

УДК 004.724.4(045)

Ю.А. Кулаков, д. - р. техн. наук, М.А. Диброва, А.В. Коган, канд. техн. наук

Национальный технический университет Украины "Киевский политехнический институт",
пр-т Победы, 37, Киев, 03056, Украина.

Формирование множества непересекающихся путей между граничными маршрутизаторами сети MPLS

В статье предложен способ организации многопутевой маршрутизации в сети MPLS. Формирование таблиц меток осуществляется на основе модифицированного метода «ветвей и границ», при котором одновременно формируется множество непересекающихся путей с минимальной временной сложностью. В качестве основного критерия при формировании дерева путей выступает степень вершин. Путь продлевается до вершины с минимальной степенью. Предложен алгоритм формирования таблиц меток между граничными маршрутизаторами сети MPLS. Процесс формирования таблиц меток осуществляется с помощью протокола распределения меток LDP путем обмена сигнальными пакетами между смежными маршрутизаторами. Приведена временная диаграмма и пример формирования таблиц меток между граничными маршрутизаторами сети MPLS.

Определена вычислительная сложность предложенного алгоритма и приведено сравнение ее с вычислительной сложностью алгоритма Дейкстры. Библ. 5, рис. 2, табл. 8.

Ключевые слова: сеть MPLS; многопутевая маршрутизация; коммутация по меткам; формирование таблиц меток; метод «ветвей и границ».

Введение

В настоящее время при организации передачи информации в распределенных компьютерных системах широко используется многопутевая маршрутизация, при которой несколько физических каналов объединяются в один многоканальный виртуальный путь. Это позволяет повысить эффективность процедуры конструирования трафика (TE), обеспечить заданные параметры QoS при изменении параметров системы передачи информации, в частности при изменении метрики каналов, путем замены одного физического канала другим в рамках одного многоканального виртуального пути.

Временная сложность формирования многоканального виртуального пути состоящего из q физических каналов с помощью комбинаторных алгоритмов, например, алгоритма Дейкстры равна $O(qN^3)$, где N – количество узлов сети. В связи с этим актуальным является разработка и использования потоковых алгоритмов многопутевой маршрутизации, характеризующихся минимальной временной сложностью [1, 2]. Уменьшить временную сложность можно за счет исключения операции перебора вариантов на основе метода «ветвей и границ». С учетом этого в работе [3] предлагается модифицированный алгоритм «ветвей и границ» формирования множества путей между двумя вершинами.

В настоящее время в качестве сетей передачи данных широкое применение получили сети MPLS, основанные на оптоволоконных каналах связи. В связи с этим актуальным является организация многопутевой маршрутизации в рамках сети MPLS.

Формирование таблиц меток для многопутевой маршрутизации

Маршрутизация в сети MPLS (рис.1) осуществляется с помощью метода коммутации по меткам.

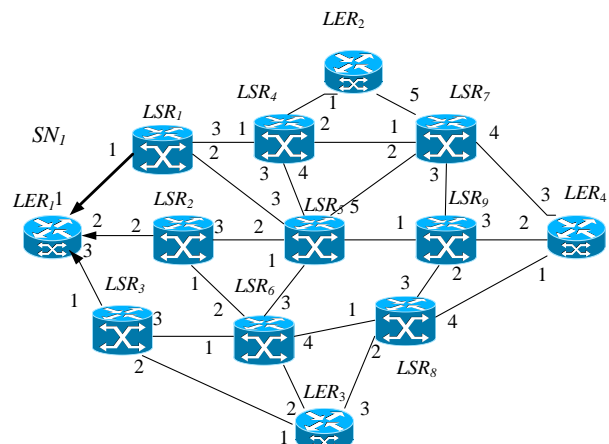


Рис.1. Структура сети MPLS

Предлагаемый в данной работе алгоритм формирования таблиц меток для организации многопутевой маршрутизации в сети MPLS основан на способе формирования множества непересекающихся путей [4], который является модифицированным алгоритмом «ветвей и границ». Процесс формирования таблиц меток осуществляется с помощью протокола распределения меток LDP [5] путем обмена информацией между смежными маршрутизаторами сигнальными пакетами RL (запрос метки), ML (отображение метки) и CR (подтверждение маршрута)

Каждый пакет RL содержит адрес начального маршрутизатора $A(LE_{R_0})$, адрес конечного маршрутизатора $A(LE_{R_i})$, номер пути между маршрутизаторами LE_{R_0} и LE_{R_i} и метрику пути. В простейшем случае в качестве метрики может выступать количество каналов на пути между маршрутизаторами LE_{R_0} и LE_{R_i} .

