

ВОПРОСЫ ПОСТРОЕНИЯ РАСПИСАНИЙ И МАРШРУТИЗАЦИИ В БЕСПРОВОДНОЙ MESH-СЕТИ ММ-ДИАПАЗОНА С ИСПОЛЬЗОВАНИЕМ СХЕМ STDMA И FDD

Р.Е. Иванов

Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН

Россия, 117997, Москва, Профсоюзная ул., 65

E-mail: iromcorp@gmail.ru

Ключевые слова: беспроводная mesh-сеть, мм-диапазон радиоволн, остовный двудольный подграф, реберная раскраска, зависимый от времени кратчайший путь.

Аннотация: В работе рассматривается беспроводная mesh-сеть мм-диапазона радиоволн с частотными дуплексными каналами, использующую схему множественного доступа STDMA. Авторы анализируют задачи назначения частотных ресурсов, построения расписания и маршрутизации в беспроводной mesh-сети и сводят их к задачам поиска остовного двудольного подграфа, реберной раскраски и поиска зависимого от времени кратчайшего пути.

1. Введение

Одним из перспективных направлений развития технологий беспроводной связи являются беспроводные mesh-сети, работающие в миллиметровом диапазоне радиоволн (мм-диапазон). Такие сети могут использоваться, например, для подключения станций сотовых сетей, точек доступа уличного WiFi. Mesh-сети мм-диапазона позволяют обеспечить скорость передачи данных порядка 20 Гбит/с, высокую надежность и отказоустойчивость при низких операционных затратах. Вместе с тем, иная природа распространения сигнала в мм-диапазоне делает невозможным прямое использование технологий и методов см-диапазонов.

Разрабатываемая mesh-сеть формируется базовыми станциями, каждая из которых оснащается двумя радиомодулями, работающими на разных частотах, что позволяет организовать полнодуплексную связь между станциями. Доступ к каналу осуществляется на основе схемы Spatial TDMA (STDMA) [1]: станции получают право на передачу по каждому из своих соединений в соответствии с расписанием, которое препятствует возникновению интерференции в сети. Подробно предлагаемая структура суперкадра и архитектура сети рассматривается в более ранних работах авторов [2,3].

Для создания mesh-сети необходимо решение ряда сложных математических задач. Во-первых, каждой станции сети требуется назначить пару частот для приема и передачи. Как будет показано далее, математически эта задача описывается как

поиск остовного двудольного подграфа, обладающего определенными ограничениями на связность и степени вершин. Во-вторых, необходимо построить расписаний для равномерного доступа к каналу, что сводится к задаче поиска реберной раскраски графа. В-третьих, задачу построения маршрутов с минимальной задержкой при использовании схемы STDMA не удастся решить, используя стандартный алгоритм Дейкстры, поскольку задержка между последовательными передачами оказывается зависимой от времени; данная зависимость определяется построенным ранее расписанием. В настоящей работе все три задачи сформулированы в графовых терминах.

2. Назначение частотных полос

Рассмотрим множество всех доступных станций $S = \{s_i\}$. Для формализации входных данных построим сетевой граф $G(V, E)$. В этом графе поставим в соответствие вершине $v_i \in V$ станцию $s_i \in S$, а если станция s_i может установить соединения со станцией s_j , то проведем ребро $(v_i, v_j) \in E$. При этом будем полагать граф G без петель, то есть не будем рассматривать возможность отправлять себе сообщения. Заметим, что при этом граф G является направленным, что впоследствии будет полезно при использовании некоторых алгоритмов (в частности, для поиска кратчайшего пути), однако в данной работе исключаются асимметричные ребра, то есть если ребро $(v_i, v_j) \in E$, то и $(v_j, v_i) \in E$. Заметим, что в ряде случаев эту пару рёбер можно принимать за одно.

