

ФОРМИРОВАНИЕ ОПТИМАЛЬНОГО ДЕРЕВА МНОГОАБОНЕНТСКОЙ ДОСТАВКИ СООБЩЕНИЙ

Луцкий М.Г.
НГТУ «КПИ»

Loytsky M. Optimal tree formation of multi-user message delivery. Method of tree construction of multi-user message delivery is offered considered with using of statistical information about network status. It reduces stream intensity of the information and also reduces time of rerouting in mobile networks. The comparative analysis of well-known and the offered method of a tree formation of message delivery are considered.

Введение

Формирование дерева доставки сообщений является составной частью задачи маршрутизации информации от одного источника к некоторой группе (multicast группе) абонентов. В общем случае задача оптимальной маршрутизации рассматривается как задача выбора представительного множества путей, оптимальных по заданному критерию. Одним из наиболее распространенных подходов к решению задач оптимизации является подход, при котором один из параметров рассматривается в качестве критерия оптимизации, а остальные переводятся в ранг ограничений. В сетях с фиксированной топологией задача маршрутизации сводится к задаче нахождения кратчайшего пути. В общем случае данная задача является NP-полной, то есть имеет экспоненциальную сложность. Особую актуальность задача маршрутизации приобретает в мобильных сетях, так как каждое перемещение абонентских систем (АС) определяет необходимость ремаршрутизации. Многоабонентская передача еще более усложняет ситуацию, так как миграция АС вызывает реконфигурации multicast группы.

Обзор существующих решений

Вопросы оптимальной маршрутизации при наличии одного источника и одного получателя информации достаточно подробно рассмотрены в работах [1,2]. При этом основное внимание уделяется вопросу оптимизации управляющей информации, необходимой для определения нового месторасположения АС и формирования нового маршрута.

Вопросы многоабонентской доставки в мобильных сетях достаточно подробно рассматриваются в работах [3,4]. При наличии одного источника и некоторого множества получателей формируется дерево оптимальных

путей [5]. В общем случае, при некотором множестве источников и получателей информации, множество деревьев оптимальных путей целесообразно объединить в частично остовный граф. Под частично остовным графом будем понимать связанный граф, покрывающий определенное множество вершин.

Постановка задачи

Для мобильных компьютерных сетей в качестве критерия оптимальности дерева путей целесообразно рассматривать минимальное время ремаршрутизации, обеспечивающее безразрывную передачу информации при перемещении АС. В этом случае длина пути переходит в разряд ограничений. Время ремаршрутизации зависит от количества и времени возвратов по виртуальному дереву в результате перемещения АС. Узел дерева, в котором осуществляется изменение маршрута, будем называть точкой ветвления маршрута. Время ремаршрутизации T_c между двумя смежными листьями равно: $T_c = T_s + T_p$, где: T_s - задержка в передаче по звену дерева, т.е. между соседними вершинами; T_p - время коммутации в точке ветвления. При наличии некоторого числа k промежуточных звеньев время маршрутизации равно: $T_c = T_s \times k + T_p$. При расположении точки ветвления на i -ом уровне T_i равно $T_i = T_s \times i + T_p$.

Таким образом, задачу сокращения времени ремаршрутизации можно свести к задаче построения дерева с минимальным числом уровней.

В свою очередь большинство алгоритмов маршрутизации базируется на алгоритмах нахождения минимального пути Дейкстра или Флойда, которые не обеспечивают минимальное число уровней дерева.

При многоабонентской доставке сообщений вершина источник может входить, а может и входить в состав одного из кластеров беспроводной подсети. Множество путей от v_j до каждой вершины подмножества $V_s = \{v_i \mid i=1,2,\dots,8\}$ образует дерево доставки. Корнем этого дерева является вершина v_1 , а все его листья являются членами кластера G_s .

Под минимальным расстоянием ($L_{j,s}$) до кластера G_s будем понимать путь $L_{1,i} \forall v_i \in V_s$ минимальный среди всего множества путей от вершины v_1 до вершины $v_i \in V_s$. Для случая, когда вершина источник принадлежит кластеру минимальное расстояние до кластера равно нулю, то есть имеет место свойство: $v_j \in V_s \Rightarrow d_{\min} = 0$.

В большинстве известных алгоритмов маршрутизации в качестве критерия оптимизации рассматривается задержка в передаче информации, или время ее доставки. Естественно, что в этом случае обеспечивается минимальное время доставки, которое может быть значительно меньше допустимого. При этом время последующей ремаршрутизации может быть

неоправданно завышено. Пример подобного дерева доставки представлен на рис. 1.

