

## НЕЛИНЕЙНАЯ МОДЕЛЬ МНОГОПУТЕВОЙ МНОГОАДРЕСНОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННОЙ СЕТИ

МЕРСНИ А., ИЛЬЯШЕНКО А.Е.

В целях обеспечения оптимальной балансировки нагрузки в телекоммуникационной сети усовершенствуется потоковая модель многоадресной маршрутизации в направлении реализации многопутевой стратегии передачи пакетов. Предлагается исходный многоадресный поток разбивать на множество подпотоков, для каждого из которых строится оптимальное дерево – многоадресный маршрут. Задача многопутевой многоадресной маршрутизации представлена в оптимизационной форме, что способствует наиболее эффективной балансировке нагрузки в сети.

**Ключевые слова:** маршрутизация; модель; оптимальность; поток; сеть; балансировка.

**Key words:** routing; model; optimality; flow; network; balancing.

### 1. Введение

Многоадресная маршрутизация является неотъемлемым инструментом при предоставлении множества инфокоммуникационных услуг, среди которых IPTV, дистанционное обучение, рассылка почты, радио, видео по запросу, видеоконференцсвязь, а также рассылка разнообразной служебной информации о состоянии телекоммуникационной сети (ТКС) [1, 2]. В свою очередь, обеспечение высокого уровня качества обслуживания (Quality of Service, QoS) в ТКС по скоростным, временным показателям и показателям надежности во многом зависит от эффективности балансировки нагрузки в каналах связи и сети в целом. Поэтому важно, чтобы современные и перспективные протокольные решения в области многоадресной маршрутизации, во-первых, поддерживали многопутевую стратегию передачи пакетов, во-вторых – учитывали потоковый характер сетевого трафика, в-третьих – оптимально использовали каналные ресурсы ТКС.

В работах [3-7] предложено ряд подходов, в которых с разной степенью полноты предпринята попытка удовлетворить перечисленные требования без существенного усложнения алгоритмического и программного обеспечения маршрутизаторов ТКС. Особого внимания заслуживает подход, изложенный в статье [6] и развитый в [7], в котором задача многоадресной маршрутизации описана линейной потоковой моделью, а расчет маршрутных переменных осуществлен в ходе решения оптимизационной задачи булевого программирования.

Однако данное решение больше ориентировано на реализацию однопутевой многоадресной маршрутизации (ОММ) для каждого потока в отдельности, что несколько снижает его адаптивность, особенно в условиях наличия потоков высокой интенсивности и ограниченности каналного ресурса ТКС. Поэтому в данной работе в целях обеспечения оптимальной балансировки нагрузки в телекоммуникационной сети предлагается решение актуальной научной задачи, связанной с усовершенствованием потоковой модели многоадресной маршрутизации в направлении реализации многопутевой стратегии передачи пакетов

### 2. Модель многопутевой многоадресной маршрутизации в телекоммуникационной сети

Пусть структура ТКС представляется ориентированным взвешенным графом  $G = (V, E)$ . Тогда  $V = \{v_1, \dots, v_i, \dots, v_m\}$  – множество вершин, моделирующее маршрутизаторы ТКС;  $(i, j) \in E$  – множество дуг графа, описывающее каналы связи сети [3-7]. Для каждой дуги вводится ее вес  $\varphi_{(i,j)}$ , который характеризует пропускную способность моделируемого канала связи (КС). Тогда число каналов в сети соответствует  $|E| = n$ .

Введем следующие обозначения:  $K$  – множество циркулирующих в сети многоадресных потоков пакетов;  $|K| = \bar{K}$  – общее число потоков в сети;  $r_k$  – средняя пакетная скорость (интенсивность)  $k$ -го потока на входе в сеть ( $1/c$ );  $s_k$  – маршрутизатор-источник пакетов  $k$ -го потока ( $k \in K$ );

$$d_k^* = \{d_k^1, d_k^2, \dots, d_k^{m_k}\} \quad (1)$$

– множество маршрутизаторов-получателей пакетов для  $k$ -го многоадресного потока;  $m_k$  – общее число таких маршрутизаторов.

