

ОРГАНИЗАЦИЯ МНОГОПУТЕВОЙ МЕЖДОМЕННОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ С ОПТИМАЛЬНЫМ ЧИСЛОМ ГРАНИЧНЫХ МАРШРУТИЗАТОРОВ

Предложен способ формирования доменов маршрутизации с оптимальным числом граничных маршрутизаторов. Предложен и обоснован способ формирования области минимального сечения графа, которое осуществляется с помощью операций над множеством вершин графа G и его подграфов. На междоменном уровне граничные маршрутизаторы объединяются между собой в виртуальную сеть с непересекающимися связями внутри каждой подсети.

Ключевые слова: многопутевая маршрутизация, минимальное сечение графа, граничные маршрутизаторы

Method of forming routing domains with optimal number of edge routers. Proposed and justified method of forming a minimum cross-section area of the graph, which is carried out by the operations on the set of vertices of G and its subgraphs. On cross-domain level boundary routers combined with each other in a virtual network with disjoint links within each subnet.

Keywords: multi-path routing, minimum cross-section of the graph, edge routers

1. Введение

Для мобильных сетей большой размерности актуальной является задача формирования оптимальной структуры доменов маршрутизации. В работе [1] показано, что известные методы формирования доменов и выбора месторасположения их контроллеров не достаточно эффективны для мобильных сетей, структура которых постоянно изменяется. В первую очередь это связано с тем, что известные методы не обеспечивают выбора оптимального месторасположения контроллера домена. Это, как правило, приводит к необходимости более частой реконфигурации. С увеличением числа реконфигураций домена, объем служебного трафика в домене увеличивается по нелинейному закону, за счет чего резко падает эффективность задачи маршрутизации [2]. Большинство известных протоколов междоменной маршрутизации строятся на основе протокола BGP [3,4].

В настоящее время с целью повышения эффективности передачи данных, равномерной

загрузки сети и повышения уровня безопасности широко используется многопутевая маршрутизация. При рассмотрении вопросов междоменной многопутевой маршрутизации одним из основных вопросов является разбиение сети на домены маршрутизации и определение оптимального числа граничных маршрутизаторов [5].

2. Формирования области минимального сечения графа

Следует учитывать, что максимальная эффективность процесса маршрутизации достигается при разбиении сети на домены одинаковой величины [6]. В связи с этим, поиск минимального сечения целесообразно осуществлять ближе к середине графа. С этой целью на начальном этапе формирования области минимального сечения определяется диаметр D графа и относительно его середины $D/2$ формируется область поиска минимального сечения (рис.1).

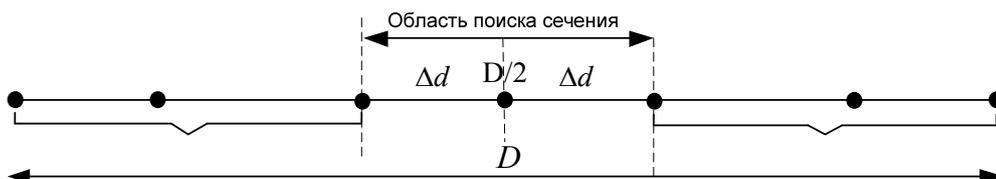


Рис. 1. Область поиска сечения графа

На рис. 2 представлен пример разбиения графа на два подграфа G_1 и G_2 , а также область

их пересечения $G_{1/2}$. Вершины S, B2, B6, B10, B14, B17, T образуют диаметр графа. Вершина

В10 является центральной вершиной на диаметре графа.

Формирование минимальной области пересечения осуществляется с помощью операций над множеством вершин графа G и его подграфов. Под внутренними вершинами подграфа будем понимать вершины данного подграфа не связанные с внешними вершинами относительно данного подграфа. В свою очередь, вершины подграфа, связанные с внешними вершинами, будем называть граничными вершинами.

Например, для подграфа $G1$ внутренними вершинами будут вершины S и $B4$, а граничными будут вершины $B1$, $B3$ и $B8$. Граничными вершинами подграфа $G1/2$ расположенными на диаметре графа G будут вершины $B2$ и $B17$, относительно которых будем формировать область минимального сечения.

Рассмотрим работу алгоритма формирования области минимального сечения на примере графа, представленного на рис. 2.

