

УДК 004.724.4(045)

Жуков И.А., д-р техн. наук  
Давиденко И.Н.

## СПОСОБ ОПРЕДЕЛЕНИЯ МЕСТОПОЛОЖЕНИЯ АГЕНТОВ ДОМЕНА В МОБИЛЬНЫХ СЕТЯХ

Институт компьютерных технологий  
Национального авиационного университета

*Предложен способ определения количества и местоположения агентов домена в мобильных сетях большой размерности. Проведен анализ зависимости изменения распределения сетевого окружения первого и второго порядков топологии сети и место расположения агентов. Показано, что с изменением топологии плотность распределения изменяется по нелинейному закону*

### Введение

Основным фактором, который влияет на процесс передачи информации в мобильных компьютерных сетях, является их динамическая топология, поэтому эффективность функционирования таких сетей в значительной степени зависит от решения задачи маршрутизации.

Для компьютерных систем большой размерности не существует единого эффективного алгоритма маршрутизации. В связи с этим компьютерные системы разбиваются на отдельные подсистемы – домены. При этом задача маршрутизации делится на [1] задачи внутридоменной и междоменной маршрутизации.

Большая часть алгоритмов внутридоменной маршрутизации используют алгоритмы маршрутизации по состоянию канала (*link-state protocol*) для распространения топологической информации по всей сети с помощью служебных сообщений [2]. Для распространения служебных сообщений чаще всего используется лавинный алгоритм (*flooding*). Суть алгоритма заключается в том, что, получив управляющий пакет, система рассылает его во всех возможных направлениях, кроме линии связи, по которой пакет пришел. К основным недостаткам алгоритма маршрутизации по состоянию канала можно отнести низкую масштабируемость, по причине большого количества служебного трафика создаваемого в сетях большого размера сообщениями об изменении состояния узлов. Такая же проблема возникает при частых изменениях топологии сети.

В отличие от этого, при междоменной маршрутизации управление трафиком обеспечивает снижение уровня загруженности каналов путем отправки одного потока данных группе получателей, а не каждому получателю индивидуально с использованием многоадресной маршрутизации. Вследствие чего, задача междоменной маршрутизации состоит в построении максимально устойчивого минимального покрывающего дерева.

Особую актуальность принимают задачи оптимизации управления трафиком в мобильных сетях, связанных с использованием динамических алгоритмов маршрутизации, при которых объем управляющего трафика зависит от частоты изменений в сети.

### Постановка задачи

Средства традиционной маршрутизации не удовлетворяют требованиям *QoS*, требованию равномерного распределения нагрузки по каналам связи, не обеспечивают достаточной оперативности при изменении маршрутов в сети, вызванных перемещением абонентских систем [3]. Еще одним недостатком является необходимость передачи регулярных обновлений маршрутной информации даже при незначительном колебании загрузки каналов передачи или изменением топологии системы [4].

Одним из подходов к решению данной задачи является оптимизация сети путем динамического распределения трафика, т.е. в режиме реального времени решать задачу динамического назначения маршрутов, удовлетворяющую требова-

ниям к параметрам  $QoS$ , и обеспечивать равномерную загрузку сети.

В этом случае эффективность задачи маршрутизации и, в целом, задачи конструирования трафика в значительной мере зависит от формирования оптимальной структуры сети.

В работе [5] предложен механизм междоменного конструирования трафика на основании технологии  $MPLS$ , удовлетворяющую требованиям к параметрам  $QoS$ , и обеспечивать равномерную загрузку сети.

В качестве одного из основных условий уменьшения сложности внутridoменной маршрутизации в работе [6] рассматривается ограничение на число пересылок между любыми двумя абонентскими системами домена. Предполагается, что внутри каждого домена абонентские системы могут связаться друг с другом самое большее через две пересылки. При этом алгоритм должен разбивать сеть на непересекающиеся домены. Однако существующие структуры формирования непересекающихся доменов не позволяют осуществлять динамическую реконфигурацию сети.

Динамическая реконфигурация сети отражается на структуре доменов компьютерной системы [7] и, в большинстве случаев, сказывается на эффективности системы конструирования трафика. В самом деле, в процессе динамической реконфигурации перестраивается структура доменов, что приводит к необходимости реконфигурации самой системы конструирования трафика, а существующие методы конструирования трафика не позволяют это сделать.

В связи с тем, что динамическую систему жестко разбить на статические подсети нельзя, необходимо отказаться от явного разбиения, и необходимо предложить механизм распределенного управления трафиком. Каждый управляющий узел определяет маршрутизацию множества узлов, связанных с ним и обеспечивает их связь между собой.