Формирование таблиц меток связано с построением дерева путей $T(V_T, E_T)$, осуществляется граничным маршрутизатором с минимальным числом внешних связей. При этом путь продлевается до смежного маршрутизатора с минимальным числом связей с вершинами дерева путей $T(V_T, E_T)$. Это обеспечивает возможность построения максимального числа непересекающихся путей.

Алгоритм формирования таблиц меток между начальным LE_{R_0} и конечным LE_{R_n} маршрутизаторами заключается в следующем.

1. Начало
2. Из маршрутизаторов, смежных с маршрутизатором LE_{R_0} , формируется множество граничных маршрутизаторов MBR .
3. В результате обмена пакетами RL и ML формируются таблицы меток маршрутизатора LE_{R_0} и маршрутизаторов $LSR_i \in MBR$
4. Определяется маршрутизатор $LSR^m := LSR_i \in MBR$ с минимальным числом внешних связей.
5. Среди маршрутизаторов $LSR_i \notin V_T$ смежных с маршрутизатором LSR^m выбирается внешний смежный маршрутизатор $LSR^v := LSR_i \notin V_T$ с минимальным числом внешних связей.
6. В результате обмена пакетами RL и ML формируются таблицы меток маршрутизатора $LSR^m := LSR_i \in MBR$ и маршрутизатора LSR^v
7. Если маршрутизатор LSR^v не является маршрутизатором LE_{R_n} , то путь не сформирован на п.9.

8. Пересылка пакета подтверждение маршрута CR в обратном направлении и корректировка таблиц меток на пути от LE_{R_n} к LE_{R_0}
9. Если степень внешнего маршрутизатора равна 1, то переход к п.12
10. Граничный маршрутизатор LSR^m становится внутренним для $T(V_T, E_T)$.
11. Внешний маршрутизатор LSR^v становится граничным для $T(V_T, E_T)$.
12. Если множество граничных маршрутизаторов не пустое, то к пункту 3.
13. Конец

На рис. 2 приведен пример последовательности формирования таблиц меток при организации пути между граничными маршрутизаторами LE_{R_1} и LE_{R_4} .

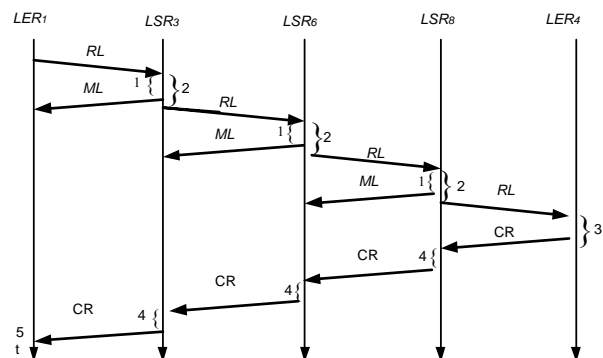


Рис. 2. Временная диаграмма формирования таблиц меток между маршрутизаторами LE_{R_1} и LE_{R_4} , где: RL – запрос метки; ML – отображение метки; CR – подтверждение маршрута; 1- формирование таблицы меток; 2- выбор следующего маршрутизатора; формирование обратного пути; 4- формирование таблиц меток обратного пути; 5- завершение формирования маршрута

В качестве примера рассмотрим формирование множества путей между маршрутизаторами LE_{R_1} и LE_{R_4} .

На начальном этапе маршрутизатор LE_{R_1} направляет всем смежным маршрутизаторам $\{LSR_1, LSR_2, LSR_3\}$ управляющий пакет RL с указанием префикса $A(LE_{R_1}/LE_{R_4})$, P_1 , указывающего на свой адрес, адрес получателя и номер пути P_1 . На основании этой информации маршрутизатор LSR_1 формирует запись в своей таблице меток (табл.1). В качестве выходящей метки выбирается первая свободная метка, например, метка 1.

Таблица 1. Таблица меток маршрутизатора LSR_1

Вх. метка	Вх. порт	Префикс	Вых. метка	Вых. порт
-----	---	$A(LE_{R1}\backslash LE_{R4}); P_1$	1	1

Маршрутизатор LSR_2 формирует запись в своей таблице меток (табл.2). В качестве исходящей метки выбирается первая свободная метка, например, метка 4.

