

Формирование таблиц маршрутизации при динамическом управлении ресурсами сети связи

Д. Б. Кинебаева, О. Г. Шерстнева

В статье рассматривается математический алгоритм формирования таблиц маршрутизации с учётом максимальных значений средних интенсивностей потоков данных, передаваемых по маршрутам, и возможностью динамического управления сетью. Для разработанного алгоритма в качестве базового может быть использован алгоритм формирования таблиц маршрутизации и представления маршрутной информации в узлах сети протокола маршрутизации OSPF.

Ключевые слова: маршрутизация, мультисервисные сети, динамическое управление, оптимизация, таблица маршрутизации, критерий оптимальности, коммутация.

1. Введение

Анализ последних публикаций, посвящённых вопросам маршрутизации информационных потоков, показывает, что в настоящее время в сетях передачи данных, к которым относятся также и мультисервисные сети, используются различные методы маршрутизации, обеспечивающие динамическое управление потоками информации, циркулирующей в ней. Накопилось достаточно большое количество алгоритмов маршрутизации, и вопросы применения того или иного алгоритма в коммутационных сетях широко обсуждаются. Однако в настоящее время наблюдается развитие и корпоративных сетей связи, сетей передачи данных, где также одной из важнейших задач является задача улучшения качества управления отдельными расположенными объектами вследствие возрастания полноты информации о текущем состоянии каналов и трактов между ними и сетями связи общего пользования. Одним из недостатков, выявленных при анализе процесса передачи и распределения информационных потоков в сетях передачи данных, является неэффективное использование пропускных способностей каналов связи. Кроме того, в условиях постоянного увеличения объёмов информации, циркулирующей между различными объектами сетей, достаточно остро стоит проблема рационального распределения информационных потоков в сети передачи данных и обеспечения оперативного обмена информацией в ней.

2. Особенности решения задач оптимизации

При решении задач оптимизации маршрутизации основное внимание уделяется адаптивной маршрутизации, при которой достигается наиболее эффективное использование ресурсов сети. План распределения информации изменяется в соответствии с изменяющимися условиями работы сети (перегрузками на отдельных направлениях или участках сети, повреждениями каналов или их пучков, повреждениями узлов коммутации и т.д.). В этом и состоит

суть динамического распределения потоков информации или динамического управления сетями связи. Оптимизация маршрутизации может производиться как по общесетевым, так и локальным критериям. К первым относятся средняя задержка при передаче сообщений (пакетов) по сети и средняя вероятность своевременной доставки в сетях с коммутацией пакетов, интегральные потери в сетях с коммутацией каналов, максимально допустимые значения длины или стоимости пути и др. Локальными критериями могут быть задержка при передаче между группой (парой) абонентов, вероятности потерь на отдельных направлениях связи и др.

В общем случае критерий оптимальности в алгоритмах с динамическим управлением неоднозначен. Предпочтение следует отдавать критериям, связанным с коэффициентом использования пропускной способности трактов сети. Это означает, что оптимальным считаются такие решения по маршрутизации и управлению потоками, которые при выполнении требований к характеристикам доставки информации позволяют максимально использовать пропускную способность трактов сети, или получить максимальное значение коэффициента использования пропускной способности.

Для расчёта маршрутов и составления эффективных таблиц маршрутизации при всех типах маршрутизации применяются два основных класса алгоритмов:

- алгоритмы определения кратчайшего пути, которые обеспечивают для заданной пары источник – адресат выбор оптимального по заданному критерию (кратчайшего) пути;
- алгоритмы вероятностного (альтернативного) выбора возможных маршрутов для заданной пары источник – адресат, минимизирующих (максимизирующих) выбранный критерий оптимальности маршрутизации в целом по сети с учетом средней нагрузки, поступающей в сеть, между всеми парами источник – адресат. В этом случае для заданной пары определяется множество маршрутов с вероятностями их выбора.

