

Д. А. Перепелкин, канд. техн. наук, доц., e-mail: dmitryperpelkin@mail.ru  
ФГБОУ ВПО "Рязанский государственный радиотехнический университет"

## Концептуальный подход динамического формирования трафика программно-конфигурируемых телекоммуникационных сетей с балансировкой нагрузки

*Предложена математическая модель динамического формирования трафика программно-конфигурируемых телекоммуникационных сетей с балансировкой нагрузки, позволяющая повысить эффективность процессов маршрутизации в условиях динамических изменений параметров линий связи за счет использования дополнительной информации о резервных маршрутах.*

**Ключевые слова:** телекоммуникационные сети, программно-конфигурируемые сети, алгоритмы маршрутизации, адаптивная маршрутизация, алгоритм парных перестановок маршрутов, многопутевая маршрутизация, балансировка нагрузки, качество обслуживания, динамические изменения, резервные маршруты, сетевой трафик

### Введение

Внедрение новых сервисов и услуг в современных телекоммуникационных сетях заставляет операторов связи искать новые подходы обеспечения требуемого качества обслуживания (*Quality of Service, QoS*) сетевых запросов и приложений, направленные на повышение быстродействия и надежности сетей, возможностей интегрированной передачи данных, голоса и видеoinформации. Обеспечение высокоскоростного и надежного обмена информацией между узлами телекоммуникационной сети при жестких требованиях к задержкам передачи информации в условиях возможных всплесков трафика в каналах связи является одной из важнейших проблем.

Для повышения *QoS*-параметров телекоммуникационных сетей необходимо использовать эффективные модели и алгоритмы адаптивной маршрутизации [1]. В связи с этим особое внимание уделяется внедрению и поддержке решений многопутевой стратегии маршрутизации (*Multipath routing*), использованию композитных метрик линий связи, максимально учитывающих численные значения различных *QoS*-параметров, а также обеспечению масштабируемости маршрутных решений, т. е. способности сохранить в заданных пределах свою эффективность в условиях роста территориальной распределенности телекоммуникационной сети, числа и типов обслуживаемых трафиков пользователей.

Разработка новых перспективных подходов для решения задачи динамического управления трафиком телекоммуникационных сетей с балансировкой нагрузки позволяет повысить эффективность их функционирования за счет уменьшения трудоемкости построения оптимальных маршрутов и обеспечить надежность и быстродействие передачи данных.

### Постановка задачи

Выбор маршрутов в узлах связи телекоммуникационной системы проводится в соответствии с реализуемым алгоритмом маршрутизации.

В современных протоколах маршрутизации (OSPF, IGRP и EIGRP) для построения таблиц маршрутизации используют два известных алгоритма: Беллмана—Форда с трудоемкостью порядка  $O(N^3)$  и Дейкстры с трудоемкостью  $O(N^2)$ , где  $N$  — число маршрутизаторов в телекоммуникационной сети [2—4]. Данные алгоритмы обеспечивают автоматическое обновление таблиц маршрутизации и оперативно реагируют на все изменения конфигурации связей. Однако применение этих алгоритмов в условиях динамического формирования трафика при построении дерева оптимальных маршрутов в телекоммуникационных сетях является неэффективным ввиду высокой трудоемкости поиска оптимальных маршрутов и необходимости полного пересчета таблиц маршрутизации.

Развитие и внедрение в телекоммуникационных сетях технологии программно-конфигурируемых сетей (*Software-Defined Networks, SDN*) [5—7] позволяет формулировать различные задачи оптимальной маршрутизации [8, 9] и балансировки сетевого трафика [10, 11]. Активные научные исследования в рамках технологии *SDN* ведутся по развитию моделей и алгоритмов многопутевой маршрутизации. Так, в работе [12—14] предложена потоковая модель многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки на основе теории *GERT*-сетей и генетических алгоритмов. В работах [15, 16] предложена потоковая модель многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки и учетом критерия минимальной многопутевой задержки передачи и критерия равенства нулю оценки джиттера.

В работе [17] предложен алгоритм парных переходов, позволяющий за счет сбора дополнительной

информации учесть возможные изменения параметров линий связи телекоммуникационной сети и не выполнять полный пересчет маршрутных таблиц. Это дало возможность снизить трудоемкость расчета таблиц маршрутизации до значения порядка  $O(kN)$ , где  $k$  — число фактически выполненных парных переходов. В работах [18–21] на основе алгоритма парных переходов предложены эффективные алгоритмы адаптивной ускоренной маршрутизации при динамическом подключении узлов и линий связи в сети, которые также позволили снизить трудоемкость построения оптимальных маршрутов передачи данных до значения  $O(kN)$ .

В работах [22–28] предложен алгоритм парных перестановок маршрутов при динамических изменениях в структуре и нагрузках на линиях связи телекоммуникационной сети, что позволило снизить трудоемкость построения оптимальных маршрутов передачи данных до значения  $O(N)$ .

Разработка новых, более эффективных моделей и алгоритмов динамического формирования трафика телекоммуникационных сетей с балансировкой нагрузки в условиях динамических изменений параметров линий связи позволяет повысить надежность и быстродействие передачи данных и уменьшить трудоемкость построения таблиц маршрутизации до значения  $O(N)$  за счет использования дополнительной информации о резервных маршрутах.

### Разработка математической модели

В общем случае для решения задачи динамического формирования трафика применяется графовая модель телекоммуникационной сети, в которой множество вершин графа соответствует множеству узлов связи или маршрутизаторов в сети, а множество ребер — возможным каналам связи между этими узлами. Каждое ребро, соответствующее каналу связи, имеет свой вес. На практике весу ребра могут соответствовать стоимость аренды канала связи, затраты на оплату единицы трафика, передаваемого по каналу связи, соответствующему данному ребру, либо более сложная функция, учитывающая большее число параметров корпоративной сети.

Математическую модель телекоммуникационной сети представим в виде неориентированного взвешенного связного графа  $G = (V, E, W, Z)$ , где  $V$  — множество вершин (узлов связи);  $|V| = N$ ,  $E$  — множество ребер (каналов или линий связи);  $|E| = M$ ,  $W$  — множество весов ребер (стоимость каналов или линий связи);  $Z$  — множество трафиков (пользовательских приложений, служебных данных и т. д.).

Пусть на графе  $G$  в некоторый момент времени уже решена задача поиска оптимальных маршрутов до всех узлов множества  $V_s = V \setminus \{v_s\}$  из начального узла  $v_s$ , т. е. построено дерево оптимальных маршрутов с корнем в узле  $v_s$ . Обозначим это дерево как  $T_g$ . Рассмотрим множество каналов  $E$  графа  $G$ .