Таблица 2. Таблица меток маршрутизатора LSR_2

Вх. метка	Вх. порт	Префикс	Вых. метка	Вых. порт
-----	---	$A(LE_{R1}\backslash LE_{R4}); P_2$	4	2

Маршрутизатор LSR_3 формирует запись в своей таблице меток (табл.3). В качестве исходящей метки выбирается первая свободная метка, например, метка 2.

Таблица 3. Таблица меток маршрутизатора LSR_3

Вх.метка	Вх. порт	Префикс	Вых. метка	Вых. порт
-----	---	$A(LE_{R1}\backslash LE_{R4}); P_3$	2	3

В свою очередь маршрутизатор LER_1 , формирует запись в своей таблице меток (табл.4) на основании выходных меток из пакетов, полученных с маршрутизаторов LSR_1, LSR_2, LSR_3 .

Таблица 4. Таблица меток маршрутизатора LER_1

Вх.метка	Вх. порт	Префикс	Вых. метка	Вых. порт
1	1	$A(LE_{R1}\backslash LE_{R4}); P_1$	-----	-----
4	2	$A(LE_{R1}\backslash LE_{R4}); P_2$	----	-----
2	3	$A(LE_{R1}\backslash LE_{R4}); P_3$	-----	-----

Таким образом, формируется дерево $T(V_T, E_T)$ с корневым маршрутизатором LSR_1 , множеством граничных маршрутизаторов $BR = \{LSR_1, LSR_2, LSR_3\}$ и тремя маршрутами передачи: $M_1=(LSR_1 \rightarrow LER_1)$; $M_2=(LSR_2 \rightarrow LER_1)$; $M_3=(LSR_3 \rightarrow LER_1)$.

Затем среди множества BR выбирается маршрутизатор с минимальным числом внешних каналов относительно $T(V_T, E_T)$. В данном случае это сетевой маршрутизатор

LSR_3 , который связан только с одним внешним сетевым маршрутизатором LSR_6 .

Сетевой маршрутизатор LSR_3 посылает маршрутизатору LSR_6 управляющий пакет RL с указанием префикса $A(LE_{R1})$ граничного маршрутизатора LER_1 . На основании этой информации маршрутизатор LSR_6 формирует запись в своей таблице меток (табл.5). В качестве исходящей метки выбирается первая свободная метка, например, метка 5.

Таблица 5. Таблица меток маршрутизатора LSR_6

Вх.метка	Вх. порт	Префикс	Вых. метка	Вых. порт
-----	---	$A(LE_{R1}\backslash LE_{R4}); P_3$	5	1

Сетевой маршрутизатор LSR_3 становится внутренним маршрутизатором, а маршрутизатор LSR_6 становится граничным маршрутизатором для дерева $T(V_T, E_T)$.

Сетевой маршрутизатор LSR_6 направляет

маршрутизатору LSR_3 пакет с выходящей меткой и префиксом $A(LE_{R1}\backslash LE_{R4}); P_3$. На основании этой информации корректируется таблица меток маршрутизатора LSR_3 (табл. 6) и формируется путь $M_3=(LSR_6 \rightarrow LSR_3 \rightarrow LER_1)$.

Таблица 6. Таблица меток маршрутизатора LSR_3

Вх.метка	Вх. порт	Префикс	Вых. метка	Вых. порт
5	3	$A(LE_{R1}\backslash LE_{R4}); P_3$	2	1

Таким образом, формируется дерево $T(V_T, E_T)$ с множеством вершин $\{LSR_0, LSR_1, LSR_2, LSR_3, LSR_6\}$ и тремя маршрутами передачи: $M_1=(LSR_1 \rightarrow LER_1)$; $M_2=(LSR_2 \rightarrow LER_1)$; $M_3=(LSR_6 \rightarrow LSR_3 \rightarrow LER_1)$. Затем среди множества граничных маршрутизаторов $BR = \{LSR_1, LSR_2, LSR_6\}$ выбирается маршрутизатор с минимальным числом внешних каналов

относительно сетевых маршрутизаторов дерева $T(V_T, E_T)$.

