

УДК 681.3

Кулаков Ю.А., д-р техн. наук

СПОСОБ ПОВЫШЕНИЯ ЭФФЕКТИВНОСТИ ПРОЦЕДУРЫ РЕМАРШРУТИЗАЦИИ В МОБИЛЬНЫХ СЕТЯХ

Национальный технический университет Украины “КПИ”

Рассмотрен способ уменьшения времени ремаршрутизации в мобильных сетях. Предложен алгоритм формирования канала передачи информации, позволяющий сократить время задержки передачи информации

Введение

Одной из основных задач управления функционированием компьютерной сети является организация эффективной системы доставки информации, которая приобретает особую актуальность в мобильных сетях в связи с постоянным перемещением абонентских систем (АС). В этой связи необходимо уделять особое внимание уменьшению временной сложности ремаршрутизации.

Компьютерная сеть может быть представлена в виде нагруженного графа $G(V,E)$, где $V=\{v_i \mid i=1,2,\dots,m\}$ – множество

вершин графа, $E=\{e_{ij} \mid i,j=1,2,\dots,m\}$ – множество ребер графа (рис. 1). Каждое ребро e_{ij} графа характеризуется весом w_{ij} . При рассмотрении вопросов ремаршрутизации под весом w_{ij} ребра e_{ij} будем подразумевать задержку t_{ij} единицы информации между узлами v_i и v_j сети. В данном случае в качестве ограничения вводится значение допустимой задержки t_d доставки единицы информации между произвольными узлами сети, а в качестве параметра оптимизации рассматривается время ремаршрутизации.

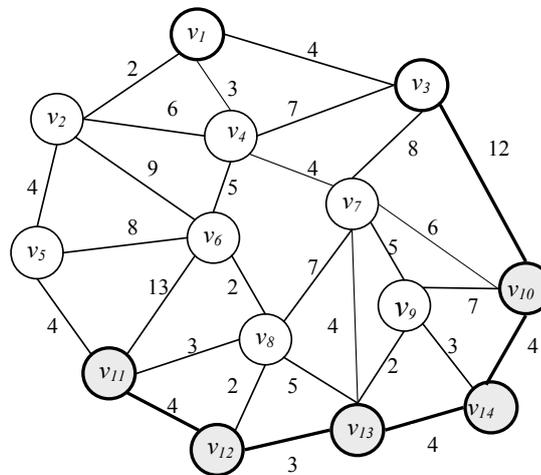


Рис. 1. Граф компьютерной сети

Формирование пути доставки информации

Формирование пути доставки информации между мобильными АС можно рассматривать как процесс реконфигурации некоторого исходного пути [1 – 3]. Существует два основных способа реконфигурации пути. Первый способ заключается в продлении, а второй способ – в полном или частичном изменении исход-

ного пути [4, 5]. В первом случае временная сложность ремаршрутизации минимальна, но возникает угроза чрезмерного удлинения пути и появления петель в нем. Реконфигурация пути характеризуется большей временной сложности, но позволяет сформировать оптимальный путь. В связи с этим оптимальное решение необходимо искать в сочетании процедуры

продления маршрута с его оптимизацией путем реконфигурации.

Рассмотрим способ продления пути. Предположим, что виртуальный канал образуется между фиксированной АС₁ и мобильной АС₂, которая перемещается вдоль вершин $v_{11} \rightarrow v_{12} \rightarrow v_{18} \rightarrow v_{19} \rightarrow v_{10}$. Таким образом, в процессе перемещения АС₂ будет формироваться путь $L_0(v_{11}, v_{10})=15$. В этом случае составной путь $L_2(v_1, v_{10})=L_1(v_1, v_{11})+L_0(v_{11}, v_{10})$ будет равен 25, в то же время кратчайший путь $L_3(v_1, v_{10})=13$ проходит через вершины v_4, v_7 .