По признаку вхождения каналов в дерево  $T_g$  можно разделить исходное множество  $E$  на два подмножества:  $E_T \in T_g$  и  $E_R \notin T_g$ ,  $E_T \cup E_R = E$ .

Множество каналов дерева  $E_T$  — это множество каналов дерева  $T_g$  для графа  $G$ . Для заданного графа  $G$ , согласно свойству дерева, мощность множества  $E_T$  будет равняться мощности множества  $V$  минус единица:  $|E_T| = |V| - 1$ .

Множество каналов замены для дерева  $E_R$  — это множество каналов графа  $G$ , не вошедших в дерево  $T_g$ . При соответствующих условиях некоторый канал  $e_{i,j} \in E_R$ , инцидентный узлам  $v_i$  и  $v_j$ , может перейти в множество каналов дерева  $E_T$ , заменив собой некоторый канал  $e_{k,p} \in E_T$ . При этом инцидентность канала  $e_{k,p}$  узлу  $v_i$  или  $v_j$  является обязательным условием. В свою очередь, канал  $e_{i,j}$  перейдет в множество  $E_R$ . Будем называть такие переходы парными переходами и обозначать их  $e_{i,j} - e_{k,p}$ .

В множестве  $E_R$  можно выделить два подмножества. Множество каналов замены  $E_S$  для дерева — это такое подмножество множества  $E_R$ , элементы-каналы которого участвуют, по крайней мере, в одном отношении парного перехода. Множество непарных каналов  $E_P$  — это такое подмножество множества  $E_R$ , элементы-каналы которого не участвуют ни в одном отношении из множества  $R$ . В общем случае множество  $E_P$  может быть пустым,  $|E_P| = 0$ . Множество  $E_S$  будет пустым только при условии, что исходный связный граф  $G$  является деревом, и тогда задача поиска оптимальных маршрутов лишена смысла.

Обозначим  $w_{i,j}$  — маршрутную метрику канала, соединяющего узлы  $v_i$  и  $v_j$ . Узел  $v_i$  располагается относительно  $v_j$  ниже по иерархии в дереве оптимальных маршрутов. Множество  $E_T$  — множество каналов, каждый элемент которого входит, по крайней мере, в один оптимальный маршрут из начального узла связи;  $E_R$  — множество остальных каналов, т. е.  $E_R \cup E_T = E$ ,  $E_R \cap E_T = \emptyset$ . Обозначим  $V_T$  — множество узлов, до которых найден оптимальный маршрут из начального узла связи;  $V_R$  — множество остальных узлов, т. е.  $V_R \cup V_T = V$ ,  $V_R \cap V_T = \emptyset$ .

Для каждого канала связи  $e_{i,j} \in E$  на шкале значений весов определены точки вхождения в дерево  $w_{i,j}^t$  и в множество замены  $w_{i,j}^s$ , причем  $w_{i,j}^t \leq w_{i,j}^s$ . Под точками вхождения понимается максимально возможный вес канала  $e_{i,j}$  при его вхождении в множество каналов дерева  $E_T \in T_g$  и в множество каналов замены для дерева  $E_S \notin T_g$ , соответственно.

Будем называть  $R_k$  совокупностью подмножества  $V^{(k)} \subseteq V$  узлов, через которые проходит оптимальный маршрут до узла  $v_k$  из исходного узла  $v_s$ , и подмножества  $E^{(k)} \subseteq E$  каналов, составляющих этот маршрут.

Назовем  $V_k$  деревом  $T_k$ , или совокупностью подмножества  $V_T^{(V_k)} \subseteq V$ , состоящего из всех узлов, оптимальные маршруты до которых из исходного узла содержат узел  $v_k$ , и подмножества  $E_T^{(V_k)} \subseteq E$  каналов, составляющих эти маршруты после  $v_k$  при движении от узла  $v_s$ .

Обозначим множество маршрутов до узла  $v_i$  из исходного узла  $v_s$  через  $\Pi_i$ , где элемент множества  $\pi_{i,k} \in \Pi_i$  будет множеством не повторяющихся каналов  $e_{i,j} \in E$ , образующих вместе маршрут, соединяющий  $v_s$  и  $v_i$ . Каждому  $\pi_{i,k} \in \Pi_i$  поставим в соответствие число, равное сумме весов входящих в него каналов, т. е. длину или маршрутную метрику маршрута  $d_{i,k} \in D_i$ , где  $D_i$  представляет собой множество оценок оптимальных маршрутов до узла  $v_i$  из исходного узла  $v_s$ . На множестве  $\Pi_i$  задан селектор  $H$ , возвращающий оптимальный маршрут из множества  $\Pi_i$ . В том случае, если существует несколько маршрутов в  $\Pi_i$  с минимальной длиной, то выбирается один из них. Оптимальный маршрут до узла  $v_i$  будем обозначать  $\pi_i = H(\Pi_i)$ , оценку его маршрутной метрики —  $d_i$ .

Каждому трафику из множества  $Z$  поставим в соответствие ряд параметров:  $w_{i,j}^z$  — маршрутная метрика  $z$ -го трафика в канале связи  $(i, j) \in E$ ;  $s_z$  — маршрутизатор-отправитель;  $t_z$  — маршрутизатор-получатель. Для оценки доли  $z$ -го трафика, протекающего в канале  $(i, j) \in E$ , используем управляющую переменную  $x_{i,j}^z$ . В соответствии с физикой решаемой задачи на переменные  $x_{i,j}^z$  накладываем следующие ограничения:

$$0 \leq x_{i,j}^z \leq 1. \quad (1)$$

Маршрутную метрику  $d_t$  оптимального маршрута  $\pi_t$  между маршрутизатором-источником и маршрутизатором-получателем пакетов данных  $z$ -го трафика определим по выражению

$$d_t = \min_{(i,j) \in E} \sum_{z \in Z} \sum_{(i,j) \in \pi_t} w_{i,j}^z x_{i,j}^z. \quad (2)$$

Тогда маршрутную метрику  $k$ -го маршрута из имеющихся маршрутов между маршрутизатором-источником и маршрутизатором-получателем определим по выражению

$$d_{k,t} = \sum_{z \in Z} \sum_{(i,j) \in \pi_{k,t}} w_{i,j}^k x_{i,j}^z \text{ для всех } k \in K, \quad (3)$$

где  $w_{i,j}^k$  — маршрутная метрика канала связи, соединяющего узлы с номерами  $i$  и  $j$  и входящего в маршрут с номером  $k$  узлу связи с номером  $t$ ;  $K$  —

общее число маршрутов между маршрутизатором-источником и маршрутизатором-получателем.