Процесс построения дерева $T(V_T, E_T)$ продолжается до тех пор, пока не будут сформированы все пути в обратном направлении. В этом случае таблица меток маршрутизатора LER_4 будет иметь следующий вид (табл.7)

Таблица 7. Таблица меток маршрутизатора LER_4

Вх.метка	Вх. порт	Префикс	Вых. метка	Вых. порт
----	---	$A(LER_1 \setminus LER_4); P_3$	5	1
7	1	$A(LER_4 \setminus LER_1); PO_3$	--	--
--	---	$A(LER_1 \setminus LER_4); P_2$	11	3
21	3	$A(LER_4 \setminus LER_1); PO_2$	---	--
--	--	$A(LER_1 \setminus LER_4); P_1$	11	2
5	2	$A(LER_4 \setminus LER_1); PO_1$	--	--

Затем осуществляется передача управляющих пакетов подтверждение маршрута CR в обратном направлении. В результате таблица меток маршрутизатора LER_1 будет иметь следующий вид (табл.8)

Таблица 8. Таблица меток маршрутизатора LER_1

Вх.метка	Вх. порт	Префикс	Вых метка	Вых порт
1	1	$A(LER_1 \setminus LER_4); P_1$	----	-----
4	2	$A(LER_1 \setminus LER_4); P_2$	----	-----
2	3	$A(LER_1 \setminus LER_4); P_3$	----	-----
---	----	$A(LER_4 \setminus LER_1); PO_1$	1	1
----	----	$A(LER_4 \setminus LER_1); PO_2$	8	2
		$A(LER_4 \setminus LER_1); PO_3$	5	3

Таким образом, в маршрутизаторе LER_1 формируется три двунаправленных пути между маршрутизаторами LER_1 и LER_4 :

- первый путь M_1 с параметрами (порт=1; входящая метка =1; выходящая метка =5);
- второй путь M_2 с параметрами (порт=2; входящая метка =4; выходящая метка =8);
- третий путь M_3 с параметрами (порт=3; входящая метка =2; выходящая метка =4).

Количество путей зависит от степени вершин отправителя и получателя. При степени вершины LER_4 равной двум, например, отсутствует связь между маршрутизаторами LER_4 и LSR_9 . В этом случае путь $M_2=(LSR_9 \rightarrow LSR_5 \rightarrow LSR_2 \rightarrow LER_1)$. В этом случае маршрутизатор LER_4 не может сформировать путь $M_2=(LER_4 \rightarrow LSR_9 \rightarrow LSR_5 \rightarrow LSR_2 \rightarrow LER_1)$ и передать по нему установочный пакет со своим префиксом $A(LER_4 \setminus LER_1); PO_2$. Соответственно в таблице меток маршрутизатора LER_1 удаляются строки, формирующие путь $M_2=(LER_1 \rightarrow LSR_2 \rightarrow LSR_5 \rightarrow LSR_9 \rightarrow LER_4)$

Выводы

В работе на основе модифицированного метода «ветвей и границ» предложен способ формирования таблиц меток для организации многопутевой маршрутизации в сетях MPLS. Данный способ позволяет одновременно формировать все множество непересекающихся путей между двумя граничными маршрутизаторами LER_i и LER_j . В данном случае временная сложность формирования таблиц меток маршрутов существенно не зависит от количества множества сформированных каналов передачи и определяется величиной $O(N+M+L)$, где: N - число маршрутизаторов LSR_i , M - число каналов связи, L - общая длина всех сформированных путей между маршрутизаторами LER_i и LER_j . Это существенно меньше, чем временная сложность $O(qN^3)$ последовательного формирования q путей с помощью алгоритма Дейкстры.

Как правило, в современных распределенных системах используется

многоточечное соединение, при котором одна вершина соединяется с несколькими вершинами, образуя звездообразную, древовидную или полносвязную топологию. В связи с этим целесообразно в рамках метода «ветвей и границ» рассмотреть вопрос одновременного формирования таблиц меток для организации многопутевой маршрутизации от одного LER_0 к множеству $\{LER\}$.

Список использованных источников

1. Lemeshko A. V. Research on Tensor Model of Multipath Routing in Telecommunication Network with Support of Service Quality by Greate Number of Indices / Lemeshko A. V., Evseeva O. Yu., Garkusha S. V // Telecommunications and RadioEngineering. – 2015. – Vol.73. – No 15. – P. 1339-1360.
2. Mahalakshmi C. Multipath Data Transfer Scheme for Virtual Private Networks / Mahalakshmi. C., Ramaswamy M. // International Journal of Computer Applications. – 2012. – Volume 44. – No.8. – P.27-31.
3. Kulakov Y. The method of plurality generation of disjoint paths using horizontal exclusive scheduling / Y. Kulakov, A. Kogan // The science advanced. – 2014. – Issue 9. – Pp.16-18.
4. Диброва М.А. Способ конструирования трафика в Grid системах / Диброва М.А., Коган А.В., Куценко В.А. // Вісник Національного техн. ун-ту України "КПИ": Інформатика, управління та обчислювальна техніка. – К.: ТОВ "БЕК+", 2015. – Вип. 62. – С.65–69.
5. RFC 3036 LDP Specification. L. Andersson, P. Doolan, N. Feldman, A. Fredette, B. Thomas. January 2001 <http://www.ietf.org/rfc/rfc3036.txt>

Поступила в редакцію 08 декабря 2015 г.