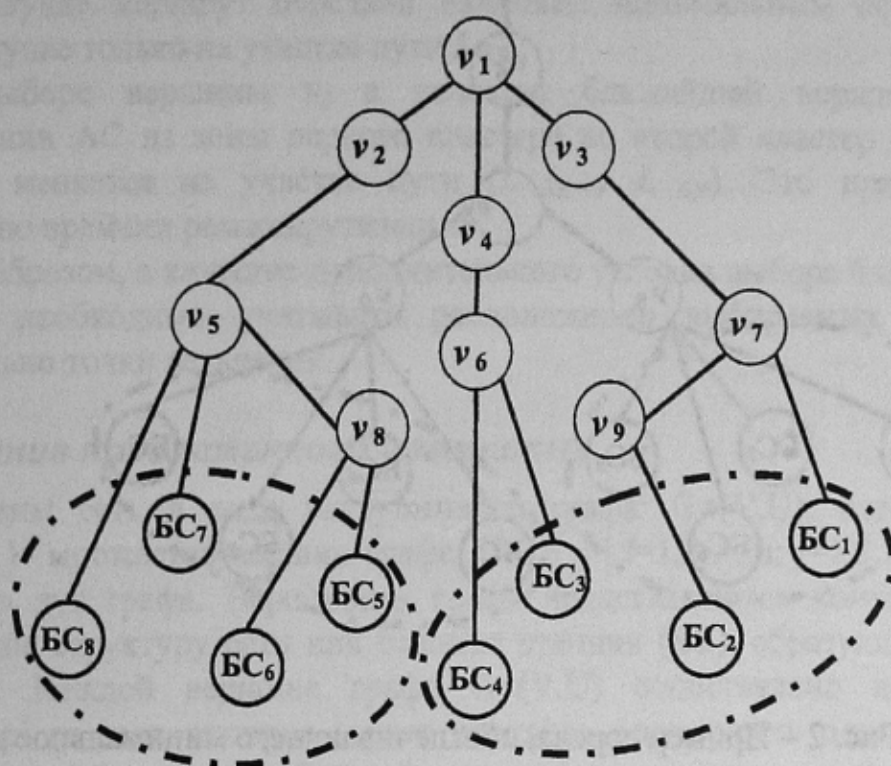


Рис. 1 – Пример дерева, обеспечивающего минимальное время доставки.

Оптимальным с точки зрения минимизации времени ремаршрутизации представляется дерево доставки (рис. 2). В этом случае при перемещении АС из зоны действия одной БС в зону действия другой БС основная часть маршрута не изменяется. В данном случае при перемещении АС из зоны действия БС₁ в зону действия любой другой БС, расположенной внутри того же кластера путь $L_{1,9} = (v_1 - v_4 - v_6 - v_9)$ не меняется. Даже при перемещении АС в другой кластер меняется только часть исходного пути с $(v_6 - v_9)$ на $(v_6 - v_8)$.

Таким образом, структура графа, представленная на рис. 2, наиболее оптимальна с точки зрения времени ремаршрутизации.

В качестве остова (S_i) дерева с корневой вершиной v_i будем рассматривать все вершины, исключая висячие вершины. В нашем случае к висячим вершинам относятся начальная вершина и все вершины, соответствующие базовым станциям. Таким образом, для вершины v_1 остов $S_1 = \{(v_4), (v_6), (v_8, v_9)\}$. Вершины, заключенные в круглые скобки, принадлежат одному уровню дерева, при этом к самому верхнему уровню принадлежат вершины, расположенные слева.

