АКАДЕМИЯ НАУК ЛАТВИЙСКОЙ ССР

АВТОМАТИКА И ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА

1985 №6

ОТДЕЛЬНЫЙ ОТТИСК ● ИЗДАТЕЛЬСТВО «ЗИНАТНЕ» ● РИГА

АВТОМАТИКА И ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА, 1985, № 6, с. 27—36

УДК 681.324

С. П. Сущенко

О ВЛИЯНИИ БЛОКИРОВОК БУФЕРНОЙ ПАМЯТИ НА ОПЕРАЦИОННЫЕ ХАРАКТЕРИСТИКИ ЗВЕНА ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

Введение. Широкое распространение систем распределенной обработки данных предъявляет высокие требования к эффективному использованию средств связи. В сетях передачи данных с коммутацией пакетов эксплуатационные характеристики сети в целом в значительной степени определяются возможностями отдельных информационных каналов [1]. В связи с этим актуальным является изучение показателей эффективности протоколов, управляющих информационным каналом. Известные методы количественного анализа протоколов канального уровня [2—5] основаны на замкнутых моделях звена передачи данных, определяющих влияние характеристик канала связи и параметров протокола на потенциальную пропускную способность межузлового соединения и среднюю задержку пакета в звене. Основным недостатком существующих моделей является то, что они не отражают влияния блокировок буферной памяти узла-приемника на основные показатели эффективности протокола. В данной работе предлагается модель, учитывающая данный фактор.

1. Дискретная модель фрагмента сети. Рассмотрим два последовательно соединенных однородных звена передачи данных. Пусть обмен в каждом звене выполняется полными пакетами и организован таким образом, что всегда после передачи пакета ожидается подтверждение правильности его приема. Подтверждение переносится либо информационным пакетом в случае симметричного трафика, либо коротким служебным — в случае однонаправленного трафика, так что время полного цикла передачи пакета составит $t_m = mt + T_m$, $m = 1, 2$, где $m = 1$ соответствует случаю однонаправленного трафика, а $m = 2$ — симметричного, t — время вывода информационного пакета в линию связи, T_m — время незанятости канала связи [5]. Пакет данных считается принятым узлом-приемником, если в нем не обнаружены ошибки. При искажении пакет передается повторно.

Таким образом, время безошибочной передачи пакета по межузловому соединению является случайной величиной, кратной t_m. Если условия первой и повторных передач одинаковы, что, как правило, выполняется в сетях пакетной коммутации, то данная величина имеет геометрический закон распределения с параметром $1-R$, где R — вероятность искажения пакета в канале связи.

Предположим, что в передающем узле первого звена всегда имеются пакеты для передачи. Кроме того, будем считать, что весь поток пакетов, поступающих из первого звена, направляется во второе. Тогда, если пренебречь временем выбора маршрута по сравнению с временем передачи пакета по каналу связи, то рассматриваемый фрагмент сети представим в виде марковской однофазной системы массового обслуживания (СМО) с дискретным временем. Статистические свойства входного потока и обслуживающего прибора данной СМО определяются качеством каналов связи первого и второго звена передачи данных соответственно. Для средних значений интенсивности входного потока и интенсивности обслуживания справедливы соотношения

$$\lambda = (1-R_1)/(mt+T_m), \quad \mu = (1-R_2)/(mt+T_m), \qquad (1), (2)$$

где R_1 — вероятность искажения пакета в канале связи первого звена, а R_2 — второго.

Будем считать, что транзитный узел имеет ограниченную буферную память, которая используется каналами связи в соответствии со схемой полного разделения [6]. Найдем функциональную зависимость вероятностей состояний СМО в стационарных условиях от параметров рассматриваемого фрагмента сети.

Предположим, что каждому каналу связи выделен специальный буфер для приема пакета и анализа его на наличие ошибок. В случае корректного приема 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 пакет, так же, как и при искажении, передается повторно. Такая техника гарантированного обеспечения каждого входного направления буфером для приема пакета широко используется для предупреждения «прямых» блокировок пути [7, 8]. Будем считать кроме того, что пакет, поступивший в транзитный узел в текущем цикле t_m, начнет передаваться по выходному каналу только в следующем цикле. Теперь для дискретной однородной цепи Маркова с конечным числом состояний, описывающей рассматриваемую СМО в установившемся режиме, определим с учетом введенных предположений переходные вероятности:

$$P_{ij}=\begin{cases} 1-R_1, & j=1,\ i=0;\\ (1-R_1)R_2, & j=i+1,\ i=\overline{1,N-1};\\ (1-R_2)R_1, & j=i-1,\ i=\overline{1,N};\\ R_1, & j=i=0;\\ 1-(1-R_1)R_2-(1-R_2)R_1, & j=i,\ i=\overline{1,N};\\ 0, & \text{в остальных случаях.}\end{cases}$$

