

В. А. ЗЕЛЕНЦОВ, Е. Г. ЦИВИРКО, А. В. ЧУКАРИН

## МЕТОД МАРШРУТИЗАЦИИ ТРАФИКА В ИНФОРМАЦИОННО-КОММУНИКАЦИОННОЙ ГЕТЕРОГЕННОЙ СЕТИ

Приведена математическая модель задачи управления сетевым трафиком при наличии разнородных требований к маршрутизации и совместном применении различных алгоритмов нахождения маршрута. Предложен метод управления маршрутизацией трафика для гетерогенной информационно-коммуникационной сети произвольной структуры, позволяющий максимально эффективно использовать ресурсы сети, уменьшая количество блокировок и задержек трафика.

**Ключевые слова:** маршрутизация, управление трафиком, планирование ресурсов, управление информационными коммуникациями.

**Введение.** Методология управления трафиком в информационно-коммуникационных сетях включает в общем случае три составляющие — алгоритмы маршрутизации, правила сетевого планирования и правила последующей оптимизации сети.

Алгоритмы маршрутизации ориентированы на конкретный тип сети связи, их целью является эффективное использование существующих ресурсов сети. Сетевое планирование предполагает изменения в архитектуре сети (ее топологии и пропускной способности звеньев) в целях повышения ее работоспособности, адаптивности и простоты использования. В свою очередь, к оптимизации сети относится непосредственно распределение трафика по сети для исключения его блокировок и уменьшения задержек, во избежание перенасыщения звеньев сети, а также для выполнения всех требований к передаче потока информации.

В настоящее время существует большое количество алгоритмов маршрутизации, удовлетворяющих требованиям к передаче трафика, к параметрам качества обслуживания (Quality of Service — QoS), соглашениям об уровне обслуживания (Service Level Agreements — SLA) и др. [1—5]. При этом практически отсутствуют работы, посвященные анализу возможностей совместного использования различных алгоритмов маршрутизации при реализации механизма разделения трафика. В настоящей статье рассматривается метод решения задачи маршрутизации для современных информационно-коммуникационных сетей, построенных на базе семейства протоколов MPLS [2—4, 6—8], описан и формализован подход к разделению трафика и управлению им.

**Постановка задачи.** Рассмотрим информационно-коммуникационную сеть и соответствующий ей ориентированный граф  $G = (\mathcal{V}, \mathcal{E})$ , где  $\mathcal{V}$  — множество вершин,  $\mathcal{E}$  — множество дуг. Пусть  $\mathcal{V}_1$  — множество граничных маршрутизаторов,  $\mathcal{V}_2$  — множество транзитных маршрутизаторов и  $\mathcal{V} = \mathcal{V}_1 \cup \mathcal{V}_2$ .

Определим множество  $\mathcal{R}$ , такое что  $\mathcal{R} \subset \mathcal{V}_1 \times \mathcal{V}_1$ . Пары вершин из множества  $\mathcal{R}$  соответствуют парам тех конечных узлов сети, между которыми осуществляется передача трафика.

Для  $\forall (v_i, v_j) \in \mathcal{R}$  определим множество маршрутов  $\mathcal{L}(v_i, v_j) = \{l_1(v_i, v_j), l_2(v_i, v_j), \dots, l_n(v_i, v_j)\}$  из вершины  $v_i$  в вершину  $v_j$ , где  $l_*(v_i, v_j) = \{v_i, v_{i+1}, v_{i+2}, \dots, v_{j-1}, v_j\}$  — некоторый маршрут из вершины  $v_i$  в  $v_j$ .