Суммарную маршрутную метрику всех имеющихся маршрутов между маршрутизатором-источником и маршрутизатором-получателем определим следующим образом:

$$D_t = \sum_{k=1}^K d_{k,t} \text{ для всех } k \in K. \quad (4)$$

Для выполнения балансировки нагрузки между имеющимися маршрутами определим долю информации  $y_{k,t}$ , проходящей по каждому из маршрутов:

$$y_{k,t} = \frac{p_{k,t}}{P_t}, \quad (5)$$

где  $p_{k,t} = \frac{D_t}{d_{k,t}}$ ;  $P_t = \sum_{k=1}^K p_{k,t}$  для всех  $k \in K$ .

На переменные  $y_{k,t}$  наложим дополнительные ограничения:

$$\sum_{k=1}^K y_{k,t} = 1; 0 \leq y_{k,t} \leq 1. \quad (6)$$

Для управления процессом балансировки трафика в телекоммуникационной сети необходимо выполнить следующее условие:

$$\sum_{(i,j) \in E} w_{i,j} x_{i,j}^z \leq \alpha c_{i,j}; 0 \leq \alpha \leq 1; (i, j) \in E, \quad (7)$$

где  $w_{i,j}$  — маршрутная метрика канала связи;  $c_{i,j}$  — максимально-допустимая нагрузка канала связи;  $\alpha$  — коэффициент балансировки трафика или динамически управляемый порог максимальной загрузки каналов связи в телекоммуникационной сети.

Для обеспечения оптимальности процесса балансировки нагрузки между разными маршрутами необходимо обеспечить минимизацию максимальной загрузки каналов связи, входящих в маршрут:

$$\min \alpha = \min_{z \in Z} \max_{(i,j) \in E} \frac{\sum_{(i,j) \in E} w_{i,j} x_{i,j}^z}{c_{i,j}}. \quad (8)$$

При оценке качества конечных решений воспользуемся такими показателями  $QoS$ , как отклонение от длины оптимального маршрута и средняя многопутевая задержка передачи.

В первом случае сначала определяется допустимое значение отклонения от длины оптимального маршрута, а затем перед балансировкой отбрасываются все маршруты, не соответствующие данному показателю. Для этого используем следующее выражение:

$$Q(M) = \max_{\pi_k \in \Pi} \{d(\pi_k)\} - \min_{\pi_k \in \Pi} \{d(\pi_k)\}. \quad (9)$$

Во втором случае определяется средняя задержка пакетов  $\tau(\pi_k)$  вдоль маршрута  $\pi_k$  из множества маршрутов  $\Pi = \{\pi_1; \pi_2; \dots; \pi_k; \dots; \pi_K\}$ , где  $K$  — число маршрутов между маршрутизатором-источником и маршрутизатором-получателем:

$$\tau(\pi_k) = \sum_{(i,j) \in \pi_k} \tau_{i,j}. \quad (10)$$

Далее выполняется расчет межконцевой многопутевой задержки с помощью выражения

$$T(M) = \max_{\pi_k \in \Pi} \{\tau(\pi_k)\}. \quad (11)$$

Оценку джиттера пакетов, вызванного реализацией многопутевой стратегии маршрутизации, т. е. разницы в значениях средних задержек пакетов вдоль разных маршрутов, проведем с помощью формулы

$$J(M) = \max_{\pi_k \in \Pi} \{\tau(\pi_k)\} - \min_{\pi_k \in \Pi} \{\tau(\pi_k)\}. \quad (12)$$

Для разработки алгоритма динамического формирования трафика программно-конфигурируемых телекоммуникационных сетей с балансировкой нагрузки в условиях динамических изменений параметров линий связи сформулируем следующие теоремы.

**Теорема 1.** Если  $nw_{i,j} > w_{i,j}$  и  $e_{i,j} \in E_T$ , то изменению могут подвергнуться оптимальные маршруты и оценки их длин для узлов  $V_T^{(V_j)}$ .

*Доказательство.* Пусть увеличилась маршрутная метрика канала связи  $e_{i,j} \in E_T$ , который входит, по крайней мере, в один оптимальный маршрут  $\pi_k$ , например в  $\pi_{k,p}$ . Узлы связи  $v_k$ , в оптимальные маршруты до которых канал связи  $e_{i,j}$  не входит, будут составлять множество  $V_T$  узлов связи, оптимальные маршруты до которых после изменения метрики останутся прежними (не изменятся последовательность каналов связи и значения длин их оптимальных маршрутов). Действительно, пусть существует оптимальный маршрут  $\pi_k = \pi_{k,p}$  до узла связи  $v_k$  и известно, что канал связи  $e_{i,j}$  не входит в этот маршрут. Тогда увеличение метрики этого канала со значения  $w_{i,j}$  до  $nw_{i,j}$  не изменит маршрут этого пути и не повлияет на его значение  $d_{k,p}$ , т. е.  $\pi_{k,p}$  и  $d_{k,p}$ , поскольку еще до увеличения метрики рассматриваемого канала включение этого канала в оптимальный маршрут приводило к увеличению длины маршрута. Все узлы связи, не вошедшие в множество  $V_T$ , будут составлять множество  $V_R$ . Оптимальные маршруты до узлов множества  $v \in V_R$  станут "недействительными", т. е. невозможно будет без дополнительного расчета сказать, останутся они такими же или оптимальный маршрут до них не будет включать изменившийся канал связи. Теорема 1 доказана.

**Теорема 2.** Если  $nw_{i,j} < w_{i,j}$  и  $e_{i,j} \in E_T$ , то без изменения останутся оптимальные маршруты для узлов множества  $v \in V_T^{(V_j)} \cup V^{(V_i)}$ , а для узлов множества  $V^{(V_i)}$  неизменными останутся и оценки длин оптимальных маршрутов.

*Доказательство.* Пусть уменьшилась маршрутная метрика канала связи  $e_{i,j} \in E_T$ , входящего в оптимальный маршрут  $\pi_k = \pi_{k,p}$  до узла связи  $v_k \in V$ . Канал связи  $e_{i,j}$  после изменения также будет входить в оптимальный маршрут  $\pi_k$  до узла  $v_k$ . Поскольку метрика канала связи  $w_{i,j}$  изменилась, то измениться должны длины всех маршрутов  $\pi_{i,p}$ , в которые входит этот канал связи. Действительно, если канал связи  $e_{i,j}$  входит в какой-либо оптимальный маршрут и метрика этого канала уменьшается, то это изменение не потребует изменения оптимального маршрута  $\pi_{k,p}$  (последовательности каналов) и длина маршрута  $d_{k,p}$  изменится (уменьшится) на значение изменения метрики канала. Маршруты  $\pi_s, v_s \notin V_T^{(V_j)} \cup V^{(V_i)}$  станут "недействительными", т. е. невозможно будет без дополнительного расчета сказать, останутся они такими же или оптимальный маршрут до них будет включать изменившийся канал связи. Теорема 2 доказана.