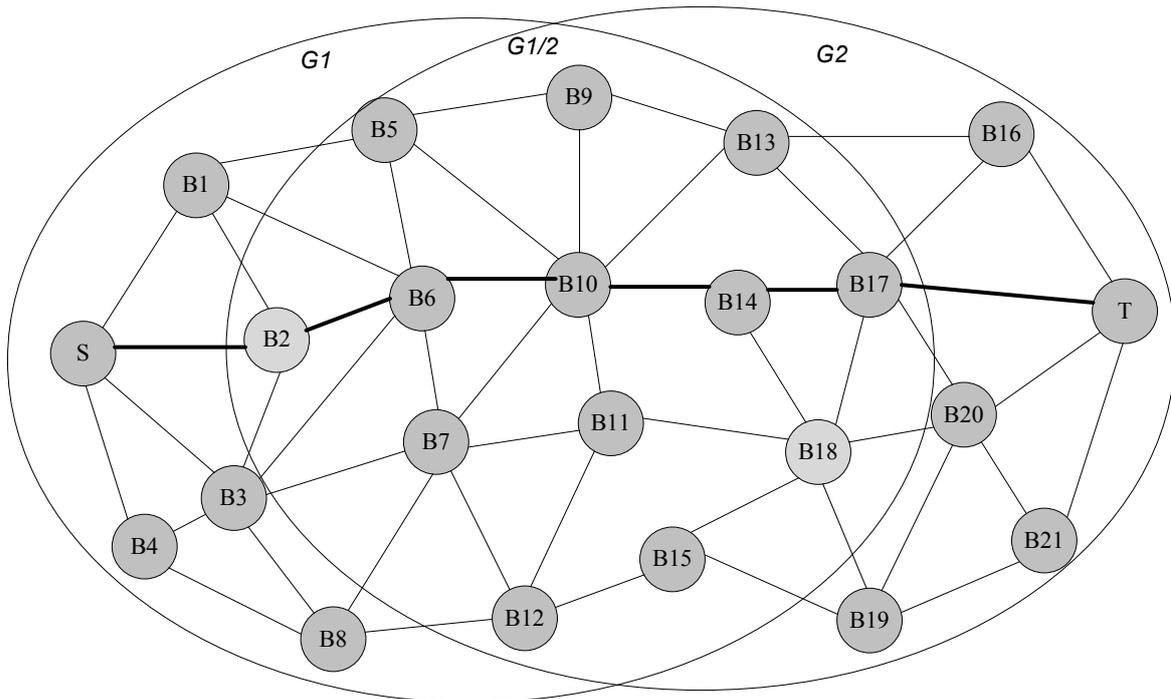


Рис. 2. Разбиение графа сети на два подграфа

1. Делим граф G сеть на два подграфа $G1$ и $G2$.

2. Выбираем граничные узлы $B2$ и $B17$ подграфа $G1/2$, расположенные на диаметре графа G .

3. Для вершины $B2$ множество смежных с ней вершин $V_{C1}=\{B6, B3, B1\}$.

4. Вершины $B1$, $B3$ являются внутренними вершинами для подграф G_S , и не входят в множество узлов минимального сечения.

5. Для вершины $B6$ множество смежных с ней вершин равно $V_{C2}=\{B1, B5, B10, B7, B3\}$. $B1$, $B3$ не входят в множество узлов минимального сечения.

6. Для вершины $B5$ множество смежных с ней вершин равно $V_{C3}=\{B9, B10, B6\}$.

7. Для вершины $B7$ множество смежных с ней вершин равно $V_{C4}=\{B6, B10, B14, B11, B12\}$.

8. Для вершины $B12$ множество смежных с ней вершин равно $V_{C5}=\{B7, B11, B15\}$.

9. Для вершины $B9$ множество смежных с ней вершин равно $V_{C6}=\{B13, B10\}$.

10. Для вершины $B10$ множество смежных с ней вершин равно $V_{C7}=\{B5, B6, B9, B14, B7\}$.

11. Для вершины $B11$ множество смежных с ней вершин равно $V_{C8}=\{B7, B12, B18\}$.

12. Для вершины $B15$ множество смежных с ней вершин равно $V_{C9}=\{B12, B18\}$.

13. Для вершины $B13$ множество смежных с ней вершин равно $V_{C10}=\{B9\}$.

14. Для вершины $B14$ множество смежных с ней вершин равно $V_{C11}=\{B10, B7, B18\}$.

