

УДК 004.72:519.2

## АЛГОРИТМ ПАРНЫХ ПЕРЕХОДОВ В КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЯХ НА ОСНОВЕ МЕТОДА МАРШРУТИЗАЦИИ ПО ПОДСЕТЯМ

Д. А. Перепелкин, к.т.н., доцент кафедры САПР ВС ФГБОУ ВО «РГРТУ»; dmitryperpelkin@mail.ru  
И. Ю. Цыганов, магистрант ФГБОУ ВО «РГРТУ»; tsyganov.ilya62@yandex.ru

*Предложен усовершенствованный алгоритм парных переходов в компьютерных сетях на основе метода маршрутизации по подсетям. Целью работы является разработка математической модели и алгоритма быстрой перемаршрутизации трафика, позволяющих повысить быстродействие компьютерных сетей за счет уменьшения трудоемкости построения таблиц маршрутизации в случае динамических изменений в структуре сети и нагрузках на линиях связи. Для подтверждения правильности предложенного подхода разработано программное обеспечение моделирования процессов адаптивной маршрутизации в компьютерных сетях и выполнен сравнительный анализ эффективности предложенного алгоритма с известными алгоритмами Дейкстры и Ярри на различных топологиях компьютерных сетей.*

**Ключевые слова:** компьютерные сети, адаптивная маршрутизация, быстрая перемаршрутизация, алгоритм парных переходов, качество обслуживания, сетевые сервисы, топология, сегменты, подсети, дерево оптимальных маршрутов.

DOI: 10.21667/1995-4565-2016-57-3-56-62

### Введение

Возможность обеспечения высокого уровня качества обслуживания (Quality of Services, QoS) сетевых приложений – одно из важнейших требований, предъявляемых к услугам сферы мультимедиа и других приложений реального времени. В настоящее время экономически выгодной платформой для коммерческих услуг является маршрутизируемый протокол сетевого уровня IP. Компьютерные сети на основе протокола IP гарантируют высокий уровень качества обслуживания, если они обладают следующими свойствами: малая задержка передачи пакетов (delay), высокая пропускная способность каналов связи (bandwidth), минимальный джиттер задержки передачи (jitter), малый процент потерь пакетов (packets loss rate) [1, 2]. Увеличение объемов сетевого трафика, проходящего через интерфейсы телекоммуникационных устройств, заставляет операторов связи искать различные варианты решения задачи обеспечения требуемого QoS.

Современные протоколы адаптивной маршрутизации, применяемые в IP-сетях, базируются на алгоритмах Дейкстры и Беллмана – Форда. Вычислительная сложность построения таблиц маршрутизации в представленных алгоритмах составляет величину  $O(N^2)$  и  $O(N^3)$  соответственно, где  $N$  – число маршрутизаторов или узлов связи в сети [3]. При изменении метрики каналов

связи, отказов узлов или линий связи в соответствии с данными алгоритмами производится полный перерасчет таблиц маршрутизации [4, 5].

Технология быстрой перемаршрутизации в IP-сетях (IP Fast ReRoute, IP FRR) была предложена с целью обеспечения быстрого восстановления сети после сбоя в компьютерных сетях [6], тем самым повышая их надежность. Алгоритмы IP FRR работают на основе принципа резервирования ресурсов, основная идея которого заключается в вычислении состояния сети после отказа того или иного элемента до момента фактического отказа и переводе сети в это состояние в случае ожидаемого сбоя. Недостатками такого решения являются: высокая трудоемкость расчета резервных маршрутов, использование дополнительных ресурсов памяти и загрузка процессора IP-маршрутизатора.

Разработка новых перспективных подходов для решения задачи адаптивной маршрутизации позволяет повысить эффективность функционирования компьютерных сетей за счет уменьшения трудоемкости построения оптимальных маршрутов и обеспечить надежность и быстродействие передачи данных.

### Разработка математической модели

Математическую модель компьютерной сети представим в виде неориентированного взвешенного связного графа  $G = (V, E, W)$ , где  $V$  – множество вершин графа (узлов связи или мар-

шрутизаторов),  $|V| = N$ ,  $E$  – множество ребер графа (каналов связи),  $|E| = M$ ,  $W$  – множество весов ребер (стоимость каналов связи между узлами связи). Пусть основной граф  $G$  компьютерной сети разбит на подграфы (сегменты)  $G_2, G_3, \dots, G_{p+1}$ , где  $p$  – количество сегментов. Подграф  $G_1$  представляет собой минимальный остов графа  $G$ .