Для реализации многопутевой стратегии маршрутизации каждый многоадресный поток на входе в сеть, т.е. на приграничном маршрутизаторе  $s_k$  будет разделен на ряд подпотоков  $w_k$ . Тогда каждый  $p$ -й подпоток  $k$ -го потока будет иметь интенсивность ( $1/c$ )

$$z_k^p = y_k^p \cdot r_k, \quad (2)$$

где  $y_k^p$  ( $p = \overline{1, w_k}, k = \overline{1, \bar{K}}$ ) – множество управляющих потоковых переменных, каждая из которых характеризует долю  $k$ -го потока, образующего  $p$ -

й подпоток. Тогда на потоковые переменные  $y_k^p$  накладываются ограничения вида

$$0 \leq y_k^p \leq 1. \quad (3)$$

Для определения многоадресного маршрута для каждого  $p$ -го подпотока  $k$ -го потока необходимо рассчитать множество булевых переменных вида

$$x_{(i,j)}^{p,k} \in \{0;1\}. \quad (4)$$

При этом маршрутная переменная  $x_{(i,j)}^{p,k}$  равна единице, если  $p$ -й подпоток  $k$ -го потока протекает по каналу  $(i, j) \in E$ , и нулю – в противном случае.

При обеспечении доставки пакетов  $p$ -го подпотока  $k$ -го многоадресного потока для всех маршрутизаторов-получателей вводятся условия вида [6, 7]

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{p,k} = 1 \text{ при } v_j \in d_k^*. \quad (5)$$

Для маршрутизатора-отправителя  $p$ -го подпотока  $k$ -го потока также необходимо ввести условие

$$\sum_{j:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{p,k} \geq 1 \text{ при } v_i = s_k, \quad (6)$$

выполнение которого позволяет отправителю маршрутизировать пакеты  $p$ -го подпотока  $k$ -го потока одновременно на несколько соседних маршрутизаторов, но не менее, чем на один.

В целях обеспечения связности рассчитываемых многоадресных маршрутов для каждого  $g$ -го интерфейса транзитного маршрутизатора  $v_j \in V$ , в качестве которого может выступать любой маршрутизатор, кроме отправителя, вводятся следующие условия [6, 7]:

$$\sum_{i:(i,j) \in E} x_{(i,j)}^{p,k} \geq x_{(j,g)}^{p,k} \text{ при } v_j \notin s_k. \quad (7)$$

Для исключения образования петель при передаче пакетов  $p$ -го подпотока  $k$ -го потока на маршрутные переменные накладываются условия

$$\sum_{(i,j) \in E_\pi^q} x_{(i,j)}^{p,k} < |E_\pi^q|, \quad (8)$$

где  $E_\pi^q$  – множество дуг графа, образующих  $q$ -й контур ( $\pi$ );  $|E_\pi^q|$  – число дуг в  $q$ -м контуре сети. Количество условий (8) соответствует числу воз-

можных контуров на графе  $G$  в ТКС в соответствии с ориентацией его дуг [6, 7].

Чтобы не допустить перегрузку каналов связи ТКС, в модель вводятся условия следующего вида:

$$\sum_{k \in K} \sum_{p=1}^{w_k} x_{(i,j)}^{p,k} \cdot r_k \cdot y_k^p \leq \alpha \cdot \varphi_{i,j}. \quad (9)$$

В левой части неравенств (9) представлена билинейная форма от введенных управляющих переменных – потоковых ( $y_k^p$ ) и маршрутных ( $x_{(i,j)}^{p,k}$ ), а в правой части введена также подлежащая расчету переменная

$$0 \leq \alpha \leq 1, \quad (10)$$

которая численно характеризует верхний порог использования каналов связи ТКС в целом [5]. Для обеспечения оптимальной балансировки нагрузки при многопутевой маршрутизации многоадресных потоков именно минимум значения этой переменной выступает в качестве критерия оптимальности [5], т.е.

$$\alpha \rightarrow \min. \quad (11)$$

Таким образом, в рамках представленной модели (1)-(11) задача многопутевой многоадресной маршрутизации в ТКС была сведена к задаче смешанного нелинейного целочисленного программирования (Mixed Integer Nonlinear Programming, MINLP). Это обосновано тем, что критерий (11) и ограничения (1)-(8), (10) линейны, маршрутные переменные  $x_{(i,j)}^{p,k}$  булевы, потоковые переменные  $y_k^p$  и переменная балансировки  $\alpha$  вещественны, а условия-ограничения (9) нелинейные.

### 3. Исследование предложенной модели многопутевой многоадресной маршрутизации

Проведено исследование предложенной усовершенствованной модели многопутевой многоадресной маршрутизации (1)-(11) с точки зрения влияния числа и характеристик потоков ( $\bar{K}$ ) и подпотоков ( $w_k$ ) на эффективность балансировки нагрузки, оцениваемой по значению критерия (11).