15. Для вершины B18 множество смежных с ней вершин равно $V_{C_5} = \{B14, B11, B15\}$.

16. Подмножество сечения $V_{min} = \{B5, B6, B7, B12\}$ является минимальным сочленением.

Следующим минимальным сечением будет множество вершин $V_{min} = \{B9, B10, B11, B12\}$

(рис 3). В этом случае граф разбивается практически на два равных подграфа, поэтому данное множество вершин и выбирается в качестве оптимального сечения исходного графа.

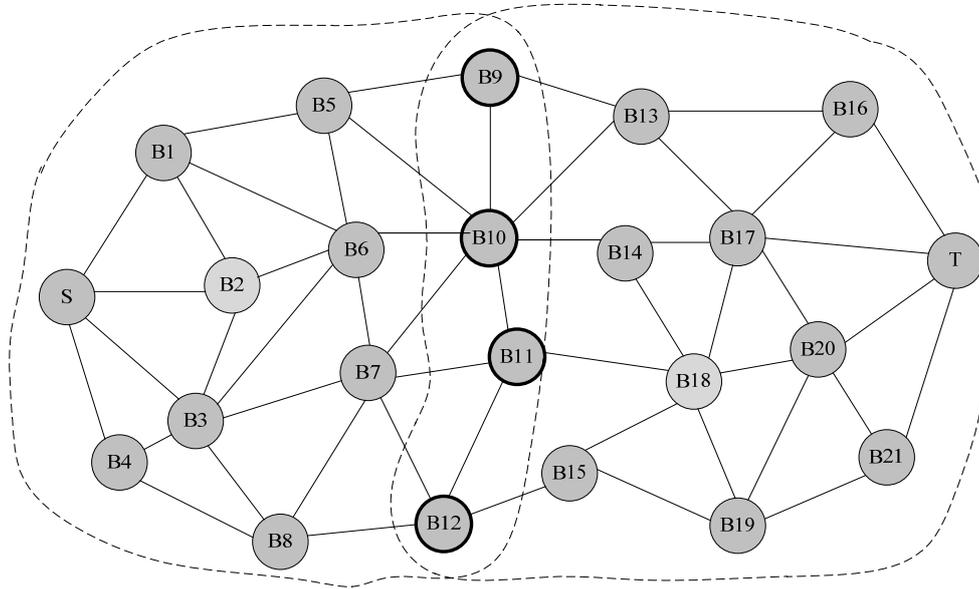


Рис. 3. Область оптимального сечения графа

3. Формирование структуры междоменной виртуальной сети

Каждой вершине $Vi \in V_{min}$ соотносится граничный маршрутизатор с помощью которых осуществляется междоменная многопутевая маршрутизация.

На рис. 4 представлен пример разбиения сети на 5 подсетей с множеством граничных маршрутизаторов, расположенных в узлах $\{B5, B6, B7, B8, B9, B14, B15, B16, B19, B25, B28\}$.