Для реализации схемы частотного дуплекса требуется определить пару частотных полос BW_1 и BW_2 , и для каждой станции указать, какую она будет использовать для передачи, а какую для приёма. При этом все станции сети разделятся на два класса: одни будут использовать полосу BW_1 для приёма, а BW_2 для передачи, вторые, наоборот, для приёма будут использовать BW_2 , а для передачи BW_1 . Обозначим множество вершин, соответствующих первому классу, как V_1 , а второму – V_2 . При этом соединения между станциями возможно установить только если они относятся к различным классам. Рёбра графа G , соединяющие вершины одного класса, из графа удаляются. Таким образом, из исходного графа G необходимо выделить подграф B , содержащий все вершины из V и часть рёбер из E . Получившийся подграф по определению является остовным двудольным.

Частотный дуплекс даёт возможность паре станций вести одновременный приём и передачу, поэтому нет необходимости выделять направления передачи, а значит достаточно рассмотреть ненаправленный граф.

Если распределить вершины по классом случайным образом, то граф B может оказаться несвязным; также может быть потеряно слишком большое количество соединений. Для того, чтобы отличить различные двудольные подграфы друг от друга, определим функцию «несовершенства» графа $\mu : \mathfrak{B}_G \rightarrow \mathbb{R}$, где \mathfrak{B}_G – множество всех подграфов графа G . Сформулируем задачу:

Задача 1 (Оптимальный двудольный подграф). *Для ненаправленного графа $G(V, E)$ найти остовный двудольный подграф $B^*(V, E')$, $E' \subseteq E$ с минимальной функцией несовершенства μ , то есть*

$$B^* = \operatorname{argmin}_{B \in \mathfrak{B}_G} \mu(B)$$

3. Построение расписания в сети

Для применения схемы STDMA все временное пространство делится на интервалы, называемые *суперкадрами* (*superframe*). Каждый суперкадр начинается со служебного интервала *beacon interval* (*BI*), длительностью T_B . Оставшееся время используется для передачи полезной информации и делится на временные слоты (*time slots*) длительностью T_s . Обозначим число слотов в суперкадре N_s . Таким образом, общая длительность суперкадра составляет $T_F = T_B + T_s \cdot N_s$. При выборе числа слотов в суперкадре будем исходить из того, что каждому соединению необходимо дать возможность для приема-передачи в пределах одного суперкадра.

Узкая направленность передачи позволяет использовать квазипроводную модель распространения сигналов. В рамках данной модели корреляцией между различными соединениями можно пренебречь. Каждая станция может использовать для приёма или передачи ограниченное количество одновременно устанавливаемых соединений. В данной работе предполагается, что число таких соединений не превосходит одного.

Таким образом, появляется задача построения расписания, то есть назначения каждой паре соседних станций s_i, s_j номера слота в суперкадре – целого числа из интервала $1..N_s$. Соседними будем называть станции, способные принимать и передавать сообщения напрямую, без посредников, то есть такие станции s_i, s_j , для которых соответствующие вершины v_i, v_j образуют ребро (v_i, v_j) в графе сети $B(V, E)$. Каждое индивидуальное расписание можно описать в виде функции $R : S_N \rightarrow \{1, \dots, N_s\}$, где $S_N \subseteq S \times S$ – множество пар соседних станций.

В силу описанного ранее ограничения на количество одновременно устанавливаемых соединений, для любых двух пар соседних вершин $(s_i, s_j), (s_j, s_k) \in S_N$, имеющих общую вершину s_j , $R(s_i, s_j) = R(s_j, s_k) \Leftrightarrow s_i = s_k$. Слишком большое число слотов приведет как к большим задержкам передачи, так и понизит ее эффективность, так как часть слотов будет использоваться нерационально малым количеством соединений. Поэтому потребуем дополнительно, чтобы число слотов N_s было минимально возможным, и сформулируем теперь задачу в терминах теории графов:

Задача 2 (Построение расписания). Для двудольного графа $B(V, E)$ найти такую функцию $c : E \rightarrow \{1, \dots, N_s\}$, что для любых двух ребер $\forall e_i, e_j \in E, e_i \neq e_j$, имеющих общую вершину, выполняется условие $c(e_i) \neq c(e_j)$, и число N_s минимально.

