

Кластерный подход для организации маршрутизации в иерархических системах

С.В. Тимофеева¹, Д.М. Саркисян¹, Н.А. Альзинская², А.М. Сухов^{1,2}

¹Крымский федеральный университет имени В. И. Вернадского, проспект академика Вернадского, 4, Симферополь, Республика Крым, Россия, 295007

²Самарский национальный исследовательский университет им. академика С.П. Королева, Московское шоссе 34А, Самара, Россия, 443086

Аннотация. В работе рассмотрена маршрутизация в иерархическом пространстве на основе принципа жадного продвижения. Для того, чтобы исключить перегрузку иерархического дерева предложено учитывать горизонтальные каналы связи на основе кластерного принципа. Введено понятие кластера и метрика для описания уровня межкластерного перехода.

1. Введение

Новые технологии компьютерных сетей, такие как Интернет вещей, требуют и новых подходов к маршрутизации. Основная проблема состоит в том, что с резким увеличением адресного пространства растут и размеры таблиц маршрутизации [1], [2]. Таблицы глобальной маршрутизации необходимо хранить на каждом BGP маршрутизаторе, который есть в каждой автономной системе. Уже сейчас размеры BGP таблиц, не смотря на меры по их сжатию, представляют самую большую сложность глобальной маршрутизации.

Ограничение размера этих таблиц или полный отказ от них является целью многих современных работ по маршрутизации. Основные результаты в этой области были получены при разработке технологий самоорганизующихся сетей. Особо следует упомянуть метод жадного продвижения и его вариации, что не требуют таблиц маршрутизации [3], [4].

В настоящей работе будет представлена технология маршрутизации на основе кластерного подхода, которая дополняет иерархическую маршрутизацию, основанную на методе жадного продвижения. Под иерархической системой будем понимать некий набор узлов с возможностью организации связи между ними. Для этой системы можно построить иерархический граф связанности с выделением центрального узла и дочерних. Все остальные связи между узлами при таком построении игнорируются.

На основании этого подхода было предложено строить различные типы адресации, опираясь на гиперболическое преобразование [5], [6]. Маршрутизация между узлами в таких пространствах строится на основании принципа жадного продвижения [7] [8]. В качестве расстояния выбираются разные функции, от расстояния в гиперболическом пространстве, до числа переходов по иерархическому графу.

Многочисленные эксперименты по прокладке маршрута в иерархическом пространстве показали, что метрики для жадного продвижения почти не работают. Почти 100% маршрутов прокладываются по древовидному иерархическому графу связанности.

То есть, возможность переходов между различными ветками древовидной иерархической структуры крайне мала. Для того, чтобы задействовать этот механизм необходимо модернизировать понятие дистанции между узлами. Для этого в настоящей работе предлагается применить кластерный подход.

2. Проблемы адресации

Ранее нами была предложена новая система адресации в битовой форме [9], которая легко строится на основе иерархического графа. Проиллюстрирован процесс присвоения адресов, он реализуется в виде последовательных процессов определения центральной точки, разбиения на окрестности и построения дерева. Однако предложенная форма записи числа имеет существенные недостатки и должна быть усовершенствована. Ранее подобная адресация предлагалась в работе [11], но эта адресация не опирается на гиперболическое преобразование, а маршрутизация не использовала принцип жадного продвижения.

В этом разделе будет сделана попытка найти битовую форму для записи адреса, а также оценить длину адреса и размер адресного пространства для полного покрытия потребностей технологий Интернета вещей.

Предложенная нами форма записи числа m_1, m_2, \dots, m_i в виде m_k единиц с нулем в качестве разделительного знака требует N бит

$$N = m_1 + m_2 + \dots + m_i + i, \quad (1)$$

что является очень неэкономичной формой записи.

Для того, чтобы сократить длину адреса мы могли бы записывать составные части адреса m_k в двоичной системе. Тогда для записи каждого числа адреса m_k потребуется N_k бит

$$N_k = \lceil \log_2 m_k \rceil + 1 \quad (2)$$

с округлением до ближайшего целого числа сверху.

Однако, этот подход не учитывает наличия разделительных знаков между различными частями адресной иерархии. Если бы для каждой части адреса m_k выделялось бы фиксированное число бит, как в адресном пространстве IP протокола, то введение специальных символов для разделителей бы не требовалось. Так как для уменьшения общей длины адреса используется переменное число бит для описания каждой части адреса, то требуется передавать точное место начала каждой иерархии.