При использовании вместо пути $L_1(v_1, v_{11})$ пути $L_3(v_1, v_{13})=11$ длина пути $L_4(v_1, v_{11})=L_1(v_1, v_{13})+L_0(v_{13}, v_{11})$ равна 18, а до наиболее удаленной вершины v_{10} путь $L_5(v_1, v_{10})=L_1(v_1, v_{13})+L_0(v_{13}, v_{10})$ равен 19. Это на 30% меньше длины пути $L_2(v_1, v_{10})$, проходящего через вершину v_{11} .

Таким образом, формирование пути доставки информации в данном случае может быть сведено к нахождению такой вершины v_i на пути $L_0(v_{11}, v_{10})$ при которой расстояние от вершины v_1 до наиболее удаленной вершины пути $l_0(v_{13}, v_{10})$ будет минимальным. В общем случае решение этой задачи можно осуществить путем перебора всех возможных вариантов, однако при достаточно большом количестве узлов такой подход не является эффективным.

В рамках настоящей работы предлагается быстрый алгоритм направленного перебора вариантов. Для этого сформулируем данную задачу в общем виде. Пусть на нагруженном графе $G(V, E)$ с множеством $W = \{d_{i,j} | e_{i,j} \in e\}$ длин ребер задана исходная вершина v_s и линейный подграф $G_0(V_0, E_0)$ с начальной вершиной v_m , конечной вершиной v_k и множеством $W_0 = \{d_{i,j} | e_{i,j} \in e_0\}$ длин ребер. Подграф $G_0(V_0, E_0)$ однозначно определяет минимальный путь $L_0(v_m, v_k)$, длина D_0 которого равна:

$$D_0 = \sum_{e_{i,j} \in E} d_{i,j}$$

Далее определим вершину $v_c \in V_0$ в которой заканчивается путь $L_c(v_s, v_c)$. В общем виде данная задача может быть сформулирована следующим образом. Определить вершину $v_c \in V_0$ у которой величина

$D_c = d(v_s, v_c) + \max(d(v_s, v_c), d(v_s, v_c))$ является минимальной среди всех величин $(d_i | v_i \in v_0)$.

Рассмотрим геометрическое решение этой задачи. На рис. 2, а представлен вариант взаимного расположения вершин v_c, v_m, v_k при условии: $d(v_s, v_m) > d(v_s, v_c)$ и $d(v_s, v_k) > d(v_s, v_c)$. На рис. 2, б представлен вариант взаимного расположения вершин v_c, v_m, v_k при условии: $d(v_s, v_m) < d(v_s, v_c)$ и $d(v_s, v_k) < d(v_s, v_c)$.

Как видно из рис. 2, а при любых соотношениях длин сторон при расположении вершины v_c в центре пути $L_0(v_m, v_k)$ среди всех величин $(d_i | v_i \in v_0)$ величина $d_c = d(v_s, v_c) + \max(d(v_s, v_c), d(v_s, v_c))$ будет минимальной.

На рис. 2, а величина $D_c = d_{s,c} + d_{c,k}$, а величины $D_m = d_{s,m} + d_{m,c} + d_{c,k}$, $D_k = d_{s,k} + d_{c,k} + d_{m,c}$. Сравним величины D_c и D_m . Так как по определению $d_{s,c}$ является кратчайшим путем между вершинами v_s и v_c , то всегда выполняется условие $d_{s,m} + d_{m,c} > d_{s,c}$, соответственно, справедливо следующее: $d_m > d_c$. Сравним величины d_c и d_k . Так как по определению $d_{s,c}$ является кратчайшим путем между вершинами v_s и v_c , то всегда выполняется условие $d_{s,k} + d_{c,k} > d_{s,c}$, соответственно, справедливо следующее: $D_k > D_c$. Таким образом, d_c является минимальным среди всех величин d_m и d_k , что и требовалось доказать.

