О ПРОПУСКНОЙ СПОСОБНОСТИ ЗВЕЗДООБРАЗНОГО ФРАГМЕНТА СЕТИ

П. Михеев, С. Сущенко

Томский Государственный Университет

Томск,Россия

ssp@inf.tsu.ru

Предложена модель транзитного узла сети передачи данных, распределяющего входящий поток по нескольким исходящим каналам. Исследуется влияние качества каналов связи, различных стратегий разделения ограниченной буферной памяти транзитного узла между очередями к выходным каналам связи и распределения долей входящего трафика по исходящим направлениям на пропускную способность сетевого фрагмента.

Ключевые слова: звездообразный сетевой фрагмент, блокировки памяти, Марковская цепь, стратегии распределения буферной памяти, расщепление трафика.

1. ВВЕДЕНИЕ

В задачах анализа и проектирования компьютерных сетей важнейшим объектом исследования является звездообразный сетевой фрагмент. Всесторонний анализ звездообразного топологического образования необходим при решении задач выбора пропускных способностей, распределения потоков, реализации алгоритмов маршрутизации, разработке методов управления информационными потоками и ресурсами буферной памяти транзитных узлов передачи данных. Математические модели такой структурной конфигурации позволяют изучать пропускную способность входящих и исходящих каналов связи центрального узла коммутации с ограниченной памятью, проводить расчет емкости и оптимизацию структуры его буферного накопителя (схемы использования конечной буферной памяти для хранения очередей пакетов к выходным каналам связи) [1, 2]. Кроме того, здесь возможен анализ различных схем локального управления транзитными потоками. 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). Основная задача исследования звездообразной конфигурации состоит в выборе наилучшей в смысле некоторого критерия (обычно вероятности блокировки или пропускной способности данного структурного образования) схемы распределения ограниченной буферной памяти центрального узла между очередями пакетов к выходным каналам связи [2]. Простейшей схемой является полное разделение буферной памяти между каналами связи (фиксированное разбиение). Согласно этой схеме каждому выходному направлению предоставляется отдельный буферный пул. Причем, сумма размеров индивидуальных пулов равна общему объему буферной памяти узла коммутации. Противоположная данной схеме — полнодоступная стратегия, в соответствии с которой очередь к каждому из каналов связи может занимать всю имеющуюся буферную память (равнодоступная стратегия). Существует ряд промежуточных стратегий разделения памяти, наиболее общей среди которых является неполнодоступная схема с индивидуальными потолками [2]. В данной схеме каждому каналу связи выделено определенное количество индивидуальных буферов. Кроме того, имеется пул буферов общих для всех каналов, некоторую часть которых (индивидуальную для каждого канала) может занимать очередь к конкретному выходному направлению. Основным инструментом моделирования звездообразной конфигурации являются системы массового обслуживания с ограниченным накопителем, позволяющие анализировать влияние на функционирование элементов топологической структуры ближайшего сетевого окружения.

2. МОДЕЛЬ РАСЩЕПЛЕНИЯ СЕТЕВОГО ТРАФИКА

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 каналам связи. Предположим, что в узле-отправителе входящего канала всегда имеются пакеты для передачи в центральный транзитный узел. Пусть обмен в каждом звене выполняется полными кадрами и организован в соответствии со стартстопным протоколом [2], согласно которому кадр считается принятым узлом-приемником, если в нем не обнаружены ошибки. При искажении информационного кадра или квитанции, подтверждающей правильность приема кадра получателем, происходит повторная передача. Предположим, что входному каналу связи выделен специальный буфер для приема кадра и анализа его на наличие ошибок. В случае корректного приема кадра, содержащийся в нем пакет переписывается в свободный буфер буферного пула выходного канала связи или (что эквивалентно) занимает данный буфер, а в качестве специального выделяется другой из того же буферного пула. При отсутствии свободных буферов в пуле выходного канала связи кадр, так же, как и при искажении, передается повторно. Такая техника гарантированного обеспечения каждого входного направления буфером для приема кадра широко используется для предупреждения «прямых» блокировок пути [2]. Полагаем, что все каналы связи имеют одинаковые физические скорости передачи данных, а узлы-отправители и узлы-получатели — одинаковое время обработки кадров при приеме и отправке. Тогда время полного цикла передачи кадра t будет одинаковым для всех звеньев рассматриваемого фрагмента. Будем считать, кроме того, что кадр, поступивший в транзитный узел в текущем цикле t, начнет передаваться по выходному каналу только в следующем цикле. Полагаем также, что безошибочная передача кадра данных во входящем канале определяется вероятностью F, а в исходящих каналах — вероятностями F_m, $m = \overline{1,M}$. Считаем также, что весь входящий в транзитный узел поток кадров одного канала распределяется в m-й выходной канал с вероятностью B_m, $\sum_{m=1}^{M} B_m = 1$. Величины B_m определяют структуру расщепления трафика и их можно интерпретировать как доли входящего потока, направляемые в m-й выходной канал. Нетрудно видеть, что время безошибочной передачи кадра по каждому межузловому соединению является случайной величиной, кратной t. 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, $m = \overline{1,M}$ — в исходящих каналах связи. Будем считать также, что для хранения пакетов в выходных очередях в транзитном узле 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 распределения 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 распределения 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 три стратегии распределения буферной памяти между выходными каналами связи — равнодоступную $N_m = K$, фиксированное разбиение $N_m = K/M$ (для однородных выходных каналов связи), промежуточную политику $K/M < N_m < K$, $\sum_{m=1}^{M} Q_m = K$. Основной вопрос, который приходится решать архитекторам коммуникационных систем и сетей, состоит в том как распределить совместно используемое буферное пространство для хранения очередей транзитных пакетов данных между выходными каналами связи. Поведение рассматриваемого сетевого фрагмента представимо в виде Марковской системы массового обслуживания (СМО) с дискретным временем, конечным накопителем и M обслуживающими приборами [3]. Входящий поток определяется качеством входящего канала F, 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, $m = \overline{1,M}$. 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 политикой распределения 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 π_I^J из состояния I в состояние J, где $I = i_1, i_2 \ldots i_M$; $J = j_1, j_2 \ldots j_M$;