В привычной нам IP системе маршрутизации эту роль играет параметр «маска». Это параметр показывает сколько бит в адресе остается неизменными, то есть задает родительский узел и описывает соответствующий кластер. В нашем случае мы можем передавать число бит p_k , которое равно числу бит N_k соответствующего значения иерархического адреса m_k , где $p_k = \lceil \log_2 N_k \rceil + 1$.

Теперь мы можем приступить к оценке битовой длины адреса, которая потребуется для нужд технологий IoT.

Первым шагом оценим глубину адресного пространства. Для этого разделим адресное пространство на 2 части – глобальную и локальную. Глобальные адреса служат для привязки локального сегмента к глобальной сети, сейчас эту роль в основном выполняют IPv4 адреса, но их уже давно не хватает, поэтому это адресное пространство было расширено на 2 байта (16 бит) с помощью технологии NAT.

Оценку глубины иерархического адресного пространства можно провести исходя из того факта, что число переходов (hop) команды ping ограничено 30. Соответствующий выбор центральной узла может сократить это число вдвое. В качестве центрального узла целесообразно выбрать самую популярную точку обмена трафиком, расположенную в Нью Йорке, США. При этом можно ограничиться 15 уровнями иерархии, чтобы дойти до каждого

домохозяйства или другого локального узла, к которому будут присоединяться локальные сети для удовлетворения местных потребностей.

Максимальная длина иерархического адреса при таком подходе может быть оценена в 60 бит, но это без разделения на уровни иерархии. С учетом разделения — это еще порядка 40 бит. Это больше, чем существующая адресное пространство IPv4. Однако, если говорить о средней длине адреса, то он будет значительно короче. Абсолютное число адресов будет иметь длину до 32 бит. Еще один огромный плюс подобной маршрутизации – это отсутствие огромных маршрутизирующих таблиц.

Для локальной доставки информации число уровней иерархии может изменяться, как и число устройств на каждом уровне. Пока представляется достаточным 3 уровня иерархии по 8 бит на каждом уровне. Но достоинство данного подхода состоит в том, что длина адреса не фиксирована и мы можем добавлять уровни иерархии по мере необходимости, так же как и менять число устройств на каждом уровне.

3. Основные положения межкластерной маршрутизации

Под *кластером* будем понимать совокупность устройства и всех его дочерних узлов (см. Рис.1). На иерархическом графе это отдельная скелетная ветвь, начинающаяся с родительского узла. В наших обозначениях кластер можно записывать как родительский узел.

$$m_1, m_2, \dots, m_i$$

Задача определения маршрута между двумя узлами можно решать несколькими способами. Первый из них – стандартный метод жадного продвижения, описанный в работе [1]. Согласно этому методу мы передаем пакет тому из соседних узлов, который ближе по древовидной иерархии к точке назначения. Но перспективным направлением поиска является также поиск прямого перехода между двумя кластерами, привязанным к началу и концу маршрута.

В стандартном методе жадного продвижения мы всегда движемся вверх по иерархии, в то время как кластерный метод основан на поиске возможных путей через дочерние узлы. Вопрос в том, как можно найти такие переходы без значительного увеличения вычислительной сложности алгоритма и времени установления соединения. Иллюстрация возможности построения альтернативного маршрута приведена на рисунке 1.

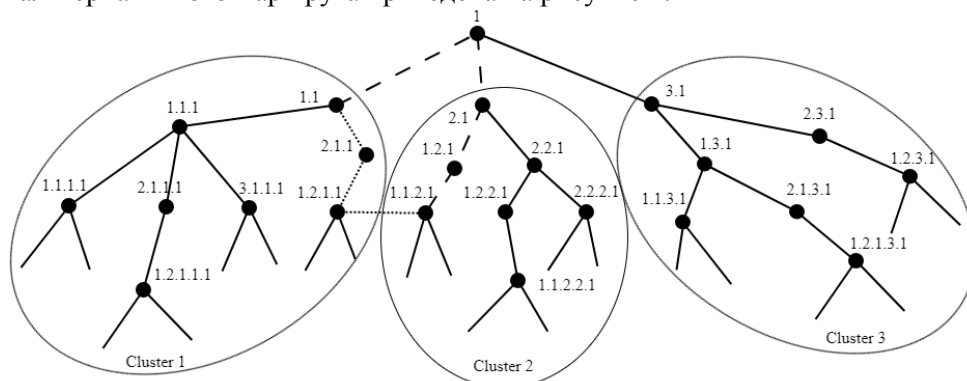


Рисунок 1. Иллюстрация межкластерного перехода.