Для каждой пары  $(v_i, v_j) \in \mathcal{R}$  определим функцию  $f(v_i, v_j) \geq 0$ , соответствующую объему трафика, передаваемого между вершинами  $v_i$  и  $v_j$ , и удовлетворяющую условиям

$$\sum_{\forall v_k: (v_i, v_k) \in \mathcal{E}} f_{(v_i, v_j)}(v_i, v_k) = \sum_{\forall v_l: (v_l, v_j) \in \mathcal{E}} f_{(v_i, v_j)}(v_l, v_j) = f(v_i, v_j) \forall v_k, v_l \in \mathcal{V} \setminus \{v_i, v_j\}; \quad (1)$$

$$f_{(v_i, v_j)}(v_k, v_l) \leq w(v_k, v_l) - \sum_{(v_m, v_n) \in \mathcal{R} \setminus (v_i, v_j)} f_{(v_m, v_n)}(v_k, v_l), \quad (2)$$

где  $f_{(v_i, v_j)}(v_k, v_l)$  — доля потока  $f(v_i, v_j)$ , протекающего по дуге  $(v_k, v_l)$ ;  $w(v_k, v_l) = w_{kl} \geq 0$  — пропускная способность (вес) дуги  $(v_k, v_l)$ .

Условие (1) определяет гарантии того, что объем трафика, передаваемого по сети из вершины  $v_i$ , будет равен объему трафика, поступающего в вершину  $v_j$ , иными словами, при маршрутизации потока какая-либо его часть не будет утеряна. Условие (2) означает, что объем трафика, передаваемого по какой-либо дуге, не превышает остаточного веса этой дуги.

Сеть будем определять как орграф, каждой дуге  $(v_k, v_l)$  которого приписана тройка:  $(w_{kl}, \text{cost}_{kl}, f_{kl})$ , где  $\text{cost}_{kl} = \text{cost}(v_k, v_l) \geq 0$  — функция стоимости передачи единицы (бита, байта и т.п.) трафика по дуге  $(v_k, v_l)$ ,  $f_{kl} = f_{(v_k, v_l)}^{\text{all}} \geq 0$  — функция, соответствующая общему объему трафика, передаваемого по дуге  $(v_k, v_l)$  в данный момент времени. Будем при этом считать, что значение  $\text{cost}(v_k, v_l)$  одинаково при передаче потока в обе стороны (т.е. стоимость передачи по звену сети в прямом направлении равна стоимости передачи по этому звену в обратном направлении).

Стоимостью передачи пакета данных для пары  $(v_i, v_j) \in \mathcal{R}$  будем считать величину  $\text{cost}'(v_i, v_j) = \sum_{(v_k, v_l) \in l_r(v_i, v_j)} f_{(v_i, v_j)}(v_k, v_l) \text{cost}(v_k, v_l)$ , где  $l_r(v_i, v_j) \in \mathcal{L}(v_i, v_j)$ .

Остаточной пропускной способностью дуги  $(v_k, v_l)$  назовем величину  $w'(v_k, v_l) = w(v_k, v_l) - \sum_{(v_i, v_j) \in \mathcal{R}} f_{(v_i, v_j)}(v_k, v_l)$ , которая показывает, на какое значение может быть увеличен поток по дуге  $(v_k, v_l)$  без превышения пропускной способности. При этом в графовой модели сети вместо тройки  $(w_{kl}, \text{cost}_{kl}, f_{kl})$  можно использовать пару  $(w'_{kl}, \text{cost}_{kl})$ , где  $w'_{kl} = w_{kl} - f_{kl}$ .

Остаточной пропускной способностью дуги  $(v_k, v_l)$  для трафика типа  $g = \overline{1, n}$  назовем величину  $w'_g(v_k, v_l) = w(v_k, v_l) - \sum_{(v_n, v_m) \in \mathcal{R}} f_{(v_n, v_m)}^g(v_k, v_l)$ , где  $f_{(v_n, v_m)}^g(v_k, v_l)$  — доля трафика типа  $g$ , проходящего по дуге  $(v_k, v_l)$ .