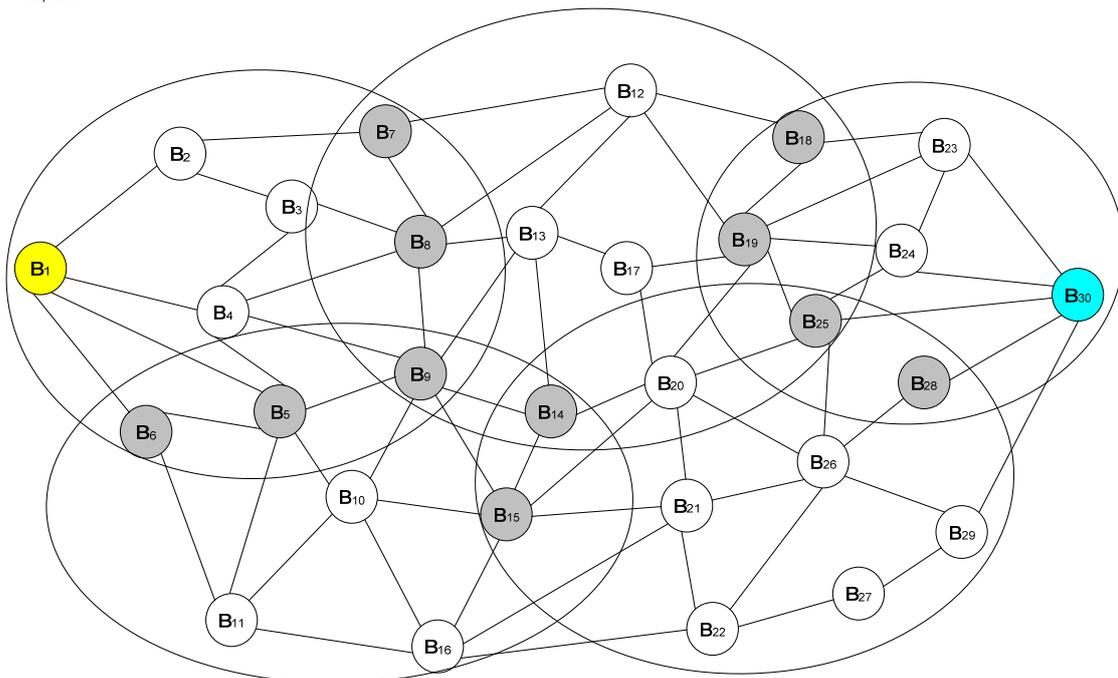


Рис. 4. Множество граничных маршрутизаторов

На междоменном уровне граничные маршрутизаторы объединяются между собой в виртуальную сеть с непересекающимися связями внутри каждой подсети (рис. 5).

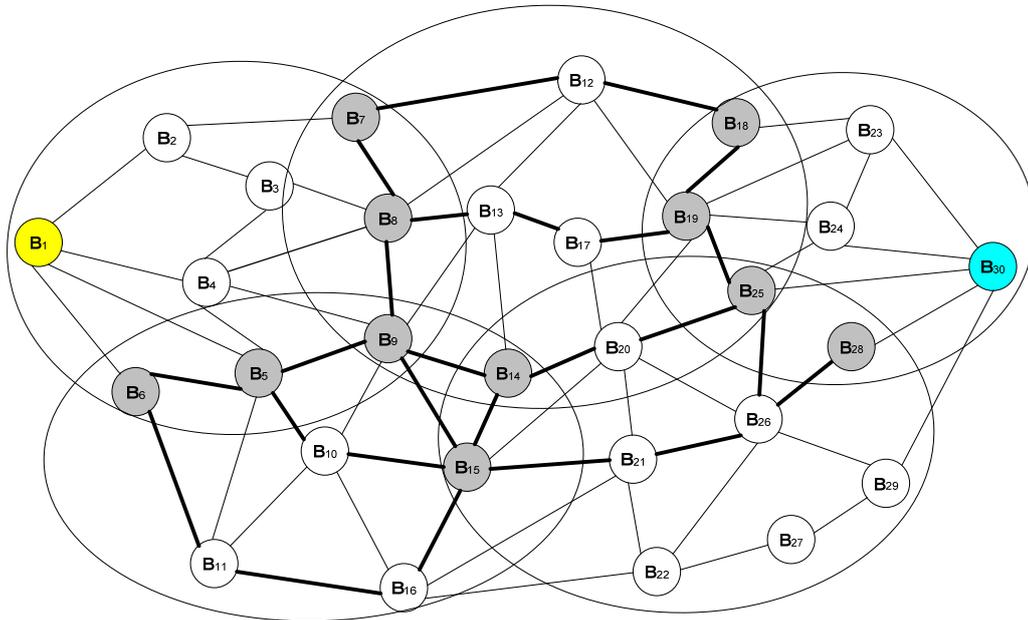


Рис. 5. Виртуальная междоменная сеть

В данном случае на междоменном уровне между узлами B1 и B30 можно сформировать 4 виртуальных непересекающихся маршрута, так как степень вершины B1 равна 4, а минимальный разрез на пути из вершины B1 в вершину B30 больше 4.

Для формирования множества непересекающихся маршрутов на междоменном уровне предлагается использовать классический алгоритм Дейкстры. После того как основной путь сформирован, необходимо найти все остальные маршруты. Для этого необходимо удалить все ребра, которые соединены с узлами основного

пути, а узлы, которые являются соседними для данного маршрута пометить, как узлы что не могут быть включены в остальные независимые маршруты. Поиск оставшихся путей продолжается в двух сформированных независимых зонах.