**Теорема 3.** Если  $nw_{i,j} > w_{i,j}$  и  $e_{i,j} \notin E_T$ , то исходное дерево оптимальных маршрутов и оценки длин маршрутов всех узлов связи не изменятся.

*Доказательство.* Пусть канал связи, не входящий ни в один оптимальный маршрут, увеличивает свою маршрутную метрику  $w_{i,j}, e_{i,j} \in E_R$ . Никаких изменений дерева оптимальных маршрутов при этом не происходит. Действительно, пусть канал связи  $e_{i,j} \in E_T$  входит в маршрут  $\pi_{k,p}$  до некоторого узла связи  $v_k$ , который не является оптимальным для  $v_i$ , т. е.  $\pi_{k,p} \neq \pi_k$ . В этом случае существует такой маршрут  $\pi_{k,t} = \pi_k$ , что  $d_{k,p} = d_{k,t}$ . Тогда после увеличения метрики канала связи  $w_{i,j}$  увеличится оценка длины  $d_{k,p}$  и неравенство  $d_{k,p} > d_{k,t}$  останется справедливым. То есть оптимальный маршрут и его оценка до узла  $v_k$  останутся неизменными. Теорема 3 доказана.

**Теорема 4.** Если  $nw_{i,j} < w_{i,j}$  и  $e_{i,j} \notin E_T$ , то без изменения останутся оптимальные маршруты и оценки их длин для вершин множества  $V^{(V_i)}$ .

*Доказательство.* Пусть уменьшилась маршрутная метрика канала связи  $e_{i,j} \in E_R$ , который не входит ни в один оптимальный маршрут. Допустим, что этот канал связи входит в маршрут  $\pi_{i,k} \neq \pi_i$  и  $\pi_{i,p} \neq \pi_j$ . Если изменившийся канал связи  $e_{i,j}$  не уменьшает оценок обоих инцидентных ему узлов связи  $v_i$  и  $v_j$ , т. е.  $d_{i,k} \geq d_i$  и  $d_{j,p} \geq d_j$ , то дерево оптимальных мар-

шрутов не изменится. Действительно, рассматриваемый канал связи оказывает влияние прежде всего на инцидентные ему узлы множества  $V$ . Если включение канала связи  $e_{i,j}$  в дерево оптимальных маршрутов не уменьшает оценок маршрута  $d_i$  и  $d_j$ , то такое включение только увеличит оценки узлов. Так как существовавшие до изменения маршруты до этих узлов имели меньшую длину, то данный канал связи не включается в дерево оптимальных маршрутов. Если включение этого канала связи приводит к уменьшению оценки какого-либо из инцидентных узлов, например  $v_i$ , то эта оценка  $d_{i,k}$  будет оценкой оптимального маршрута до узла  $v_i$ , и канал  $e_{i,j}$  войдет в искомое дерево оптимальных маршрутов. Это происходит в силу того, что после изменения не существует иного оптимального маршрута  $\pi_i$  до узла  $v_i$ , кроме маршрута  $\pi_{i,k}$ , содержащего канал  $e_{i,j}$ . Этот оптимальный маршрут  $\pi_{i,k}$  не будет существовать, если не будет оптимальных маршрутов до всех промежуточных узлов  $v_p \in V^{(V_i)}$  этого маршрута. Оптимальные маршруты до остальных узлов связи станут "недействительными", т. е. невозможно будет сказать, останутся они такими же или оптимальный маршрут до них будет включать изменившийся канал связи. Теорема 4 доказана.

**Теорема 5.** Если  $nw_{i,j} > w_{i,j}$  и  $e_{i,j} \in E_T$  и  $nw_{i,j} > nw_{i,j}^t$  (точки вхождения в дерево), то изменению могут подвергнуться оптимальные маршруты и оценки их длин для узлов  $V_T^{(V_j)}$  и новые оптимальные маршруты к этим узлам будут проходить через каналы, состоящие в отношении парного перехода к каналам этих узлов.

*Доказательство.* Пусть увеличилась маршрутная метрика канала связи  $e_{i,j} \in E_T$ , который входит, по крайней мере, в один оптимальный маршрут  $\pi_k$ , например в  $\pi_{k,p}$ . Согласно теореме 1, узлы  $v_k$ , в оптимальные маршруты до которых канал связи  $e_{i,j}$  не входит, будут составлять множество  $V_T$  узлов, оптимальные маршруты до которых после изменения метрики останутся прежними (не изменятся последовательность каналов связи и длина оптимальных маршрутов). Для узлов  $V_T^{(V_j)}$  среди парных переходов, соответствующих этим узлам, будут находиться каналы, имеющие минимальную длину маршрута к этим узлам. Теорема 5 доказана.

*Следствие.* При увеличении метрики канала связи, входящего в дерево оптимальных маршрутов для узлов  $V_T^{(V_j)}$ , маршрутная степень которых больше двух, новые оптимальные маршруты будут проходить через каналы, состоящие в отношении

парного перехода к каналам, входящим в исходный граф.

**Теорема 6.** Если  $nw_{i,j} < w_{i,j}$  и  $e_{i,j} \notin E_T$  и новое значение  $nw_{i,j} < nw_{i,j}^t$  (точки вхождения в дерево), то новые оптимальные маршруты к узлам множества  $v \in V_T^{(V_j)} \cup V^{(V_i)}$  будут проходить через каналы связи, состоящие в отношении парного перехода к каналам этих узлов.

*Доказательство.* Пусть уменьшилась маршрутная метрика канала связи  $e_{i,j} \in E_R$ , который не входит ни в один оптимальный маршрут. Согласно теореме 4 без изменения останутся оптимальные маршруты и оценки их длин для узлов множества  $V^{(V_i)}$ . Так как  $nw_{i,j} < nw_{i,j}^t$ , включение этого канала приводит к уменьшению оценки какого-либо из инцидентных узлов, например  $v_i$ , и эта оценка  $d_{i,k}$  будет оценкой оптимального маршрута до узла  $v_i$ , и канал связи  $e_{i,j}$  войдет в искомое дерево оптимальных маршрутов. Это происходит в силу того, что после изменения не существует иного оптимального маршрута  $\pi_i$  до узла  $v_i$ , кроме маршрута  $\pi_{i,k}$ , содержащего канал связи  $e_{i,j}$ . Этот оптимальный маршрут  $\pi_{i,k}$  не будет существовать, если не будет оптимальных маршрутов до всех промежуточных узлов связи  $v_p \in V^{(V_i)}$  этого маршрута. Теорема 6 доказана.