В каждом подграфе  $G_y \subseteq G$  множество вершин этого подграфа обозначим через  $V_y$ ,  $|V_y| = N_y$ .

Множество ребер  $E$  графа компьютерной сети  $G$  можно разбить на два подмножества по критерию принадлежности ребер какому-либо сегменту. Пусть  $E_{\bar{Q}}$  – множество межсегментных ребер, а  $E_Q = E_2 \cup E_3 \cup \dots \cup E_{p+1}$  – множество внутрисегментных ребер, то есть  $E_Q \cup E_{\bar{Q}} = E$ , а  $E_Q \cap E_{\bar{Q}} = \emptyset$ . Каждое подмножество  $E_y \subseteq E_Q$  ( $y = 2 \dots p + 1$ , где  $p$  – количество подграфов) представляет собой совокупность ребер, принадлежащих подграфу (сегменту) с номером  $y$ . Для каждого  $E_y \subseteq E_Q$  определено дерево оптимальных маршрутов  $T_y^g \subseteq G_y$ . В свою очередь, множество ребер  $E_y$  подграфа  $G_y$  можно представить совокупностью двух подмножеств:  $E_T^y$  и  $E_R^y$ . Здесь  $E_T^y$ , согласно [3], состоит из ребер дерева  $T_y^g$  подграфа  $G_y$ , а  $E_R^y = E_y \setminus E_T^y$ .

Множество весов ребер  $W$  по аналогии с  $E$  разобьем на подмножества  $W_{\bar{Q}}$  – множество весов ребер  $E_{\bar{Q}}$  и  $W_Q$  – множество весов ребер  $E_Q$  ( $W_Q = W_2 \cup W_3 \cup \dots \cup W_{p+1}$ ). Веса ребер подграфа  $G_y$  обозначим как  $W_y$ .

**Множество ребер дерева  $E_T^y$**  в подграфе  $G_y$  – множество ребер дерева  $T_y^g$  для подграфа  $G_y$ . Для подграфа  $G_y$  мощность дерева будет равняться мощности множества  $V_y$  минус единица  $|E_T^y| = |V_y| - 1$ .

**Множество ребер замены  $E_R^y$**  для дерева в подграфе  $G_y$  – множество ребер подграфа  $G_y$ , не вошедших в дерево  $T_y^g$ . При соответствующих условиях некоторое ребро  $e_{ij}^y \in E_R^y$ , инцидентное вершинам  $v_i \in V_y$  и  $v_j \in V_y$ , может перейти в множество дерева  $E_T^y$ , заменив собой некоторое ребро  $e_{k,p}^y \in E_T^y$ , инцидентное вершинам  $v_i \in V_y$  и  $v_j \in V_y$ . При этом инцидентность ребра  $e_{k,p}^y$  вершинам  $v_i$  и  $v_j$  является обязательным условием. В свою очередь ребро  $e_{ij}^y$  перейдет в множество  $E_T^y$ . Будем называть такие переходы парными переходами в подграфе  $G_y$  и обозначать  $e_{ij}^y - e_{k,p}^y$ .

**Маршрутная степень вершины  $ms_y(v_i)$**  в подграфе  $G_y$  – число неповторяющихся ребер  $e_{ij}^y \in E_y$ , инцидентных вершине  $v_i \in V_y$ , через каждое из которых можно построить маршрут из вершины  $v_i$  в вершину  $v_s \in V_y$ .

**Теорема 1.** Для любого ребра  $e_{ij}^y \in E_T^y$ , инцидентного некоторым вершинам  $v_i \in V_y$  и  $v_j \in V_y$ , маршрутные степени которых больше единицы, при заданной конфигурации подграфа, неизменных весах других ребер существует такое значение веса  $w_{ij}^{y,t}$ , что при  $w_{ij}^y > w_{ij}^{y,t}$  ребро  $e_{ij}^y$  становится ребром замены и переходит в множество  $E_R^y$ .