Тот вариант присвоения адресов, что описан нами в статье [7], накладывает сильные ограничения на межкластерные переходы. На первом этапе присвоения адресов мы нарезали окрестности относительно начала маршрута, а на втором построили сами кластеры. Поэтому межкластерный переход может происходить между узлами одной окрестности или соседних. Причем, если узел лежит в основании «старшего» кластера, то он может быть связан с устройством младшего кластера той же окрестности или старшей окрестности. Устройства младшего кластера могут быть связаны с устройствами старшего кластера той же окрестности или с понижением номера окрестности.

Кластер называется *старшим*, если его первый номер после совпадающей части адреса меньше, чем у другого кластера. То есть из двух кластеров $m_1, \dots, m_k, m_{k+1}, \dots, m_i$ и $m_1, \dots, m_k, n_{k+1}, \dots, n_l$ старше тот, у которого меньше $k+1$ член. Таким образом узел $m_1, \dots, m_k, \dots, m_i$ из старшего кластера может быть связан с узлами $m_1, \dots, n_k, \dots, n_l$ или $m_1, \dots, n_{k-1}, \dots, n_l$ из младшего.

Для поиска межкластерных переходов должны быть разработаны специальные алгоритмы.

Схематично можно представить структуру межкластерных переходов следующим образом:

Вертикальная структура связей кластера полностью повторяет иерархическую структуру с Рис. 1. Но для нас самое важное – это учет горизонтальных (межкластерных) переходов и их использование при маршрутизации. Такой подход позволит разгрузить иерархическую структуру, особенно ее верхние уровни, а также обеспечит дополнительную устойчивость маршрутизации.

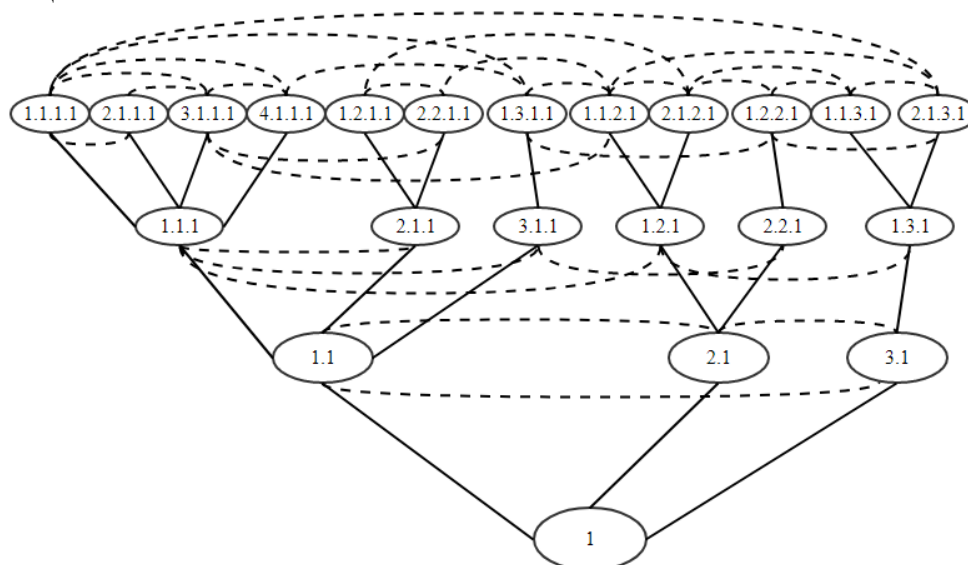


Рисунок 2. Структура межкластерных переходов.

Количество межкластерных переходов ограничено, причем такие переходы должны встречаться тем реже, чем дальше окрестность, к которой принадлежит узел, от центра. Поэтому алгоритм маршрутизации должен в первую очередь фиксировать такие переходы.

Каждому межкластерному переходу можно сопоставить его уровень. Уровень межкластерного перехода будем определять как число участков маршрута по иерархической структуре между двумя соседними узлами. То есть для двух узлов $m_1, \dots, m_k, m_{k+1}, \dots, m_i$ и $m_1, \dots, m_k, n_{k+1}, \dots, n_l$ уровень межкластерного перехода Y равен

$$Y = i + l - 2k \tag{3}$$

Заметим при этом, что i и l не могут различаться больше, чем на единицу, как это было показано выше.

Особое внимание должно быть уделено поиску межкластерных переходов на первых четырех уровнях иерархии, как это показано на Рис. 2. Эти уровни являются наиболее загруженными и именно для них необходимо использовать альтернативные межкластерные маршруты. Именно поэтому необходимо специальным образом сохранять информацию о переходах, у которых k из уравнения (3) меньше или равно 3.