*Следствие.* При уменьшении метрики канала связи, не входящего в дерево оптимальных маршрутов для узлов  $V_T^{(V_j)} \cup V^{(V_i)}$ , маршрутная степень которых больше двух, новые оптимальные маршруты будут проходить через каналы связи, состоящие в отношении парного перехода к каналам, входящим в исходный граф.

На основе сформулированных и доказанных выше теорем разработан алгоритм динамического формирования трафика программно-конфигурируемых телекоммуникационных сетей с балансировкой нагрузки в условиях динамических изменений параметров линий связи на основе данных о резервных маршрутах.

Анализ трудоемкости предложенного алгоритма показал его эффективность по сравнению с известными алгоритмами, эта трудоемкость равна  $O(N)$ .

Таким образом, разработанные математическая модель и алгоритм являются эффективными при динамическом формировании трафика программно-конфигурируемых телекоммуникационных сетей с балансировкой нагрузки в условиях динамических изменений нагрузки на линиях связи за счет использования дополнительной информации о резервных маршрутах.

### Пример работы алгоритма

Рассмотрим работу алгоритма динамического формирования трафика программно-конфигурируемых телекоммуникационных сетей с балансировкой нагрузки в условиях возможных динамических изменений параметров линии связи на примере графа  $G$ , приведенного на рис. 1 (см. четвертую сторону обложки), в котором уже решена задача поиска оптимальных маршрутов и построено соответствующее дерево.

Для представленного графа  $G$  множество каналов дерева равно  $E_T = \{e_{1,2}; e_{1,3}; e_{1,4}; e_{2,5}; e_{3,6}; e_{5,7}; e_{5,8}\}$ , множество каналов замены —  $E_S = \{e_{2,4}; e_{4,5}; e_{4,6}; e_{4,7}; e_{6,8}\}$ ; множество непарных каналов будет  $E_P = \{e_{7,8}\}$ . Если рассмотреть канал связи  $e_{2,5}$ , то для него точка вхождения в дерево будет составлять 70, а точка вхождения в множество замены — 180. При этом данный канал связи находится в отношении парного перехода с каналом  $e_{4,5}$ , который, в свою очередь, находится в отношении парного перехода множества замены с каналом  $e_{5,7}$ . После попадания  $e_{2,5}$  в множество непарных каналов эта парная перестановка примет вид:  $e_{4,5} - e_{5,7}$ .

После того как сформирован список парных переходов, дополнительно рассчитываем списки оптимальных и резервных маршрутов из исходного узла связи до каждого узла в сети.

Таким образом, списки оптимальных и резервных маршрутов до всех узлов графа телекоммуникационной сети из исходного узла  $V_S$  будут сформированы следующим образом.

#### Узел связи $V_2$ .

Маршрут  $\pi_2 = \{e_{1,2}\}$  с оценкой  $d_2 = 20$  — оптимальный маршрут;

Маршрут  $\pi_2^{(1)} = \{e_{1,4}; e_{4,2}\}$  с оценкой  $d_2^{(1)} = 50 + 70 = 120$  — резервный маршрут;

Маршрут  $\pi_2^{(2)} = \{e_{1,4}; e_{4,5}; e_{5,2}\}$  с оценкой  $d_2^{(2)} = 50 + 40 + 50 = 140$  — резервный маршрут.

#### Узел связи $V_3$ .

Маршрут  $\pi_3 = \{e_{1,3}\}$  с оценкой  $d_3 = 20$  — оптимальный маршрут;

Маршрут  $\pi_3^{(1)} = \{e_{1,4}; e_{4,6}; e_{6,3}\}$  с оценкой  $d_3^{(1)} = 50 + 50 + 60 = 160$  — резервный маршрут.

#### Узел связи $V_4$ .

Маршрут  $\pi_4 = \{e_{1,4}\}$  с оценкой  $d_4 = 50$  — оптимальный маршрут;

Маршрут  $\pi_4^{(1)} = \{e_{1,2}; e_{2,4}\}$  с оценкой  $d_4^{(1)} = 20 + 70 = 90$  — резервный маршрут;

Маршрут  $\pi_4^{(2)} = \{e_{1,3}; e_{3,6}; e_{6,4}\}$  с оценкой  $d_4^{(2)} = 20 + 60 + 50 = 130$  — резервный маршрут.

#### Узел связи $V_5$ .

Маршрут  $\pi_5 = \{e_{1,2}; e_{2,5}\}$  с оценкой  $d_5 = 20 + 50 = 70$  — оптимальный маршрут;

Маршрут  $\pi_5^{(1)} = \{e_{1,4}; e_{4,5}\}$  с оценкой  $d_5^{(1)} = 50 + 40 = 90$  — резервный маршрут;

Маршрут  $\pi_5^{(2)} = \{e_{1,4}; e_{4,7}; e_{7,5}\}$  с оценкой  $d_5^{(2)} = 50 + 90 + 60 = 200$  — резервный маршрут;

Маршрут  $\pi_5^{(3)} = \{e_{1,3}; e_{3,6}; e_{6,8}; e_{8,5}\}$  с оценкой  $d_5^{(3)} = 20 + 60 + 60 + 60 = 200$  — резервный маршрут.

#### Узел связи $V_6$ .

Маршрут  $\pi_6 = \{e_{1,3}; e_{3,6}\}$  с оценкой  $d_6 = 20 + 60 = 80$  — оптимальный маршрут;

Маршрут  $\pi_6^{(1)} = \{e_{1,4}; e_{4,6}\}$  с оценкой  $d_6^{(1)} = 50 + 50 = 100$  — резервный маршрут;

Маршрут  $\pi_6^{(2)} = \{e_{1,2}; e_{2,5}; e_{5,8}; e_{8,6}\}$  с оценкой  $d_6^{(2)} = 20 + 50 + 60 + 60 = 190$  — резервный маршрут.

#### Узел связи $V_7$ .

Маршрут  $\pi_7 = \{e_{1,2}; e_{2,5}; e_{5,7}\}$  с оценкой  $d_7 = 20 + 50 + 60 = 130$  — оптимальный маршрут;

Маршрут  $\pi_7^{(1)} = \{e_{1,4}; e_{4,7}\}$  с оценкой  $d_7^{(1)} = 50 + 90 = 140$  — резервный маршрут;

Маршрут  $\pi_7^{(2)} = \{e_{1,4}; e_{4,5}; e_{5,7}\}$  с оценкой  $d_7^{(2)} = 50 + 40 + 60 = 150$  — резервный маршрут;

Маршрут  $\pi_7^{(3)} = \{e_{1,3}; e_{3,6}; e_{6,8}; e_{8,7}\}$  с оценкой  $d_7^{(3)} = 20 + 60 + 60 + 20 = 160$  — резервный маршрут.