*Доказательство.* Пусть  $\pi_{i,u}^y$  – текущий оптимальный маршрут в подграфе  $G_y$  и его оценка  $d_i > d_j$ . Для вершины  $v_i \in V_y$ , степень которой больше единицы, следовательно,  $|\Pi^y| > 1$ , среди  $\pi_{i,k}^y \in \Pi^y$  найдется такой оптимальный маршрут  $\pi_{i,p}^y$ , для которого  $e_{ij}^y \notin \pi_{i,p}^y$ . Длина  $\pi_{i,p}^y$ -маршрута составляет  $d_{i,p}$ . Тогда при увеличении веса ребра  $w_{ij}^y$  на величину, большую  $d_{i,p} - d_{i,u}$ , оптимальный маршрут до вершины  $v_i$  изменится на маршрут  $\pi_{i,p}^y$ . То есть при  $w_{ij}^y > w_{ij}^y + (d_{i,p} - d_{i,u})$  ребро  $e_{ij}^y$  становится ребром замены и переходит в множество  $E_R^y$ . В данном случае  $w_{ij}^{y,t} = w_{ij}^y + (d_{i,p} - d_{i,u})$ .

Величину  $w_{ij}^{y,t}$  будем называть **точкой вхождения в дерево** подграфа  $G_y$  для ребра  $e_{ij}^y$ .

**Отношение парного перехода  $r_i$**  – отношение соответствия элемента  $e_{ij}^y$  множества  $E_T^y$  подграфа  $G_y$  элементу  $e_{k,p}^y$  множества  $E_R^y$  подграфа  $G_y$  такое, что при увеличении веса ребра  $e_{ij}^y$  так, что  $w_{ij}^y > w_{ij}^{y,t}$ , имеет место парный переход  $e_{ij}^y - e_{k,p}^y$ .

**Теорема 2.** В подграфе  $G_y$  для любого ребра  $e_{k,p}^y \in E_R^y$ , находящегося в отношении парного перехода с некоторым ребром  $e_{ij}^y \in E_T^y$  с заданной точкой вхождения в дерево  $w_{ij}^{y,t}$  существует такое значение веса  $w_{k,p}^{y,t}$ , что при  $w_{k,p}^y < w_{k,p}^{y,t}$  ребро  $e_{k,p}^y$  становится веткой дерева  $T_y^g$  и переходит в множество  $E_T^y$ .

*Доказательство.* Пусть  $\pi_{i,u}^y$  – текущий оптимальный маршрут в подграфе  $G_y$ , содержащий ребро  $e_{ij}^y$ . Пусть  $\pi_{i,p}^y$  – маршрут в подграфе  $G_y$ , содержащий ребро  $e_{k,p}^y$ . Из доказательства, приведенного выше, следует, что  $d_{i,u} + (w_{ij}^{y,t} - w_{ij}^y) = d_{i,p}$ . То есть  $d_{i,u} = d_{i,p} - (w_{ij}^{y,t} - w_{ij}^y)$ . При  $d_{i,p} < d_{i,u}$  ребро  $e_{k,p}^y$  станет веткой дерева  $T_y^g$  и перейдет в множество  $E_T^y$ . В данном случае  $w_{k,p}^{y,t} = w_{k,p}^y - (w_{ij}^{y,t} - w_{ij}^y)$ .

**Теорема 3.** Для элементов парного отношения  $r_i$ :  $e_{ij}^y \in E_T^y$  и  $e_{k,p}^y \in E_R^y$  при известной точке вхождения в дерево  $w_{ij}^{y,t}$  и  $w_{k,p}^{y,t}$  справедливо, что  $w_{ij}^{y,t} - w_{ij}^y = w_{k,p}^y - w_{k,p}^{y,t}$ .

*Доказательство.* Пусть ребра  $e_{ij}^y$  и  $e_{k,p}^y$  инцидентны некоторой вершине  $v_i \in V_y$ , то есть  $k = i$ . Пусть оптимальный маршрут между  $v_s \in V_y$  и  $v_i \in V_y$ , содержащий ребро  $e_{ij}^y$ , имеет длину  $d_{i,k}$ . Известно, что при увеличении веса ребра  $e_{ij}^y$  до значения, превышающего  $w_{ij}^{y,t}$ , оптимальный маршрут до  $v_i \in V_y$  изменится таким

образом, что будет включать в себя ребро  $e_{k,p}^y$  и иметь длину, равную  $d_{i,l}$ . То есть  $d_{i,l} - d_{i,k} = w_{k,p}^y - w_{k,p}^{y,t}$ .

**Следствие 1.** Если для элементов парного отношения  $r_i$ ,  $e_{ij}^y \in E_T^y$  и  $e_{k,p}^y \in E_R^y$  соответствующих весов  $w_{ij}^y$  и  $w_{k,p}^y$  при известной точке вхождения в дерево  $w_{k,p}^{y,t}$  изменился вес ребра  $e_{ij}^y$  до значения  $w_1$ , то  $w_{k,p}^{y,t} = w_{k,p}^{y,t} + (w_1 - w_{ij}^y)$ .