В качестве примера рассмотрим структуру ТКС, приведенную на рис. 1. В разрывах каналов связи указаны их пропускные способности. Рассматривался вариант, когда в сети передавались пакеты двух многоадресных потоков с интенсивностями  $r_1$  и  $r_2$  соответственно. При этом для первого потока источником выступал маршрутизатор  $v_1$ , а получа-

телями –  $d_1^* = \{v_4, v_5\}$ ; для второго потока источником был маршрутизатор  $v_3$ , а получателями –  $d_2^* = \{v_2, v_4, v_5\}$ .

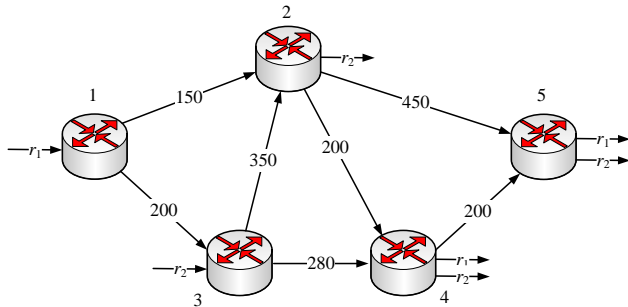


Рис. 1. Пример анализируемой структуры ТКС

Рассматривалось множество вариантов исходных данных, в рамках которых сравнивалась эффективность балансировки нагрузки по критерию (11) при однопутевой [6] и многопутевой многоадресной маршрутизации (МММ) (табл. 1). Исходные данные отличались значениями интенсивностей входных потоков  $r_1$  и  $r_2$ , что отражалось на получаемых результатах расчетов, представленных формируемым числом подпотоков для каждого потока и значениями критерия (11). Выигрыш МММ в получаемых значениях критерия (11) по сравнению с ОММ также представлен в табл. 1 в виде параметра  $\epsilon$ , выраженного в процентах.

Таблица 1. Результаты сравнительного анализа решений по балансировке нагрузки при ОММ и МММ

Номер варианта	$r_1$	$r_2$	$\alpha$		$\epsilon$
			ОММ	МММ	
1	50	50	0,25	0,2083	16,7
2	100	50	0,5	0,3125	37,5
3	50	100	0,3571	0,3125	12,5
4	100	100	0,5	0,4167	16,7
5	150	100	0,75	0,5208	30,6
6	100	150	0,6667	0,5208	21,9
7	150	150	0,75	0,625	16,7
8	180	150	0,9	0,6875	23,6
9	150	180		0,7917	20,8
10	180	180	0,9	0,75	16,7
11	200	180	1	0,7917	20,8
12	180	200		0,8333	16,7
13	200	200	1	0,8333	16,7

Как показали результаты сравнительного анализа, применение предложенной модели (1)-(10) позволяет улучшить балансировку в сети по критерию (11) по сравнению с однопутевой многоадресной маршрутизацией [6] в среднем от 17 до 25%. На эффективность балансировки влияло множество факторов, например, число потоков, загруженность и структура сети. В зависимости от загруженности сети улучшение степени балансировки нагрузки, как правило, способствует снижению средней задержки пакетов от 10-12 до 22-27%. Для наглядности в табл. 2 и на рис. 2 показаны результаты решения при однопутевой многоадресной маршрутизации для варианта исходных данных №12. На рис. 2 дерево маршрутов для первого потока показано сплошной линией, для второго потока – пунктирной, а в разрывах каналов связи указана интенсивность передаваемых потоков.

Таблица 2. Порядок балансировки нагрузки по каналам сети при однопутевой многоадресной маршрутизации для варианта исходных данных №12

Канал связи	Первый поток	Второй поток
	$r_1=180$ л/с	$r_2=200$ л/с
(1, 2)	0	0
(1, 3)	180	0
(2, 4)	0	200
(2, 5)	0	200
(3, 2)	0	200
(3, 4)	180	0
(4, 5)	180	0

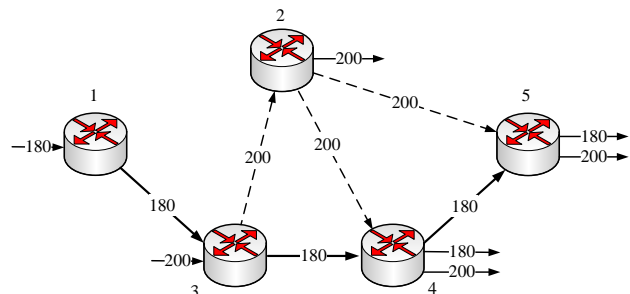


Рис. 2. Порядок однопутевой маршрутизации двух многоадресных потоков

В данном случае при однопутевой маршрутизации для обеспечения минимальной загруженности сети многоадресные пути по каналам связи не пересекались.

