В общем случае использование динамического планирования ресурсов позволяет достичь любой точки, лежащей в выпуклой оболочке области достижимых векторов скоростей, что расширяет пространство поиска решения и может улучшить решение, полученное с помощью статического планирования ресурсов.

В случае динамического планирования необходимо максимизировать функцию полезности, аналогичную (2), но зависящую не от мгновенных скоростей передачи данных, а от средних

скоростей передачи данных:

$$\hat{U}(\mathbf{R}) = \sum_i U(R_i), \quad (11)$$

где R_i — средняя скорость передачи данных пользователя i . Веса всех пользователей для упрощения задачи выбраны равными единице.

В [16] показано, что для максимизации (11) при динамическом планировании ресурсов необходимо разделить время на слоты одинаковой длительности и в начале каждого из слотов выбирать мощности передачи таким образом, чтобы максимизировать следующую функцию:

$$\sum_i \frac{1/R_i^\alpha}{\sum_j 1/R_j^\alpha} r_i, \alpha \geq 0.$$

Таким образом, в начале каждого слота необходимо решить поставленную в разделе 3 задачу, т.е. максимизировать (2) при $w_i = \frac{1/R_i^\alpha}{\sum_j 1/R_j^\alpha}$.

5. ЧИСЛЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

Исследование эффективности разработанного алгоритма проводится в среде имитационного моделирования NS-3 [17].

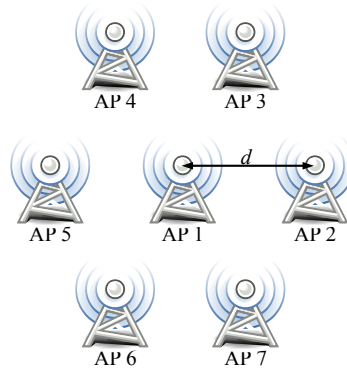


Рис. 3. Рассматриваемая топология сети

В рассматриваемом сценарии 7 точек доступа сети Wi-Fi размещены в узлах шестиугольной решетки с интервалом d , см. рис. 3. Точки доступа расположены на высоте 6 м и передают данные соответствующим станциям, которые расположены на высоте 1 м. Рассматривается насыщенный трафик, на сетевом уровне представляющий собой поток пакетов размером 1500 байт. Выбор сигнально-кодовой конструкции осуществляется динамически с помощью алгоритма Minstrel [19]. Зависимость средней скорости передачи данных на уровне приложения (т.е. с учетом возникающих накладных расходов, в том числе на передачу кадров подтверждений и т.д.) от отношения сигнал-шум представлена на рис. 4. Затухание сигнала от расстояния ρ между передатчиком и приемником моделируется с помощью следующей функции [20]:

$$d(\rho) = 40.05 + 20 \log_{10}(f_c/2.4) + 20 \log_{10}(\min(\rho, 10)) + \mathbb{1}_{\{\rho > 10\}} \cdot 35 \log_{10} 0.1\rho,$$

где $f_c = 5.21$ ГГц — частота несущей, $\mathbb{1}_{\{\rho > 10\}}$ — функция-индикатор, равная 1, если $\rho > 10$, а иначе ? 0. Для подтверждения полученных данных на канальном уровне используется механизм блочного подтверждения (англ. Block Ack), что позволяет подтверждать сразу несколько

полученных пакетов, таким образом существенно уменьшая накладные расходы и повышая пропускную способность соединения.

Рассмотрим 3 варианта управления мощностью передачи: использование максимальной мощности передачи, статическое управление мощностью передачи с использованием алгоритма, описанного в разделе 3, и динамическое управление мощностью передачи, описанное в разделе 4. В качестве функции полезности для статического и динамического управления мощностью передачи используется (1) со значением $\alpha = 1$, что соответствует максимизации геометрического среднего скоростей передачи.

Основные параметры имитационного моделирования приведены в Таблице 1.

Таблица 1. Основные параметры имитационного моделирования

Параметр	Значение
Высота размещения станций	1 м
Высота размещения точек доступа	3 м
Максимальная мощность передачи	40 мВт
Мощность шума	-174 дБм/Гц
Ширина канала	80 МГц
Коэффициент шума усилителя	7 дБ
Ограничение на CST	-82 дБм
Алгоритм выбора СКК	Minstrel HT
Размер пакета данных	1500 байт