**Следствие 2.** Если для элементов парного отношения  $r_i$ ,  $e_{ij}^y \in E_T^y$  и  $e_{k,p}^y \in E_R^y$  соответствующих весов  $w_{ij}^y$  и  $w_{k,p}^y$  при известной точке вхождения в дерево  $w_{k,p}^{y,t}$  изменился вес ребра  $e_{k,p}^y$  до значения  $w_2$ , то  $w_{ij}^{y,t} = w_{ij}^{y,t} + (w_2 - w_{k,p}^y)$ .

**Теорема 4.** В подграфе  $G_y$  ребра  $e_{ij}^y \in E_T^y$  и  $e_{k,p}^y \in E_R^y$ , находящиеся в одном отношении  $r_i \in R_y$ , инцидентны одной и той же вершине  $v_i \in V_y$  при условии, что  $v_i$  является листом дерева оптимальных маршрутов  $T_g^y$ .

**Доказательство.** После превышения веса ребра  $e_{ij}^y$ , принадлежащего подграфу  $G_y$ , точки вхождения в дерево, оно будет исключено из дерева и вершина  $v_i$  окажется не связанной со всеми остальными вершинами в дереве. Чтобы в результате в подграфе  $G_y$  получилось дерево  $T_g^y$  с исходным множеством вершин, необходимо в дерево добавить ребро, связывающее вершину  $v_i$  с некоторой вершиной  $v_p$  в дереве. Таким ребром по определению парного отношения является ребро  $e_{k,p}^y \in E_R^y$ . Это ребро будет инцидентно вершине  $v_i$ .

### Разработка алгоритма

На основе сформулированных выше положений предложен алгоритм парных переходов в компьютерных сетях на основе метода маршрутизации по подсетям. Укрупненно алгоритм имеет следующий вид.

**Шаг 1.** Для каждого сегмента  $G_i$  определить веса ребер  $w_{u,k}^i \in W_i$ , где  $u$  и  $k$  – номера вершин, инцидентных ребру  $e_{u,k}^i \in E_i$ .

**Шаг 2.** Для каждого сегмента  $G_i$  сформировать оптимальные маршруты по алгоритму Дейкстры, то есть построить дерево оптимальных маршрутов  $T_g^i \subseteq G_i$ .

**Шаг 3.** В каждом сегменте  $G_i$  для каждой вершины  $v_k \in V_i$  вычислить оценки маршрутов  $d_k$ , которые можно проложить к  $v_k$  через каждое инцидентное ему ребро  $e_{u,k}^i \in E_i$  ( $u = 1..s$ , где  $s$  – число ребер подграфа  $G_i$ , инцидентных вершине  $v_i$ ). Для каждого ребра  $e_{u,k}^i \in E_i$  рассчитать точку вхождения в дерево оптимальных маршрутов  $w_{u,k}^{i,t}$  и точку вхождения в множество ребер замены  $w_{u,k}^{i,s}$ , а также определить отношение парного перехода.

**Шаг 4.** Анализируя полученную используемым протоколом маршрутизации информацию,

определить, произошло ли изменение метрики в компьютерной сети:

- 1) если да, то перейти к шагу 5;
- 2) если нет, то перейти к шагу 4.

**Шаг 5.** Для ребра  $e_{u,k}^i$ , вес которого изменился, найти сегмент  $G_i$  и определить, нужно ли выполнить парный переход:

- 1) если да, то перейти к шагу 6;
- 2) если нет, то перейти к шагу 8.

**Шаг 6.** Произвести парный переход и сформировать новый оптимальный маршрут. Если парный переход повлек за собой дополнительные изменения в дереве оптимальных маршрутов  $T_g^i$ , то перейти к шагу 7, иначе перейти к шагу 8.

**Шаг 7.** Для всех вершин, потенциал которых изменился, переопределить отношение парного перехода, перестроить дерево оптимальных маршрутов.

**Шаг 8.** Передать пакеты по доступным эквивалентным маршрутам.

**Шаг 9.** Выполнить обновление статической информации. Для всех ребер  $e_{u,k}^i \in E_i$ , которых затронули изменения, пересчитать точки вхождения в дерево оптимальных маршрутов и в множество замены.