В табл. 3 показаны результаты решения при многопутевой многоадресной маршрутизации также для варианта исходных данных №12.

Таблица 3. Порядок балансировки нагрузки по каналам сети при многопутевой многоадресной маршрутизации для варианта исходных данных №12

Канал связи	Подпотoki первого потока			Подпотoki второго потока	
	$z_1^1$	$z_1^2$	$z_1^3$	$z_2^1$	$z_2^2$
(1, 2)	118,75	0		0	0
(1, 3)	0	39,58	21,67	0	0
(2, 4)	118,75	39,58		0	0
(2, 5)	118,75	39,58	21,67	0	176,250
(3, 2)	0	39,58	21,67	23,75	176,2500
(3, 4)	0	0	21,67	23,75	176,2500
(4, 5)	0	0		23,75	0

Таким образом, для получения оптимальных значений верхнего порога загрузки каналов сети в рамках предложенной модели (1)-(11) первый поток разбивался на три подпотока, второй – на два подпотока. При этом каждый из подпотоков маршрутизировался по каналам сети, способствуя их сбалансированной загрузке. На рис. 3 приведены многоадресные маршруты для подпотоков первого (рис. 3, а) и второго (рис. 3, б) потоков соответственно. При этом направления протекания первых подпотоков показаны сплошной, вторых подпотоков – прерывистой, а третьего подпотока – штрихпунктирной линией. Интенсивности подпотоков указаны в табл. 3 и для наглядности на рис. 3 не приведены.

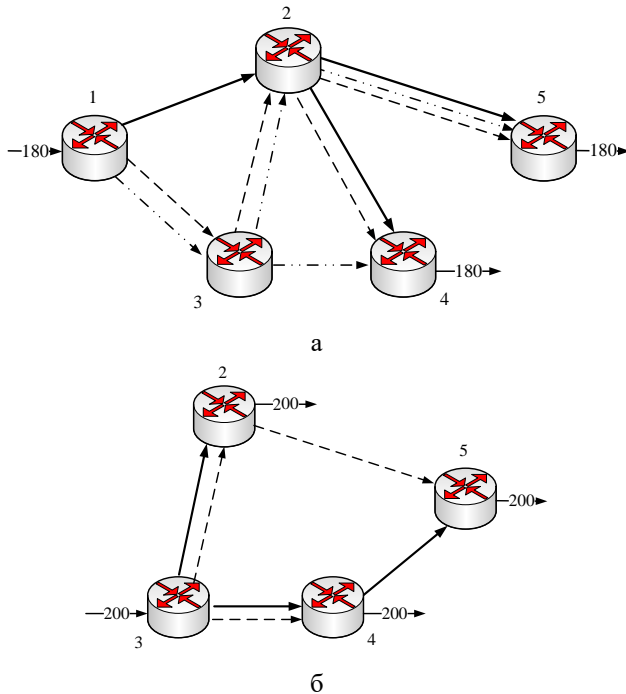


Рис. 3. Порядок маршрутизации подпотоков первого и второго многоадресного потока: а – деревья маршрутов для подпотоков первого потока; б – деревья маршрутов для подпотоков второго потока

При многопутевой многоадресной маршрутизации рассчитываемые пути могут и должны пересекаться для сбалансированной загрузки сети.

#### 4. Заключение

В целях обеспечения оптимальной балансировки нагрузки в телекоммуникационной сети усовершенствована потоковая модель многоадресной маршрутизации в направлении реализации многопутевой стратегии передачи пакетов. Новизной модели является то, что для реализации многопутевой стратегии маршрутизации предлагается исходный многоадресный поток разбивать на множество подпотоков, для каждого из которых строится оптимальное дерево – многоадресный маршрут. В рамках предложенной модели задача МММ представлена в виде оптимизационной задачи смешанного целочисленного нелинейного программирования, что способствует наиболее эффективной балансировке нагрузки в сети. Применение предложенной модели многопутевой многоадресной маршрутизации позволило улучшить верхний порог загрузки каналов связи сети в среднем от 17 до 25% по сравнению с однопутевым решением, что в зависимости от загрузки сети способствовало снижению средней задержки пакетов от 10-12 до 22-27%. Применение предлагаемой модели маршрутизации обеспечивало наибольшую эффективность при росте размерности сети, числа потоков и подпотоков в области средних и высоких нагрузок. При малой загрузке сети даже однопутевая маршрутизация обеспечивала приемлемый уровень качества обслуживания.