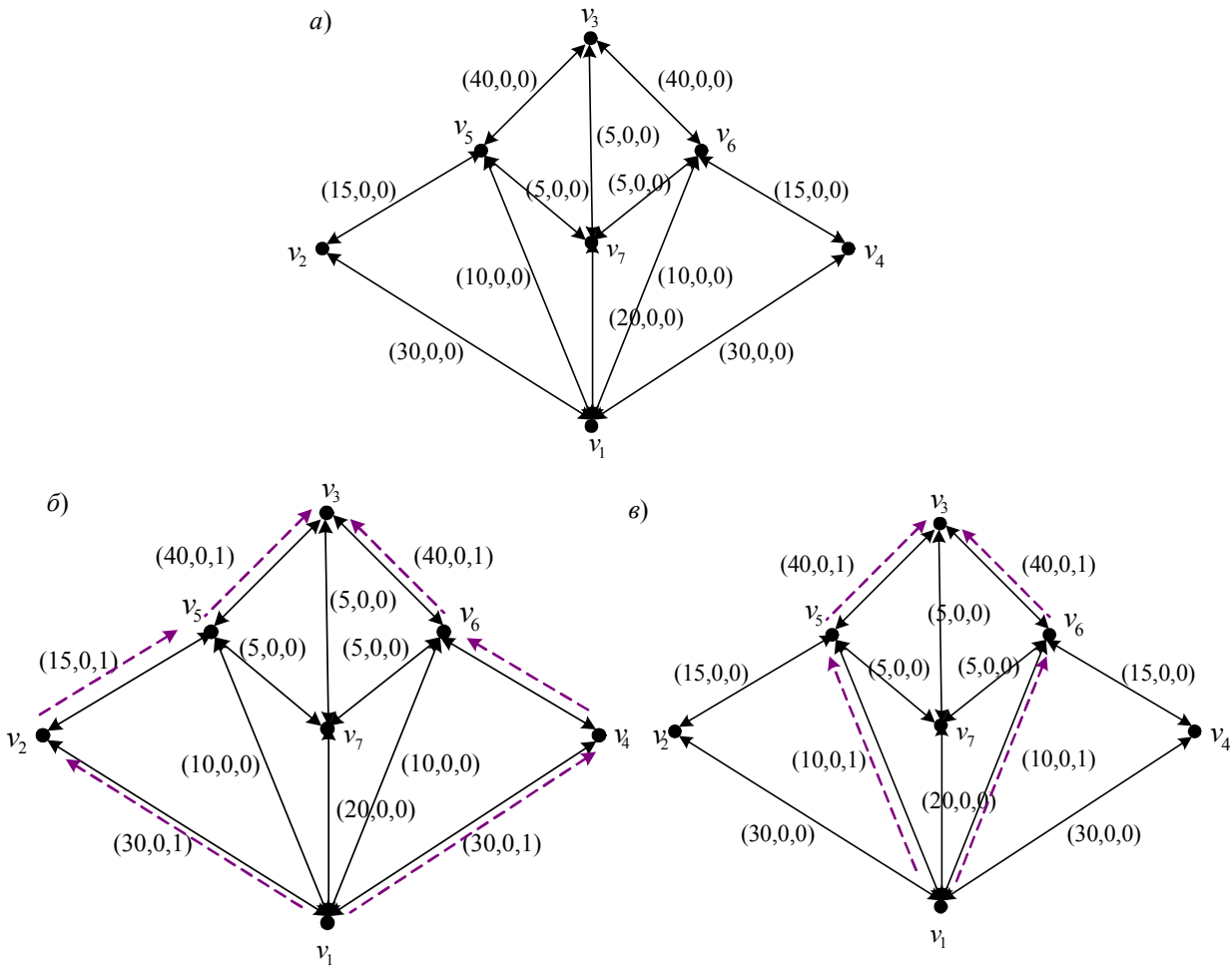
Введем множество  $\mathcal{Q} = \{q_1, \dots, q_n\}$  всех параметров качества обслуживания (QoS), где каждому из  $q_i$  соответствует свой параметр QoS, например:  $q_1 = \{\text{ограничение на количество транзитных маршрутизаторов}\}$ ;  $q_2 = \{\text{ограничение на стоимость передачи потока}\}$ ;  $q_3 = \{\text{гарантированность доставки трафика}\}$ ;  $q_4 = \{\text{ограничение на время передачи}\}$  и др.