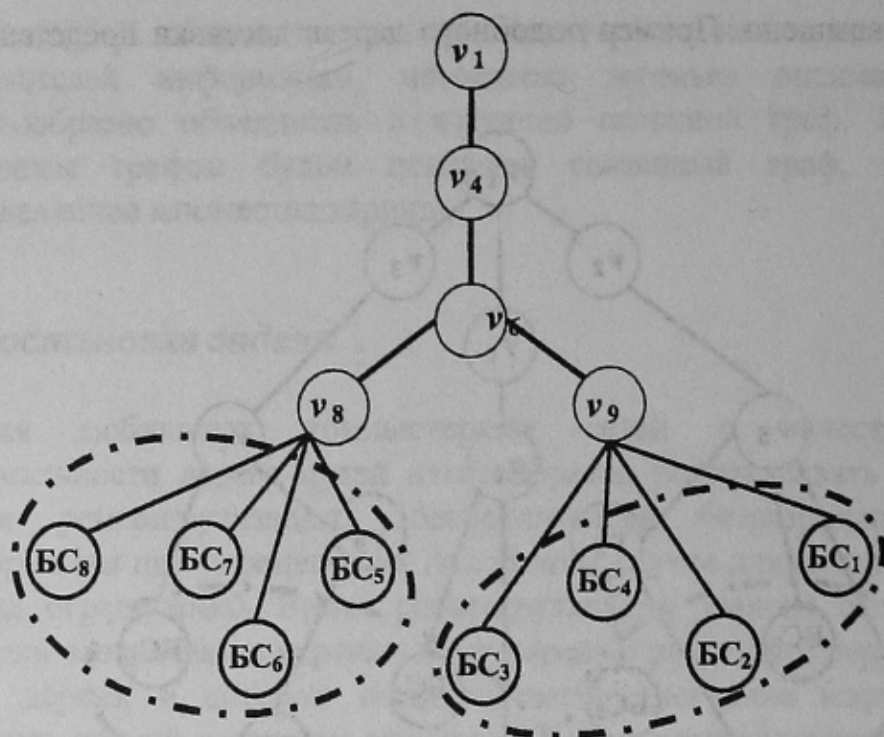


Рис. 2 – Пример дерева, обеспечивающего минимальное время ремаршрутизации.

В общем случае в качестве источников информации могут выступать все АС. В этом случае необходимо сформировать некоторое множество покрывающих деревьев. При формировании покрывающего дерева для новой корневой вершины v_i ($v_2 \notin V_S$) формируется минимальный путь $L_{i,s}$ от корневой вершины v_i до ближайшей вершины v_j ($v_j \in S_1$) при условии, что время задержки в передаче информации по пути P_i не будет превышать допустимого значения, т.е. $T_{si} \leq T_{max}$. Так для вершины v_2 , ближайшими вершинами v_j ($v_j \in S_1$) являются вершины v_1, v_4, v_8 . Рассмотрим путь L_2 , проходящий через вершину v_1 , в данном случае любой из путей $L_{2,j}$, из вершины v_2 в произвольную вершину $v_j \in S_1$ равен $L_{2,j} = (L_{1,1} - L_{1,j})$.

По условию диаметр D исходного графа соответствует минимальному пути из вершины v_1 до одной из вершин $v_j \in S_1$. В этом случае найдется такая вершина $v_j \in S_1$, для которой будет выполняться условие: $L_{2,j} > D$, т.е. будет существовать путь больше диаметра графа.

При выборе вершины v_4 в качестве ближайшей вершины к вершине v_2 путь равен $L_{2,j} = (L_{2,4} \rightarrow L_{4,j})$.

В этом случае $L_{2,j} < D$, т.к. вершина v_4 принадлежит поддереву S_1 и выполняется условие $L_{1,4} > L_{2,4}$. В противном случае диаметр графа в качестве конечной вершины будет включать вершину v_2 .

При выборе вершины v_8 в качестве ближайшей вершины к вершине v_2 для пути $L_{2,j} = (L_{2,8} \rightarrow L_{8,j})$ также будет соблюдаться условие: $L_{2,j} < D$.

Однако вершина v_4 является более предпочтительной, так как она располагается выше вершины v_6 , являющейся точкой ветвления дерева S_1 . В этом случае маршрут передачи изменяем минимальным образом, в данном случае только на участке пути $L_{6,9}$.

При выборе вершины v_8 в качестве ближайшей вершины при перемещении АС из зоны первого кластера во второй кластер маршрут передачи меняется на участке пути ($L_{8,6} \rightarrow L_{6,9}$). Это приводит к увеличению времени ремаршрутизации.

Таким образом, в качестве дополнительного условия выбора ближайшей вершины необходимо учитывать расположение выбираемых вершин относительно точки ветвления.

Описание предложенного алгоритма

Представим сеть в виде нагруженного графа: $G=(V,U)$, где $V=\{v_i \mid i=1,2,\dots,n\}$ - множество вершин графа, $U=\{u_{ij} \mid i=1,2,\dots,n; j=1,2,\dots,m\}$ - множество дуг графа. Вершинами графа представляются коммутаторы, образующие структуру сети или базовые станции (БС), образующие зону покрытия. Каждой вершине графа $G=(V,U)$ сопоставлено некоторое значение p_i ее веса, которое может отражать вероятность подключения абонента к этой вершине (базовой станции) при перемещении по сети. Таким образом, это значение отражает предпочтительность данной вершины при включении ее в дерево доставки. Каждой дуге графа $G=(V,U)$ сопоставлено некоторое значение c_i ее веса, которое отражает стоимость передачи данных по каналу. Стоимость c_i определяется совокупностью таких показателей, как пропускная способность канала, физическая длина канала, стоимость эксплуатации и др. Путем L_{ij} в графе называется упорядоченная последовательность дуг, связывающая вершины v_i и v_j .

