

## МНОГОАБОНЕНТСКАЯ ДОСТАВКА ИНФОРМАЦИИ В СЕТЯХ AD HOC

Рассмотрен вопрос организации многоабонентской доставки информации в мобильных сетях. Для маршрутизации предлагается использовать устойчивый подграф многоадресной доставки сообщений. Предложен алгоритм формирования максимально устойчивого пути.

The question of increase of efficiency of transfer of the information is considered due to formation of the steady virtual channel. For routing it is offered to use a steady subgraph of multicast messages. The algorithm of formation of maximum steady way is offered.

### Введение

Под многоабонентской доставкой сообщений понимается передача сообщения от абонентской системы (АС) – источника информации к определенной группе АС – получателей информации, называемой группой многоабонентской доставки сообщений. Процесс формирования группы многоабонентской доставки заключается в построении частичного покрывающего дерева.

Существует ряд алгоритмов [1] формирования дерева многоабонентской доставки сообщений, основанных на дереве Штейнера. В качестве критерия оптимизации используется общая стоимость дерева многоабонентской доставки сообщений. Если группа многоабонентской доставки сообщений включает все вершины сети, решение задачи построения дерева Штейнера сводится к поиску дерева кратчайшего пути. Однако известные точные методы решения этой задачи они не учитывают ограничения, накладываемые на деревья, сетевыми задачами. В этом случае используются эвристические алгоритмы формирования дерева Штейнера. Так, в работе [2] предложен эвристический алгоритм Прима по поиску минимального остовного дерева для полного *пространственного графа*, где полный *пространственный граф* – это граф, который содержит все вершины в сети и имеет связь между каждой парой вершин, представляющих кратчайший путь между ними.

В работе [3] предложен распределенный алгоритм для решения задачи построения дерева Штейнера. Для решения проблемы оптимизации дерева по критерию задержки в работе [4] представлен эвристический алгоритм, названный *самый короткий мультикаст алгоритм с ограничениями*. Работа алгоритма начинается с того, что вычисляется дерево с наименьшей задержкой, внедренное в данный источник и охватывающее

всех членов группы. После этого итерационно заменяются главные рёбра в дереве более дешевыми главными рёбрами не в дереве, при не нарушении ограничения по задержке; это выполняется до тех пор, пока общая стоимость дерева не может быть далее сокращена. алгоритм по поиску кратчайшего пути в дереве. Алгоритм сходится, так как выполнение начинается с дерева с наименьшей задержкой.

В работе [5] предложен централизованный эвристический алгоритм, названный *KPP эвристика*. Зная источник  $v_s$  и группу многоабонентской доставки сообщений  $B$ , с помощью метода динамического программирования, формируется подграф  $G$  с учетом ограничения по задержке. Затем с помощью алгоритма Прима формируется остовое дерево подграфа.

В работе [6] рассмотрена задача построения дерева Штейнера с учетом величины задержки передачи информации. Вначале конструируется опорное *дерево*,  $T_r$ , путей минимальной стоимости от исходной вершины  $v_s$  ко всем вершинам получателям. После этого, для каждой вершины-получателя  $v_i$  выполняется попытка создать дерево  $T_i$ , которое изначально содержит путь в  $T_r$  от вершины  $v_s$  к вершине  $v_i$ . Затем алгоритм увеличивает  $T_i$ , прибавляя "хорошие" пути от вершин, входящих в дерево, до вершин-получателей, которые не входят в дерево, пока все вершины-получатели не будут включены в дерево. Если в результате будет создано более одного подходящего дерева, то будет выбрано дерево с минимальной стоимостью.

Особую актуальность многоабонентская передача приобретает в мобильных сетях [7], так как перемещение АС между зонами действия различных базовых станций (БС) может привести к разрыву виртуального соединения и, как следствие, к потере информации. Многоабонентская передача еще более усложняет ситуацию, так как миграция АС определяет необходимость реконфигурации multicast группы.

С точки зрения временной сложности и минимизации времени ремаршрутизации в мобильных компьютерных сетях наиболее эффективными алгоритмами формирования дерева многоадресной доставки являются алгоритмы, формирующие общий путь до группы многоабонентской доставки. Основным недостатком данных алгоритмов является увеличение пути до наиболее удаленной вершины группы многоабонентской доставки, которое может превысить предельно допустимое значение. В этом случае целесообразно использовать комбинированный алгоритм формирования дерева многоабонентской доставки, используя минимальный путь до наиболее удаленной вершины группы многоабонентской доставки.

При передаче пакетов в мобильной сети в режиме виртуальных соединений дополнительным фактором, влияющим на эффективность передачи, является устойчивость сформированного канала передачи информации. Желательно чтобы виртуальный канал обеспечивал безразрывную

передачу информации во время сеанса обмена. В связи с этим в качестве основного критерия формирования виртуального соединения рассматривается его устойчивость. Таким образом, в мобильных сетях актуальной является задача формирования устойчивого виртуального канала передачи информации.