#### Узел связи $V_8$ .

Маршрут  $\pi_8 = \{e_{1,2}; e_{2,5}; e_{5,8}\}$  с оценкой  $d_8 = 20 + 50 + 60 = 130$  — оптимальный маршрут;

Маршрут  $\pi_8^{(1)} = \{e_{1,3}; e_{3,6}; e_{6,8}\}$  с оценкой  $d_8^{(1)} = 20 + 60 + 60 = 140$  — резервный маршрут;

Маршрут  $\pi_8^{(2)} = \{e_{1,4}; e_{4,7}; e_{7,8}\}$  с оценкой  $d_8^{(2)} = 50 + 90 + 20 = 160$  — резервный маршрут.

Работа предложенного алгоритма основывается на том, что при динамическом изменении метрики канала связи, входящего в дерево оптимальных маршрутов, или метрики канала, находящегося в отношении парного перехода к каналу из дерева оптимальных маршрутов, необходимо просмотреть списки оптимальных и резервных маршрутов до каждого узла в сети, куда входит канал, метрика которого изменилась.

Рассмотрим работу алгоритма динамического формирования трафика программно-конфигурируемых телекоммуникационных сетей с балансировкой нагрузки на основе данных о резервных маршрутах при следующих возможных ситуациях в сети.

Для графа  $G$  телекоммуникационной сети выполним балансировку трафика между маршрутизатором-отправителем  $V_1$  и маршрутизатором-получателем  $V_5$  в условиях динамических изменений параметров линий связи телекоммуникационной сети. Для упрощения расчетов примем, что в сети имеется один тип трафика ( $z = 1$ ), коэффициент балансировки трафика равен 1 ( $\alpha = 1$ ) и максимально-допустимая нагрузка любого канала связи в сети не может превышать 100 Мбит/с ( $c_{i,j} = 100$  Мбит/с). Список возможных маршрутов для выполнения балансировки трафика имеет следующий вид:

- 1)  $V_1 - V_2 - V_5$ ; длина 70; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,404;
- 2)  $V_1 - V_4 - V_5$ ; длина 90; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,314;
- 3)  $V_1 - V_4 - V_7 - V_5$ ; длина 200; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,141;
- 4)  $V_1 - V_3 - V_6 - V_8 - V_5$ ; длина 200; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,141.

Результат балансировки трафика между  $V_1$  и  $V_5$  в соответствии сформированному списку маршрутов, представлен на рис. 2 (см. четвертую сторону обложки). При этом канал связи  $e_{1,4}$  является общим для маршрутов с номерами 2 и 3.

Рассмотрим возможные случаи динамических изменений параметров линии связи в телекоммуникационной сети и изменения объема передаваемой информации по разным маршрутам при выполнении балансировки трафика.

На рис. 3 (см. четвертую сторону обложки) приведен случай увеличения маршрутной метрики канала связи  $e_{1,2}$ , входящего в дерево оптимальных маршрутов, так что  $nw_{1,2} = 90 > w_{1,2} = 20$ . Список маршрутов для выполнения балансировки трафика примет следующий вид:

- 1)  $V_1 - V_4 - V_5$ ; длина 90; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,393;
- 2)  $V_1 - V_2 - V_5$ ; длина 140; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,253;
- 3)  $V_1 - V_4 - V_7 - V_5$ ; длина 200; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,177;
- 4)  $V_1 - V_3 - V_6 - V_8 - V_5$ ; длина 200; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,177.

На рис. 4 (см. четвертую сторону обложки) рассмотрен случай уменьшения маршрутной метрики канала связи  $e_{4,7}$ , входящего в множество замены для дерева оптимальных маршрутов так, что  $nw_{4,7} = 50 < w_{4,7} = 90$ . Список маршрутов для выполнения балансировки трафика примет следующий вид:

- 1)  $V_1 - V_2 - V_5$ ; длина 70; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,389;
- 2)  $V_1 - V_4 - V_5$ ; длина 90; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,303;
- 3)  $V_1 - V_4 - V_7 - V_5$ ; длина 160; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,172;

- 4)  $V_1 - V_3 - V_6 - V_8 - V_5$ ; длина 200; доля информации, проходящей по маршруту, — 0,136.

## Заключение

В работе предложена математическая модель динамического формирования трафика программно-конфигурируемых телекоммуникационных сетей с балансировкой нагрузки, позволяющая повысить эффективность процессов маршрутизации, качество обслуживания пользовательских приложений и различных типов трафика в условиях динамических изменений параметров линий связи за счет использования дополнительной информации о резервных маршрутах. В дальнейшем предполагается усовершенствование предложенной математической модели в целях ее применения для решения задачи многопутевой адаптивной маршрутизации и балансировки трафика по отдельным подсетям телекоммуникационной сети [29].

*Работа выполнена при финансовой поддержке гранта Президента РФ для молодых ученых — кандидатов наук МК-819.2014.9.*

## Список литературы

1. Вишневский В. М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей. М.: Техносфера, 2003. 512 с.
2. Олифер В. Г., Олифер Н. А. Основы компьютерных сетей. СПб.: Питер, 2009. 352 с.
3. Корячко В. П., Перепелкин Д. А. Корпоративные сети: технологии, протоколы, алгоритмы. М.: Горячая линия — Телеком, 2011. 219 с.
4. Корячко В. П., Перепелкин Д. А. Анализ и проектирование маршрутов передачи данных в корпоративных сетях. М.: Горячая линия — Телеком, 2012. 235 с.
5. McKeown N., Anderson T., Balakrishnan H. et al. Openflow: Enabling Innovation in Campus Networks // ACM SIGCOMM Computer Communication Review. 2008. Vol. 38, N. 2. P. 69–74.
6. Смелянский Р. Л. Программно-конфигурируемые сети // Открытые системы. СУБД. 2012. № 9. С. 18.
7. Ефимушкин В. А., Ледовских Т. В., Корабельников Д. М., Язык Д. Н. Сравнительный анализ архитектур и протоколов программно-конфигурируемых сетей // Электросвязь. 2014. № 8. С. 9–14.
8. Корячко В. П., Перепелкин Д. А., Иванчикова М. А. Алгоритм адаптивной маршрутизации в корпоративных сетях нескольких провайдеров связи // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2013. № 2 (44). С. 52–56.
9. Корячко В. П., Перепелкин Д. А., Иванчикова М. А. Алгоритм парных переходов каналов связи при динамическом изменении нагрузки в корпоративных сетях нескольких провайдеров связи с различными зонами покрытия // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2014. № 48. С. 68–76.
10. Ижванов Ю. Л. Динамическая оценка состояния компьютерных сетей на основе метода сетевой томографии и задачи балансировки трафика // Информатизация образования и науки. 2013. № 3 (19). С. 35–40.
11. Никульчев Е. В., Паян С. В., Плужник Е. В. Динамическое управление трафиком программно-конфигурируемых сетей в облачной инфраструктуре // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2013. № 3 (45). С. 54–57.
12. Шибанов А. П., Корячко В. П., Ижванов Ю. Л. Моделирование агрегированного телекоммуникационного канала с технологией открытых потоков // Радиотехника. 2012. № 3. С. 109–112.
13. Ижванов Ю. Л., Корячко В. П., Шибанов А. П. и др. Оптимизация сетей с дозированной балансировкой нагрузки и пи-

ринговыми каналами // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2013. № 1 (43). С. 67–74.