Алгоритм строит дерево таким образом, чтобы трудоемкость изменения маршрута при перемещении абонента из одной вершины (БС) в другую была минимальной, то есть, чтобы минимальной была суммарная стоимость старой (отключенной) и новой (активной) ветви до общей части маршрута, при переходе с одной ветви дерева доставки на другую. Таким образом, минимизируется количество «возвратов» по структуре дерева доставки при переключении маршрута. Так как при перемещении АС по сети ее следующее место нахождения в сети априорно определенно вероятностями p_i , то при построении дерева предлагается использовать следующий критерий минимизации: $K_i = p_i / C_i$, где C_i - полная стоимость пути до вершины i , а величина p_i - вероятность перемещения АС в i -ую вершину. Из множества возможных путей предпочтительным является тот путь, для которого критерий K_i является максимальным.

Алгоритм построения такого дерева заключается в следующем. На первом этапе находятся кратчайшие пути от вершины-источника ко всем вершинам, которые необходимо включить в дерево доставки (т.е. находятся значения C_i) и вычисляется $K_i = p/C_i$. Вершина с максимальным значением K_i причисляется к множеству достигнутых вершин и путь $L_{1,i}$ от источника к данной вершине v_i присоединяется к дереву доставки и становится стволом этого дерева. Множество дуг, составляющих данный путь $L_{1,i}$ «обнуляются», т.е. при дальнейшем рассмотрении графа $G=(V,U)$, значения дуг из последовательности $L_{1,i}$ принимаются равными 0. Это делается для того, чтобы при построении маршрута к остальным вершинам предпочтение отдавалось этим дугам, что соответствует идее алгоритма и обеспечивает построение дерева доставки с минимальным количеством «возвратов».

Далее для модифицированного таким образом графа повторяется первый шаг алгоритма, из оставшихся вершин-приемников (БС) снова выбирается такая вершина, что величина K_i является для нее максимальной. Данная вершина причисляется к множеству достигнутых вершин и путь от источника к этой вершине присоединяется к дереву доставки. Дуги, входящие в данный путь обнуляются.

Данная последовательность действий повторяется до тех пор, пока все вершины-приемники (БС) не окажутся включенными во множество достигнутых вершин. И таким образом будет построено дерево доставки.

В рамках данной работы исследовался характер зависимости временной сложности ремаршрутизации (стоимости переключения маршрута) от размера Multicast группы для различных алгоритмов формирования дерева доставки информации. В качестве базового для сравнения использовался алгоритм формирования кратчайшего пути Дейкстра. При этом исследовалось два алгоритма, первый алгоритм формирует оптимальный маршрут без учета вероятности перемещения АС, второй алгоритм при построении дерева маршрутов использует статистику перемещения АС. В качестве исходного графа рассматривался полносвязный нагруженный граф с количеством вершин равным n и количеством m таких вершин, которые необходимо достичь при построении дерева ($n > m$). На рис. 3 приведена зависимость временной сложности ремаршрутизации (стоимость переключения маршрута) от размера Multicast группы при уровне дерева равном 2. Как видно из рис. 3, при незначительном уровне дерева временная сложность алгоритма Дейкстра меньше, т.к. не выполняется дополнительных операций по выбору пути.

С увеличением уровня дерева эффективность предложенного алгоритма существенно повышается. На рис.4 представлена стоимость переключения маршрутов при уровне дерева равном 15.



Рис. 3. Зависимость временной сложности ремаршрутизации (стоимость переключения маршрута) от размера Multicast группы при уровне дерева, равном 2.



Рис. 4. Стоимость переключения маршрутов при уровне дерева равном 15.

Выводы

1. Анализ результатов моделирования подтверждает эффективность предложенного алгоритма и демонстрирует снижение потока служебной информации в среднем на 15-20% по сравнению с базовым. Алгоритм особенно эффективен для сетей с высоким уровнем иерархии, где достигается выигрыш более 20%.
2. Как можно видеть из графиков, отражающих результаты моделирования, алгоритм показывает наилучшие результаты для сетей с высоким уровнем иерархии т.е. для сетей высокой степени сложности с большим числом коммутаторов.

Литература

1. Ахо А., Хопкрофт Д., Ульман Д.Д. Структуры данных и алгоритмы: Пер. с англ.: Уч. пос. – М.: Издательский дом «Вильямс», 2000. – 384 с.
2. Бертсекас Д., Галлагер Р. Сети передачи данных: Пер. с англ. - М.: Мир, 1989. - 544с.
3. Mario Gerla, Ching-Chuan Chiang, Lixia Zhang. Tree multicast strategies in mobile, multishop wireless networks, Mobile Networks and Applications, v.4 n.3, p.193-207, Oct 1999.
4. Wang B. and Hou J.C., "Multicast routing and its QoS extension: problems, algorithms, and protocols", IEEE Network, vol. 14, Jan. 2000.
5. Guangyu Pei and Mario Gerla and Tsu-Wei Chen, "Global State Routing: A New Routing Scheme for Ad-hoc Wireless Networks", {ICDCS} Workshop on Wireless Networks and Mobile Computing", pages D71-D78, 2000.

Дата надходження до редколегії: 16.12.2003 р.