

ФОРМИРОВАНИЕ ТАБЛИЦ МАРШРУТИЗАЦИИ МЕЖРЕГИОНАЛЬНОЙ РАСПРЕДЕЛЕННОЙ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ СЕТИ

к.т.н. Г.А. Кучук, к.т.н. М.И. Гиневский, к.т.н. И.Д. Овсянников, А.А. Пашнев
(представил проф. А.В. Королев)

Предложен способ формирования таблиц маршрутизации межрегиональной распределенной вычислительной сети.

Одним из наиболее важных факторов, влияющих на производительность межрегиональной распределенной вычислительной сети (МРВС) является способ распределения маршрутов информационных потоков между регионами сети, который обычно базируется на одной из двух стратегий маршрутизации: статической или динамической [1]. При обеих стратегиях необходимо проводить изменения таблиц маршрутизации. Статическая маршрутизация предполагает период обновления таблиц от нескольких часов до нескольких суток, а адаптивная динамическая – от нескольких секунд до нескольких минут.

При выборе способа маршрутизации внутри региона базовая стратегия определяется исходя из характера решаемых задач. Однако, нагрузка МРВС пользователями отдельно рассматриваемого региона в течении суток обычно меняется планомерно и предсказуемо [2]. Это позволяет рассматривать процесс маршрутизации как условно - стационарный, со слабо меняющимся во времени средним значением, а пропускную способность каналов связи (КС) и коммуникационного оборудования выбирать исходя из среднесуточного коэффициента их загрузки. Это позволяет изменять интенсивность потока в сети в широком диапазоне не прибегая к изменениям таблиц маршрутизации, что позволяет в ряде случаев использовать в МРВС более дешевый статический способ маршрутизации.

Рассмотрим вариант функционирования МРВС, при котором текущее плановое распределение информационных потоков в МРВС и формирование маршрутов передачи информации осуществляется периодически (размер планового периода строго фиксирован, например, равен суткам) на основании статистической информации о информационных потоках и пропускной способности КС в момент распределения. Внеплановое распределение потоков информации в МРВС и формирование таблиц маршрутизации реализуется при исключении (включении) КС и узлов из сети (в

сеть) или при перегрузках отдельных участков сети, а также по команде оператора. Корректировка существующих и разработка новых таблиц маршрутизации производится с помощью алгоритмов распределения информационных потоков [3 - 4]. Результаты выполнения этих алгоритмов являются исходными данными для формирования таблиц маршрутизации.

Интерпретируем МРВС неориентированным графом $G = (V, R, \gamma)$, в котором V – множество вершин, соответствующих узлам сети; R – множество ребер, соответствующих КС; $\gamma : R \rightarrow R_+$ – отображение, задающее вес каждого ребра, т.е. пропускную способность каналов связи.

Зададим также перечень маршрутов передачи данных в графе G , полученный как результат выполнения алгоритма распределения информационных потоков, в виде множества маршрутов $M = \{m_j\}$. Каждый маршрут $m_j \in M$ задан кортежем $\langle A_j, B_j, f_j, n_j \rangle$, в котором $A_j = \{r_j^{(1)}, \dots, r_j^{(n_j)} \mid r_j^{(i)} \in R\}$ – последовательность ребер графа G , составляющих описываемый маршрут; $B_j = (v_{j1}, v_{j2} \mid v_{j1}, v_{j2} \in V)$ – вектор, описывающий начальную и конечную вершины маршрута соответственно; f_j – объем потока, передаваемого по маршруту; n_j – количество ребер в маршруте.

Кратко опишем алгоритм формирования таблиц маршрутизации.

Последовательно рассматриваются вершины графа G (множество V). Для каждой из них формируется таблица маршрутизации. Пусть на очередной итерации выбрана вершина $v_k \in V$. Рассмотрим множество $R_k \subset R$ инцидентных ей ребер. Из множества маршрутов M сформируем семейство маршрутов M_k , которые проходят через вершину v_k , т.е. тех маршрутов, для которых $A_k \cap R_k \neq \emptyset$. Для каждого маршрута $m_k^{(i)} \in M_k$ сформируем упорядоченное множество вершин, не включающее заданную: $B'_{k,i} = B_k^{(i)} \setminus \{v_k\}$. Если сформированное множество включает две вершины, то это означает, что для данного маршрута рассматриваемая вершина является транзитной. Если же $\dim B'_{k,i} = 1$, т.е. множество состоит из одной вершины, то v_k является начальной или конечной вершиной маршрута.

Итак, имеем семейство маршрутов M_k , где каждый маршрут $m_k^i \in M_k$ задан расширенным кортежем $\langle A_k^{(i)}, B_k^{(i)}, B'_{k,i}, f_k^{(i)}, n_k^{(i)} \rangle$. На основе полученного семейства сформируем базовое множество для формирования таблиц маршрутизации – множество D_k . Для этого проведем последовательный анализ маршрутов полученного семейства. Для всех маршрутов, у которых анализируемая вершина является началом или концом маршрута, т.е. $\dim B'_{k,i} = 1$, сформируем кортеж $\langle w, r_w, f_w \rangle \in D_k$, описывающий одну из возможных строк таблицы маршрутизации, в ко-