На рис. 2, б показан вариант графа, у которого $d_{s,c} > d_{s,m} + d_{m,c}$ и $d_{s,c} > d_{s,m} + d_{m,c}$. В этом случае $D_c > D_k$ и $D_c > D_m$. Таким образом, путь $d_{s,c}$ не является кратчайшим путем, а по условию в качестве исходного пути выбирается кратчайший путь. В данном случае пусть это путь $L_c(v_s, v_c)$, который будет проходить через вершину v_k , то есть $L_c(v_s, v_c) = e_{s,k}$

$+e_{k,c}$. Длина этого пути равна $d_{s,m}+d_{m,c}$. В этом случае $d_k=d_c$ и $d_m>d_c$.

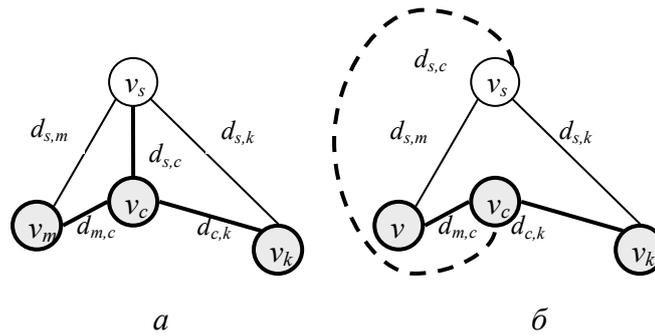


Рис. 2. Геометрическое решение задачи направленного перебора вариантов:
а, б – варианты взаимного расположения вершин

Таким образом, величина D_c будет минимальной при расположении вершины v_c на середине пути $L_0(v_m, v_k)$.

Средняя вершина пути определяется по условию: среди всех вершин $v_i \in V_0$ выбирается вершина v_c с минимальным значением $\Delta_c = |d(v_c, v_m) - d(v_c, v_k)|$. В общем случае $\Delta_c \neq 0$, так как длины ребер могут быть различными.

Таким образом, формирование дерева доставки сообщений заключается в следующем:

1. Для вершин $v_i \in V_0$, принадлежащих пути $L_0(v_m, v_k)$ вычисляются значения Δ_i .

2. Среди вершин $v_i \in V_0$ выбирается вершина с минимальным значением Δ_c .

3. Определяется минимальный путь $L(v_s, v_c)$ между вершиной v_s источником и вершиной v_c .

4. При наличии вершин $v_i \in V_0$ и $v_j \in V_0$ с $\Delta_i \cong \Delta_j$ в качестве претендентов рассматриваются обе вершины. В этом случае выбирается вершина с минимальной длиной пути $L(v_s, v_c)$.

5. Через вершину v_c формируются пути $L_c(v_s, v_m) = L(v_s, v_c) + L(v_c, v_m)$ и $L_c(v_s, v_k) = L(v_s, v_c) + L(v_c, v_k)$.

В качестве примера рассмотрим формирование пути в результате перемещения AC_2 между вершинами $v_{11} - v_{12} - v_{13} - v_{14} - v_{10}$, длина этого пути равна 15.

В табл. 1 приведено значение L_i^m расстояния между вершиной v_i и наиболее удаленной крайней вершиной, а также

приведены значения величин $L(v_s, v_i)$, Δ_i , D_i , $(D_i - D_{cp})$ и $k_i = (D_i - D_s)/D_s$ для всех вершин $v_i \in V_0$.

В данном случае минимальное значение $\Delta_c = 1$ соответствует вершине v_{13} , для которой значение $D_{13} = 19$ является минимальным среди всех D_i . Как видно из табл. 1, при относительно небольшом удалении AC_1 от области перемещения AC_2 топология данной области существенно влияет на разброс параметров.

Рассмотрим вариант, при котором AC_1 находится на значительном расстоянии от мобильной AC_2 , например, значения $L(v_s, v_i)$ на порядок больше предыдущих. Полученные для этого случая значения соответствующих величин приведены в табл. 2.

