

УДК 004.72:519.2

РАЗРАБОТКА И ИССЛЕДОВАНИЕ МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ МНОГОПУТЕВОЙ АДАПТИВНОЙ МАРШРУТИЗАЦИИ В СЕТЯХ СВЯЗИ С БАЛАНСИРОВКОЙ НАГРУЗКИ

В. П. Корячко, заведующий кафедрой САПР ВС РГРТУ, д.т.н.; koryachko.v.p@rsreu.ru

Д. А. Перепелкин, директор научно-образовательного центра инновационных сетевых и облачных технологий РГРТУ, к.т.н.; dmitryperpelkin@mail.ru

Предложены математическая модель, алгоритм и программное обеспечение динамического формирования трафика в телекоммуникационных сетях с балансировкой нагрузки, позволяющие повысить эффективность процессов маршрутизации в условиях динамических изменений параметров линий связи за счет использования дополнительной информации о парных перестановках маршрутов.

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

Введение. Развитие современных телекоммуникационных сетей сопровождается непрерывной сменой сетевых технологий, направленных на повышение быстродействия и надежности сетей, возможностей интегрированной передачи данных (ПД), голоса и видеоинформации. 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 качества обслуживания (Quality of Service, QoS) запросов различных сетевых приложений и отдельных пользователей необходимо использовать эффективные модели и алгоритмы адаптивной маршрутизации, которые непосредственно влияют на значения ключевых QoS-параметров и показателей: средней задержки передачи, джиттера, скорости передачи и отклонения от длины оптимального маршрута. В связи с этим особое внимание уделяется внедрению и поддержке решений многопутевой стратегии маршрутизации, использованию композитных метрик линий связи, максимально учитывающих различные QoS-показатели, а также обеспечению масштабируемости маршрутных решений, т.е. способности сохранять 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 многопутевой адаптивной маршрутизации позволяет повысить эффективность функционирования телекоммуникационных сетей с балансировкой нагрузки за счет уменьшения трудоемкости построения оптимальных маршрутов и обеспечить надежность и быстродействие ПД.

Постановка задачи. Выбор маршрутов в узлах связи телекоммуникационной системы производится в соответствии с реализуемым алгоритмом маршрутизации. Сегодня наибольшее распространение получили алгоритмы адап-

тивной маршрутизации, обеспечивающие автоматическое обновление таблиц маршрутизации после изменения конфигурации сети. Используя протоколы адаптивных алгоритмов, маршрутизаторы могут собирать информацию о топологии связей в сети и оперативно реагировать на все изменения конфигурации связей.

Анализ применяемых в современных корпоративных сетях алгоритмов адаптивной маршрутизации показывает, что для построения таблиц маршрутизации в основном используются два известных алгоритма: Беллмана–Форда с трудоемкостью порядка $O(N^3)$ и Дейкстры с трудоемкостью $O(N^2)$, где N — число маршрутизаторов в корпоративной сети [1, 2].

Применение этих алгоритмов в условиях динамического формирования структуры и параметров линий связи при построении дерева оптимальных маршрутов в современных корпоративных сетях неэффективно из-за высокой трудоемкости поиска оптимальных маршрутов и необходимости полного пересчета таблиц маршрутизации.

В последнее время развитие технологии программно-конфигурируемых сетей [3–5] позволяет формулировать различные задачи оптимальной маршрутизации и балансировки сетевого трафика [6, 7]. Научные исследования ведутся по развитию технологии программно-конфигурируемых сетей с применением стратегии многопутевой маршрутизации. Так, в [8–10] предложена потоковая модель многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки на основе теории GERT-сетей. В [11, 12] приведена потоковая модель многопутевой маршрутизации с балансировкой нагрузки с учетом критерия минимальной средней многопутевой задержки передачи и критерия равенства нулю контурных задержек пакетов для каждого типа трафика по отдельности.

В [13, 14] разработан алгоритм парных переходов, позволяющий за счет сбора дополнительной информации учесть возможные изменения параметров линий связи корпоративной сети и не производить 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 [15–17] на основе алгоритма парных переходов предложены эффективные алгоритмы адаптивной ускоренной маршрутизации при динамическом подключении узлов и линий связи корпоративной сети, которые также позволили снизить трудоемкость построения оптимальных маршрутов ПД до значения $O(kN)$. Недостатком предложенных алгоритмов является то, что при динамических изменениях параметров линий связи в структуре корпоративной сети после каждого парного перехода для определения оптимального маршрута до других узлов сети необходимо рассчитывать дополнительную информацию.