Данная задача является в точности задачей поиска минимальной рёберной раскраски в двудольном графе.

4. Поиск кратчайших путей в сети

Для маршрутизации в описываемой mesh-сети необходимо найти кратчайший путь от станций $s \in S$ до станции $d \in S$. Задачу затрудняет тот факт, что данный путь оказывается зависимым от времени. Рассмотрим это задачу подробнее.

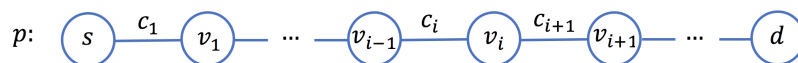


Рис. 1. Оценка задержки на пути из s в d

Пусть $p = v_0 v_1 v_2 \dots v_l$, $v_0 = s, v_l = d$ – произвольный путь из s в d , где l – длина пути. Рассмотрим три произвольные последовательные вершины v_{i-1}, v_i и v_{i+1} на этом пути. Положим цвет рёбер (v_{i-1}, v_i) и (v_i, v_{i+1}) равным c_i и c_{i+1} соответственно. Рассмотрим задержку, которую испытает пакет при прохождении вдоль пути p вершину v_i , считая для простоты, что все пакеты передаются в начале слота. При $c_i < c_{i+1}$ станция v_i получит сообщение в c_i -ый временной слот и передаёт вершине v_{i+1} в начале c_{i+1} -ого. Если $c_i > c_{i+1}$, то для дальнейшего продвижения вдоль пути p пакету придется дожидаться окончания текущего суперкадра, интервал VI и начала c_{i+1} -ого слота в следующем кадре. Отметим, что условие $c_i = c_{i+1}$ невозможно, так как, согласно определению рёберной раскраски. Объединяя результаты, получаем задержку на v_i -ой вершине для $i = \overline{1, l}$:

$$(1) \quad w(v_i) = \begin{cases} (c_{i+1} - c_i) \cdot T_s, & \text{если } c_i < c_{i+1} \\ (N_s - c_{i+1} + c_i) \cdot T_s + T_B, & \text{если } c_i > c_{i+1} \end{cases}$$

Задержку на стартовой вершине положим равной нулю: $w(v_0) = 0$. Полная задержка при передаче по пути p равна

$$(2) \quad w(p) = w(v_1, \dots, v_l) = \sum_{i=0}^l w(v_i).$$

Однако для поиска кратчайшего пути требуется иной подход. В отличие от классической задачи, в которой вес является постоянной величиной, в этом случае длительность передачи пакета определяется временем ожидания возможности передачи, которое зависит от времени появления пакета в буфере. Таким образом, вес соединения (ребра) приобретает зависимость от времени. Для его определения рассмотрим произвольную вершину v графа B с заданной рёберной раскраской $c_e = c(e)$. Пусть степень вершины v равна $\deg v$; обозначим всех её соседей как u_i для $i = \overline{1, \deg v}$ и выберем среди них произвольную вершину u . Примем начало отсчета времени за начало первого слота. Если пакет приходит до начала $c_{(v,u)}$ -ого слота (назовем это время активным), то время его ожидания составит $T_s c_{(v,u)} - t$, где t – время прибытия пакета; если пакет приходит в активное время, то задержка равно 0 и его сразу же можно отправлять; если пакет приходит после окончания слота в текущем суперкадре, то необходимо дождаться окончания суперкадра и начала нового слота – время $(T_s N_s - t) + (T_B + T_s c_{(v,u)})$. Отсюда вес ребра на время длительности суперкадра выражается кусочно линейной функцией:

$$(3) \quad w_{(v,u)}^{(BI)}(t) = \begin{cases} T_s c_{(v,u)} - t, & \text{если } t \leq T_s c_{(v,u)} \\ T_s (N_s + c_{(v,u)}) + T_B - t, & \text{если } T_s (c_{(v,u)} + 1) \leq t \leq T_s N_s + T_B \\ 0, & \text{иначе.} \end{cases}$$