**Шаг 10.** Перейти к шагу 4.

### Экспериментальные исследования

Для подтверждения правильности предложенного алгоритма разработано программное обеспечение моделирования процессов адаптивной маршрутизации в компьютерных сетях. Приложение разработано на языке программирования C# с использованием платформы .NET Framework 4.5. При разработке основное внимание уделялось корректности предлагаемого алгоритма и размерности решаемой задачи. Исследования работы алгоритма проводились на произвольных частично связанных топологиях компьютерных сетей, предварительно разделенных на сегменты в соответствии с алгоритмом [7]. На рисунках 1 – 3 представлены экспериментальные топологии компьютерных сетей, состоящие из 10, 30 и 50 узлов связи.

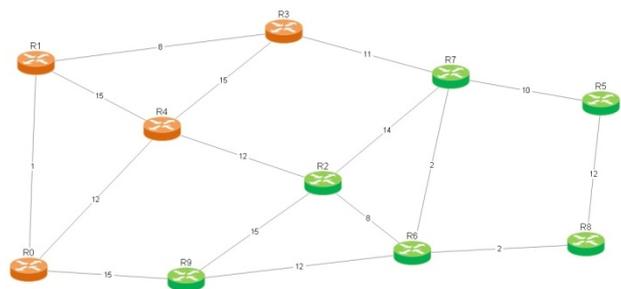


Рисунок 1 – Модель компьютерной сети из 10 узлов связи

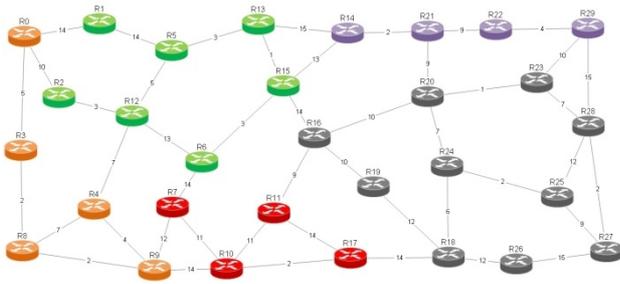


Рисунок 2 – Модель компьютерной сети из 30 узлов связи

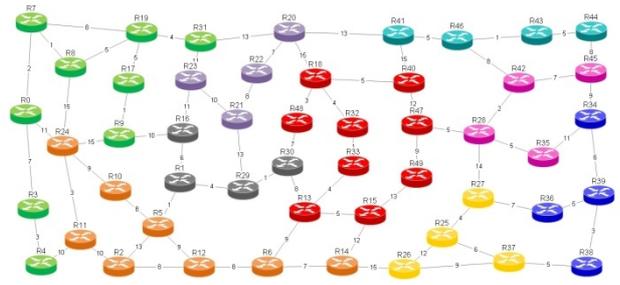


Рисунок 3 – Модель компьютерной сети из 50 узлов связи

Результаты работы алгоритма парных переходов в компьютерных сетях на основе метода маршрутизации по подсетям представлены на рисунках 4 – 8. На приведенных рисунках по оси ординат отложена шкала определяющая число выполненных парных переходов в результате изменения метрики канала связи. По оси абсцисс отложена шкала номеров динамических изменений. Например, рисунок 5 иллюстрирует динамику перестроения дерева оптимальных маршрутов в модели компьютерной сети, состоящей из 30 узлов связи. В соответствии с планом эксперимента в этой сети произошло 30 изменений метрик каналов связи. Максимальное число парных переходов, вызванных изменением метрики, 3, минимальное – 0. Число выполненных парных переходов сильно снижается за счет разделения целой компьютерной сети на подсети в соответствии с алгоритмом, предложенным в работе [7].

