

ФОРМИРОВАНИЕ ДИНАМИЧЕСКОЙ ИНФРАСТРУКТУРЫ КРУПНОМАСШТАБНЫХ МОБИЛЬНЫХ СЕТЕЙ

Предложен способ распределенного формирования доменов, оптимальных с точки зрения минимального времени маршрутизации.

Предложен и обоснован выбор контролера домена на основе критерия плотности сетевого окружения.

A method of forming a distributed domains, the best in terms of minimum time routing.

A justified and choosing a domain controller on the basis of density network environment.

Введение

В связи с улучшением параметров беспроводных каналов передачи данных расширяется область использования мобильных компьютерных сетей, увеличивается их размерность. Это в свою очередь сказывается на их инфраструктуре, которая перестает быть одноуровневой. В работе [1] рассмотрены вопросы многоуровневой структуры сети и вопросы оптимизации процедуры маршрутизации в масштабируемых мобильных сетях. Дальнейшее развитие эти вопросы получили в работе [2].

С целью повышения эффективности конструирования трафика компьютерная сеть разбивается на домены, при этом конструирование трафика осуществляется на внутридоменном и междоменном уровнях. Как правило, способы конструирования трафика внутри доменов отличаются от способов конструирования трафика между доменами. При этом эффективность каждого из этих методов зависит от размера и структуры доменов.

В настоящее время существует ряд подходов [3,4,5,6,7] к решению задачи формирования доменов и их контролеров. Все известные решения направлены на определение подмножества узлов в пределах компьютерной сетисети и связывание их с контролером домена. Каждый контролер домена ответственен за управление связью между узлами в доменах также как маршрутизация информации к другим контролерам в других доменах.

В качестве критерия выбора структуры и размера доменов служит эффективность передачи данных, которая равна: $E=1+W_d/W_c$, где: W_d – количество переданных полезных данных, W_c – количество служебной информации. В свою очередь, объем служебного трафика в домене V_i зависит от количества узлов N_{Vi} в нем и частоты (F_i) его реконфигурации.

С увеличением числа реконфигураций домена, объем служебного трафика в домене увеличивается по нелинейному закону [8], за счет чего резко падает эффективность передачи данных. При определенных условиях это может привести к неустойчивой работе сети. Объем служебной информации зависит также от диаметра домена и степени связности его узлов.

Таким образом, чем больше степень вершины, выбранной в качестве контролера домена, тем меньше объем управляющего трафика и время его распространения по сети. В связи с этим в большинстве случаев степень вершины выбирается в качестве критерия при определении месторасположения контролера домена.

В работе [9] показано, что известные методы формирования доменов и выбора месторасположения их контролеров не всегда эффективны для мобильных сетей, структура которых постоянно изменяется. В первую очередь это касается процедуры выбора узла компьютерной сети в качестве контролера домена. В большинстве известных алгоритмов месторасположение контролера домена определяется на основании степени вершины, то есть выбирается вершина с максимальной степенью, однако, при регулярной топологии сети степени всех вершин равны.

Определение оптимального месторасположение контролера домена маршрутизации

Основная цель заключается в проектировании эвристики, которая будет выбирать некоторые узлы как доменные заголовки и подсчитывать домена в крупной мобильной сети. определение домена не должно быть определено априори каким-то постоянным критерием, оно должно отображать плотность сети.

В связи с этим для выбора узла компьютерной сети в качестве контролера домена предложен и обоснован критерий $d_k(v_i)$ плотности k -го порядка сетевого окружения вершины v_i :

$$d_k(v_i) = 1 + \frac{\sum_{v_m \in \Gamma_k v_i, v_j \in \Gamma_k v_i} l_{m,j}}{\delta(v_i)},$$

где: $\delta(v_i)$ – степень вершины v_i ;

$l_{m,j}$ – эвклидово расстояние между вершинами v_m и v_j .

$\Gamma_k(v_i)$ – многозначное соответствие k -го порядка для вершины v_i .