В [18–23] предложен алгоритм парных перестановок маршрутов при динамических изменениях структуры и параметров линий связи корпоративной сети, что позволило снизить трудоемкость построения оптимальных маршрутов ПД до значения $O(N)$.

Разработка новых, более эффективных моделей и алгоритмов многопутевой адаптивной маршрутизации с балансировкой нагрузки при динамическом формировании параметров линий связи телекоммуникационной сети на основе данных о парных перестановках маршрутов позволяет повысить QoS сетевого трафика, надежность и быстродействие ПД, а также уменьшить трудоемкость построения таблиц маршрутизации до значения $O(N)$.

Математическая модель многопутевой адаптивной маршрутизации с балансировкой нагрузки. В общем случае для решения задачи многопутевой маршрутизации 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 в таком случае задача поиска оптимальных маршрутов лишена смысла.

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.

Обозначим $w_{i,j}$ — маршрутную метрику канала, соединяющего узлы v_i и v_j . Узел v_i располагается ниже по иерархии в дереве оптимальных маршрутов относительно v_j . 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. $V_R \cup V_T = V$, $V_R \cap V_T = \emptyset$.

Будем называть R_k совокупностью подмножества $V^{(V_k)} \subseteq V$ узлов, через которые проходит оптимальный маршрут до узла v_k из исходного узла v_s , и подмножества $E^{(V_k)} \subseteq E$ 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 Π_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 Π_i задан селектор H , возвращающий оптимальный маршрут из множества Π_i . В том случае, если существуют несколько маршрутов в Π_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 сопоставим 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_i оптимального маршрута π_i между маршрутизатором-источником и маршрутизатором-получателем пакетов данных z -го трафика определим по выражению:

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

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

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

где w_{ij}^k — маршрутная метрика канала связи (соединяет узлы с номерами i и j), входящего в маршрут с номером k к 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:

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

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

$$y_{k,t} = \frac{p_{k,t}}{P_t}, \quad \text{где } p_{k,t} = \frac{D_t}{d_{k,t}};$$

$$P_t = \sum_{k=1}^K p_{k,t} \quad \text{для всех } k \in K. \quad (5)$$

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

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

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

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

где $w_{i,j}$ — маршрутная метрика канала связи; $c_{i,j}$ — максимально-допустимая нагрузка канала связи; α — 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 выражение:

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

Во втором случае вычисляется средняя задержка пакетов $\tau(\pi_k)$ вдоль маршрута π_k из множества маршрутов $\Pi = \{\pi_1; \pi_2; \dots; \pi_k; \dots; \pi_K\}$, где K — количество 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. разницу в значениях средних задержек пакетов вдоль разных маршрутов, найдем с помощью формулы:

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

Алгоритм многопутевой адаптивной маршрутизации с балансировкой нагрузки. Для подтверждения правильности предложенной математической модели были сформулированы и доказаны теоремы, а также разработан алгоритм многопутевой адаптивной маршрутизации с балансировкой нагрузки в условиях динамических изменений параметров линий связи на основе данных о парных перестановках маршрутов. Укрупненно алгоритм имеет следующий вид.

Шаг 1. Для узла связи, являющегося листом дерева, произвести поиск всех парных переходов без ограничений. Эти списки для удобства дальнейшей работы привязать к узлу, инцидентному рассматриваемому каналу и расположенному ниже по иерархии.

Шаг 2. Если узел связи не является листом дерева, то вычислить парные переходы для этого узла и выбрать лучшие значения потенциалов парных переходов для потомков узла и собственных парных переходов. Подобную процедуру выполнить для формирования списков парных переходов в случае увеличения или уменьшения маршрутной метрики канала связи.

Шаг 3. Для каждого узла связи сформировать полный список парных переходов. Число элементов в каждом списке не должно превышать количества узлов связи в сети. Такое решение позволяет отказаться от предварительной сортировки потенциалов или приращений для парных переходов без значительного усложнения алгоритма обработки изменения.

Шаг 4. Для каждого узла связи сформировать полный список возможных маршрутов, проходящих через каналы, которые состоят в отношении парного перехода, включая каналы, входящие в дерево оптимальных маршрутов.

Шаг 5. В телекоммуникационной сети определить маршрутизатор-источник и маршрутизатор-получатель пакетов z -го трафика.