Здесь N — количество буферов в пуле выходного канала связи. Выписывая систему уравнений равновесия и решая ее, получаем с учетом условия нормировки соотношения для финальных вероятностей цепи Маркова:

$$Q_i=\begin{cases} \dfrac{1-\rho}{1-\rho+\rho(1-\rho^N)/R_2}, & i=0,\quad R_1\neq R_2;\\[2ex] \dfrac{(1-\rho)\rho^i/R_2}{1-\rho+\rho(1-\rho^N)/R_2}, & i=\overline{1,N},\quad R_1\neq R_2,\end{cases} \tag{3}$$

где $\rho=\dfrac{(1-R_1)R_2}{(1-R_2)R_1}$. Для случая $R_1=R_2=R$ распределение (3) принимает вид

$$Q_i=\begin{cases} R/(N+R), & i=0,\\ 1/(N+R), & i=\overline{1,N}.\end{cases} \tag{4}$$

Из (3) нетрудно видеть, что при абсолютно надежном канале связи второго звена передачи данных ($R_2=0$) имеет место следующее распределение вероятностей состояний цепи Маркова: $Q_0=R_1$, $Q_1=1-R_1$, $Q_i=0$, $i=\overline{2,N}$. Если при этом еще и $R_1=0$, то система с вероятностью $Q_1=1$ находится в состоянии занятости, т. е. в случае детерминированного обслуживания потока пакетов нормальное функционирование фрагмента обеспечивается всего лишь одним буфером для хранения пакета в очереди к выходному каналу связи. При детерминированном поступлении

пакетов ($R_1=0$) и случайном обслуживании ($R_2\neq 0$) СМО все время находится в состоянии занятости всех буферов $Q_N=1$.

2. Анализ операционных характеристик. Важнейшей характеристикой СМО ограниченной емкости является пропускная способность [9]. В рассматриваемом случае этот показатель интерпретируется как пропускная способность первого звена передачи данных. В единицах бит/с данная величина определяется соотношением [2]

$$C(L)=(L-H)/\bar{t}_m, \tag{5}$$

где L — длина информационного пакета; H — количество служебных битов пакета; $\bar{t}_m$ — среднее время передачи пакета по межузловому соединению, которое с учетом повторных передач, обусловленных искажениями пакетов в передающей среде и блокировкой памяти транзитного узла, в стационарных условиях вычисляется по формуле

$$\bar{t}_m=\sum_{i=1}^{\infty}(mt+T_m)i(1-A)A^{i-1}=(mt+T_m)/(1-A); \tag{6}$$

здесь $A=R_1+(1-R_1)Q$ — вероятность повторной передачи пакета; Q — вероятность блокировки, определяемая из условия равенства принятого и обслуженного потоков [10]:

$$\lambda(1-Q)=\mu(1-Q_0). \tag{7}$$

С учетом (6), (7) и (3), (4) соотношение для $C(L)$ (5) можно переписать в виде

$$C(L)=\begin{cases}\dfrac{(L-H)(1-R_1)}{mt+T_m}\cdot\dfrac{\rho(1-\rho^N)/\rho_0}{R_2(1-\rho)+\rho(1-\rho^N)}, & R_1\neq R_2,\\[2ex] \dfrac{(L-H)(1-R)}{mt+Tm}\,\dfrac{N}{N+R}, & R_1=R_2=R,\end{cases} \tag{8}$$

где $\rho_0=(1-R_1)/(1-R_2)$. Отсюда видно, что при абсолютно надежном канале первого межузлового соединения ($R_1=0$) его пропускная способность полностью определяется качеством линии связи второго звена передачи данных. На основании этого можно сделать вывод, что при построении сети передачи данных с коммутацией пакетов следует применять каналы с одинаковой или близкой статистикой ошибок, выборочное же использование качественных каналов в узких местах сети не позволит при прочих равных условиях существенно увеличить их пропускную способность. В целом характер зависимости функции пропускной способности (8) от параметра достоверности передачи пакета имеет вид, приведенный на рис. 1. Как видно из рисунка, в наибольшей мере пропускная способность (8) отличается от потенциально возможного значения при $R_1=R_2$. Однако, как видно из рис. 2, функция (8) быстро растет с увеличением объема буферного накопителя и практически достигает