Критерий $d_k(v_i)$ характеризует относительную связность вершины v_i в своем k -ом окружении и представляет собой отношение общего числа ребер в подграфе, образованном k -ым окружением вершины v_i , к ее степени.

В качестве контролера домена выбирается узел сети, соответствующий вершине с максимальным значением $d_k(v_i)$. $\Gamma_k(v_i)$ характеризует отношение между количеством связей и количеством узлов в k -сетевом

окружением. Это способствует повышению устойчивости функционирования сети и снижению объема управляющего трафика.

Рассмотрим диапазон изменения значений критерия $d_k(v_i)$ в зависимости от структуры сети и степени связности ее узлов. Для линейной или древовидной структуры графа компьютерной сети, величина параметра $d_k(v_i)$ будет минимальной и равной для всех вершин $d_k(v_i)=1$.

Для компьютерной сети с полносвязной топологией и единичном сетевом окружении $\Gamma(v_i)$ все вершины имеют равные степени $\delta(v_i)=n-1$, где n – число вершин графа. В этом случае $d_k(v_i)=n/2$.

Для компьютерной сети с полносвязной плоской топологией плотность l -го порядка сетевого окружения для центральной равна двум.

В свою очередь, плотность l -го порядка сетевого окружения для боковой вершины равна $5/3$.

В общем случае для нерегулярного плоского графа значения величины $d_l(v_i)$ будет различно для разных вершин. Например, для графа (рис. 1) значения степени вершин и величин $d_l(v_i)$ приведены в табл.1.

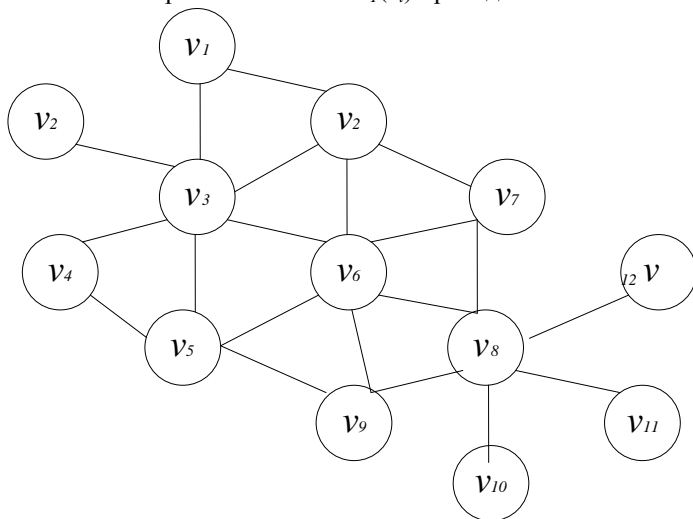


Рис.1

Табл. 1

№ вершины	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
степень	2	1	6	2	4	6	3	6	3	1	1	1
$d_l(v_i)$	1.5	1	1.7	1.5	1.8	2	1.7	1.3	1.7	1	1	1

В данном случае три вершины: 3, 6 и 8 имеют максимальную степень, равную шести, однако предпочтительней является вершина 6, так как у нее максимальное значение $d_1(v_i)=2$ и она находится в центре графа. Это обеспечивает минимальный управляющий трафик и минимальное время обновления маршрутной информации. При лавинообразном алгоритме распространения маршрутной информации, что характерно для алгоритмов внутримодемовой маршрутизации, выбор контроллера домена на основе критерия плотности сетевого окружения позволяет сократить объем управляющей информации при реконфигурации сети примерно в $d_k(v_i)$ раз.

Это достигается за счет того, что в данном случае уменьшается дублирование управляющего трафика.

Рассмотрим загрузку каналов передачи информации при лавинообразном распространении одного кадра управляющей информации.