В общем случае, компьютерную сеть можно представить в виде нагруженного графа  $G(V, E)$ , где  $V = \{v_i | i=1,2,\dots,n\}$  – множество вершин графа,  $E = \{e_{i,j} | i,j=1,2,\dots,n\}$  – множество ребер графа. Каждое ребро  $e_{i,j}$  графа характеризуется весом  $w_{i,j}$ . В зависимости от решаемой задачи величина  $w_{i,j}$  может характеризовать длину  $l_{i,j}$  ребра, задержку  $t_{i,j}$  или стоимость  $c_{i,j}$  передачи информации по каналу, соответствующему ребру  $e_{i,j}$ .

В случае многоабонентской доставки сообщений с источником в вершине  $v_s$  и множеством вершин  $V_m = \{v_i | i=1,2,\dots,n\}$ , определяющих группу АС, получателей информации, задача маршрутизации состоит в нахождении дерева  $T_s = (V_s, E_s)$  доставки сообщений для которого выполняется условие:

$$W_s = \min \sum_{e_{i,j} \in E_s} w_{i,j}, \quad (1)$$

где:  $W_s$  – вес всех ребер дерева доставки сообщений.

В качестве ограничения на включение ребра  $e_{i,j}$  в состав дерева  $T_s$  рассматриваются условия:

- $B_{i,j} > b_s$ , где:  $B_{i,j}$  – значение пропускной способности канала;  $b_s$  – требуемое значение пропускной способности для многоабонентской доставки сообщений по дереву графа  $T_s$ .
- $t_d > t_{max}$ , где:  $t_d$  – значение допустимой задержки передачи пакетов;  $t_{max}$  – максимальная задержка передачи пакетов между узлами дерева многоабонентской передачи данных.

Таким образом, при значительном удалении источника от группы получателей информации целесообразно задачу формирования дерева многоабонентской доставки информации разбить на задачу формирования кратчайшего пути  $L_0$  от вершины  $v_s$  до вершины  $v_m$  ближайшей к множеству вершин  $V_m$  и задачу формирования структуры группы получателей информации с корневой вершиной  $v_m$ . В этом случае вес ребер  $W_d$  дерева многоабонентской доставки информации включает в себя вес ребер  $W_0$  пути до группы многоабонентской доставки информации и вес ребер  $W_m$  внутри группы:

$$W_d = \sum_{e_{i,j} \in E_0} w_{i,j} + \sum_{e_{k,l} \in E_m} w_{k,l} \quad (2)$$

При нахождении вершины источника внутри группы доставки множество  $V_0 = \emptyset$  и  $L_0 = 0$ , а величина  $W_d$  равна:

$$W_d = \sum_{e_{k,l} \in E_m} w_{k,l}. \quad (3)$$

При значительном удалении источника от группы многоадресной доставки информации выполняется условие:

$$\sum_{e_{i,j} \in E_0} w_{i,j} \gg \sum_{e_{k,l} \in E_m} w_{k,l} \quad (4)$$

Отсюда следует, что основное внимание в данном случае необходимо уделять вопросам оптимального построения минимального пути и определения вершины  $v_m$ .

Для мобильных компьютерных систем и сетей с постоянно меняющейся топологией актуальным является формирование максимально устойчивого пути

Устойчивость пути будем оценивать с помощью коэффициента устойчивости:  $k = (T_0 - T_s)/T_0$ , где:  $T_s$  – время сеанса обмена (требуемое время виртуального соединения);  $T_0$  – время жизни маршрута, зависящее от устойчивости выбранного пути.

Как правило, удаление некоторого ребра в графе связности мобильной сети связано с перемещением смежной ему АС. Каждой вершине  $v_i$  графа  $G = (V, E)$  сопоставим величину  $p(v_i)$ , представляющую собой вероятность удаления или перемещения вершины  $v_i$ . Соответственно величина  $q(v_i) = 1 - p(v_i)$  характеризует устойчивость вершины  $v_i$ .

Далее каждому ребру  $e_{ij}$  сопоставим величину  $p(e_{ij})$ , характеризующую вероятность удаления ребра  $e_{ij}$  из графа. Очевидно, что вероятность удаления ребра определяется вероятностями удаления смежных вершин, то есть:

$$p(e_{ij}) = 1 - (1 - p(v_i)(1 - p(v_j))). \quad (5)$$

Соответственно, выражение:

$$q(e_{ij}) = 1 - p(e_{ij}) \quad (6)$$

характеризует устойчивость ребра  $e_{ij}$  между смежными вершинами  $v_i$  и  $v_j$ .