В связи с этим, предложен способ организации распределенной системы управления, при котором промежуточным

узлам предоставляется возможность самостоятельно осуществлять реконфигурацию канала. С этой целью формируется распределенная система агентов управления трафиком.

### Решение задачи

Данная задача является  $NP$ -полной и решается с помощью линейного программирования.

Пусть сеть представлена в виде нагруженного графа с ограничением пропускной способности узла и всей системы передачи данных. Граф сети обозначим, как  $G = (V, E)$ , где  $V$  обозначает множество узлов, и  $E$  множество связей. В качестве альтернативы, будем использовать представление  $(i, j)$  для связи узла  $i$  с узлом  $j$ . Пропускная способность связи  $(i, j)$  от узла  $i$  до узла  $j$  определена, как  $c(i, j)$ . Пусть множество узлов  $V$ , разбивается на подмножества  $V = \{V_1, V_2, V_3\}$ . Ставим в соответствие каждому  $K_1$  некоторое множество  $V_1$  узлов,  $V_1 = \{v_1, v_2, \dots, v_i\}$ , а  $K_2$  ставится в соответствие множество  $V_2$  узлов,  $V_2 = \{v_i, \dots, v_{i+k}\}$ . Пусть есть какой-то узел  $v_i$ , который может входить в разные множества с различной вероятностью,  $v_i \in V_1, v_i \in V_2$ .

Для решения поставленной задачи оптимизации распределенной системы управления воспользуемся агентной технологией, в настоящее время наиболее перспективной технологией. Однако, возникает ряд проблем, таких как: определение количества и месторасположения агентов, и выбор пути, отвечающего требованиям устойчивости и минимальной временной задержки.

Задача определения количества агентов сводится к задаче разбиения сети на домены [8]. При этом количество агентов соответствует числу самих доменов. В работе [9] проведен анализ известных алгоритмов формирования доменов и предложен распределенный алгоритм  $DDR$  (*Distributed Dynamic Routing Algorithm*) для сетей с фиксированной структурой. В данной работе предлагается модифициро-

ванний алгоритм формирования доменов, основной целью которого является определение количества агентов. Необходимо учитывать динамический характер сети, и что от расположения агентов зависит объем передаваемого управляющего трафика.

Общее время, затрачиваемое на обновление маршрутной информации, зависит от частоты выполнения процедуры маршрутизации и ее временной сложности. В свою очередь, частота изменения маршрутной информации определяется устойчивостью выбранных маршрутов. Под устойчивостью маршрута будем понимать свойство маршрута обеспечивать передачу информации (сеанс обмена) без реконфигурации. При формировании максимально устойчивого пути можно использовать алгоритм нахождения минимального пути методом Дейкстры. В этом случае задача уменьшения времени обновления маршрутной информации сводится к задаче формирования устойчивых путей.

Отметим, что в начале, при установке сети, можем решать эту задачу централизованно. Одной из особенностей мобильных сетей является изменение структуры топологии, которая приводит к возникновению необходимости изменения таблицы маршрутов при формировании маршрутов абонентских систем, устойчивость маршрутов.

Для решения проблемы определения количества и местоположения агентов, определим степень связности каждой вершины графа. Агент содержит информацию о членах своего домена и также содержит таблицу смежности, которая содержит информацию о соседних доменах. Каждый агент отвечает за конструирование трафика внутри своего домена. Для каждого соседнего домена, таблица имеет запись, которая содержит шлюз, через который может быть достигнут домен, и агент. Конструирование между доменами осуществляется в результате взаимодействия агентов между собой.

Большинство известных способов формирования доменов являются централизованными, так как предполагают вы-

бор некоторой вершины в качестве начальной. Распределенный алгоритм формирования доменов определяет возможность выбора произвольной вершины в качестве исходной вершины. В работе предлагается в качестве агента выбирать вершину с максимальной степенью.

Таким образом, определим какие из абонентских систем домена могут выступать в качестве агентов. В качестве дополнительного условия выбора абонентской системы  $v_i$  в качестве агента  $a_j$  определим следующее условие:

$$a_j = \{v_i \mid (1 - p'_j) = \max \forall v_i \in V_j\}, \quad (1)$$

где  $p$  – вероятность того, что выбранная абонентская система может быть агентом. Учитывая устойчивость узла, вероятность выбора агента можно представить в виде:

$$K_1 = K_0 \cdot \delta_{v_i} + K' \cdot a_j, \quad (2)$$

где  $K_1$  – коэффициент выбора агента;  $K_0$  – весовой коэффициент степени;  $K'$  – весовой коэффициент  $a_j$ .