Как видно из табл. 2, при значительном удалении AC_1 от области перемещения AC_2 топология данной области не оказывает существенного влияния на разброс параметров.

Рассмотрим случай, когда одна из вершин находится на значительном расстоянии от других вершин. Пусть, как и раньше, в качестве вершины v_s выступает вершина v_1 . По сравнению с предыдущим примером путь AC_2 продлен до вершины v_3 и длина этого пути равна 27.

В табл.3 приведено значение L_i^m расстояния между вершиной v_i и наиболее удаленной крайней вершиной, а также приведены значения величин $L(v_s, v_i)$, Δ_i , D_i , $(D - D_{cp})$ и k_i для всех вершин $v_i \in V_0$.

Таблица 1. Результаты расчетов

	v_{11}	v_{12}	v_{13}	v_{14}	v_{10}
Δ_i	15	7	1	7	15
L_i^m	15	11	8	11	15
$L(v_s, v_i)$	10	12	11	15	13
D_i	25	23	19	26	28
$D_i - D_{cp}$	0.8	-1.2	-5.2	1.8	3.8
k_i	0.32	0.21	0	0.37	0.47

Таблица 2. Результаты расчетов

	V_{13}	V_{17}	V_{18}	V_{19}	V_{10}
Δ_i	15	7	1	7	15
L_i^m	15	11	8	11	15
$L(v_s, v_i)$	100	102	101	105	103
D_i	115	113	109	116	118
$D_i - D_{cp}$	0.8	-1.2	-5.2	1.8	3.8
K_i	0.06	0.04	0	0.064	0.08

Таблица 3. Результаты расчетов

	V_{11}	V_{12}	V_{13}	V_{14}	V_{10}	V_3
Δ_i	27	19	13	5	3	27
L_i^m	27	23	20	16	17	27
$L(v_s, v_i)$	10	12	11	15	13	4
D_i	37	35	31	31	30	31
$D_i - D_{cp}$	4.5	2.5	-1.5	-1.5	-2.5	-1.5
k_i	0.23	0.17	0.03	0.03	0	0.03

В данном случае минимальное значение $\Delta_c = 3$ соответствует вершине v_{10} , для которой значение $D_{19} = 30$ является минимальным среди всех D_i . Таким образом, не зависимо от пути перемещения АС, предложенный алгоритм позволяет формировать оптимальный путь передачи информации.

Данный результат может быть обобщен на случай, когда перемещаются обе АС. Для этого достаточно в каждой области перемещения определить центральную вершину и найти кратчайший путь между ними.

Выводы

1. Предложенный и обоснованный способ формирования пути передачи информации позволяет минимизировать время задержки передачи информации при перемещении АС в пределах заданной области сети.

2. Предложенный алгоритм формирования пути характеризуется минимальной временной сложностью.

Список литературы

1. Chiang C. Routing in Clustered Multihop, Mobile Wireless Networks with Fading Channel // IEEE SICON'97. – 1997. – P. 197–211.
2. Akyildiz I., Yen W., Yener B. A new hierarchical routing protocol for dynamic wireless networks // IEEE INFOCOM'97. – 1997.
3. Bolla R., Castelli P., Davoli F., Marchese M. Dynamic Distributed Two-hop Alternate Routing in ATM Networks. In Demeters Kouvatso // Fifth IFIP Workshop on Performance Modelling and Evaluation of ATM Networks. – 1997.
4. Aharoni E., Cohen R. Restricted Dynamic Steiner Trees for Scalable Multicast in datagram networks // IEEE/ACM Transactions on Networking. – 1998. – Vol. 6, № 3. – P. 286–297.
5. Ахо А., Хопкрофт Д., Ульман Д. Структуры данных и алгоритмы: Пер. с англ.: Уч. пос. – М.: Издательский дом «Вильямс», 2000. – 384 с.