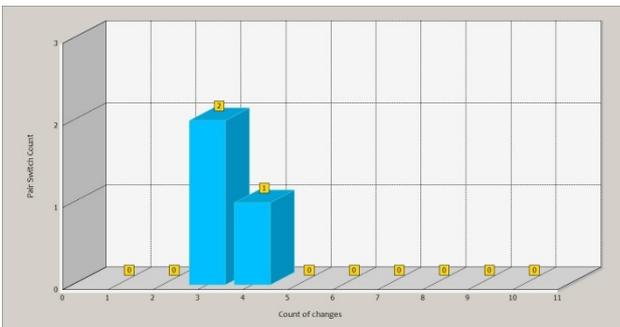


Рисунок 4 – Результат работы алгоритма в компьютерной сети из 10 узлов связи

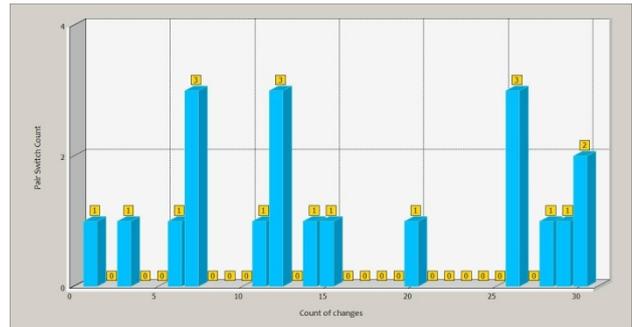


Рисунок 5 – Результат работы алгоритма в компьютерной сети из 30 узлов связи

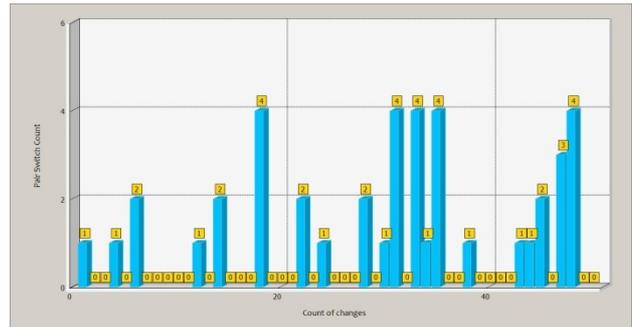


Рисунок 6 – Результат работы алгоритма в компьютерной сети из 50 узлов связи

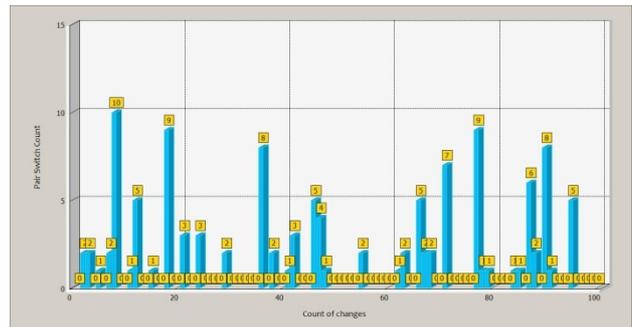


Рисунок 7 – Результат работы алгоритма в компьютерной сети из 100 узлов связи

Как видно из рисунков 4 – 8, не каждое изменение метрики канала связи ведет к перестроению дерева оптимальных маршрутов, что позволяет сэкономить вычислительные ресурсы.

Для подтверждения правильности предложенного алгоритма выполнен сравнительный анализ его эффективности с известными алгоритмами Дейкстры [8] и Ярри [9] на различных топологиях компьютерных сетей. В результате экспериментальных исследований тестировались скорость работы алгоритмов и трудоемкость (количество элементарных операций) пересчета дерева оптимальных маршрутов.

Экспериментальные исследования проводились на топологиях компьютерных сетей, состоящих из 10, 30, 50, 100, 200, 500, 1000, 2000 узлов связи. Результаты моделирования приведены в таблицах 1, 2.

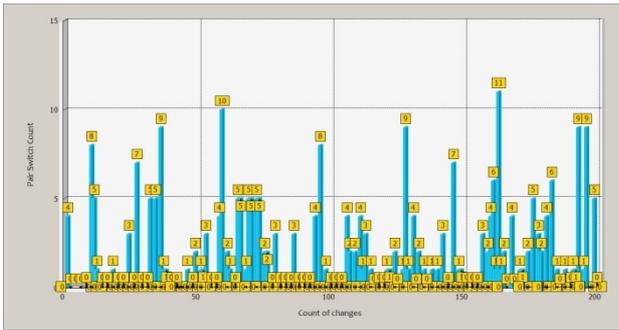


Рисунок 8 – Результат работы алгоритма в компьютерной сети из 200 узлов связи

Из таблицы 1 видно, что при увеличении количества узлов в компьютерной сети трудоемкость алгоритма парных переходов является линейной. Данные таблицы 2 показывают снижение трудоемкости и времени, затрачиваемого на перестроение дерева оптимальных маршрутов за счет использования подсетей в качестве локальных зон перерасчета. Так, при изменении метрики канала связи в сегментированной сети нет смысла пересчитывать все таблицы маршрутизации во всей сети. Достаточно сделать это для узлов, относящихся к той же подсети, что и канал с изменившейся метрикой.