Однако в перечисленных алгоритмах при формировании таблиц маршрутизации не учитываются значения интенсивности потоков данных, передаваемых по маршрутам, и не обеспечивается адаптация длины пакета к изменяющимся характеристикам каналов связи. Кроме этого, названные методы маршрутизации не позволяют достичь рационального распределения информационных потоков с точки зрения минимизации средней задержки пакета данных в корпоративных сетях передачи данных (КСПД) и осуществлять оценку допустимости распределения информационных потоков в КСПД. Такая оценка необходима для проведения перераспределения потоков данных по маршрутам в случае возникновения отказа одного из элементов сети.

В связи с этим актуальной становится задача разработки метода формирования таблиц маршрутизации и перераспределения потоков информации по маршрутам, который позволит:

- минимизировать среднюю задержку пакета данных в КСПД;
- учесть при формировании таблиц маршрутизации максимальные значения интенсивностей потоков данных, передаваемых по маршрутам;
- обеспечить адаптацию длины пакета к изменяющимся характеристикам каналов связи, таким как вероятность искажения одного бита передачи данных.

3. Метод формирования таблиц маршрутизации

В качестве исходных данных для формирования таблиц маршрутизации рассматривается КСПД, интерпретируемая неориентированным графом

$$S = (Y, W, p_w), \quad (1)$$

где Y – множество вершин графа; $y_i \in Y$ вершины графа S , находящихся в изоморфизме с узлами КСПД, $h_{y_i} = |Y|$ – их число; $W = \langle X_x Y \rangle$ множество рёбер графа S ; ребро

$w_{a,i} \in W$ определено в графе S между y_a и y_i , если между соответствующими узлами имеется канал связи; $p_w: W \rightarrow N_+$ – весовая функция, определяющая каждому каналу связи $w_{a,i} \in W$ пропускную способность $p_{w_{a,i}}$.

В виде семейства M задан перечень маршрутов передачи данных в графе S , полученный как результат выполнения задачи распределения информационных потоков. Каждый маршрут $m_a^j \in M, 1 \leq j \leq h_r, 1 \leq a \leq h_m$, задан тройкой $(W_{m_a}^j, Y_{v_a}^j, c_{m_a}^j)$. Принятые обозначения:

h_r – число информационных потоков между множеством узлов в КСПД;

h_m – число маршрутов для передачи j -го потока в распределении γ ;

$W_{m_a}^j$ – последовательность рёбер графа S , составляющих маршрут;

$Y_{v_a}^j$ – содержит имя $y_{v_{a1}}^j$ начальной вершины графа S , в которой начинается маршрут и имя $y_{v_{a2}}^j$ – вершины, в которой заканчивается маршрут;

$c_{m_a}^j$ – максимальное значение средней интенсивности передаваемого по маршруту потока.

Далее последовательно рассматриваются вершины множества Y .

Для каждой из них формируется таблица маршрутизации. Пусть на очередной итерации выбрана вершина $x \in Y$. В соответствии с графом S имеется множество W_x инцидентных ей рёбер. Из семейства маршрутов M формируем семейство таких маршрутов M_x , которые проходят через вершину x , т.е. для которых $W_{m_a}^j$ и $W_x \neq 0$. Для каждого маршрута $m_x^j \in M_x$ формируем упорядоченное множество вершин $Y_x^j = Y_{v_a}^j / \{x\}$.

Если множество $Y_x^j = (y_{x1}^j, y_{x2}^j)$ включает две вершины, то это значит, что для данного маршрута вершина x является транзитной. Если множество $Y_x^j = (y_{x1}^j)$ состоит из одной вершины, то x является начальной либо конечной вершиной маршрута. В результате имеем семейство маршрутов M_x , где каждый маршрут m_x^j задан четвёркой $(W_m^j, Y_v^j, Y_x^j, c_m^j)$. На базе семейства M_x формируется множество M_m .

Далее последовательно анализируются маршруты семейства M_x . Предположим, что будет выбран маршрут m_x^j с параметрами $\langle W_m^j, Y_v^j, Y_x^j, c_m^j \rangle$. Если множество Y_x^j включает имя только одной вершины, т.е. $|Y_x^j| = 1$, то формируется тройка параметров $Y_x^j = (y_{x1}^j, w_{x1}^j, c_{x1}^j)$, где y_{x1}^j – имя вершины множества Y_x^j ; $w_{x1}^j = W_m^j$ и W_x – ребро, инцидентное вершине x ; $c_{x1}^j = c_m^j$ – максимальное значение средней интенсивности потока данных по ребру w_{x1}^j к адресу y_{x1}^j .