Далее эта функция циклически повторяется и для произвольного $t > 0$ имеет вид

$$(4) \quad w_{(v,u)}(t) = \sum_{i=0}^{\infty} w_{(v,u)}^{(BI)}(t - i \cdot T_F).$$

Пусть $W = \{w_e(t) \mid \forall e \in E\}$ – множество весовых функций, заданных для каждого ребра. Если веса рёбер заданы в виде функции времени, то кратчайший путь будет зависеть от времени начала передачи. Задача поиска кратчайшего пути следующая:

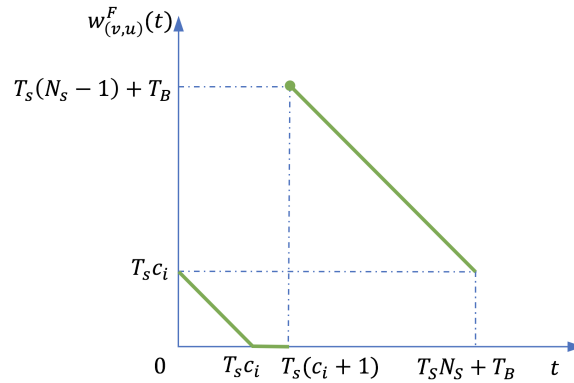


Рис. 2. Оценка веса $w_{(v,u)}^F(t)$ ребра (v, u) , $\delta v = \deg v$

Задача 3 (Поиск кратчайшего пути). Пусть дан граф $G(V, E)$ и для ребра $e \in E$ задана функция задержки $w_e(t)$. Для заданной тройки (s, d, t_0) найти кратчайший путь $p(t_0)$ из s в d в графе G при стартовом времени t_0 .

5. Заключение

В работе рассмотрена беспроводная mesh-сеть мм-диапазона радиоволн. Описаны три задачи: задача назначения частот, вытекающая из использования схемы FDD, задача построения расписания, необходимое для реализации схемы STDMA, и задача маршрутизации. Показано, что данные задачи можно свести к хорошо известным задачам поиска остовного двудольного подграфа, реберной раскраски и поиска зависящего от времени кратчайшего пути. Последние две задачи имеют полиномиальное решение, однако первая является NP-трудной (частный случай этой задачи – обнаружение регулярного двудольного подграфа – рассматривается в работе [4]), и, в общем случае, для ее решения необходимо применять эвристику.

Работа выполнена при финансовой поддержке Российского фонда фундаментальных исследований, грант №18-57-00002.

Список литературы

1. Nelson, R., Kleinrock, L. Spatial TDMA: A Collision-Free Multihop Channel Access Protocol // IEEE Transactions on Communications. 1985. Vol. 33, No. 9, P. 934–944.
2. Vishnevsky, V., Larionov, A., Frolov, S. Design and Scheduling in 5G Stationary and Mobile Communication Systems Based on Wireless Millimeter-Wave Mesh Networks // Proceedings of Distributed Computer and Communication Networks. Communications in Computer and Information Science. Moscow, Russia, 2014. Cham: Springer. Vol. 279. P. 11–27.
3. Vishnevsky, V.M., Larionov, A.A., Ivanov, R.E., et al. Applying Graph-Theoretic Approach for Time-Frequency Resource Allocation in 5G MmWave Backhaul Network. Proceedings of Advances in Wireless and Optical Communications (RTUWO). Riga, Latvia, 2016. IEEE. P. 221–224.
4. F. Cheah, D.G. Corneil. The Complexity of Regular Subgraph Recognition // Discrete Applied Mathematics. 1990. Vol. 27, No. 12. P. 59–68.