УДК 681.324

ОПРЕДЕЛЕНИЕ ПАРАМЕТРОВ И ОЦЕНКА АЛГОРИТМОВ УПРАВЛЕНИЯ ПОТОКАМИ ДАННЫХ В СЕТЯХ ЭВМ

Шалимова Е.М.

Рассматриваются принципы управления потоками данных в распределенных сетях ЭВМ. Предлагается процедура измерения задержки в канале передачи данных и ее использование для реализации адаптивного управления.

Система управления потоками данных и соответствующими ресурсами сети ЭВМ, участвующими в транспортировке данных, представляет собой набор протоколов, которые регулируют доступ сообщений в подсеть связи, распределяют маршруты, управляют распределением буферов информационных и сетевых процессоров.

Управление передачей данных, как правило, осуществляется на трех уровнях: на логическом, сетевом и транспортном. На логическом уровне решаются задачи управления передачей данных по логическим или информационным каналам, соединяющим два смежных узла сети (логический протокол); на сетевом уровне реализуется управление подсетью связи, включая организацию допуска в сеть внешних сообщений, маршрутизацию, а также распределение буферов (сетевой протокол); и, наконец, на транспортном уровне рассматриваются вопросы организации сквозного управления потоками информации в виртуальном соединении отправитель - адресат (транспортный протокол) [1-3].

В любом алгоритме управления можно условно выделить две части: основную и вспомогательную. Главная задача вспомогательной части - обеспечение узлов информацией о состоянии сети, основной - принятие решения и реализация соответствующего управляющего воздействия на сеть или отдельные ее составляющие.

Сформулируем основные требования, которые предъявляют к алгоритму адаптивного управления потоками данных, уже пропущенных в подсеть связи.

Алгоритм управления потоками в сети ЭВМ должен осуществлять следующее:

1) формировать начальный план распределения потоков П(0);

2) обеспечивать работу сети в течение некоторого времени τ с планом П(n), n=0,1,2... ;

3) определять в каждом узле *i* значения своих высот H_{ik}^{j} относительно всех других узлов сети;

4) корректировать маршрутную информацию, т.е. формировать план П(n+1).

Анализируя эти требования, видим, что задачи 1 и 2 в указанном списке не вызывают трудностей. Так, например, формировать начальный план распределения потоков можно таким образом, чтобы все сообщения передавались по кратчайшим путям. И тогда, исходя из этого положения, можно подобрать соответствующие вероятности P_{ik}^{j} с учетом того, что $\sum_{k} P_{ik}^{j} = 1$.

Здесь P_{ik}^{j} - вероятность передачи сообщения, адресованного узлу *j* из узла *i* по *k*-ому исходящему каналу. Основной интерес здесь представляет задача 3 - определение высот.

По определению высота H узла *j* относительно узла *i* при передаче по *k*-ому исходящему направлению определяется в виде

$$H_{ik}^{j}(n+1) = T_{ik}(n) + H_{k}^{j}(n),$$

где T_{ik} - задержка сообщения в канале (*ik)*; n - номер шага.

Измерение задержек в канале связи может быть организовано различными способами, например, по длинам очередей к *k*-ому исходящему направлению.

Однако в этом случае не учитываются пропускные способности каналов связи.

Будем полагать, что

$$T_{ik} = \frac{l}{c_{ik}},$$

где c_{ik} - пропускная способность линии (*i,k*); *l* - длина пакета.

Строго говоря,

$T_{ik} = t_i + t_{ik}$,

где t_i - время обработки сообщений в узле *i*; t_{ik} - время передачи сообщения по каналу (*i,k*).

Но, так как t_i много меньше t_{ik}, и алгоритмы управления используют относительные, а не абсолютные значения высот, то можно принять $t_i = 0$. Таким образом, усредненная по временному интервалу τ величина T_{ik} и даст искомую оценку.

Одной из важнейших составных частей управления потоками является отслеживание рельефа или топологии сети в реальном масштабе времени. Рельеф считается заданным, если в каждом узле *i* определена матрица рельефов $\left\| H_{ik}^{j} \right\|$, размером $M \times (K+1)$, где *N*- общее число узлов сети; *K*-число соседних с рассматриваемым узлов. (*K*+1)- й столбец матрицы - век-

тор высот H_i^j, j=1,...N, который периодически обновляется и корректируется в соответствии с изменениями в сети.

Текущая коррекция матрицы рельефов без учета выхода из строя узлов сети и каналов связи может быть сведена к выполнению в каждом i-ом узле следующей последовательности действий:

1) через интервал времени τ вычисляются новые значения $T_{ik}(n)$;

2) вычисляется новый рельеф узла i относительно всех других узлов сети:

$$H_i^j(n+1) = \sum_k p_{ik}^j(n) * H_{ik}^j(n), \quad j=1,2...N;$$

3) соседним узлам отсылаются векторы высот с компонентами H_i^j. При получении узлом k нового вектора высот, в узле k вновь вычисляются новые высоты, которые и используются для коррекции маршрутной матрицы.

При выходе из строя канала связи k_l рассмотренная последовательность действий предваряется следующими действиями:

1) все элементы k_l - ого столбца матрицы рельефов заменяются на ∞;

2) для всех j=1,...N, но $j \neq k_l$ маршрутной матрицы корректируются маршрутные параметры

$$P_{ik}^j(n+1) = \alpha \cdot P_{ik}^j(n),$$

где $k \neq k_l$ и параметр α выбирается так, чтобы выполнялось условие нормировки.

Из сказанного выше можно сделать вывод, что для точного определения высот узлы сети должны располагать абсолютно полной информацией о ее состоянии. Один из способов обеспечения узлов маршрутной информацией - организация во всех узлах сети банков данных. Очевидно, банки данных должны периодически обновляться, для этого каждый узел сети измеряет задержки по всем своим исходящим направлениям и отсылает полученные значения всем узлам сети. И каждый узел уже самостоятельно вычисляет свои высоты относительно всех других узлов. Распространение этой информации может быть организовано с помощью метода «лавины» или многоадресной рассылки. Время распространения информации (без учета времени обработки в узлах сети) в обоих случаях определяется максимально возможной длиной кратчайшего пути между парой узлов сети.

Однако время обработки служебных сообщений в одном узле при многоадресном вещании превышает время обработки сообщений лавины, и поэтому в ряде случаев более предпочтительным оказывается использование лавинного обмена.

Так как распространение служебной информации при многоадресном вещании осуществляется по дереву путей, то количество V передаваемых служебных сообщений равно $V = N - 1$.

Метод же лавинной рассылки вызывает дополнительный трафик в количестве $V = D \cdot N$ сообщений.

Эти соотношения позволяют сделать вывод о том, что на эффективность функционирования рассматриваемых протоколов большое влияние оказывает исходная структура сети: по мере увеличения связности сети всё более проявляются преимущества многоадресной рассылки служебного трафика, связанные с его меньшим объёмом. Наибольший выигрыш достигается при полносвязной сети: количество служебных сообщений в N раз меньше, чем при лавинной рассылке.

Библиография

1 Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями /Л. Клейнрок. — М.: Мир, 1979. — 600 с.

2 Хаусли Т. Системы передачи телеобработки данных / Т. Хаусли. —М.: Радио и связь, 1992. — 340с.

3 Верма П. Коммутационные сети ЭВМ / П. Верма. — М.: Радио и связь,1992. — 255с.

Поступила в редакцию 17.11.2000 г.