В начальный момент времени t_1 количество K_1 кадров управляющей информации равно степени $\delta(v_i)$ вершины v_i , выбранной в качестве контроллера домена, т.е. $K_1 = \delta(v_i)$. В следующий момент времени t_2 количество кадров управляющей информации равно:

$$K_2 = \sum_{\delta \in \Gamma(v_i)} (\delta(v_i) - 1).$$

В общем случае:

$$K_{i+1} = \sum_{\delta \in \Gamma(v_i)} (\delta(v_i) - 1).$$

Уменьшению объема управляющей информации также способствует сокращение времени распространения управляющего трафика. Так, например, в данном случае (см. рис. 1) при выборе вершины v_6 в качестве контроллера домена время распространения управляющей информации до наиболее удаленного узла равно двум тактам, а при выборе вершины v_3 или v_8 в качестве контроллера домена время распространения управляющей информации до наиболее удаленного узла равно трем тактам.

В общем случае порядок (k) плотности сетевого окружения выбирается в зависимости от размера сети, на начальном этапе формирования инфраструктуры сети значение k принимается равным единицы. При нескольких вершинах с одинаковым значением $d_1(v_i)$ значение k задается равным 2 и для вершин с максимальным значением $d_1(v_i)$ вычисляется значение $d_2(v_i)$. Среди этих вершин выбирается вершина с максимальным значением $d_2(v_i)$. При наличии нескольких вершин с максимальным значением $d_2(v_i)$ задается $k=3$ и процедура повторяется до выявления одной вершины с максимальным значением $d_k(v_i)$.

На рис.2 представлен граф, у которого $d_1(v_3) = d_1(v_6) = 2$, а величина $d_2(v_3) = 19/6 = 3.2$, соответственно $d_2(v_6) = 28/6 = 4.67$. Следовательно, в качестве контроллера домена выбирается вершина v_6 .

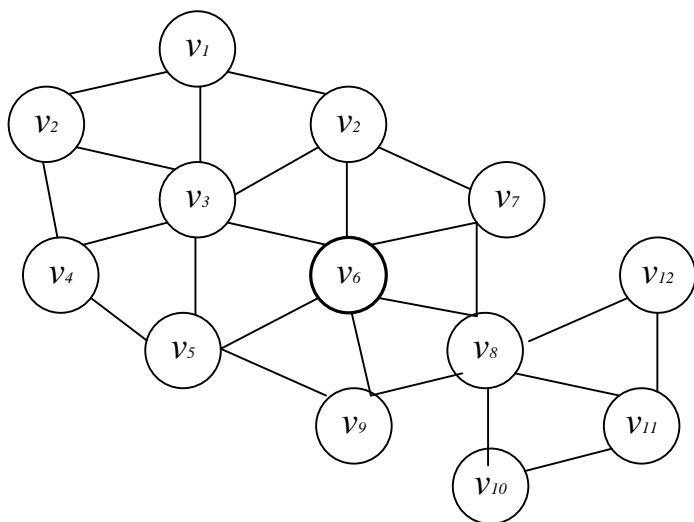


Рис.2.

В связи с этим предлагается следующий способ формирования инфраструктуры компьютерной сети.

Алгоритм формирования структуры сети

На начальном этапе формирования структуры компьютерной сети определяется количество и месторасположение агентов управления трафиком на основе критерий $d_k(v_i)$ плотности k -го порядка. С этой целью выполняется следующая последовательность операций:

1. Каждый узел $v_i \in V$ компьютерной сети формирует множество $\Gamma(v_i)$ смежных с ним узлов.

2. На основании множества $\Gamma(v_i)$ и степени $\delta(v_i)$ каждый узел v_i формирует свой коэффициент плотности $d_k(v_i)$.

3. Узлы $v_i \in V$ обмениваются между собой значениями $d_k(v_i)$.

4. Каждый узел $v_i \in V$ сравнивает собственное значение $d_k(v_i)$ со всеми значениями $d_k(v_j)$ узлов $v_j \in \Gamma_k(v_i)$.

5. Если $d_k(v_i) > d_k(v_j)$ узлов $v_j \in \Gamma_k(v_i)$, то узел v_i объявляет себя контролером домена. Являясь контролером домена, узел v_i начинает формировать домен $D(v_i)$, включая в свой состав все узлы $v_j \in \Gamma_k(v_i)$.