Запрос на маршрутизацию потока представим следующим образом:  $(\text{id}_i, v_k, v_l, f(v_k, v_l), q_j, \text{pr})$ , где  $\text{id}_i$  — идентификатор запроса;  $v_k$  — источник;  $v_l$  — сток;

$f(v_k, v_l)$  — объем передаваемого трафика (требуемая ширина полосы пропускания);  $q_j$  — параметр множества  $\mathcal{Q}$ , установленный для заданного запроса;  $pr$  — приоритет, присваиваемый передаваемому трафику и принимающий два значения: *high* — для трафика с высоким приоритетом и *normal* — для остального трафика.

В общем случае постановка задачи формулируется следующим образом. В сеть поступает запрос на маршрутизацию потока  $(id_i, s, t, f(s, t), q_i, pr)$ . Требуется найти наилучший маршрут для этого потока с учетом существующей топологии сети, нагрузки, уже обслуживаемой сетью, параметров качества обслуживания, а также возможности разделения трафика для обеспечения его передачи.

Проиллюстрируем постановку задачи на примере орграфа сети (см. рисунок, а). Поступает запрос на маршрутизацию потока  $(id_1, v_1, v_3, 2, \emptyset, normal)$  из вершины  $v_1$  в вершину  $v_3$  с требованием о наличии доступной полосы пропускания, позволяющей одновременно пропускать две единицы трафика. Для поступившего запроса отсутствуют требования к параметрам множества  $\mathcal{Q}$ . Необходимо определить лучший путь для этого потока. Наилучшим для рассматриваемого примера будет кратчайший маршрут без повышенного приоритета трафика с возможностью его разделения. В таком — простейшем — случае можно предложить целый ряд решений, два из которых показаны на рисунке, б, в. Для выбора же единственного корректного маршрута необходима разработка метода, позволяющего получить обоснованные точные решения для сети с произвольной структурой и большим числом дополнительных параметров.



К частным алгоритмам, которые позволяют учитывать топологию сети, ее текущую нагрузку и пропускную способность звеньев, относятся такие алгоритмы, как Minimum Interference Algorithm (MIRA) [6], Profile-Based Routing (PBR) [3], Dynamic Online Routing

Algorithm (DORA) [1, 2, 7] и Virtual Flow Deviation (VFD) [4, 9]. Каждый из перечисленных алгоритмов является лучшим в своем классе, но ориентирован на применение для определенного типа топологий сети или для определенного набора параметров качества обслуживания. В настоящей статье предложен универсальный метод маршрутизации, для которого будет возможно применение как известных алгоритмов по отдельности, так и их адаптация для совместного применения при построении маршрутов в связанной сети с произвольно заданными топологией и параметрами качества обслуживания, а также с заданной стоимостью передачи трафика и возможностью его разделения.

**Метод решения задачи управления маршрутизацией.** Рассмотрим метод решения задачи маршрутизации, обеспечивающий точное решение задачи управления трафиком в информационно-коммуникационной транспортной сети, удовлетворяющее сформулированным ниже условиям и требованиям.

*Условия маршрутизации потоков.*

1. Будем рассматривать задачу маршрутизации с разделением трафика в предположении, что маршрутизация потока может осуществляться одновременно по разным путям.

2. Трафик может передаваться как через ядро сети, так и через оконечные узлы.

3. При маршрутизации потоков будем использовать основные алгоритмы маршрутизации: MIRA, DORA и VFD.

4. Если существуют альтернативные маршруты, то при делении потока маршрутизация его составляющих осуществляется по непересекающимся путям; в случае если таковых не существует, то по любым из найденных путей.