14. **Корячко В. П., Лукьянов О. В., Шибанов А. П.** Нахождение скрытого параллелизма протоколов для улучшения характеристик сети передачи данных полигонного измерительного комплекса // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2014. № 47. С. 68–75.

15. **Лемешко А. В., Вавенко Т. В.** Усовершенствование поточковой модели многопутевой маршрутизации на основе балансировки нагрузки // Проблемы телекоммуникаций. 2012. № 1 (6). С. 12–29.

16. **Лемешко А. В., Вавенко Т. В.** Разработка и исследование поточковой модели адаптивной маршрутизации в программно-конфигурируемых сетях с балансировкой нагрузки // Доклады Томского государственного университета систем управления и радиоэлектроники. 2013. № 3 (29). С. 100–108.

17. **Уваров Д. В., Перепелкин А. И., Корячко В. П.** Построение дерева кратчайших путей в графе на основе данных о парных переходах // Системы управления и информационные технологии. 2004. № 4 (16). С. 93–96.

18. **Перепелкин Д. А., Перепелкин А. И.** Разработка алгоритмов адаптивной маршрутизации в корпоративных вычислительных сетях // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2006. № 19. С. 114–116.

19. **Перепелкин А. И., Перепелкин Д. А.** Разработка алгоритма динамической маршрутизации на базе протокола OSPF в корпоративных вычислительных сетях // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2009. № 28. С. 68–72.

20. **Перепелкин Д. А.** Алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола OSPF при динамическом добавлении элементов корпоративной сети // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2010. № 34. С. 65–71.

21. **Перепелкин Д. А.** Алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола OSPF при динамическом отказе элементов корпоративной сети // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2011. № 37. С. 53–58.

22. **Корячко В. П., Перепелкин Д. А., Перепелкин А. И.** Алгоритм парных перестановок маршрутов в корпоративных сетях // Системы управления и информационные технологии. 2010. Т. 40, № 2. С. 51–56.

23. **Корячко В. П., Перепелкин Д. А., Перепелкин А. И.** Повышение эффективности функционирования корпоративных сетей при динамических изменениях в их структуре и нагрузках на линии связи // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2010. № 33. С. 49–55.

24. **Перепелкин Д. А., Перепелкин А. И.** Повышение качества функционирования корпоративных сетей на базе протокола OSPF // Качество. Инновации. Образование. 2010. № 12. С. 51–56.

25. **Перепелкин Д. А., Перепелкин А. И.** Алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации в условиях динамически изменяющихся нагрузок на линиях связи корпоративной сети // Информационные технологии. 2011. № 3. С. 2–7.

26. **Перепелкин Д. А.** Алгоритм парных перестановок маршрутов на базе протокола OSPF при динамическом подключении узлов и линий связи корпоративной сети // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2013. № 4–1 (46). С. 67–75.

27. **Перепелкин Д. А.** Алгоритм парных перестановок маршрутов на базе протокола OSPF при динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2014. № 47. С. 84–91.

28. **Перепелкин Д. А.** Динамическое формирование структуры и параметров линий связи корпоративной сети на основе данных о парных перестановках маршрутов // Информационные технологии. 2014. № 4. С. 52–60.

29. **Перепелкин Д. А.** Алгоритм формирования оптимальных структур сегментов корпоративных сетей с учетом данных о структуре базовой сети и связности каналов связи // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2014. № 50–1. С. 56–62.

**D. A. Perepelkin**, PhD, Associate Professor, Ryazan State Radio Engineering University, Ryazan  
E-mail: dmitryperepelkin@mail.ru

## Conceptual Approach of Dynamic Traffic Formation of Software-Defined Telecommunication Networks with Load Balancing

*At present the actual area of research is the development of models and algorithms of multipath adaptive routing and load balancing in the technology of software-defined network. Providing high-speed and reliable data transmission between the nodes of communication networks under stringent requirements of delay data transmission during possible load changes on the communication links is one of the most important problems.*

*Model of dynamic traffic formation with load balancing in software-defined network which allows improving the quality of services of networks requests and applications is offered in article. It also ensuring performance and reliability of data transmission based on additional data about the backup routes.*

*The mathematical model takes into account the character of available heterogeneous traffic and possible changes of metrics in communications network. It performs load balancing in the traffic channels on the basis of data of the replacement backup routes. It ensures compliance with the quality of service requirements of the network application due to the calculation of indicators on the average transmission delay in the channels communication and evaluation of packet jitter.*

*Software of process modeling adaptive routing and load balancing in communication networks, confirming the validity of the proposed mathematical model and characterize the effectiveness of the proposed approach in comparison with existing analogues is developed.*

**Keywords:** telecommunication networks, software-defined networks, routing algorithms, adaptive routing, routes pairs permutations algorithm, multipath routing, load balancing, quality of service, dynamic changes, backup routes, network traffic