УДК 004.724.4 (045)

Ю.О. Кулаков, д. - р. техн. наук, **М.О. Діброва**, **А.В. Коган**, канд. техн. наук
Національний технічний університет України "Київський політехнічний інститут",
пр-т Перемоги, 37, Київ, 03056, Україна.

Формування множини шляхів які не перетинаються між граничними маршрутизаторами мережі MPLS

У статті запропоновано спосіб організації багатошляхової маршрутизації в мережі MPLS. Формування таблиць міток здійснюється на основі модифікованого методу «гілок і меж», при якому одночасно формується множина шляхів які не перетинаються з мінімальною часовою складністю. В якості основного критерію при формуванні дерева шляхів виступає ступінь вершин. Шлях продовжується до вершини з мінімальним ступенем. Запропоновано алгоритм формування таблиць міток між граничними маршрутизаторами мережі MPLS. Процес формування таблиць міток здійснюється за допомогою протоколу розподілу міток LDP шляхом обміну сигнальними пакетами між суміжними маршрутизаторами. Наведена часова діаграма і приклад формування таблиць міток між граничними маршрутизаторами мережі MPLS.

Визначено обчислювальна складність запропонованого алгоритму та наведено порівняння її з обчислювальною складністю алгоритму Дейкстри. Бібл. 5, рис. 2, табл. 8.

Ключові слова: мережа MPLS; багатошляхова маршрутизація; комутація по мітках; формування таблиць міток; метод «гілок і меж».

UDC 004.724.4 (045)

Y. Kulakov, Dr. Sc., **M. Dibrova**, **A. Kogan**, Ph.D.

National Technical University of Ukraine "Kyiv Polytechnic Institute",
Prospect Peremohy, 37, Kiev, 03056, Ukraine.

Forming a plurality of disjoint routes between border routers MPLS network

This paper proposes a way to organize multi-path routing in the MPLS network. Formation of the table tags is based on the modified method of "branch and bound", in which simultaneously generates a plurality of non-intersecting paths with minimal time complexity. For the formation of the tree stands ways, the degree vertices is the main criterion. The path is extended to the top with a minimal degree. Between boundary routers MPLS network proposed the tags tables formation algorithm. The process of formation of the table labels by using LDP label distribution protocol by exchanging signaling packets between neighboring routers. The marks tables between boundary routers MPLS network and a time chart are presented as an example.

Determined the computational complexity of the proposed algorithm and provides a comparison of it with the computational complexity of Dijkstra's algorithm. References 5, figures 2, table 8.

Keywords: *MPLS network; multipath routing; switching on labels; marks the formation of tables; the method of "branch and bound".*

References

1. *Lemeshko, A. V., Evseeva, O. Yu., Garkusha, S. V. (2015). Research on Tensor Model of Multipath Routing in Telecommunication Network with Support of Service Quality by Greate Number of Indices. Telecommunications and RadioEngineering. Vol.73. No 15. Pp. 1339-1360.*
2. *Mahalakshmi, C., Ramaswamy, M. (2012). Multipath Data Transfer Scheme for Virtual Private Networks. International Journal of Computer Applications. Volume 44. No.8. Pp.27-31.*
3. *Kulakov, Y., Kogan, A. (2014). The method of plurality generation of disjoint paths using horizontal exclusive scheduling. The science advanced. Issue 9. Pp.16-18.*
4. *Dibrova, M., Kogan, A., Kutsenko, V. (2015). The process of designing traffic in Grid systems. Proceedings of the National Technical University of Ukraine "KPI": Informatics, Management and Computer Science. K.: OOO "VEK +", Vol. 62. Pp.65-69. (Rus)*
5. RFC 3036 LDP Specification. L. Andersson, P. Doolan, N. Feldman, A. Fredette, B. Thomas. January 2001 <http://www.ietf.org/rfc/rfc3036.txt>