

УДК 004.724.4(045)

Давиденко И.Н., канд. техн. наук
Пальчук Р.Ю.

МОДЕЛЬ ОЦЕНКИ ОБЪЕМОВ УПРАВЛЯЮЩЕЙ ИНФОРМАЦИИ В МОБИЛЬНОЙ КОМПЬЮТЕРНОЙ СЕТИ БОЛЬШОЙ РАЗМЕРНОСТИ

Институт компьютерных технологий
Национальный авиационный университет

Предложена модель оценки объемов управляющей информации в зависимости от дальности, скорости и плотности узлов, которая является точным приближением нагрузки управляющих воздействий алгоритмов кластеризации

Введение

В связи с расширением сферы использования компьютерных сетей и повышением их мобильности предъявляются все более высокие требования к качеству обслуживания трафика, что, в свою очередь, отражается на протоколах маршрутизации.

С увеличением размера мобильных компьютерных сетей значимость данной научной задачи возрастает. При рассмотрении вопросов маршрутизации такие сети разбиваются на кластеры. В этом случае под структурой сети подразумевается структура и взаимосвязь кластеров между собой.

Обзор и анализ существующих решений

Под маршрутизацией в мобильных компьютерных сетях понимается процесс определения наилучшего пути следования информации от источника к адресату. Для обеспечения качественного обслуживания в сетях необходим механизм, позволяющий быстро и без потерь доставлять данные от одного пользователя другому. В большинстве случаев производительность снижается не из-за поступающего трафика [1], а из-за маршрутизаторов, не обеспечивающих поддержку таблиц маршрутизации и выбор оптимальных маршрутов для данного класса трафика.

В работах [2, 3] проведен анализ, который показывает, что наиболее эффективными для использования в мобильных сетях являются реактивные протоколы,

которые инициируют запрос о формировании маршрута по требованию (*DSDV, CGSR, WRP*). Такие протоколы не требуют периодических обновлений таблиц маршрутизации, сохраняя пропускную способность беспроводной среды. Одним из наиболее важных параметров, влияющих на работу сети, является ее размерность. Для решения этой проблемы используется иерархическая адресация, разбиение на кластеры. В связи с тем, что увеличивается количество кластеров, возникает проблема управления ими, что приводит к усложнению междоменной маршрутизации.

В работе [4] проведен анализ алгоритмов кластеризации, которые используют различные правила выбора головы кластера, формирования кластеров различных размеров, формирования различного числа прыжков между элементами кластера и головой кластера.

Постановка задачи

Использование кластерного подхода к организации структуры мобильной сети, позволит упростить решения задачи маршрутизации за счет разбиения сети на домены. При разбиении сети на домены расходы как на хранение, так и на передачу обновлений маршрутной информации значительно уменьшаются. Однако для выполнения процедуры кластеризации необходимы дополнительные ресурсы, которые позволят уменьшить задержки при кластеризации и маршрутизации. Кроме того, важным параметром является

задержка управления, которая существенно зависит от ограничений на полосу пропускания.

Пусть сеть состоит из N узлов, с Радиусом действия соответствующего узла r . Если зоны покрытия двух узлов перекрываются – они формируют между собой двухточечную связь и становятся соседними узлами. Узел получает информацию о соседних узлах посредством *HELLO* сообщений.

После этапа формирования кластера каждый узел становится либо главным, либо обычным узлом определенной группы. На этом этапе, с вероятностью P_{HEAD} алгоритм выбирает главный узел кластера. Таким образом, ожидаемое количество кластеров или количество главных узлов равно $N \cdot P_{HEAD}$. Вероятность P_{HEAD} может отличаться для различных алгоритмов и может быть представлена, как показатель определенного алгоритма кластеризации, который описывает, распределение главных узлов по сети.

На этапе поддержки работы кластера каждый узел при появлении изменений, которые влекут за собой нарушение условий $P1$ и $P2$, в кластере широкоэвещательно рассылает сообщения кластеризации. После прослушивания сообщений от своих соседей, узел обновляет информацию о своей роли в кластере в соответствии с правилами, принятыми в алгоритме. Для хорошего алгоритма, количество кластеров не существенно влияет на устойчивое состояние и, предположительно, должно оставаться постоянным числом на этапе поддержки кластера.

Типичный протокол иерархической маршрутизации в мобильных сетях состоит из внутрикластерной и межкластерной маршрутизации. В работе рассматривается гибридный протокол маршрутизации, который использует периодическое обновление внутрикластерной и обновление по запросу межкластерной информации маршрутизации.

Для анализа разрабатываемой модели важными являются следующие требования:

1. Обеспечение равномерного распределение мобильных узлов в любой момент времени.