$i_m = \overline{0, N_m}$; $j_m = \overline{0, N_m}$; $m = \overline{1, M}$ — M-разрядные номера соответственно исходного и измененного состояний с областью значений каждого разряда от 0 до N_m. Обозначим через $P_{i_1, i_2 \ldots i_M}$, $i_m = \overline{0, Q_m}$, $m = \overline{1, M}$ вероятности состояний M-мерной цепи Маркова. Важнейшей характеристикой 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:

$$Z(F, F_1 \ldots F_M, B_1 \ldots B_M) = \sum_{m=1}^{M} F_m \sum_{i_1=0}^{Q_1} \cdots \sum_{i_m=1}^{Q_m} \sum_{i_{m+1}=0}^{Q_{m+1}} \cdots \sum_{i_M=0}^{Q_M} P_{i_1, i_2 \ldots i_M}. \qquad (1)$$

3. РАВНОДОСТУПНАЯ СТРАТЕГИЯ РАЗДЕЛЕНИЯ ПАМЯТИ

Найдем функциональную зависимость вероятностей состояний СМО в стационарных условиях и индексов производительности от параметров рассматриваемого фрагмента сети. Начнем рассмотрение с простейшего случая, когда между M выходными каналами разделяется единственный буфер транзитного узла ($K = 1$). Для финальных вероятностей цепи [3] получаем следующие соотношения:

$$P_{I_m} = \begin{cases} \dfrac{\prod_{j=1}^{M} F_j (1 - F)}{\prod_{j=1}^{M} F_j (1 - F) + F \sum_{k=1}^{M} \left(B_k \prod_{j=1, j \neq k}^{M} F_j \right)}, & m = 0; \\ \dfrac{\prod_{j=1, j \neq m}^{M} F_j F B_m}{\prod_{j=1}^{M} F_j (1 - F) + F \sum_{k=1}^{M} \left(B_k \prod_{j=1, j \neq k}^{M} F_j \right)}, & m = \overline{1, M}. \end{cases}$$

Отсюда для нормированной пропускной способности (1) находим:

$$Z(F, F_1 \ldots F_M, B_1 \ldots B_M) = \sum_{m=1}^{M} F_m P_{I_m} = \frac{F \prod\limits_{m=1}^{M} F_m}{(1 - F) \prod\limits_{m=1}^{M} F_m (1 - F) + F \sum\limits_{m=1}^{M} \left(B_m \prod\limits_{n=1, n \neq m}^{M} F_n \right)}.$$

Из данного соотношения очевидно, что при абсолютно надежных каналах всех исходящих звеньев звездообразного сетевого фрагмента $\left(F_m = 1,\ m = \overline{1, M}\right)$ пропущенный поток определяется достоверностью передачи данных во входящем канале связи: $Z(F, 1 \ldots 1, B_1 \ldots B_M) = F$. Для статистически однородных каналов связи всего сетевого фрагмента ($F_m = F$, $m = \overline{1, M}$) выражение для пропускной способности звена передачи данных инвариантно к количеству выходных звеньев передачи данных и распределению по ним исходящего трафика:

$$Z(F, F \ldots F, B_1 \ldots B_M) = \frac{F}{2 - F}.$$

В случае, когда все исходящие каналы имеют одинаковый уровень достоверности передачи данных $\big(F_m = F_*,\ m=\overline{1,M},\ F_* \neq F\big)$ пропущенный поток инвариантен к тому, как расщепляется сетевой трафик в транзитном узле.

Продолжим рассмотрение предложенной модели сетевого фрагмента при $K = 2$, $M = 2$ и равнодоступной политике распределения буферной памяти транзитного узла ($N_m = 2$). Для статистически однородного сетевого фрагмента ($F = F_1 = F_2$) пропускная способность входящего звена передачи данных остается зависимой от структуры расщепления трафика (B_m, $m = \overline{1,2}$). При этом равномерное расщепление трафика $B_1 = B_2 = 1/2$ обеспечивает максимальный пропущенный поток.