Выражения (1) и (2) обеспечивают формирование максимально устойчивого дерева от одного отправителя информации до одного или нескольких получателей информации, при этом могут быть использованы алгоритмы, приведенные в работах [4, 7].

Для разбиения графа на домены заполним матрицу инцидентности  $MI$ , и с ее помощью определим максимальную степень вершин графа  $v_m$ , и определим сможет ли одна из таких вершин стать агентом.

Для этой вершины определим плотность сетевого окружения  $\delta_{v_m}$  первого и второго порядков, по формуле:

$$\delta_{v_i} = \frac{S + \sum E_{i,j}}{S}, \quad (3)$$

при условии, что  $E_{i,j} \neq 0$  в  $MI$ ,

где  $S$  – максимальная степень связности вершины,  $E_{i,j}$  – связь между смежными ребрами вершины с максимальной степенью.

Из всех полученных  $\delta_v$  выбираются максимальные значения первого и второго порядка, и такая вершина становится агентом.

После ряда экспериментов можно сделать вывод, что при выходе из строя ребер из первого порядка сетевого окружения, плотность сетевого окружения второго порядка увеличивается, а при выходе из строя ребер из второго порядка сетевого окружения, плотность сетевого окружения первого порядка повышается.

При выходе из строя вершин из первого и второго сетевого окружения, плотность сетевого окружения первого порядка намного увеличивается, по отношению к плотности сетевого окружения второго порядка.

Кроме того, при неправильно выбранном местоположении агента показатели сетевого окружения ниже, в следствие этого можно сделать вывод, что агентом необходимо выбирать вершину не только у которой максимальная степень связности, а также вершину у которой плотность сетевого окружения первого и второго порядков наибольшая.

### Выводы

Предложен способ повышения эффективности процесса маршрутизации на основе системы агентов. Для этого требуется меньше объем информации связанной с реконфигурацией сети. Преимуществом данного подхода является возможность двух смежных агентов содержать в своей области смежные узлы, или смежные узлы могут находиться на границе.

Проведен анализ зависимости изменения распределения сетевого окружения первого и второго порядков в зависимости от вида топологии сети. По результатам моделирования построены графики, доказывающие, что агентом необходимо выбирать вершину не только у которой максимальная степень связности, а также вершину, у которой плотность сетевого окружения первого и второго порядков наибольшая. Показано, что с изменением топологии плотность распределения изменяется по нелинейному закону.

### Список литературы

1. Жуков И.А., Клименко И.А., Обеспечение заданного уровня качества обслуживания в объединенных сетях // Проблемы информатизації та управління: 36. наук. пр. – К.: НАУ, 2005. – Вип. 13. – С. 5 – 14.
2. Adjih C., Clausen T., Jacquet P., Laouiti A., Minet P., Muhlethaler P., Qayyum A. and Viennot L. Optimized link state routing protocol // A Distributed Computing Systems Workshops. – Proceedings: 24th International Conference, 2004. – Volume 3, Issue 2. – P. 704 – 709.
3. Zhang Y.H., Makrakis D. and Hatzinakos D. Supporting of QoS and Micro-Mobility in MPLS-based IPv6 Wireless Networks // European Wireless, 2004. – Session C2. – P. 321 – 332.
4. Goldszmidt G., Yemini Y. Delegated agents for network management // Communications Magazine. – IEEE, 1998. – Volume 36, Issue 3. – P. 66 – 70.
5. Xiao X., Hannan A., Bailey B. Traffic engineering with MPLS in the Internet // Network Magazine. – IEEE, 2000. – Volume 32. – P. 28 – 33.
6. Chakrabarti S. and Mishra A. QoS issues in Ad Hoc Wireless // Communications Magazine. – IEEE, 2001. – Volume 12, Issue 2. – P. 43 – 50.
7. Vilà P., Marzo J.L., Bueno A. Automated Network Management Using a Hybrid Multi-Agent System // An artificial Intelligence and Applications. – IEEE, 2002. – Volume 362. – P. 415 – 431.
8. Давиденко И. Н. Повышение эффективности способа организации распределенной системы управления мобильными сетями // Материалы научно-практической конференции молодых ученых и аспирантов «Інтегровані інформаційні технології та системи». – К.: НАУ, 2007. – С. 64 – 66.
9. Nikaiein, N., Laboid H., Bonnet C., Distributed Dynamic Routing Algorithm (ddr) for Mobile Ad Hoc Networks // 1st. Annual Workshop on Mobile Ad Hoc Networking and Computing. – MobiHOC, 2000. – P. 134 – 146.