2. Ожидаемое число соседей, d , случайного узла в области S равно:

$$d = (N - 1) \frac{r^2 \rho}{N} \left(\frac{r^2 \rho}{2N} - \frac{8r}{3} \sqrt{\frac{\rho}{N}} + \pi \right).$$

3. Ожидаемая частота образования новых соседних связей, на площади S равна L : $\lambda_{gen} = \frac{8dv}{\pi^2 r}$, а частота разрыва связей, λ_{brk} , равна частоте образования связей. Таким образом, частота изменения связей на каждом узле равна: $\lambda = \frac{16dv}{\pi^2 r}$.

Затраты передачи каждого типа управляющих сообщений, таких как *HELLO*, *CLUSTER*, и *ROUTE*, пропорционально частоте их широкоэвещательной рассылки. В данном случае рассчитываются минимальные нагрузки, принимая во внимание то, что каждое изменение в кластере или маршруте может быть обнаружено.

Частота рассылки сообщений приветствия каждым узлом должна как минимум быть равной частоте изменений состояний соседних связей. Для случайного узла n_0 любая попытка генерирования связи с узлом n_i должна учитываться обоими узлами, и оба должны добавить друг-друга в список своих соседей. Таким же образом, любой разрыв связи между узлами n_0 и n_j должен быть отмечен обоими и они должны быть удалены из списка соседей. Создание новой связи между двумя узлами регистрироваться путем рассылки сообщений приветствия друг другу. Когда связь нарушается, узлы не могут получать сообщения приветствия, посланные друг другу. Обычно нарушение связи между узлами фиксируется при помощи программного таймера. Когда узел не получает от своего соседа *HELLO* сообщения в течении заданного промежутка времени, он удаляет узел из списка своих узлов-соседей. Отсюда, частота рассылки *HELLO* сообщений для каждого узла сети

равна, как минимум частоте генерации связей узлом. Следовательно, $f_{hello} = \lambda_{gen}$ и управляющие затраты для HELLO сообщений равны $p_{hello} * f_{hello}$. Мы заменяем λ_{gen} на $\frac{8dv}{\pi^2 r}$, и вместо d подставляем в требование 1, для того, чтобы вычислить управляющие затраты HELLO сообщений O_{hello} относительно N , r , ρ , p_{hello} и v используя формулу:

$$O_{hello} = P_{hello} (N - 1) \frac{8\rho r v}{\pi^2 N} \left(\frac{r^2}{2} \frac{\rho}{N} - \frac{8r}{3} \sqrt{\frac{\rho}{N}} + \pi \right).$$

Сообщения кластеризации рассылаются соответствующим узлам, когда нарушаются два условия $P1$ и $P2$, в одном кластере появляются два главных узла или узел не принадлежит ни одному кластеру. Эти сообщения необходимы для того, чтобы исправить структуру кластера и удовлетворить этим двум условиям. Кроме того, назначение другого узла главным, изменение в составе кластеров, также требуют рассылки данных сообщений. Указанные выше изменения в кластерах можно разделить на два типа:

- разрыв связи между членами кластера и главным узлом;
- установка связи между двумя главными узлами.

Разрыв связи между членами кластера и главным узлом. Это событие заставляет узел поменять кластер или стать главным в кластере, если у него нет других главных узлов, с которыми установлены соседние связи. В этом случае все сообщения кластеризации посылаются узлами-членами кластера. Отношение разрывов такого типа связей ко всем разрывам связей в системе равно отношению связей типа член кластера-голова кластера к общему числу связей в сети. Общее число связей такого типа должно равняться общему числу узлов-членов в кластере, и равно $N(1 - P_{HEAD})$. Общее количество связей в данной сети равно половине общего числа соседей внутри области S и равно $(Nd)/2$. Таким образом, частота рассылки сообщений кластеризации каждым

простым узлом отношении разрыва связи с главой кластера равна:

$$\frac{N(1 - P_{HEAD})}{Nd/2} \lambda_{brk} = \frac{16v(1 - P_{HEAD})}{\pi^2 r}.$$

Количество таких сообщений, разосланных в единицу времени равно:

$$\begin{aligned} N(1 - P_{HEAD}) \frac{16v(1 - P_{HEAD})}{\pi^2 r} &= \\ = N \frac{16v(1 - P_{HEAD})^2}{\pi^2 r} \end{aligned}$$

Установка связи между двумя главными узлами. Когда происходит данное событие, один из узлов должен отказаться от своей роли главного узла, что решается на основе выбранного алгоритма кластеризации. Когда один из главных узлов перестает быть главным, он должен разослать уведомление о том, что он больше не является главным, и номер кластера, к которому он принадлежит в данный момент. Узлы кластера, которые остались без главного, должны разослать сообщения, о том, к каким кластерам они принадлежат. Каждый раз, когда происходит событие второго типа, количество сообщений кластеризации равно количеству узлов в кластере, для которых необходимо пересчитать структуру кластера.