В данном случае будут сформированы следующие непересекающиеся маршруты (рис 6):

1. B1>B7>B18>B30;
2. B1>B8>B19>B30;
3. B1>B6>B15>B28>B30.
4. B1>B5>B9>B14>B25>B30.

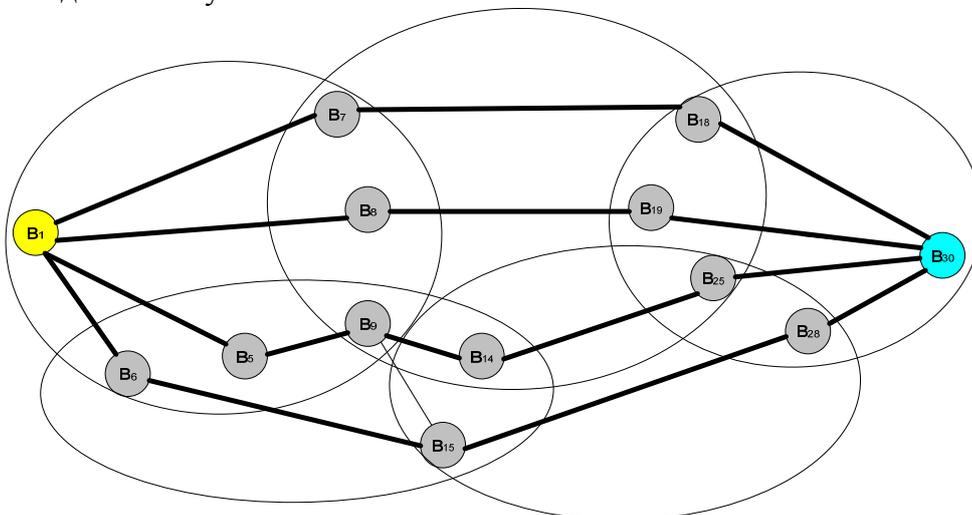


Рис. 6. Непересекающиеся маршруты

4. Выводы

Многопутевая междоменная маршрутизация позволяет обеспечить равномерную загрузку сети и повысить безопасность передачи информации за счет разбиения сообщения на части и передачи их по нескольким не пересекающимся путям как внутри доменов, так и между доменами. Уменьшение временной сложности алгоритма формирования множества не пересекающихся путей достигается за счет определения минимального сечения внутри доменов и между доменами. Предложенный в работе алгоритм

формирования минимального сечения позволяет определить оптимальное число граничных маршрутизаторов, которые объединяются в виртуальную междоменную сеть. Это позволяет свести задачу формирования множества не пересекающихся путей внутри доменов к задаче нахождения непересекающихся путей между граничными маршрутизаторами. Для формирования множества непересекающихся маршрутов на междоменном уровне предлагается использовать модифицированный алгоритм Дейкстры.

Список литературы

1. Li Y., Kim D., Zou F., Du D-Z Constructing Connected Dominating Sets with Bounded Diameters in Wireless Networks // WASA2007 : International Conference on Wireless Algorithms, Systems and Applications, 1-3 Aug. 2007. : thesis rep. – Chicago (USA), 2007. – P. 89–94.
2. Давиденко И.Н. Способ организации динамической структуры мобильной компьютерной сети большой размерности / И.Н. Давиденко, А.В. Левчук // Интеллектуальный анализ информации ИАИ-2009: IX международная научная конференция имени Т.А. Таран, 19-22 мая 2009г. – К.: Просвіта, 2009. – С. 94-103.
3. Juniper, "Configure BGP to Select Multiple BGP Paths," February 2013. [Online]. Available: <http://www.juniper.net/techpubs/software/junos/junos53/swconfig53-ipv6/html/ipv6-bgp-config29.html>.
4. J. Rexford and C. Dovrolis, "Future Internet Architecture: Clean-Slate Versus Evolutionary Research," Communications of the ACM, vol. 53, no. 9, pp. 36–40, 2010.
5. Кулаков Ю.А. Определение оптимального числа граничных маршрутизаторов
6. при организации безопасной многопутевой маршрутизации в мобильной компьютерной сети большой размерности / Кулаков Ю.А., Коган А.В. Вісник НТУУ «КПІ». Інформатика, управління та обчислювальна техніка: Зб. наук. пр. – К.: Век+, – 2013. – № 58. – С. 73-77
7. Лукашенко В.В. Анализ эффективности способов разбиения сети на зоны маршрутизации / В.В. Лукашенко, А.В. Левчук // Електроніка та системи управління. – 2010. – № 1(23). – С. 112-118.