Шаг 6. Вычислить суммарную маршрутную метрику всех имеющихся маршрутов между маршрутизатором-источником и маршрутизатором-получателем и долю информации, проходящей по каждому из маршрутов.

Шаг 7. Анализируя полученную протоколом маршрутизации информацию, определить, произошло ли изменение маршрутной метрики каналов связи в телекоммуникационной сети:

- а) если да — перейти к шагу 8;
- б) иначе — к шагу 10.

Шаг 8. С помощью списка парных переходов определить, требуется ли сделать парный переход:

- а) если да — перейти к шагу 9;
- б) иначе — к шагу 10.

Шаг 9. Для каждого узла связи, у которого в список возможных маршрутов входит канал с изменившейся метрикой, определить маршрут минимальной длины и поместить его в дерево оптимальных маршрутов, тем самым, построив

новое дерево оптимальных маршрутов и список маршрутов замены на графе телекоммуникационной сети.

Шаг 10. Используя полученную информацию о функционирующем трафике в сети, определить, требуется ли выполнять балансировку нагрузки по всем сформированным маршрутам:

- если да — перейти к шагу 11;
- иначе — к шагу 15.

Шаг 11. Определить, надо ли выполнять оптимизацию процесса балансировки нагрузки:

- если да — перейти к шагу 12;
- иначе — к шагу 13.

Шаг 12. Определить по каждому из маршрутов наиболее загруженные каналы связи и выполнить оптимизацию балансировки нагрузки в соответствии со списком парных переходов для каждого узла связи.

Шаг 13. Для обеспечения требуемого QoS в сети выполнить расчеты допустимого отклонения от длины оптимального маршрута и оценки джиттера пакетов, вызванного применением стратегии многопутевой маршрутизации, тем самым, отбросив маршруты, не соответствующие требованию по качеству.

Шаг 14. а) передать пакеты z-трафика по всем сформированным маршрутам;

- установить флаг передачи и перейти к шагу 16.

Шаг 15. а) передать пакеты по доступному оптимальному маршруту;

- установить флаг передачи.

Шаг 16. Пересчитать точки вхождения в дерево и пересформировать список маршрутов для каждого изменившегося узла связи.

Шаг 17. Перейти к шагу 5.

Экспериментальная часть. Для подтверждения правильности алгоритма многопутевой адаптивной маршрутизации в телекоммуникационных сетях с балансировкой нагрузки в условиях динамических изменений параметров линий связи, разработано программное обеспечение моделирования процессов маршрутизации.

Экспериментальные исследования проводились в двух режимах: с помощью композитных метрик линий связи в соответствии с используемым протоколом маршрутизации (OSPF и EIGRP) и значений средних задержек передачи на линиях связи. При разработке основное внимание уделялось корректности предлагаемого алгоритма и размерности решаемой задачи.

Для каждого испытания на множестве обработанных изменений выбирали минимальное, максимальное и среднее значения размерности задачи, выраженные через количество узлов связи, для которых необходим поиск оптимальных маршрутов. Для каждого эксперимента были найдены значения оценок математического ожидания и среднего квадратичного отклонения числа изменений. Для алгоритма многопутевой адаптивной маршрутизации определяли число фактически выполненных перестановок маршрутов при динамических изменениях параметров линий связи в телекоммуникационной сети.

На рис. 1–3 представлены результаты моделирования алгоритма многопутевой адаптивной маршрутизации при решении задачи балансировки трафика.

Были проведены исследования графовых моделей телекоммуникационных сетей, состоящих из 10, 100 и 200 узлов связи. Анализ разработанного алгоритма показал, что максимальное число изменений существенно меньше размерности для каждой из рассмотренных моделей сети, а оценка