6. Затем аналогичным образом из узлов $v_m \notin D(v_i)$ формируется следующий домен и так далее.

7. В результате формируется множество $\{D_j(v_i)\}$ доменов конструирования трафика.

Процедура реконфигурации доменов

В результате перемещения узлов происходит изменение топологии компьютерной сети, которая в некоторых случаях может вызвать необходимость реконфигурации доменов. Данная процедура заключается в следующем:

1. При перемещении узла v_m проверяется принадлежность его к одному из доменов $\{D_j(v_i)\}$.

2. При отсутствии признака принадлежности к одному из доменов узел v_m начинает процедуру поиска ближайшего домена, которая заключается в обмене информацией с контролерами смежных доменов.

3. При выполнении условия вхождения в домен, АС подключается к домену, при этом контролер домена уведомляет всех членов домена о новом члене домена.

4. Если АС не может быть включена хотя бы в один из доменов, она начинает процедуру формирования собственного домена, объявляя себя головой домена.

5. За счет перераспределения АС, входящих в состав смежных с вновь образованным доменом, осуществляется динамическая реконфигурация сети и обновление таблиц маршрутизации.

Таким образом, в результате процесса самоорганизации мобильная компьютерная разбивается на оптимальное число доменов, количество и состав которых меняется в зависимости от перемещения мобильных узлов. При этом каждый из контролеров домена обеспечивает конструирование трафиком в определенной группе узлов, объединенных в соответствующий домен конструирования трафиком.

Выводы

1. Использование критерия плотности сетевого окружения при выборе контролера домена позволяет сформировать максимально устойчивую инфраструктуру мобильной сети и снизить объем управляющего трафика.
2. Предложенный способ формирования доменов маршрутизации по сравнению с известными способами позволяет реализовать сформировать и поддерживать оптимальную инфраструктуру крупномасштабных мобильных сетей с точки зрения минимизации объема управляющего трафика.

Список использованной литературы

1. N. Mitton, A. Busson, and E. Fleury. Self-organization in large scale ad hoc networks. In *The Third Annual Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop, MED-HOC-NET 04*, Bodrum, Turkey, June 2004

2. B. Goncalves, N. Mitton, and I. Guérin-Lassous. Comparison of two Self-Organization and Hierarchical Routing Protocols for Ad Hoc Networks. In *Second International Conference on Mobile Ad Hoc and Sensor Networks (MSN)*, Hong-Kong, China, December 2006
3. P. Basu, N. Khan, and T. Little. A mobility based metric for clustering in mobile ad hoc networks. In *Proceedings of Distributed Computing Systems Workshop 2001*, 2001.
4. G. Chen and I. Stojmenovic. Clustering and routing in mobile wireless networks. Technical Report TR-99-05, SITE, June 1999.
5. A. Amis, R. Prakash, T. Vuong, and D. Huynh. Max-min dcluster formation in wireless ad hoc networks. In *Proceedings of the IEEE INFOCOM*, march 2000.
6. B. Das and V. Bharghavan. Routing in ad-hoc networks using minimum connected dominating sets. In *ICC*, 1997.
7. Y. Fernandess and D. Malkhi. K-clustering in wireless ad hoc networks. In *Proceedings of the second ACM international workshop on Principles of mobile computing*, 2002.
8. Кулаков Ю.А., Мухамед Ель Амин Бабикиер Адаптивный алгоритм формирования доменов в динамических системах // Вісник національного технічного університету України "КПІ", Інформатика, управління та обчислювальна техніка, 2006. - № 45 С.57-66
9. Кулаков Ю.А. , Мухамед Ель Амин Бабикиер, Рамессар Сурийур Кумар. Адаптивный распределенный алгоритм формирования кластеров в мобильных сетях// Труды шестой международной научно-практической конференции "Современные информационные и электронные технологии" (23–27 мая 2005 г. г. Одесса. Украина). – 2005.