Количество главных узлов, случайным образом распределенных в пространстве равно, NP_{HEAD} , а плотность распределения узлов равна $P_{HEAD}\rho$. Так как каждый узел движется в случайном направлении с постоянной скоростью, частота генерирования соседней связи между двумя главными узлами равна: $\frac{8d'v}{\pi^2 r}$, где

$$d' = (NP_{HEAD} - 1) \frac{r^2 \rho}{N} \left(\frac{r^2}{2} \frac{\rho}{N} - \frac{8r}{3} \sqrt{\frac{\rho}{N}} + \pi \right).$$

Каждое изменение связи такого рода провоцирует рассылку m сообщений кластеризации. Таким образом, общее количество сообщений, посылаемых в сети, в связи с генерированием связи между двумя главными узлами за единицу времени равно:

$$nm \frac{8d'v}{\pi^2 r} = NP_{HEAD} \frac{1}{P_{HEAD}} \frac{8d'v}{\pi^2 r} = N \frac{8d'v}{\pi^2 r}.$$

В результате получаем частоту рассылки сообщений кластеризации каждым узлом за единицу времени:

$$f_{cluster} = \frac{16v(1-P_{HEAD})^2 + 8d'v}{\pi^2 r}.$$

Следовательно, затраты на сообщения кластеризации для каждого узла равны:

$$\begin{aligned} O_{cluster} &= P_{cluster} \frac{16v(1-P_{HEAD})^2 + 8d'v}{\pi^2 r} = \\ &16v(1-P_{HEAD})^2 + 8(NP_{HEAD} - 1) * \\ &* \frac{r^2 \rho}{N} \left(\frac{r^2 \rho}{2N} - \frac{8r}{3} \sqrt{\frac{\rho}{N}} + \pi \right) v \\ &= P_{cluster} \frac{16v(1-P_{HEAD})^2 + 8(NP_{HEAD} - 1) * \frac{r^2 \rho}{N} \left(\frac{r^2 \rho}{2N} - \frac{8r}{3} \sqrt{\frac{\rho}{N}} + \pi \right) v}{\pi^2 r} \end{aligned}$$

Одним из главных преимуществ иерархической маршрутизации, является то, что узел хранит маршрутную информацию, связанную только с кластером, к которому он принадлежит, а не, как в плоской топологии, протокол маршрутизации требует хранения узлом полной информации о узлах сети, что может иметь существенные объемы, когда размер сети растет. Когда маршрут к узлу изменяется, в случае изменения одной из связей между узлами в кластере, эта информация должна быть распространена между всеми узлами кластера и инициируется цикл широковещательной рассылки маршрутной информации каждому узлу.

Например, узлы A и B – главные узлы кластеров (рис. 1).

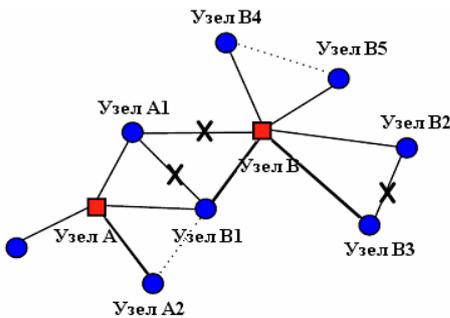


Рис. 1. Разрыв связей

Узлы $A1$ и $A2$ принадлежат кластеру A , а узлы $B1$ - $B5$ – кластеру B . $A1$ необходимо хранить маршрутную информацию только о узлах внутри кластера A , а $B1$ – внутри кластера B . Изменение состояния связей между узлами разных кластеров (например, разрыв связи между узлом $A1$ и $B1$ и/или новая связь между $A2$ и $B1$) не провоцируют обновление маршрутной информации в то время, как изменение состояния связи в самом кластере провоцирует волну рассылок маршрутной информации. Количество изменений состояний связей должно быть пропорционально равно отношению количества сформированных связей внутри кластера к общему числу всех связей во всей сети.

Тогда частота обновления маршрутной информации:

$$f_{routing} = \frac{32v((1-P_{HEAD})^2(-\frac{3\sqrt{3}}{8\pi} + \frac{1}{2}) + (1-P_{HEAD})P_{HEAD})}{\pi^2 r P_{HEAD}^2},$$

а нагрузка маршрутизации равна:

$$O_{routing} = P_{route} \frac{32v((1-P_{HEAD})^2(-\frac{3\sqrt{3}}{8\pi} + \frac{1}{2}) + (1-P_{HEAD})P_{HEAD})}{\pi^2 r P_{HEAD}^3}.$$

Из проведенного выше анализа нагрузки, вызванной тремя типами управляющих сообщений, суммарная нагрузка в нашей сети равна $O_{hello} + O_{cluster} + O_{routing}(bps)$. Эта нагрузка тесно связана с частотой изменения состояния связей в сети.