**Литература:** 1. *Williamson B.* Developing IP Multicast Networks. Cisco Press, 2000. 592 p. 2. *Rosenberg E.* A Primer of Multicast Routing. – Springer Briefs in Computer Science, 2012. – 117 p. 3. *Paul P., Raghavan S.V.* Survey of multicast routing algorithms and protocols // Proceedings of the Fifteenth International Conference on Computer Communication (ICCC 2002). 2002. P. 902-926. 4. *Oliveira C.A.S., Pardalos P.M.* A Survey of Combinatorial Optimization Problems in Multicast Routing // Computers and Operations Research. 2005. Vol. 32, Issue 8. P. 1953-1981. 5. *Seok Y., Lee Y., Choi Y., Kim C.* Dynamic Constrained Traffic Engineering for Multicast Routing // Proc. Wired Communications and Management. 2002. Vol. 2343. P. 278-288. 6. *Lemeshko, O.V., Arous, Kinan Mohamad.* The flow-based model of multicast routing // Microwave and Telecommunication Technology (CriMiCo), 2013 23rd International Crimean Conference. P. 523-524. 7. *Lemeshko O., Arous Kinan, A.wahhab Mohammed A.jabbar.* Multicast Fast Re-Route Schemes for Multiflow Case // Proceedings of XIIIth

International IEEE conference «The experience of designing and application of CAD systems in microelectronics», CADSM'2015, 24-27 February 2015, Lviv-Poljana, Ukraine. Lviv Polytechnic Publishing House. P. 422-424.

**Транслитерированный список литературы:**

1. *Williamson B.* Developing IP Multicast Networks. Cisco Press, 2000. 592 p.
2. *Rosenberg E.* A Primer of Multicast Routing. Springer Briefs in Computer Science, 2012. 117 p.
3. *Paul P., Raghavan S.V.* Survey of multicast routing algorithms and protocols // Proceedings of the Fifteenth International Conference on Computer Communication (ICCC 2002). 2002. P. 902-926.
4. *Oliveira C.A.S., Pardalos P.M.* A Survey of Combinatorial Optimization Problems in Multicast Routing // Computers and Operations Research. 2005. Vol. 32, Issue 8. P. 1953-1981.
5. *Seok Y., Lee Y., Choi Y., Kim C.* Dynamic Constrained Traffic Engineering for Multicast Routing // Proc. Wired Communications and Management. 2002. Vol. 2343. P. 278-288.
6. *Lemeshko, O.V., Arous, Kinan Mohamad.* The flow-based model of multicast routing // Microwave and Telecommunication Technology (CriMiCo), 2013. 23rd International Crimean Conference. P. 523-524.
7. *Lemeshko O., Arous Kinan, A.wahhab Mohammed A.jabbar.* Multicast Fast Re-Route Schemes for Multiflow Case // Proceedings of XIIIth International IEEE conference «The experience of designing and application of CAD systems in microelectronics», CADSM'2015, 24-27 February 2015, Lviv-Poljana, Ukraine. Lviv Polytechnic Publishing House. P. 422-424.

Поступила в редколлегию 11.05.2017

**Рецензент:** д-р техн. наук, проф. Безрук В.М.

**Мерсни Амаль**, аспирант кафедры систем информации, Национальный технический университет "Харьковский политехнический институт". Научные интересы: управление трафиком, качество обслуживания, балансировка нагрузки. Адрес: Украина, 61002, Харьков, ул. Кирпичева, 2, тел. +380631119555, e-mail: elmersniamal@gmail.com.

**Ильяшенко Андрей Евгеньевич**, аспирант кафедры инфокоммуникационной инженерии ХНУРЭ. Научные интересы: управление трафиком, качество обслуживания, балансировка нагрузки. Адрес: Украина, 61166, Харьков, пр. Науки, 14, тел. +380577021320, e-mail: andy.ilyashenko@gmail.com.

**Amal Mersni**, postgraduate student of the Department of Information systems, National Technical University «Kharkiv Polytechnic Institute». Research interests: traffic management, Quality of Service, load balancing. Address: Ukraine, 61002, Kharkiv, Kyrpychova str., 2, Phone/fax: +380631119555, e-mail: elmersniamal@gmail.com.

**Andriy Pyashenko**, postgraduate student of the Department of Infocommunication Systems, Kharkiv National University of Radio Electronics. Research interests: traffic management, Quality of Service, load balancing. Address: Ukraine, 61166, Kharkiv, Nauka Ave., 14, Phone/fax: +380577021320, e-mail: andy.ilyashenko@gmail.com.