

**П. А. Михеев** (Томск, ТГУ). **Анализ индексов производительности маршрутизатора при различных стратегиях разделения буферной памяти.**

В задачах анализа и проектирования компьютерных сетей важнейшим объектом исследования является звездообразный сетевой фрагмент. Одним из основных факторов, определяющих операционные характеристики сетевых структур, являются блокировки ограниченной буферной памяти узлов коммутации (на втором уровне сетевой архитектуры) и узлов маршрутизации (на третьем уровне). Пропускная способность сетевого фрагмента во многом определяется емкостью буферной памяти транзитного узла, а при распределении входящего в транзитный узел трафика по выходным направлениям объем пропущенного потока в значительной мере зависит от стратегии разделения ограниченной буферной памяти между выходными интерфейсами.

Рассмотрим звездообразный фрагмент сети, включающий  $M + 1$  звено передачи данных, в котором в центральный транзитный узел по одному входящему каналу связи поступает информационный поток и распределяется по  $M$  исходящим направлениям. Предположим, что в узле-отправителе входящего канала всегда имеются пакеты для передачи в центральный транзитный узел. Пусть обмен в каждом звене выполняется полными пакетами и организован в соответствии со стартстопным протоколом, согласно которому пакет считается принятым узлом-приемником, если в нем не обнаружены ошибки. При искажении информационного пакета или квитанции, подтверждающей правильность приема пакета получателем, происходит повторная передача. Предположим, что входящему интерфейсу центрального узла выделен специальный буфер для приема пакета и анализа его на наличие ошибок. В случае корректного приема пакета, содержащийся в нем пакет переписывается в свободный буфер буферного пула выходного интерфейса, а в качестве специального выделяется другой из того же буферного пула. При отсутствии свободных буферов в пуле выходного канала связи прием полученного пакета не подтверждается, пакет сбрасывается и передается повторно. Такая техника гарантированного обеспечения каждого входного направления буфером для приема пакета широко используется для предупреждения «прямых» блокировок пути. Полагаем, что все исходящие каналы связи имеют одинаковые физические скорости передачи данных, а скорость передачи данных во входящем канале в  $S$  раз выше. Кроме того, считаем, что время обработки пакетов при приеме и отправке в узлах-отправителях и узлах-получателях одинаковое. Тогда время полного цикла передачи пакета  $t$  будет одинаковым для всех исходящих звеньев рассматриваемого фрагмента, а для входящего звена составит  $t/S$ . Будем считать, кроме того, что пакет, поступивший в транзитный узел в текущем цикле  $t$ , начнет передаваться по выходному каналу только в следующем цикле. Отметим, что за время  $t$  в транзитный узел по входящему каналу может поступить  $S$  пакетов, тогда как может уйти по каждому из выходных направлений только по одному пакету. Пусть безошибочная передача пакета данных во входящем канале определяется вероятностью  $F$ , а в исходящих каналах — вероятностями  $F_m$ ,  $m = 1, 2, \dots, M$ . Считаем также, что весь входящий в транзитный узел поток пакетов распределяется в  $m$ -й выходной канал с вероятностью  $B_m$ ,

$\sum_{m=1}^M B_m = 1$ . Величины  $B_m$  можно интерпретировать как доли входящего потока, направляемые в  $m$ -й выходной канал. Нетрудно видеть, что время безошибочной передачи пакета по каждому межузловому соединению является случайной величиной. Если условия первой и повторных передач одинаковы, что, как правило, выполняется в сетях пакетной коммутации, то данная величина имеет геометрический закон распределения с параметром  $F$  во входящем канале и  $F_m$ ,  $m = 1, 2, \dots, M$  — в исходящих каналах связи.

Для хранения пакетов в очередях к выходным интерфейсам транзитного узла выделен пул совместно используемой буферной памяти объема  $K$ . Размер очереди  $q_m$  к каждому выходному каналу  $m$  ограничен предельной величиной  $N_m \leq K$ , определяемой стратегией разделения буферной памяти между выходными каналами. Для каждого входящего пакета, направляемого в конкретный исходящий канал, выделяется буфер при условии, что выходная очередь  $q_m$  данного направления не превышает максимального размера  $q_m < N_m$  и, кроме того, для очередей к выходным каналам связи выполняется ограничение  $\sum_{m=1}^M q_m < K$ , соответствующее тому, что пул свободных буферов для хранения пакетов данных не пуст. Очевидно, что в каждом конкретном случае разделения пула буферов между выходными направлениями размер очереди к  $m$ -му каналу  $q_m$  не превышает величины  $Q_m$ , удовлетворяющей условиям:  $Q_m \leq N_m$  и  $\sum_{m=1}^M Q_m = K$ .