## References

1. **Vishnevskij V. M.** *Teoreticheskie osnovy proektirovaniya komp'juternykh setej* (Theoretical Basis of Computer Networks Design), Moscow, Tehnosfera, 2003, 512 p. (in Russian).
2. **Olifer V. G., Olifer N. A.** *Osnovy komp'juternykh setej* (Basis of Computer Networks), Saint Petersburg, Piter, 2009, 352 p. (in Russian).
3. **Korjachko V. P., Perepelkin D. A.** *Korporativnye seti: tehnologii, protokoly, algoritmy* (Corporate Networks: Technologies, Protocols, Algorithms), Moscow, Gorjachaja linija — Telekom, 2011, 219 p. (in Russian).
4. **Korjachko V. P., Perepelkin D. A.** *Analiz i proektirovanie marshrutov peredachi dannykh v korporativnykh setjakh* (Analysis and Design of Data Transmission Routes in Corporate Networks), Moscow, Gorjachaja linija — Telekom, 2012, 235 p. (in Russian).
5. **McKeown N., Anderson T., Balakrishnan H.** et al. Openflow: Enabling Innovation in Campus Networks. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, 2008, vol. 38, no. 2, pp. 69–74.
6. **Smeljanskij R. L.** Programmno-konfiguriruemye seti. *Otkrytye sistemy*. SUBD, 2012, no. 9. pp. 18 (in Russian).
7. **Efimushkin V. A., Ledovskih T. V., Korabel'nikov D. M., Jazykov D. N.** Sravnitel'nyj analiz arhitektury i protokolov programmno-konfiguriruemykh setej. *Jelektrosvjaz*, 2014, no. 8, pp. 9–14 (in Russian).
8. **Korjachko V. P., Perepelkin D. A., Ivanchikova M. A.** Algoritm adaptivnoj marshrutizacii v korporativnykh setjakh neskol'kih provajderov svjazi. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2013, vol. 44, no. 2, pp. 52–56 (in Russian).
9. **Korjachko V. P., Perepelkin D. A., Ivanchikova M. A.** Algoritm parnykh perehodov kanalov svjazi pri dinamicheskom izmenenii nagruzki v korporativnykh setjakh neskol'kih provajderov svjazi s razlichnymi zonami pokrytija. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2014, vol. 48, pp. 68–76 (in Russian).
10. **Izhvanov Ju. L.** Dinamicheskaja ocenka sostojanija komp'juternykh setej na osnove metoda setевой tomografii i zadacha balansirovki trafika. *Informatizacija obrazovanija i nauki*, 2013, vol. 19, no. 3, pp. 35–40 (in Russian).
11. **Nikul'chev E. V., Pajain S. V., Pluzhnik E. V.** Dinamicheskoe upravlenie trafikom programmno-konfiguriruemykh setej v oblachnoj infrastrukture. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2013, vol. 45, no. 3, pp. 54–57 (in Russian).
12. **Shibanov A. P., Korjachko V. P., Izhvanov Ju. L.** Modelirovanie agregirovannogo telekommunikacionnogo kanala s tehnologiej otkrytykh potokov. *Radiotekhnika*, 2012, no. 3, pp. 109–112 (in Russian).
13. **Izhvanov Ju. L., Korjachko V. P., Shibanov A. P.** et al. Optimizacija setej s dozirovannoj balansirovkoj nagruzki i piringovymi kanalami. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2013, vol. 43, no. 1, pp. 67–74 (in Russian).
14. **Korjachko V. P., Luk'janov O. V., Shibanov A. P.** Nahozhdenie skrytogo parallelizma protokolov dlja uluchshenija harakteristik seti peredachi dannykh poligonno izmeritel'nogo kompleksa. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2014, vol. 47, pp. 68–75 (in Russian).
15. **Lemeshko A. V., Vavenko T. V.** Uovershenstvovanie potokovoy modeli mnogoputevoj marshrutizacii na osnove balansirovki nagruzki. *Problemy telekommunikacij*, 2012, vol. 6, no. 1, pp. 12–29 (in Russian).
16. **Lemeshko A. V., Vavenko T. V.** Razrabotka i issledovanie potokovoy modeli adaptivnoj marshrutizacii v programmno-konfiguriruemykh setjakh s balansirovkoj nagruzki. *Doklady Tomskogo gosudarstvennogo universiteta sistem upravlenija i radioelektroniki*, 2013, vol. 29, no. 3, pp. 100–108 (in Russian).
17. **Uvarov D. V., Perepelkin A. I., Korjachko V. P.** Postroenie dereva krachajshih putej v grafe na osnove dannykh o parnykh perehodah. *Sistemy upravlenija i informacionnye tehnologii*, 2004, vol. 16, no. 4, pp. 93–96 (in Russian).
18. **Perepelkin D. A., Perepelkin A. I.** Razrabotka algoritmov adaptivnoj marshrutizacii v korporativnykh vychislitel'nykh setjakh. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2006, vol. 19, pp. 114–116 (in Russian).
19. **Perepelkin A. I., Perepelkin D. A.** Razrabotka algoritma dinamicheskoy marshrutizacii na baze protokola OSPF v korporativnykh vychislitel'nykh setjakh. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2009, vol. 28, pp. 68–72 (in Russian).
20. **Perepelkin D. A.** Algoritm adaptivnoj uskorennoj marshrutizacii na baze protokola OSPF pri dinamicheskom dobavlenii jelementov korporativnoj seti. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2010, vol. 34, pp. 65–71 (in Russian).
21. **Perepelkin D. A.** Algoritm adaptivnoj uskorennoj marshrutizacii na baze protokola OSPF pri dinamicheskom otkaze jelementov korporativnoj seti. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2011, vol. 37, pp. 53–58 (in Russian).
22. **Korjachko V. P., Perepelkin D. A., Perepelkin A. I.** Algoritm parnykh perestanovok marshrutov v korporativnykh setjakh. *Sistemy upravlenija i informacionnye tehnologii*, 2010, vol. 40, no. 2, pp. 51–56 (in Russian).
23. **Korjachko V. P., Perepelkin D. A., Perepelkin A. I.** Povyshenie jeffektivnosti funkcionirovanija korporativnykh setej pri dinamicheskikh izmenenijah v ih strukture i nagruzkah na linii svjazi. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2010, vol. 33, pp. 49–55 (in Russian).
24. **Perepelkin D. A., Perepelkin A. I.** Povyshenie kachestva funkcionirovanija korporativnykh setej na baze protokola OSPF. *Kachestvo. Innovacii. Obrazovanie*, 2010, no. 12, pp. 51–56 (in Russian).
25. **Perepelkin D. A., Perepelkin A. I.** Algoritm adaptivnoj uskorennoj marshrutizacii v uslovijah dinamicheski izmenjajushhijhsja nagruzok na liniyah svjazi v korporativnoj seti. *Informacionnye tehnologii*, 2011, no. 3, pp. 2–7 (in Russian).
26. **Perepelkin D. A.** Algoritm parnykh perestanovok marshrutov na baze protokola OSPF pri dinamicheskom podkljuchenii uzlov i linii svjazi korporativnoj seti. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2013, vol. 46, no. 4–1, pp. 67–75 (in Russian).
27. **Perepelkin D. A.** Algoritm parnykh perestanovok marshrutov na baze protokola OSPF pri dinamicheskom otkaze uzlov i linii svjazi korporativnoj seti. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2014, vol. 47, pp. 84–91 (in Russian).
28. **Perepelkin D. A.** Dinamicheskoe formirovanie struktury i parametrov linii svjazi korporativnoj seti na osnove dannykh o parnykh perestanovkah marshrutov. *Informacionnye tehnologii*, 2014, no. 4, pp. 52–60 (in Russian).
29. **Perepelkin D. A.** Algoritm formirovanija optimal'nykh struktur segmentov korporativnykh setej s uchedom dannykh o strukture bazovoj seti i svjaznosti kanalov svjazi. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*, 2014, vol. 50, no. 1, pp. 56–62 (in Russian).