4. СТРАТЕГИЯ ФИКСИРОВАННОГО РАЗБИЕНИЯ ПАМЯТИ

Рассмотрим модель сетевого фрагмента с $M = 2$ выходными каналами и политике фиксированного разбиения буферной памяти равной $K = 2$ между выходными интерфейсами транзитного узла, т. е. $N_m = 1$. Переходные вероятности для этого случая приведены в таблице.

$\pi_{i_1 i_2}^{j_1 j_2}$	i_1	i_2	j_1	j_2
$1-F$	0	0	0	0
$F_1(1-F)$	1	0	0	0
$F_2(1-F)$	0	1	0	0
$F_1F_2(1-F)$	1	1	0	0
FB_1	0	0	1	0
$(1-F_1)(1-F+FB_1)+F_1FB_1$	1	0	1	0
F_2FB_1	0	1	1	0
$F_2(1-F_1)(1-F+FB_1)+F_2F_1FB_1$	1	1	1	0
FB_2	0	0	0	1
F_1FB_2	1	0	0	1
$(1-F_2)(1-F+FB_2)+F_2FB_2$	0	1	0	1
$F_1(1-F_2)(1-F+FB_2)+F_1F_2FB_2$	1	1	0	1
$(1-F_1)FB_2$	1	0	1	1
$(1-F_2)FB_1$	0	1	1	1
$(1-F_1)(1-F_2)+F_1(1-F_2)FB_1+F_2(1-F_1)FB_2$	1	1	1	1

Пропускная способность при $F_1 = F_2 = F_*$ имеет вид:

$$\begin{gathered}Z(F,F_*,F_*,B_1) = FF_*\big[F_* - (1-F)(1-F_*)(2-F_*) + 2\alpha(1-F_*) - \\ -F_*(1-F)(1-F_*)(2-F_*)(1-2FB_1+2FB_1^2)\big]\big/\big[FF_* + F^3B_1(1-B_1)(1-F_*)^2 + \\ +F_*^2(1-F) - \alpha F_*^2(1-F)(1-F_*)^2 - FF_*(1-F)(1-F_*)^2(1-2FB_1+2FB_1^2)\big].\end{gathered}$$

При одинаковом качестве всех каналов связи фрагмента ($F = F_1 = F_2$) получаем следующую зависимость для пропускной способности входящего звена передачи данных:

$$Z(F,F,F,B_1) = F\big[3F(1+2B_1-2B_1^2) - 3F^2(1+4B_1-4B_1^2) + F^3(1+8B_1-8B_1^2) - \\ -2F^4(B_1-B_1^2)\big] \big/ \big[6+3B_1-3B_1^2-9F(1+B_1-B_1^2) + \\ +5F^2(1+2B_1-2B_1^2) - F^3(1+5B_1-5B_1^2) + F^4(B_1-B_1^2)\big].$$

Для детерминированного входного канала ($F=1$) имеем:

$$Z(1,F_1,F_2,B_1) = \frac{F_1F_2 + B_1(1-B_1)(F_1+F_2-2F_1F_2}{F_1(1-B_1)+F_2B_1+B_1(1-B_1)(1-F_1)(1-F_2)}.$$

Отсюда нетрудно видеть, что расщепление $B_1 = \frac{F_1(1-F_2)}{F_1(1-F_2)+F_2(1-F_1)}$ дает максимальное значение пропускной способности сетевого фрагмента. Исследование индекса пропускной способности в случае произвольных значений F и F_m свидетельствует о том, что указанное соотношение для B_1 также обеспечивает максимум операционной характеристики.

5. АНАЛИЗ СТРАТЕГИЙ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ПАМЯТИ

Численный анализ показывает, что для однородных исходящих каналов при равномерном распределении трафика между M исходящими направлениями ($B_m = 1/M$), $m=\overline{1,M}$ стратегия фиксированного разбиения обеспечивает бóльшие значения пропускной способности фрагмента по сравнению с равнодоступной стратегией в случае $F_m = F_* < F/M$, а при $F_m = F_* > F/M$ — имеет место обратная картина. Из сравнительного анализа следует, что ни одна из стратегий распределения буферной памяти не обеспечивает абсолютного превосходства над другими по показателю объема пропущенного потока на всей области изменения качества однородных исходящих каналов связи. Вместе с тем следует отметить, что с ростом объема буферного пула это различие нивелируется. Кроме того, промежуточная стратегия на всей области изменения параметров выходных каналов связи F_m, $m=\overline{1,M}$, либо доминирует по индексу пропускной способности над конкурирующими стратегиями, либо незначительно уступает лучшей из них. Численные исследования также показали, что в случае $K \geq M$ объем общего пропущенного потока имеет максимум по параметрам распределения трафика в исходящие каналы связи. Для малых K найдено точное аналитическое подтверждение этого факта. Экстремум наиболее ярко выражен при существенно различном качестве исходящих каналов F_m, $m=\overline{1,M}$.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Клейнрок Л.* Вычислительные системы с очередями. М.: Мир 1979.
2. *Богуславский Л. Б.* Управление потоками данных в сетях ЭВМ. М.: Энергоатомиздат 1984.
3. *Клейнрок Л.* Теория массового обслуживания. М.: Машиностроение 1979.