Таблица 1 – Сравнительная оценка работы алгоритмов маршрутизации в целой сети

Алгоритм Дейкстры	Трудоемкость, э. о.	100	900	2500	10000	40000	250000	1000000	4000000
	Время, мс	0.029	0.093	0.190	0.533	1.629	3.078	23.007	49.174
Алгоритм Ярри	Трудоемкость, э. о.	146	1104	2891	10921	42119	256214	1013815	4030403
	Время, мс	0.033	0.120	0.237	0.592	1.784	3.105	25.542	57.831
Алгоритм парных переходов	Трудоемкость, э. о.	<b>10</b>	<b>90</b>	<b>150</b>	<b>400</b>	<b>1000</b>	<b>3500</b>	<b>9000</b>	<b>92000</b>
	Время, мс	<b>0.016</b>	<b>0.046</b>	<b>0.078</b>	<b>0.460</b>	<b>0.155</b>	<b>0.503</b>	<b>10.538</b>	<b>33.631</b>
Количество узлов во всей сети		10	30	50	100	200	500	1000	2000

Таблица 2 – Сравнительная оценка работы алгоритмов маршрутизации в сегментированной сети

Алгоритм Дейкстры	Трудоемкость, э. о.	16	64	81	144	81	529	289	441
	Время, мс	0.017	0.027	0.031	0.048	0.034	0.063	0.059	0.058
Алгоритм Ярри	Трудоемкость, э. о.	27	97	120	203	120	673	385	568
	Время, мс	0.021	0.034	0.039	0.056	0.053	0.070	0.079	0.067
Алгоритм парных переходов	Трудоемкость, э. о.	<b>4</b>	<b>30</b>	<b>18</b>	<b>12</b>	<b>27</b>	<b>92</b>	<b>119</b>	<b>63</b>
	Время, мс	<b>0.010</b>	<b>0.014</b>	<b>0.016</b>	<b>0.022</b>	<b>0.020</b>	<b>0.035</b>	<b>0.036</b>	<b>0.035</b>
Количество узлов в подсети		4	8	9	12	9	23	17	21
Количество узлов во всей сети		10	30	50	100	200	500	1000	2000

### Заключение

На основании предложенной математической модели был разработан алгоритм парных переходов в компьютерных сетях на основе метода маршрутизации по подсетям. Трудоемкость предложенного алгоритма составила величину порядка  $O((k \cdot N_i) / p)$ , где  $k$  – число парных переходов,  $N_i$  – число узлов связи в подсети с номером  $i$ ,  $p$  – число подсетей в компьютерной сети. Сравнительная оценка трудоемкости предложенного алгоритма проводилась с известными аналогами: алгоритмами Дейкстры с вычислительной сложностью  $O(N_i^2) / p$  [10] и Ярри с вычислительной сложностью  $O(M_i \log(N_i) + N_i^2) / p$ , где  $N_i$  – количество узлов связи в подсети  $i$ ,  $M_i$  – количество каналов связи в подсети  $i$ ,  $p$  – коли-

чество подсетей в компьютерной сети. Разработанный алгоритм позволяет повысить быстродействие компьютерных сетей за счет уменьшения трудоемкости построения таблиц маршрутизации в случае динамических изменений в структуре сети и нагрузках на линиях связи. Результаты моделирования подтвердили, что вычислительные затраты разработанного алгоритма в общем случае значительно меньше, чем вычислительные затраты алгоритмов Дейкстры и Ярри.

*Работа выполнена при финансовой поддержке гранта Президента РФ для молодых ученых – кандидатов наук МК-6016.2016.9 и гранта РФФИ № 16-47-620300 p\_a.*

## Библиографический список

1. G. Apostolopoulos, S. Kama, D. Williams, R. Guerin, A. Orda, T. Przygienda. QoS Routing Mechanisms and OSPF Extensions, RFC 2676, August 1999. <http://www.ietf.org/rfc/rfc2676.txt>

2. E. Crawley, R. Nair, B. Rajagopalan, H. Sandick. A Framework for QoS-based Routing in the Internet. RFC 2386, August 1998. <http://www.ietf.org/rfc/rfc2386.txt>

3. Корячко В.П., Перепелкин Д.А. Анализ и проектирование маршрутов передачи данных в корпоративных сетях. М.: Горячая линия – Телеком, 2012. 235 с.

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

5. 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.