тором: w – имя вершины (единственный элемент множества $B'_{k,i}$); $r_w = A_k \cap R_k$ – ребро, инцидентное вершине w ; f_w – значение потока по ребру r_w к адресу w . Если $\dim B'_{k,i} = 2$, т.е. рассматриваемая вершина не является конечной, а служит в качестве транзитной для маршрута $m_k^{(i)} \in M_k$, то множество D_k расширяется двумя кортежами, составленными для конечных вершин маршрута (два элемента $B_k^{(i)}$). После того, как будут проанализированы все маршруты семейства M_k , исходя из множества D_k можно сформировать таблицу маршрутизации для МРВС. Для этого определяются направления передачи данных по каждому адресу сети (графа G). Затем последовательно рассматриваются возможные адреса (множество $V \setminus \{v_k\}$). Для каждой вершины \tilde{v}_k определяются все возможные направления и потоки по ним, т.е. из множества D_k выбирается подмножество $D_k(\tilde{v}_k)$ всех таких кортежей $\langle w, r_w, f_w \rangle$, для которых $w = \tilde{v}_k$. При этом в полученном подмножестве $D_k(\tilde{v}_k)$ элементы $d' = \langle w', r'_{w'}, f'_{w'} \rangle$ и $d'' = \langle w'', r''_{w''}, f''_{w''} \rangle$, для которых $w' = w''$, объединяются в один элемент $d = \langle w, r_w, f_w \rangle$, где $w = w' = w''$, $r_w = r'_{w'} = r''_{w''}$, $f_w = f'_{w'} + f''_{w''}$.

Для обеспечения простоты организации таблиц маршрутизации при реализации протокола сетевого уровня с использованием предложенного алгоритма можно допустить, что в каждом узле сети в один адрес будет рассматриваться не более двух направлений передачи данных, т.е. $\dim D_k(\tilde{v}_k) \leq 2$. Если же подмножество $D_k(\tilde{v}_k)$ состоит более чем из двух элементов, то необходимо оставить два наиболее загруженные направления, а потоки остальных направлений передачи информации распределить пропорционально потокам выбранных направлений. Пусть в подмножестве $D_k(\tilde{v}_k)$ выбраны два направления передачи информации, которым соответствуют элементы $d_1 = \langle w, r_1, f_1 \rangle$ и $d_2 = \langle w, r_2, f_2 \rangle$, а объем суммарного потока оставшихся направлений по адресу w в узле v_k равен f_3 . Тогда весь поток информации, передаваемой из узла v_k по адресу w , описывается элементами множества D_k :

$$d_1 = \langle w, r_1, f'_1 \rangle; \quad (1)$$

$$d_2 = \langle w, r_2, f'_2 \rangle, \quad (2)$$

где

$$f'_1 = f_1 + \frac{f_1 \cdot f_3}{f_1 + f_2}; \quad (3)$$

$$f_2' = f_2 + \frac{f_2 \cdot f_3}{f_1 + f_2}. \quad (4)$$

Таким образом, для вершины v_k с учетом (1) – (4) окончательно формируется таблица маршрутизации, представленная множеством D_k , где для всех возможных адресатов дается направление передачи (номер КС) и значение передаваемого потока. Если к одному адресу во множестве D_k определены два направления передачи (r_1 и r_2), то в таблице маршрутизации для них задается соотношение интенсивности передачи по направлениям, определенное по фиксированному модулю. Например, при передаче на сетевом уровне пакетов с одинаковыми характеристиками возможен следующий простой вариант распределения. Пусть по направлению r_1 передается поток f_1 , а по направлению r_2 - поток f_2 . Тогда интенсивность передачи по направлению первого канала составит

$$f_1' = \left\lfloor \frac{f_1}{f_1 + f_2} \right\rfloor,$$

а по направлению второго - $f_2' = l - f_1'$.

Параметры f_1' и f_2' означают, что из очередных, поступающих к адресату l пакетов первые f_1' пакетов будут направлены по каналу r_1 , а следующие f_2' - по каналу r_2 .

Описанный статический способ формирования таблиц маршрутизации реализуется существенно проще и дешевле, чем способ маршрутизации на базе динамической адаптивной стратегии. Однако применение статического способа ограничивается только теми МРВС, в которых при анализе межрегионального информационного обмена можно выделить циклические элементы в процессе прохождения информационных пакетов на сетевом уровне.

ЛИТЕРАТУРА

1. Barliauskas A., Vygovskaya R. Dynamic and Stochastic Optimization of Transport Net works // System Modeling and Optimization. Proc. of 12-th IFIA Conference. – Berlin: Springer - Verlag, 1986. – P. 254 - 263.
2. Кучук Г.А. Моделювання розподіленої системи збору інформації // Системи обробки інформації. – Харків: НАНУ, ПАНМ, ХВУ. – 1999. – Вип. 2 (6). – С. 162 - 165.
3. Королев А.В., Кучук Г.А., Пашнев А.А.. Распределение информационных потоков в вычислительных сетях // Информационно – керуючі системи на залізничному транспорті. – 1998. – № 6. – С. 47 - 50.

4. Пашнев А.А. Распределение разнородных информационных потоков в вычислительной сети с целью минимизации их стоимостных характеристик // Системи обробки інформації. – Харків: НАНУ, ПАНМ, ХВУ. – 1999. – Вип. 1 (5).– С. 117 - 124.