5. Все поступающие потоки рассматриваются в следующем порядке: в первую очередь, без учета значений  $q_i$ , осуществляется поиск маршрута, затем при наличии нескольких маршрутов выбирается тот, который удовлетворяет требованиям к передаче. В случае если найден только один маршрут, осуществляется проверка на его соответствие этим требованиям, в противном случае поиск маршрута проводится повторно.

*Ограничения на стоимость передачи трафика.*

1. Если найденный путь для потока, имеющего наименьшую стоимость передачи, совпадает (или пересекается) с маршрутом потока, имеющим бóльшую стоимость, то последний блокируется лишь в том случае, если остаточная пропускная способность дуг орграфа, принадлежащих общей части маршрутов, не удовлетворяет суммарному объему обоих потоков: т.е. передаваться будет поток, имеющий наименьшую стоимость.

Иными словами, пусть осуществляется передача потока  $(id_1, v_k, v_l, f(v_k, v_l), q_i, pr)$  стоимостью  $cost'(v_k, v_l) = \sum_{(v_i, v_j) \in l(v_k, v_l)} cost(v_i, v_j)$  по пути  $l(v_k, v_l) = \{v_k, v_{k+1}, \dots, v_i, v_j, \dots, v_l\}$ .

Поступает запрос на маршрутизацию второго потока  $(id_2, v_s, v_d, f(v_s, v_d), q_i, pr)$  с тем же приоритетом, что и первый. Маршрутизация потока осуществляется по пути  $l(v_s, v_d) = \{v_s, v_{s+1}, \dots, v_i, v_j, \dots, v_d\}$ , причем  $cost'(v_s, v_d) < cost'(v_k, v_l) = \sum_{(v_i, v_j) \in l(v_s, v_d)} cost(v_i, v_j)$ .

Тогда поток  $(id_1, v_k, v_l, f(v_k, v_l), q_i, pr)$  блокируется, если  $f(v_k, v_l) + f(v_s, v_d) > w'(v_i, v_j)$  для какой-либо дуги  $(v_i, v_j) \in l(v_k, v_l)$  и  $(v_i, v_j) \in l(v_s, v_d)$ .

2. При выполнении п. 1 и в случае передачи трафика с возможностью повторной маршрутизации поток, имеющий бóльшую стоимость, перенаправляется по другому, альтернативному пути.

3. При существовании альтернативных путей для потоков, имеющих одинаковую стоимость передачи, выбирается тот маршрут, количество транзитных узлов на котором наименьшее.

*Требования к приоритету.*

1. Если поступает запрос на маршрутизацию потока с наивысшим приоритетом ( $pr = high$ ), то поиск маршрута осуществляется без учета существующих потоков на орграфе сети.

2. Для потоков с меньшим приоритетом ( $pr = normal$ ) поиск маршрута осуществляется с учетом всех существующих потоков на орграфе сети.

3. Если найденный путь для потока с наивысшим приоритетом совпадает (или пересекается) с маршрутом потока, имеющего меньший приоритет, то последний блокируется лишь в том случае, если остаточная пропускная способность дуг орграфа, принадлежащих общей части маршрутов, не удовлетворяет суммарному объему обоих потоков: т.е. передаваться будет поток с наивысшим приоритетом.

Иными словами, пусть осуществляется передача потока  $(id_1, v_k, v_l, f(v_k, v_l), q_i, normal)$  по пути  $l(v_k, v_l) = \{v_k, v_{k+1}, \dots, v_i, v_j, \dots, v_l\}$ . Поступает запрос на маршрутизацию второго потока  $(id_2, v_s, v_d, f(v_s, v_d), q_i, high)$ . Маршрутизация потока осуществляется по пути  $l(v_s, v_d) = \{v_s, v_{s+1}, \dots, v_i, v_j, \dots, v_d\}$ . Тогда поток  $(id_1, v_k, v_l, f(v_k, v_l), q_i, normal)$  блокируется, если  $f(v_k, v_l) + f(v_s, v_d) > w(v_i, v_j)$  для какой-либо дуги  $(v_i, v_j) \in l(v_k, v_l)$  и  $(v_i, v_j) \in l(v_s, v_d)$ .