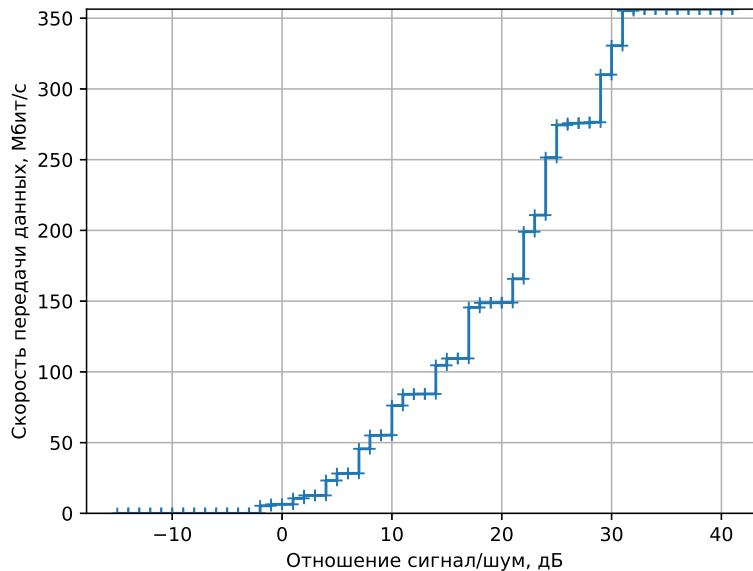


Рис. 4. Скорость передачи данных как функция отношения сигнал-шум

На рис. 5 показаны полученные результаты для среднего арифметического и среднего геометрического скоростей передачи при отсутствии управления, при использовании предложен-

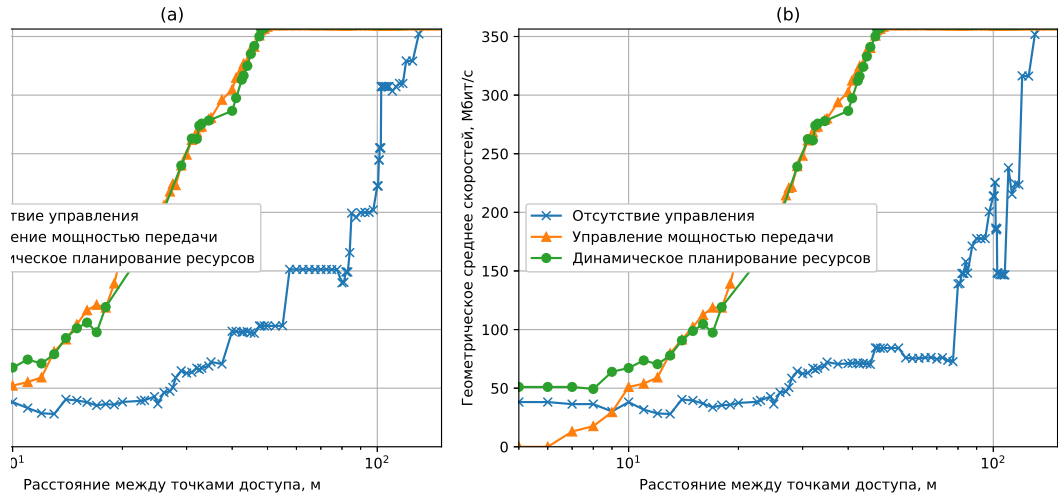


Рис. 5. (а) Среднее арифметическое и (б) среднее геометрическое скоростей передачи данных как функции расстояния между соседними точками доступа

ного в разделе 3 статического алгоритма управления мощностью передачи и при использовании описанного в разделе 4 алгоритма динамического планирования ресурсов.

При большом расстоянии d (больше 50 м) между точками доступа управление мощностью передачи позволяет достичь максимальной скорости передачи. При уменьшении расстояния от 50 до 10 м достижимая скорость передачи снижается, однако предложенные решения обеспечивают справедливое распределение ресурсов между станциями, что хорошо видно из схождения графиков среднего геометрического и среднего арифметического скоростей передачи данных. При расстояниях между точками доступа, меньших 10 м, использование статического управления мощностью передачи не позволяет достичь ненулевой скорости передачи для всех станций, что подтверждается нулевыми или почти нулевыми значениями геометрического среднего. Это происходит из-за того, что даже при использовании максимальных мощностей передачи отношение сигнал-шум на некоторых станциях оказывается недостаточным для передачи с наименьшей из скоростей. В этом случае необходимо использовать динамическое планирование ресурсов.

Заметим, что в области расстояний от 20 до 30 м управление мощностью передачи позволяет достичь больших скоростей передачи данных, чем использование динамического планирования ресурсов. Это связано с тем, что при оценке отношений сигнал-шум и соответствующих скоростей передачи данных предполагается, что точки доступа передают непрерывно. На самом деле, например, из-за наличия межкадровых интервалов, интерференция оказывается меньше. В то же время при использовании динамического планирования ресурсов точки доступа, находящиеся рядом, не передают одновременно, и ошибки при оценке мощности интерференции влияют меньше.