Можно предложить следующий алгоритм учета таких межкластерных переходов. Каждый узел m_1, m_2, \dots, m_i опрашивает своих соседей об адресации. Для каждого соседа рассчитывается уровень межкластерного перехода и находится общий родительский кластер m_1, \dots, m_k и число k . Если число $k \leq 2$, то информацию о таком переходе и его источнике следует хранить на родительских узлах кластеров m_1, \dots, m_{k+1} .

Таким образом, все узлы первых трех уровней иерархии будут хранить информацию о возможных межкластерных переходах. На основании этой информации можно будет построить таблицу маршрутизации. Эта таблица позволит обходить наиболее загруженные верхние уровни иерархии. Размер такой таблицы будет очень сильно ограничен из-за ограниченного числа узлов первых трех уровней иерархии.

4. Заключение

В настоящей работе рассматривается маршрутизация на основе принципа жадного продвижения в гиперболическом пространстве. Для предотвращения переполнения каналов старших уровней иерархии предложено использовать кластерный подход. Дано определение кластера, описаны направления межкластерных переходов.

Для каждого узла и его соседей предложено находить метрику межкластерного перехода. Если эта метрика описывает межкластерный переход на первых трех уровнях иерархической адресации, то на родительском узле кластера ведется специальный учет таких переходов и их источников.

На основании межкластерных переходов для первых трех уровней иерархии строится специальная таблица маршрутизации, которая позволяет не перегружать древовидные иерархические каналы.

5. Литература

- [1] Krioukov, D. On compact routing for the Internet / D. Krioukov, K. Fall, A. Brady // ACM SIGCOMM Computer Communication Review. – 2007. – Т. 37, № 3. – С. 41-52.
- [2] Harayan, H. The impact of address allocation and routing on the structure and implementation of routing tables / H. Harayan, R. Govindan, G. Vargese // SIGCOMM '03 Proceedings of the 2003 conference on Applications, technologies, architectures, and protocols for computer communications, 2003. – С. 125-136.
- [3] Finn, G.G. Routing and Addressing Problems in Large Metropolitan-Scale Internetworks / G.G. Finn // ISI Research Report, 1987.
- [4] Bose, P. Routing with guaranteed delivery in ad hoc wireless networks / P. Bose // Wireless networks. – 2001. – Vol. 7(6). – P. 609-616.
- [5] Kleinberg, R. Geographic routing using hyperbolic space / R. Kleinberg // INFOCOM 2007. 26th IEEE International Conference on Computer Communications, 2007. – P. 1902-1909.
- [6] Cvetkovski, A. Hyperbolic embedding and routing for dynamic graphs / A. Cvetkovski, M. Crovella // INFOCOM 2009, IEEE, 2009. – P. 1647-1655.
- [7] Papadopoulos, F. Greedy forwarding in dynamic scale-free networks embedded in hyperbolic metric spaces / F. Papadopoulos, D. Krioukov, M. Boguñá, A. Vahdat // INFOCOM, 2010 Proceedings IEEE, 2010. – P. 1-9.
- [8] Papadopoulos, F. Network mapping by replaying hyperbolic growth / F. Papadopoulos, C. Psomas, D. Krioukov // IEEE/ACM Transactions on Networking (TON). – 2015. – Vol. 23(1). – P. 198-211.
- [9] Timofeeva, S.V. Greedy Forwarding for Hyperbolic Address in MANET / S.V. Timofeeva, D.M. Sarkisian, A.M. Sukhov, S.A. Zuev. – 2006.
- [10] Воробийченко, П.П. Алгоритм динамической адресации объектов телекоммуникационной сети / П.П. Воробийченко, В.И. Тихонов, И.В. Смирнов, У.И. Сопина // Сборник научных трудов «Цифровые технологии», 2010. – №. 8.

Cluster approach for network routing in hierarchical systems

S.V. Timofeeva¹, D.M. Sarkisyan¹, N.A. Alzinskaya², A.M. Sukhov^{1,2}

¹Crimean Federal University, pros. Vernadskogo 4, Simferopol, Crimea, Russia, 295007

²Samara National Research University, Moskovskoye shosse, 34, Samara, Russia, 443086

Annotation. The work considers routing in a hierarchical space based on the principle of greedy forwarding. In order to avoid overloading the hierarchical tree, it is suggested to take into account horizontal communication channels based on the cluster principle. The notion of a cluster and the metric for describing the level of the intercluster transition are introduced.

Keywords: Cluster analysis, neighborhood method, hyperbolic addresses.