4. При выполнении предыдущего пункта и в случае передачи трафика с возможностью повторной маршрутизации поток с меньшим приоритетом перенаправляется по другому, альтернативному пути.

5. Если одновременно поступают несколько запросов на маршрутизацию потоков с разными приоритетами, то в первую очередь рассматриваются потоки с наивысшим приоритетом.

**Заключение.** Решена задача нахождения оптимального маршрута для передачи трафика с учетом нагрузки на сеть, остаточной пропускной способности ее звеньев и требований к маршрутизации при условии непостоянной стоимости передачи трафика и возможности его разделения.

Предложенный метод может быть применен и для решения задачи маршрутизации в транспортных информационно-коммуникационных сетях сложной структуры. Реализация метода осуществляется посредством разбиения орграфа сети на компоненты, для каждого из которых применяется изложенный метод и соответствующие алгоритмы маршрутизации с последующей композицией общего решения.

Исследования, выполненные по данной тематике, проводились при финансовой поддержке Отделения нанотехнологий и информационных технологий РАН (проект № О–2.3/03).

## СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Capone A., Fratta L., Martignon F. Dynamic online QoS routing schemes: performance and bounds // Computer Networks. 2006. N 50. P. 966—981.
2. Capone A., Fratta L., Martignon F. Dynamic routing of bandwidth guaranteed connections in MPLS networks // Intern. Journal on Wireless & Optical Communications. 2003. N 1. P. 75—86
3. Kwong Kin-Wah, Guerin R., Shakh A., Shu Tao. Balancing performance, robustness and flexibility in routing systems // Proc. of ACM CoNEXT. Madrid, 2008. P. 372—383.
4. Hadjiona M., Georgiou C., Papa M., Vassiliou V. A hybrid fault-tolerant algorithm for MPLS networks // Proc. of WWIC. Tampere. 2008. P. 41—52.
5. Ефремов А. С., Зеленцов В. А., Миронов А. С., Уласень С. Н. Прогнозирование остаточного ресурса коммуникационного оборудования // Вестн. связи. 2004. № 4. С. 93—99.

6. Гайдамака Ю. В., Летников А. И., Пиеничников А. И., Чукарин А. В. Системы сигнализации в сетях с коммутацией каналов и пакетов. М.: ООО „Инсвязьиздат“, 2008. 195 с.
7. Chukarin A., Naumov V., Samouylov K. An approach to MPLS system design // Proc. of Intern. Conf. IN 2001: Services, Interfaces, Specifications. M.: MAX Press, 2001. P. 1—29.
8. Березко М. П., Вишневецкий В. М., Левнер Е. В., Федотов Е. В. Математические модели исследования алгоритмов маршрутизации в сетях передачи данных // Информационные процессы. 2001. Т. 1, № 2. С. 103—125.
9. Горовая М. А., Чукарин А. В. О задаче расчета маршрутизации сети MPLS с учетом требований протокола SIP // Тр. XLV Всерос. конф. по проблемам математики, информатики, физики и химии. Секции математики и информатики. М.: Изд-во РУДН, 2009. С. 163—164.

**Сведения об авторах**

- Вячеслав Алексеевич Зеленцов** — д-р техн. наук, профессор; СПИИРАН, лаборатория информационных технологий в системном анализе и моделировании;  
E-mail: zvambler@rambler.ru
- Евгений Геннадьевич Цивирко** — канд. техн. наук; Правительство Санкт-Петербурга, Председатель Комитета по информатизации и связи; E-mail: kis@gov.spb.ru
- Алексей Валерьевич Чукарин** — канд. физ.-мат. наук, доцент; Российский университет дружбы народов, кафедра систем телекоммуникаций, Москва;  
E-mail: chukarin@yandex.ru

Рекомендована СПИИРАН

Поступила в редакцию  
09.07.10 г.