Тройка $\langle y_{x1}^j, w_{x1}^j, c_{x1}^j \rangle$ составляет элемент $m_m^j \in M_m$. Если $|Y_x^j| = 2$, т.е. множество Y_x^j включает имя двух вершин, то формируются две тройки, $\langle y_{x1}^j, w_{x1}^j, c_{x1}^j \rangle$ и $\langle y_{x2}^j, w_{x2}^j, c_{x2}^j \rangle$, каждая из которых включена во множество M_m . Здесь y_{x1}^j и y_{x2}^j – первый и второй параметры упорядоченного множества Y_x^j . Параметры w_{x1}^j и w_{x2}^j – первый и второй параметры упорядоченного множества $w_x^j = W_m^j$ и W_x . Величины c_{x1}^j и c_{x2}^j выбираем из четвёрки $(W_m^j, Y_v^j, Y_x^j, c_m^j)$, где $c_{x1}^j = c_{x2}^j = c_m^j$. После того как будут проанализированы все маршруты семейства M_x , получим множество M_m , где каждый элемент $m_m^j \in M_m$ определяет для вершины x имя адресата y_x^j , номер ребра w_x^j , по которому надо направить поток интенсивностью c_x^j .

В соответствии с множеством M_m формируется таблица маршрутизации для центров коммутации пакетов (ЦКП), т.е. определяются направления передачи данных по каждому адресату корпоративной сети передачи данных (графа S). Для этого последовательно рассматриваются возможные адреса множества $Y \setminus \{x\}$. Например узел $b \in Y \setminus \{x\}$. Для вершины b в соответствии с множеством M_m определяются все возможные направления и интенсивности потоков данных по ним, т.е. из M_m выбирается множество $M_m(b)$ всех таких элементов $\langle y_x^j, w_x^j, c_x^j \rangle$, для которых $y_x^j = b$. Во множестве $M_m(b)$ элементы $m_m^j(b) = (b, w_x^j(b), c_x^j(b))$ и $m_m^{j+1}(b) = (b, w_x^{j+1}(b), c_x^{j+1}(b))$, для которых $w_x^j(b) = w_x^{j+1}(b)$, объединяются в один элемент $m_m^j(b) = (b, w_x^j(b), c_x^j(b))$, где $c_x^j(b) = c_x^{j+1}(b)$.

Для упрощения организации таблиц маршрутизации при реализации протокола сетевого уровня предположим, что в каждом центре коммутации пакетов в один адрес может быть направлено не более двух направлений передачи данных, т.е. в конечном виде множество $M_m(b)$ может состоять не более чем из двух элементов. Если множество $M_m(b)$ состоит более чем из двух элементов, то необходимо оставить два наиболее загруженных направления, а потоки остальных направлений передачи данных перераспределить пропорционально значениям суммарных интенсивностей потоков данных выбранных направлений.

Пусть в $M_m(b)$ выбраны два направления передачи данных, т.е. элементы $m_m^1(b) = (b, w_x^1(b), c_x^1(b))$ и $m_m^2(b) = (b, w_x^2(b), c_x^2(b))$. Суммарная интенсивность потоков $c_x(b)$ оставшихся направлений передачи данных осуществляется по адресу b в узле x . Тогда можно записать:

$$m_m^1(b) = (b, w_x^1(b), c_x^1(b)); \quad (2)$$

$$m_m^2(b) = (b, w_x^2(b), c_x^2(b)), \quad (3)$$

$$\text{где } c_x^1(b) = c_x^1(b) + \frac{c_x^1 c_x(b)}{c_x^1(b) + c_x^2(b)};$$

$$c_x^2(b) = c_x^2(b) + \frac{c_x^2 c_x(b)}{c_x^1(b) + c_x^2(b)}.$$

Для вершины x окончательно получим таблицу маршрутизации, представленную множеством $M_m = \{M_m(1), M_m(2), \dots, M_m(h_y)\}$, где для всех возможных адресатов множества Y указано направление передачи (номер канала связи) и максимальное значение средней интенсивности передаваемого потока данных. Если в один адрес имеется два направления передачи данных (w_x^1 и w_x^2), то в таблице маршрутизации задаётся соотношение интенсивностей передачи пакетов данных по направлениям, определённое по модулю 10.