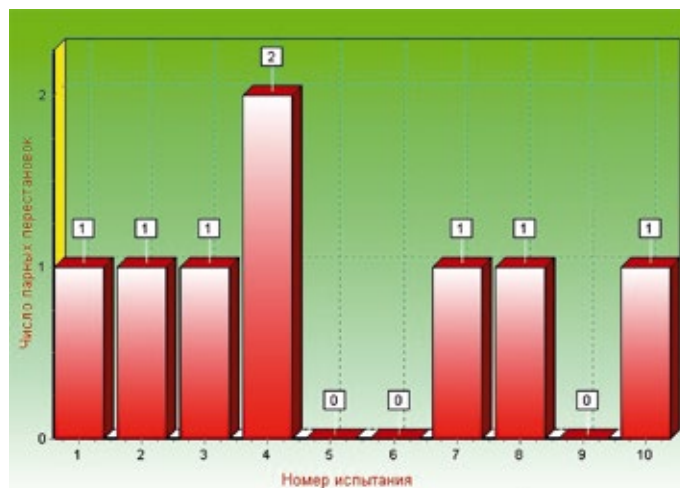


Рис. 1. Число изменений телекоммуникационной сети из 10 узлов

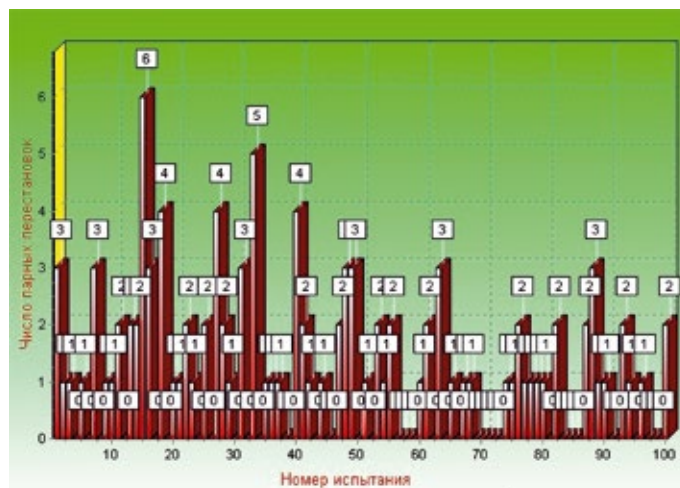


Рис. 2. Число изменений телекоммуникационной сети из 100 узлов

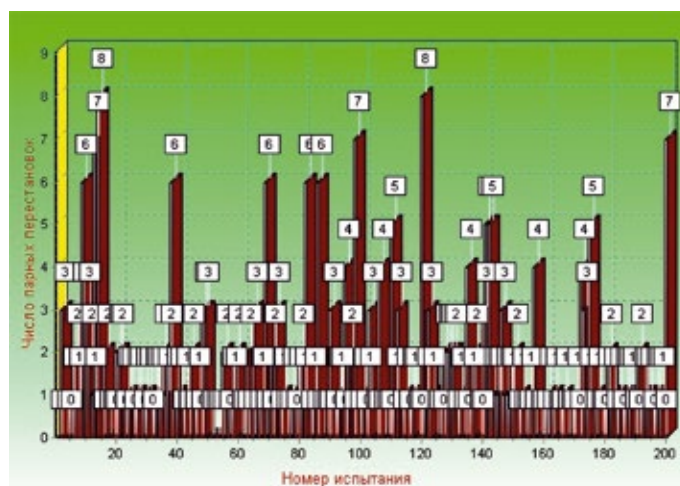


Рис. 3. Число изменений телекоммуникационной сети из 200 узлов

математического ожидания не превышает единицы. Более того, обнаружена тенденция уменьшения оценки математического ожидания числа изменений дерева оптимальных маршрутов с увеличением количества узлов связи в сети.

В таблице для различного числа узлов связи (N) графа телекоммуникационной сети приведены обобщенные

статистические характеристики числа изменений дерева маршрутов: минимальные (Min) и максимальные (Max) значения, оценки математического ожидания (МО) и средние квадратичные отклонения (СКО).

Результаты моделирования алгоритма многопутевой адаптивной маршрутизации при решении задачи балансировки трафика

N	Min	Max	МО	СКО
10	0	0,2	0,08	0,0410
100	0	0,06	0,0109	0,0104
200	0	0,04	0,0064	0,0075

При динамическом изменении параметров линий связи для выполнения процесса балансировки трафика разработанный алгоритм позволяет перестраивать не полностью таблицу маршрутизации, а только ту ее часть, в которой произошли изменения. Для этого необходимо один раз просмотреть списки оптимальных маршрутов и маршрутов их замены только для тех узлов связи, оценки длин которых изменились. На основе предварительно собранной информации о списках маршрутов следует провести изменения необходимые для вычисления новых оптимальных маршрутов. При этом трудоемкость изменения дерева оптимальных маршрутов является линейной функцией от числа узлов сети и определяется выражением $O(N)$. После нахождения оптимальных маршрутов и маршрутов их замены для каждого узла связи выполняется балансировка нагрузки в соответствии с требуемым QoS.