В общем случае различают пять стратегий разделения буферной памяти между выходными каналами связи. Две из них являются крайними: полностью доступная и стратегия полного разделения. Еще три стратегии являются промежуточными и допускают различные схемы реализации. В данной работе проведен анализ трех стратегий: полностью доступной ( $N_m = K$ ), полного разделения ( $N_m = K/M$ ) и неполовдоступной с индивидуальными потолками ( $K/M < N_m < K$ ,  $\sum_{m=1}^M Q_m = K$ ).

Поведение рассматриваемого сетевого фрагмента представимо в виде Марковской системы массового обслуживания (СМО) с дискретным временем, конечным накопителем и  $M$  обслуживающими приборами. Входящий поток определяется качеством входящего канала  $F$  и параметром быстродействия входящего соединения  $S$ , а время обслуживания на каждом приборе СМО — качеством  $m$ -го исходящего канала  $F_m$ . Распределение поступающих заявок СМО по  $M$  обслуживающим приборам задается вероятностями  $B_m$ ,  $m = 1, 2, \dots, M$ . Динамика очередей к выходным каналам связи данной СМО в стационарных условиях описывается цепью Маркова в  $M$ -мерном пространстве. Множество возможных состояний цепи Маркова по каждому измерению определяется стратегией разделения буферной памяти между исходящими каналами и не превышает величины  $N_m + 1$ .

Для дискретной цепи Маркова с конечным числом состояний, описывающей рассматриваемую СМО в установившемся режиме, определим с учетом введенных предположений переходные вероятности  $\pi_I^J$  из состояния  $I$  в состояние  $J$ . Здесь  $I$  и  $J$  —  $M$ -разрядные номера соответственно исходного и измененного состояний с областью значений каждого разряда от 0 до  $N_m$ :  $I = i_1, i_2, \dots, i_M$ ;  $i_m = 0, 1, \dots, N_m$ ;  $J = j_1, j_2, \dots, j_M$ ;  $j_m = 0, 1, \dots, N_m$ ;  $m = 1, 2, \dots, M$ .

Обозначим через  $P_{i_1, i_2, \dots, i_M}$ ,  $i_m = 0, 1, \dots, N_m$ ,  $m = 1, 2, \dots, M$  вероятности состояний  $M$ -мерной цепи Маркова. Очевидно, что запись  $P_{i_1, i_2, \dots, i_M}$  эквивалентна записи  $P_I$ . Одной из основных характеристик СМО ограниченной емкости является пропускная способность. В рассматриваемом случае этот показатель интерпретируется как пропускная способность входящего звена передачи данных, нормированное значение которого определяется величиной пропущенного (обслуженного) потока.

Из анализа численных результатов установлено, что для буферной памяти объема  $K \geq M$  величина общего пропущенного потока имеет максимум по параметрам распределения трафика в исходящие каналы связи  $B_m$ ,  $m = 1, 2, \dots, M$  для любой из рассмотренных стратегий разделения буферной памяти. Наилучшей из стратегий следует признать промежуточную стратегию разделения буферной памяти, которая на

---

всей области изменения параметров выходных каналов связи  $F_m$ ,  $m = 1, 2, \dots, M$ , либо доминирует по индексу пропускной способности над конкурирующими стратегиями, либо незначительно уступает лучшей из них. Стратегия полного разделения, в свою очередь, имеет преимущество над полнодоступной стратегией разделения памяти при высоком уровне ошибок в выходящих каналах связи, но с увеличением различия скоростей передачи данных во входящем и исходящих каналах связи ( $S$ ) область значений достоверностей передачи данных в исходящих каналах ( $F_m$ ,  $m = 1, 2, \dots, M$ ), при которых стратегия полного разделения имеет преимущество над полнодоступной стратегией увеличивается. В целом, экстремальный характер зависимости пропущенного потока от структуры распределения трафика необходимо учитывать при реализации алгоритмов маршрутизации с распределением информационных потоков между заданной парой корреспондирующих узлов по нескольким различным маршрутам.