Для подтверждения расчетов проведено имитационное моделирование, при котором измерялись частоты рассылки управляющих сообщений. На первом этапе N узлов изначально случайным образом равномерно распределяются в прямоугольной области $a \times a$ и в начальный момент времени $t=0$ происходит:

1. Каждый узел выбирает направление движения.

2. В проміжок часу ($t, t+\tau$) кожен вузол переміщується в вибраному напрямку з постійною швидкістю v , де τ – конфігуруєма змінна. Якщо вузол досягає межі області – він з'являється на протилежній межі і продовжує рух в вибраному напрямку.

3. В момент часу ($t+\tau$), алгоритм повертається до пункту 1.

Для моделювання використовується алгоритм кластеризації – LID ; r, ρ і v – задаєми змінні, за виключенням P_{HEAD} . На рис. 2 показані зміни частоти керуючих повідомлень при різних значеннях r , при постійних інших змінних. На рис. 3 показані зміни частоти від швидкості вузлів. На рис. 4 показана взаємозв'язок між керуючими повідомленнями і щільністю вузлів в мережі.

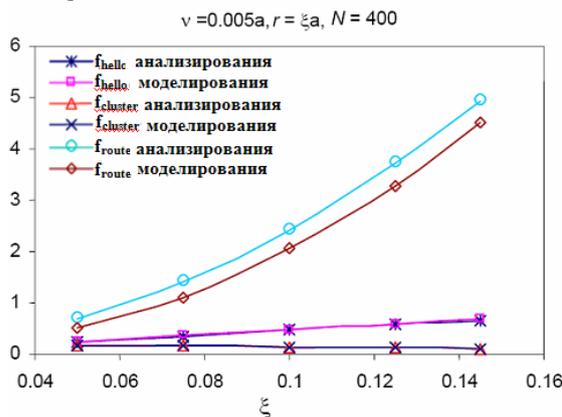


Рис. 2. Графік залежності частоти розсилки керуючих повідомлень від дальності передачі

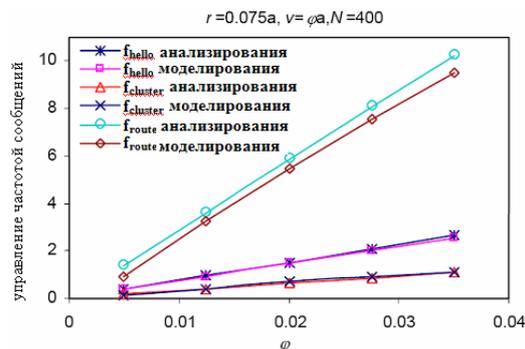


Рис. 3. Графік залежності частоти розсилки керуючих повідомлень від швидкості вузлів

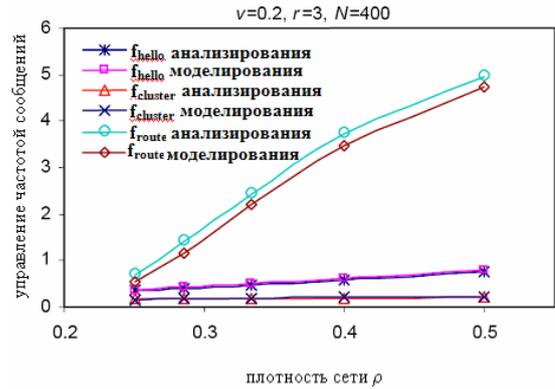


Рис. 4. Графік залежності частоти розсилки керуючих повідомлень від щільності вузлів

Висновки

В роботі запропонована модель аналізу ефективності структури мобільної комп'ютерної мережі великої розмірності, основними параметрами якої є зміни частоти надісланих керуючих повідомлень від дальності, швидкості і щільності вузлів.

Список літератури

1. Ji L., Corson M. S. A Lightweight Adaptive Multicast Algorithm. – GLOBECOM '08, 2008. – P.1036–1042.
2. Toh C.-K., Lin G. Implementing Associativity-Based Routing for Ad Hoc Mobile. – Wireless Networks, 2009. – P. 167–175.
3. Baker D. Flat vs. Hierarchical Network Control Architecture. – Mobile Ad-Hoc Networking, 2009. – P. 134–145.
4. Perkins C., Belding-Royer E., Das S. Ad Hoc on demand distance vector routing protocol. – Europa, 2008. – P. 451–462.

Подано до редакції 16.03.10