Заметим, что при использовании предложенных алгоритмов мощность сигнала, принимаемая точкой доступа, всегда меньше CST . Если же алгоритмы управления мощностью передачи не используются, то при малом расстоянии между точками доступа из-за ограничений (5) в каждый момент может передавать только одна из точек доступа, поэтому каждая из них получает в среднем $1/7$ от максимальной скорости передачи. Однако в случае, когда не все станции в сети слышат друг друга, данный механизм может приводить к несправедливому разделению канальных ресурсов вплоть до того, что некоторые из соединений имеют нулевую пропускную способность. Например, в окрестности $d = 105$ м, центральная точка доступа имеет значи-

тельно меньшую пропускную способность, чем остальные, из-за чего среднее геометрическое скоростей передачи данных оказывается в 2 раза ниже, чем среднее арифметическое.

6. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В данной статье рассмотрена проблема борьбы с интерференцией в плотных беспроводных сетях. Была поставлена задача максимизации функции полезности, в качестве которой может выступать любая функция, монотонно зависящая от скоростей передачи данных. Для решения задачи на основе метода ветвей и границ предложен новый алгоритм, позволяющий с заданной точностью находить оптимальные мощности передачи для каждой из станций и динамически распределять каналные ресурсы между разными станциями. В отличие от существующих алгоритмов настройки мощности передачи разработанный алгоритм позволяет учитывать запрет на передачу данных, в случае, если мощность детектируемого в канале сигнала и шума превышает некоторый регламентированный порог, а также ограничение на максимальную мощность передачи. Данные ограничения необходимы к выполнению в беспроводных сетях, работающих в нелицензируемом спектре, в частности в сетях Wi-Fi.

Эффективность алгоритма была проверена путем имитационного моделирования работы в одной области пространства нескольких беспроводных сетей Wi-Fi. Численные результаты показывают, что предложенные алгоритмы позволяют существенно повысить пропускную способность сети за счет уменьшения интерференции при достаточно большом расстоянии между точками доступа и в то же время добиться справедливого распределения пропускной способности канала между различными беспроводными соединениями.

ПРИЛОЖЕНИЕ

Доказательство утверждения 1. Пусть $\gamma' = f^{-1}(\mathbf{v})$. Так как компоненты векторов скоростей — неубывающие функции соответствующих отношений сигнал-шум, то из $\mathbf{v} \succeq \mathbf{u}$ следует $\gamma' \succeq \gamma$. В [4, Лемма 2] доказано, что если $\gamma' \succeq \gamma$, то $\mathbf{x}' \succeq \mathbf{x}$. Поэтому

$$\sum_j b_{ij}x'_j \geq \sum_j b_{ij}x_j > \hat{c}.$$

Утверждение доказано.

Доказательство утверждения 2. В [4] доказано аналогичное утверждение для векторов отношений сигнал-шум при наличии ограничения на максимальную мощность передачи, но при отсутствии ограничений (5). А именно, если вектор отношений сигнал-шум γ' достижим, то также достижим любой вектор отношений сигнал-шум γ такой что $\gamma \preceq \gamma'$.

Пусть $\gamma = f^{-1}(\mathbf{u})$, а $\gamma' = f^{-1}(\mathbf{v})$. Так как функция f неубывающая, то обратная функция f^{-1} также неубывающая и $f^{-1}(\gamma) \preceq f^{-1}(\gamma')$. Вектор скоростей передачи данных \mathbf{v} достижим, поэтому соответствующий ему вектор отношений сигнал-шум γ' также достижим. Согласно утверждению, доказанному в [4], вектор γ достижим, поэтому достижим и соответствующий ему вектор \mathbf{u} при отсутствии ограничений (5).

Так как \mathbf{v} достижим, то ограничения (5) выполняются для всех индексов i таких, что соответствующая мощность передачи x'_i больше 0. Тогда согласно следствию 1 эти ограничения также выполняются и для соответствующих индексов вектора \mathbf{u} . Для любого другого индекса j выполняется $x'_j = 0$, поэтому $x_j = 0$, так как $\mathbf{x}' \succeq \mathbf{x}$, и выполнение ограничений (5) для индекса j не требуется.

Обратное утверждение является прямым следствием доказанного.

Доказательство утверждения 3. Так как $[p, q] \setminus [h, q] = \{y \in [p, q] \mid y \notin [h, q]\}$, то $\forall y \in [p, q] \setminus [h, q]$ существует индекс i такой, что $y_i \leq h_i$. При этом для любого индекса j выполняется $y_j \leq q_j$. Таким образом существует индекс i такой, что $y \preceq s_i$.

\hat{U} монотонно зависит от скоростей передачи, поэтому $\hat{U}(y) \leq \hat{U}(s_i) \leq \max_{j=1, \dots, N} \hat{U}(s_j)$.