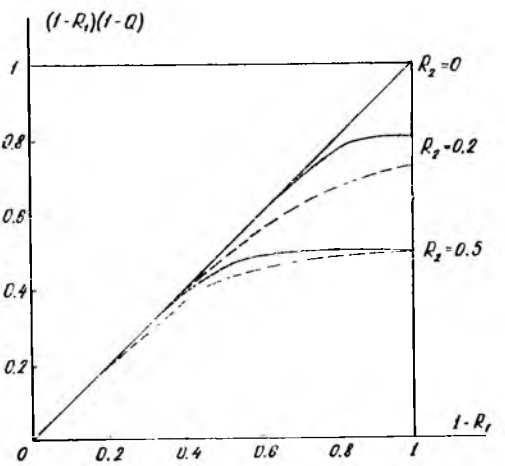


Рис. 1. Зависимость нормированной пропускной способности межузлового соединения от достоверности передачи пакета для дискретной (сплошные линии) и непрерывной (штриховые линии) моделей фрагмента сети при $N=5$.

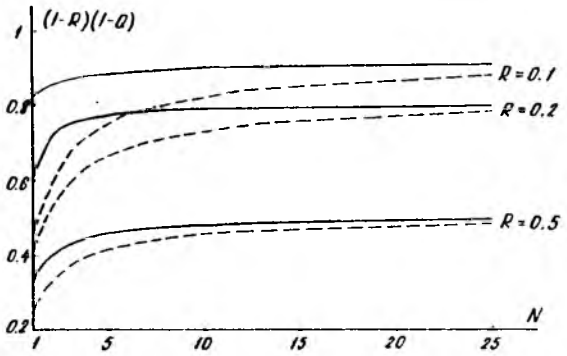


Рис. 2. Зависимость нормированной пропускной способности межузлового соединения от объема буферного накопителя транзитного узла для дискретной (сплошные линии) и непрерывной (штриховые линии) моделей фрагмента сети при $R_1=R_2=R$.

своего предельного значения уже при $N=10$. Это позволяет при больших объемах буферной памяти ($N\geqslant 10$) использовать кусочно-линейную аппроксимацию (8):

$$C(L)=\begin{cases}\dfrac{L-H}{mt+T_m}(1-R_1), & R_1>R_2,\\[2mm] \dfrac{L-H}{mt+T_m}(1-R_2), & R_1\leqslant R_2.\end{cases} \tag{9}$$

Наряду с характеристикой потенциальной пропускной способности межузлового соединения весьма важной является средняя задержка пакета в звене передачи данных. Данный показатель качества функционирования звена определяется средним временем передачи пакета по межузловому соединению (средним временем попадания в СМО) (6) и средней задержкой пакета в очереди к выходному каналу связи до начала передачи по следующему звену (средней задержкой в очереди до начала обработки в СМО). Вторая компонента общей задержки согласно [11] определяется отношением $\bar{t}=\bar{N}/\lambda(1-Q)$, где $\bar{N}$ — средняя длина очереди, вычисляемая по формуле [11, с. 208]: $\bar{N}=\sum\limits_{i=1}^{N}(i-1)Q_i=\sum\limits_{i=1}^{N}iQ_i-(1-Q_0)$. Теперь для общей задержки с учетом (1), (6) можно записать:

$$T=\bar{t}_m+\bar{t}_{or}=\frac{1+\bar{N}}{(1-R_1)(1-Q)}(mt+T_m), \tag{10}$$

откуда окончательно получаем:

$$T=\begin{cases}\dfrac{mt+T_m}{1-R_2}\,\dfrac{N\rho^{N+2}-(N+1)\rho^{N+1}+\rho+R_2(1-\rho)^2}{\rho(1-\rho)(1-\rho^N)}, & R_1\neq R_2,\\[2mm] \dfrac{mt+T_m}{1-R}\,\dfrac{N(N+1)+2R}{2N}, & R_1=R_2=R.\end{cases} \tag{11}$$

Из (11) видно, что с ростом интенсивности искажений в канале связи ($R_1\to 1$) задержка неограниченно увеличивается. То же самое наблюдается и в случае $R_2\to 1$. Для звена с абсолютно надежным каналом связи ($R_1=0$) задержка определяется емкостью накопителя и интенсивностью вывода пакетов из транзитного узла: $T=(mt+T_m)N/(1-R_2)$.