Пусть по направлению w_x^1 передаётся поток данных с интенсивностью c_x^1 , а по w_x^2 – поток данных с интенсивностью c_x^2 . Тогда соотношение интенсивностей передачи пакетов данных по направлениям будет установлено в соответствии с такими выражениями:

$$\text{по каналу } w_x^1 \quad c_x^1 = \left\lfloor \frac{c_x^{1^0}}{c_x^{1^0} + c_x^{2^0}} \right\rfloor; \quad (4)$$

$$\text{по каналу } w_x^2 \quad c_x^2 = 10 - c_x^1, \quad (5)$$

где $\lfloor c_x \rfloor$ – целое число, ближайшее к значению c_x .

Параметры c_x^1 и c_x^2 означают, что из очередных поступающих к адресату десяти пакетов первые c_x^1 пакетов будут направлены по каналу w_x^1 , а следующие c_x^2 – по каналу w_x^2 . Это

связано с поблочной передачей пакетов данных по каналам связи, при этом максимальная длина блока не должна превышать 10 пакетов.

Для разработанного метода в качестве базового может быть использован алгоритм формирования таблиц маршрутизации и представления маршрутной информации в узлах сети протокола маршрутизации OSPF, который является современной реализацией протокола состояния канала, базирующегося на алгоритме поиска наикратчайшего пути и обладающего многими особенностями, ориентированными на применение в больших корпоративных сетях передачи данных (КСПД).

4. Заключение

Предлагаемый метод формирования таблиц маршрутизации позволяет объединить свойства *динамической* и *статистической* маршрутизации, что обеспечивает уменьшение служебных потоков данных в результате сокращения частоты корректировки таблиц маршрутизации.

При динамической маршрутизации следует учитывать максимальные значения интенсивности передаваемых потоков данных при формировании таблиц маршрутизации, перераспределении потоков данных в случае изменения состояния сети передачи данных. При статистической маршрутизации учитывается малая динамичность изменения таблиц маршрутизации за счёт минимизации влияния текущего трафика на изменение состояния каналов передачи данных и назначения двух независимых маршрутов между каждой парой узлов в сети передачи данных.

Литература

1. Шварц М. Сети связи: протоколы, моделирование и анализ: в 2-х частях. Ч. I, II. – М.: Наука, 1992.
2. Уолтрэнд Дж. Телекоммуникационные и компьютерные сети. – М.: Постмаркет, 2001. – 480с.
3. Пятибратов А.П., Гудылко Л.П., Кириченко А.А. Вычислительные системы, сети и телекоммуникации/ Под ред. А.П. Пятибратова. – М.: Финансы и статистика, 2001. – 512с.
4. Протоколы и методы управления в сетях передачи данных/ Под ред. Ф.Ф.Куо. – М.: Радио и связь, 1985.

Статья поступила в редакцию 16.06.2010

Кинебаева Динара Баировна

аспирантка кафедры АЭС СибГУТИ (630102, Новосибирск, ул. Кирова, 86)
тел. (383)269-82-42, e-mail: sherstneva@ngs.ru.

Шерстнева Ольга Григорьевна

к.т.н., доцент кафедры АЭС СибГУТИ (630102, Новосибирск, ул. Кирова, 86)
тел. 89139591953, e-mail: sherstneva@ngs.ru.

Formation of routing tables in dynamic management of communication network resources**D. Kinebaeva, O. Sherstneva**

A mathematical algorithm of formation of forwarding tables is considered in view of the maximal values of average intensity of the dataflows transmitted on routes and an opportunity of dynamic management in a network. For the developed algorithm, a method of formation of forwarding tables and performance of the routing information in net points of OSPF protocol can be used as a basis.

Keywords: routing, multiservice networks, dynamic management, optimization, table of routing, criterion of optimality, switching.