Следовательно, $\forall y \in [p, q] \setminus [h, q]$ верно, что $\hat{U}(y) \leq \max_{i=1, \dots, N} \hat{U}(s_i)$

Утверждение доказано.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Khorov E., Kiryanov A., Lyakhov A., Bianchi G. A Tutorial on IEEE 802.11ax High Efficiency WLANs. *IEEE Communications Surveys and Tutorials* (In press). DOI: 10.1109/COMST.2018.2871099
2. Zhu J. et al. Adapting physical carrier sensing to maximize spatial reuse in 802.11 mesh networks // *Wireless Communications and Mobile Computing*, 2004, Vol.4, No. 8, Pp. 933-946.
3. Fuemmeler J. A., Vaidya N. H., Veeravalli V. V. Selecting transmit powers and carrier sense thresholds in CSMA protocols for wireless ad hoc networks // *Proceedings of the 2nd annual international workshop on Wireless internet*, ACM, 2006, Pp. 15.
4. V. L. Stefanyuk, M. L. Tsetlin, Power Regulation in a Group of Radio Stations, *Probl. Peredachi Inf.*, 3:4 (1967), 49–57; *Problems Inform. Transmission*, 3:4 (1967), 37–43
5. Foschini G. J., Miljanic Z. A simple distributed autonomous power control algorithm and its convergence // *IEEE transactions on Vehicular Technology*, 1993, Vol.42, No. 4, Pp. 641-646.
6. Chiang M. et al. Power control by geometric programming. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2007, Vol.6, No. 7, Pp. 2640-2651.
7. Qian L., Zhang Y. J., Huang J. MAPEL: Achieving global optimality for a non-convex wireless power control problem // arXiv preprint arXiv:0805.2675. 2008.
8. Tuy H. Normal sets, polyblocks and monotonic optimization *Vietnam Journal of Mathematics*, 1999, Vol.27, No.4, Pp. 277-300.
9. Tuy H. et al. Convex analysis and global optimization. Dordrecht : Kluwer Academic, 1998.
10. Qian L. P., Zhang Y. J. S-MAPEL: Monotonic optimization for non-convex joint power control and scheduling problems. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2010, Vol.9, No. 5, C, 1708-1719.
11. Weeraddana P. C. et al. Weighted sum-rate maximization for a set of interfering links via branch and bound. *IEEE Transactions on Signal Processing*, 2011, Vol.59, No. 8, Pp. 3977-3996.
12. Khorov E., Kiryanov A., Krotov A. Joint Power Control and Time Division to Improve Spectral Efficiency in Dense Wi-Fi Networks // *In proc. of IEEE International Black Sea Conference on Communications and Networking*, Batumi, Georgia, 2018
13. Mo J., Walrand J. Fair end-to-end window-based congestion control. *IEEE/ACM Transactions on networking*, 2000, Vol.8, No. 5, Pp. 556-567.
14. Clausen J. Branch and bound algorithms-principles and examples // Department of Computer Science, University of Copenhagen. 1999. Pp. 1-30.
15. Clausen J., Perregaard M. On the best search strategy in parallel branch-and-bound: Best-First Search versus Lazy Depth-First Search. *Annals of Operations Research*, 1999, Vol.90, Pp. 1-17.
16. Schwarz S., Mehlhruer C., Rupp M. Throughput maximizing multiuser scheduling with adjustable fairness // In proc. of IEEE International Conference on Communications (ICC), 2011. Pp. 1-5.
17. The ns-3 network simulator. <http://www.nsnam.org/>

18. *IEEE Standard for Information technology – Telecommunications and information exchange between systems Local and metropolitan area networks – Specific requirements – Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications – Amendment 4: Enhancements for Very High Throughput for Operation in Bands below 6 GHz*, December 2013.
19. Xia D., Hart J., Fu Q. On the performance of rate control algorithm minstrel // *Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), 2012 IEEE 23rd International Symposium on. IEEE*, 2012. Pp. 406-412.
20. TGax simulation scenarios, Indoor Small BSSs Scenario. <https://mentor.ieee.org/802.11/dcn/14/11-14-0980-16-00ax-simulation-scenarios.docx>

Algorithm for dynamic power control and scheduling in IEEE 802.11ax infrastructure networks

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

With the growth of the number of wireless networks and connected devices, the negative effect of the interference becomes more dramatic. One of the most promising ways to reduce interference is combined usage of scheduling and power control of transmissions by various devices in the network. When developing such solutions for wireless networks operating in the unlicensed spectrum, an important requirement is to take into account the regulatory limits on the maximum transmit power, as well as the restriction to transmit if the power of the signal and noise detected in the channel exceeds a certain regulated value. The paper proposes an algorithm for optimizing the transmission powers of various stations and scheduling transmissions taking into account the above limitations. The algorithm is based on the branch-and-bound method and allows finding the optimal solution with a given accuracy from the point of view of the chosen utility function.

KEYWORDS: Transmission power control, scheduling, channel sensitivity threshold, IEEE 802.11ax.