6. M. Gjoka, V. Ram, X. Yang. Evaluation of IP Fast Reroute Proposals. IEEE II International Conf. on Communication Systems Software and Middleware 2007. pp. 1-8.

7. Перепелкин Д. А., Цыганов И. Ю. Усовершенствованный алгоритм сегментации структур корпоративных сетей по критерию минимальной стоимости // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2015. № 53. С. 48-57.

8. E. W. Dijkstra. A note on two problems in connexion with graphs. Numer. Math – Springer Science + Business Media, 1959. Vol. 1, iss. 1, pp. 269-271.

9. A. Jarry. Fast reroute path algorithms. Numer. Math – Springer Science + Business Media, February 2013. Vol. 52, iss. 2, pp. 881-888.

10. Перепелкин Д. А. Динамическое формирование трафика корпоративных сетей на основе метода маршрутизации по подсетям // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета. 2015. № 51. С. 35-41.

UDC 004.72:519.2

## PAIRED TRANSITIONS ALGORITHM IN COMPUTER NETWORKS BASED ON SUBNET ROUTING METHOD

D. A. Perepelkin, PhD (technical sciences), associate professor, RSREU, Ryazan; dmitryperpelkin@mail.ru

I. Yu. Tsyganov, master student; RSREU, Ryazan; tsyganov.ilya62@yandex.ru

*An improved paired transitions algorithm in computer networks based on subnet routing method is offered in the article. The aim is development of mathematical model and fast rerouting algorithm allowing to increase the performance of computer networks by reducing the complexity of building a routing table in case of dynamic changes in the structure of network and the load on communication links. Software of simulation of adaptive routing processes in computer networks is developed to confirm correctness of our approach and comparative analysis of effectiveness of the proposed algorithm with known Dijkstra and Jarry algorithms on various topologies of computer networks.*

**Key words:** computer networks, adaptive routing, fast rerouting, paired transitions algorithm, quality of services, network services, topology, segments, subnets, optimal routes tree.

DOI: 10.21667/1995-4565-2016-57-3-56-62

### References

1. G. Apostolopoulos, S. Kama, D. Williams, R. Guerin, A. Orda, T. Przygienda. QoS Routing Mechanisms and OSPF Extensions, RFC 2676, August 1999. <http://www.ietf.org/rfc/rfc2676.txt>

2. E. Crawley, R. Nair, B. Rajagopalan, H. Sandick. A Framework for QoS-based Routing in the Internet. RFC 2386, August 1998. <http://www.ietf.org/rfc/rfc2386.txt>

3. Koryachko V. P., Perepelkin D. A. *Analiz i проектирование маршрутов передачи данных в корпоративных сетях* (Analysis and design of data trans-

mission routes in corporate networks), Moscow, Hot-line Telekom, 2012, 235 p. (in Russian).

4. Perepelkin D. A., Perepelkin A. I. *Algoritm adaptivnoj uskorennoj marshrutizacii v uslovijah dinamicheski izmenjajushhhsja nagruzok na linijah svjazi v korporativnoj seti. Informacionnye tehnologii.* 2011, no. 3, pp. 2-7 (in Russian).

5. Perepelkin D. A. *Dinamicheskoe formirovanie struktury i parametrov linij svjazi korporativnoj seti naosnove dannyh o parnyh perestanovkah marshrutov. Informacionnye tehnologii.* 2014, no. 4, pp. 52-60 (in Russian).

6. **M. Gjoka, V. Ram, X. Yang.** Evaluation of IP Fast Reroute Proposals. IEEE 2nd International Conf. on Communication Systems Software and Middleware 2007. pp. 1-8.

7. **Perepelkin D. A., Tsyganov I. Yu.** Usovershenstvovannyj algoritm segmentacii struktur korporativnyh setej po kriteriju minimal'noj stoimosti. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*. 2015, no. 53, pp. 48-57 (in Russian).

8. **E. W. Dijkstra.** A note on two problems in con-

nexion with graphs. *Numer. Math – Springer Science + Business Media*, 1959. Vol. 1, iss. 1, pp. 269-271.

9. **A. Jarry.** Fast reroute path algorithms. *Numer. Math – Springer Science + Business Media*, February 2013. Vol. 52, iss. 2, pp. 881-888.

10. **Perepelkin D. A.** Dinamicheskoe formirovanie trafika korporativnyh setej na osnove metoda marshrutizacii po podsetjam. *Vestnik Rjazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta*. 2015, no. 51, pp. 35-41 (in Russian).