Подставив выражение (5) в выражение (6) получим:

$$q(e_{ij}) = (1 - p(v_i))(1 - p(v_j))$$

или

$$q(e_{ij}) = q(v_i) q(v_j) \quad (7)$$

В свою очередь устойчивость пути  $S_{n,m}$  является функцией от устойчивости всех ребер данного пути, то есть:  $S_{n,m} = f(S_{ij} \mid \forall e_{ij} \in P_{n,m})$ . В общем случае устойчивость пути определяется следующим выражением:

$$S_{n,m} = \prod_{\forall e_{i,j} \in P_{n,m}} (1 - p(e_{i,j})). \quad (8)$$

Подставив в выражение (8) выражение (6) получим:

$$S_{n,m} = \prod_{\forall e_{i,j} \in P_{n,m}} q(e_{i,j}). \quad (9)$$

С учетом выражения (7) имеем:

$$S_{n,m} = q(v_n)q(v_m) \prod_{\substack{\forall e_k \in P_{n,m} \\ k \neq n, k \neq m}} (q(v_k))^2. \quad (10)$$

Рассмотрим вопрос формирования максимально устойчивого пути от источника (вершины  $v_l$ ) до некоторой вершины  $v_j \in \Gamma(V_m)$ , где:  $V_m$  – множество вершин группы многоабонентской доставки.

В результате работы алгоритма формируется некоторое множество вершин  $V_S$  к которому, на каждом шаге вычисления, добавляется вершина из множества  $\Gamma(V_S) = \{v_j \in V \setminus V_S\}$  вершин, смежных с вершинами множества  $V_S$ .

Алгоритм заключается в следующем:

1. Формируется подмножество  $V_S = \{v_l\}$ .
2. Для всех вершин  $v_j \in \Gamma(v_l)$ , вычисляем  $S_{l,j} = q(e_{l,j})$  и формируем множество  $B = \{b_j\}$  упорядоченных пар  $b_j = (v_l, S_{l,j})$ .
3. Среди вершин множества смежности  $\Gamma(v_l)$ , находим вершину  $v_j \in V \setminus V_S$ , с максимальным значением  $S_{l,j}$  и включаем ее во множество  $V_S$ .
4. Для всех вершин  $v_j \in \Gamma(V_S)$ , вычисляем  $S_{l,j} = S_{l,i} \times q(e_{i,j})$  и формируем множество  $B = \{b_j\}$  упорядоченных пар  $b_j = (v_i, S_{l,j})$ . При этом из двух пар  $b_j$  выбирается пара с максимальным значением  $S_{l,j}$ .
5. Среди вершин множества смежности  $\Gamma(V_S)$ , находим вершину  $v_j \in V \setminus V_S$ , с максимальным значением  $S_{l,j}$  и включаем ее во множество  $V_S$ .
6. Если  $V \setminus V_S \neq \emptyset$ , то переход к пункту 4, иначе алгоритм завершает свою работу.

В результате формируется путь между вершинами  $v_l$  и  $v_m$  с максимальным значением  $S_{l,m}$ .

В мобильных сетях с относительно низкой устойчивостью виртуальных соединений предлагается формировать устойчивый подграф многоадресной доставки сообщений, в основу формирования которого положен приведенный выше алгоритм формирования максимально устойчивого пути. Основное отличие заключается в том, что при формировании множества  $B = \{b_j\}$  упорядоченных пар  $b_j = (v_i, S_{l,j})$  для каждой вершины  $v_j$  выбирается несколько пар  $b_j$  с наибольшими значениями  $S_{l,j}$ , сумма которых стремиться к единице. Таким образом, вместо одного пути формируется граф доставки сообщений.

### Заключение

1. Предложенный в работе подход к организации многоабонентской доставки на основе формированию максимально устойчивых виртуальных соединений позволяет повысить эффективность передачи информации за счет снижения вероятности ремаршрутизации информации в процессе ее передачи.

2. С целью повышения эффективности процедуры маршрутизации в мобильной сети в настоящей работе предлагается строить дерево доставки не на всем исходном графе, а на предварительно сформированном максимально устойчивом подграфе  $G^s = (V^s, E^s)$ .

### Список использованной литературы

1. H. F. Salama, "Multicast Routing for Real-Time Communication on High Speed Networks," Ph.D. dissertation, NC State Univ., Raleigh, 1996.
2. L. Kou, G. Markowsky, and L. Berman, "A Fast Algorithm for Steiner Trees," *Acta Informatica*, 1981, pp. 141–45.
3. F. Bauer and A. Varma, "Distributed Algorithms for Multicast Path Setup in Data Networks," Comp. Eng. Dept., UC Santa Cruz, UCSC-CRL-95-10, Aug. 1995.
4. 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.
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.
6. B. Wang and J.C. Hou, "Multicast routing and its QoS extension: problems, algorithms, and protocols", *IEEE Network*, vol. 14, Jan. 2000.
7. Кулаков Ю.А., Способ повышения эффективности доставки сообщений в мобильной компьютерной сети// Вісник національного технічного університету України "КПІ", Інформатика, управління та обчислювальна техніка, 2002. - № 38. -С. 99-105.