Заключение. Разработанные математическая модель и алгоритм многопутевой адаптивной маршрутизации позволяют повысить качество обслуживания пользователей приложений и различных типов трафика в телекоммуникационных сетях с балансировкой нагрузки в условиях динамических изменений параметров линий связи за счет использования дополнительной информации о парных перестановках маршрутов.

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

ЛИТЕРАТУРА

- Олифер В. Г., Олифер Н. А. Основы компьютерных сетей. — СПб.: Питер, 2009. — 352 с.
- Корячко В. П., Перепелкин Д. А. Анализ и проектирование маршрутов передачи данных в корпоративных сетях. — М.: Горячая линия — Телеком, 2012. — 235 с.
- McKeown N., Anderson T., Balakrishnan H. et al. Openflow: Enabling Innovation in Campus Networks // ACM SIGCOMM Computer Communication Review. — 2008. — Vol. 38, № 2. — P. 69–74.
- Смелянский Р. Л. Программно-конфигурируемые сети // Открытые системы. СУБД. — 2012. — № 9. — С. 18.
- Ефимушкин В. А., Ледовских Т. В., Корабельников Д. М., Языков Д. Н. Сравнительный анализ архитектур и протоколов программно-конфигурируемых сетей // Электросвязь. — 2014. — № 8. — С. 9–14.
- 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.
- Никольцев Е. В., Паяин С. В., Плужник Е. В. Динамическое управление трафиком программно-конфигурируемых сетей в облачной инфраструктуре // Вестник РГРТУ. — 2013. — № 3 (45). — С. 54–57.
- Шибанов А. П., Корячко В. П., Ижванов Ю. Л. Моделирование агрегированного телекоммуникационного канала с технологией открытых потоков // Радиотехника. — 2012. — № 3. — С. 109–112.
- Ижванов Ю. Л., Корячко В. П., Шибанов А. П. и др. Оптимизация сетей с дозированной балансировкой нагрузки и пиринговыми каналами // Вестник РГРТУ. — 2013. — № 1 (43). — С. 67–74.
- Корячко В. П., Лукьянов О. В., Шибанов А. П. Нахождение скрытого параллелизма протоколов для улучшения характеристик сети передачи данных полигонного измерительного комплекса // Вестник РГРТУ. — 2014. — № 47. — С. 68–75.
- Лемешко А. В., Вавенко Т. В. Усовершенствование потоковой модели многопутевой маршрутизации на основе балансировки нагрузки // Проблемы телекоммуникаций. — 2012. — № 1 (6). — С. 12–29.
- Лемешко А. В., Вавенко Т. В. Разработка и исследование потоковой модели адаптивной маршрутизации в программно-конфигурируемых сетях с балансировкой нагрузки // Доклады Томского государственного университета систем управления и радиоэлектроники. — 2013. — № 3 (29). — С. 100–108.
- Уваров Д. В., Перепелкин А. И. Алгоритм динамической маршрутизации в вычислительной сети // Вестник РГРТУ. — 2003. — № 12. — С. 77–80.
- 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.
- Перепелкин Д. А., Перепелкин А. И. Разработка алгоритмов адаптивной маршрутизации в корпоративных вычислительных сетях // Вестник РГРТУ. — 2006. — № 19. — С. 114–116.
- Перепелкин Д. А. Алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола OSPF при динамическом добавлении элементов корпоративной сети // Вестник РГРТУ. — 2010. — № 34. — С. 65–71.
- Перепелкин Д. А. Алгоритм адаптивной ускоренной маршрутизации на базе протокола OSPF при динамическом отказе элементов корпоративной сети // Вестник РГРТУ. — 2011. — № 37. — С. 53–58.
- 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.
- 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 РГРТУ. — 2010. — № 33. — С. 49–55.
- 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.
- Перепелкин Д. А. Алгоритм парных перестановок маршрутов на базе протокола OSPF при динамическом подключении узлов и линий связи корпоративной сети // Вестник РГРТУ. — 2013. — № 4–1 (46). — С. 67–75.
- Перепелкин Д. А. Алгоритм парных перестановок маршрутов на базе протокола OSPF при динамическом отказе узлов и линий связи корпоративной сети // Вестник РГРТУ. — 2014. — № 47. — С. 84–91.
- 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.

Получено 06.11.14