Анализ соотношения (11) показывает, что этот показатель эффективности для $R_2\neq 0$ и $N>1$ имеет унимодальный характер зависимости от параметра достоверности передачи пакета по каналу связи (рис. 3, 4). При $R_2=0$ задержка (11) зависит только от параметров первого межузлового соединения (рис. 4): $T=(mt+T_m)/(1-R_1)$. Кроме того, из (10) можно заключить, что при $\bar{N}<1$ основной вклад в общую задержку вносит время передачи по межузловому соединению, а при $\bar{N}>1$ — время ожидания в очереди.

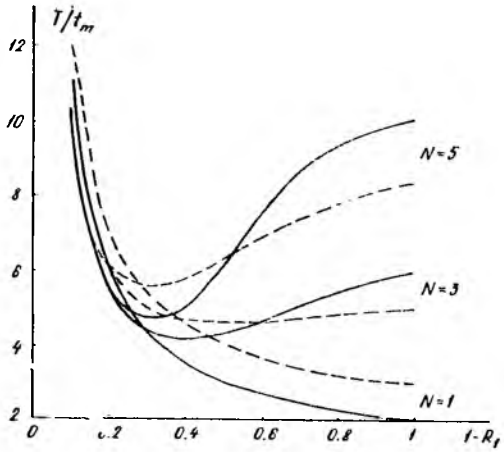


Рис. 3. Относительная задержка пакета в звене передачи данных при $R_2=0{,}5$ и различных объемах буферного накопителя для дискретной (сплошные линии) и непрерывной (штриховые линии) моделей фрагмента сети.

3. Сравнение с непрерывной моделью. Для количественного анализа процессов, протекающих в сетях пакетной коммутации, широко используются СМО с непрерывным временем [6, 12]. Это позволяет в большинстве случаев упростить исследование, однако такое описание не учитывает существенно дискретный характер функционирования отдельных звеньев сети. Проанализируем, насколько точно марковская СМО типа $M/M/1/N$ описывает предложенную модель рассматриваемого фрагмента.

Полагая, что интенсивность входного потока марковской СМО с непрерывным временем задается соотношением (1), а интенсивность обслуживания — зависимостью (2), для финальных вероятностей состояний цепи Маркова имеем [11]:

$$Q_i=\begin{cases}\dfrac{(1-\rho_0)\rho_0^{\,i}}{1-\rho_0^{\,N+1}}, & i=\overline{0,N},\quad R_1\neq R_2,\\[2ex] 1/(N+1), & i=\overline{0,N},\quad R_1=R_2.\end{cases}$$

Из условия (7) получаем: $Q=Q_N$. Теперь можно записать выражения для операционных характеристик звена передачи данных:

$$C(L)=\begin{cases}\dfrac{(L-H)(1-R_1)}{mt+T_m}\,\dfrac{1-\rho_0^{\,N}}{1-\rho_0^{\,N+1}}, & R_1\neq R_2;\\[2ex] \dfrac{(L-H)(1-R)}{mt+T_m}\,\dfrac{N}{N+1}, & R_1=R_2=R;\end{cases}\tag{12}$$

$$T=\begin{cases}\dfrac{mt+T_m}{1-R_1}\,\dfrac{N\rho_0^{\,N+2}-(N+1)\rho_0^{\,N+1}+\rho_0+(1-\rho_0)^2}{(1-\rho_0)(1-\rho_0^{\,N})}, & R_1\neq R_2;\\[2ex] \dfrac{mt+T_m}{1-R}\,\dfrac{N(N+1)+2}{2N}, & R_1=R_2=R.\end{cases}\tag{13}$$

Сравнение функций пропускной способности для дискретной (8) и непрерывной (12) моделей показывает в целом их сходную зависимость от величины $1-R_1$ (см. рис. 1). При этом (12) является нижней оценкой (8). Наиболее близки показатели обеих моделей при высоких вероятностях

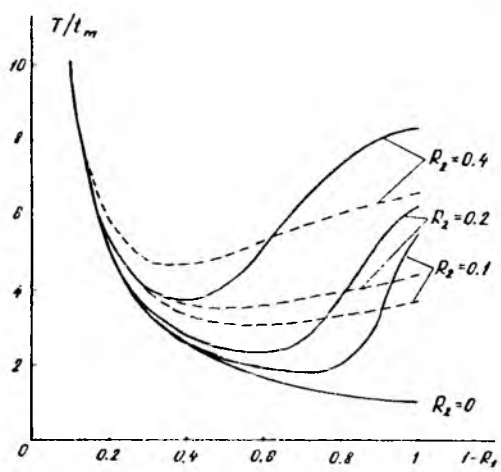


Рис. 4. Относительная задержка пакета в звене передачи данных при $N=5$ и различных значениях параметра R_2 для дискретной (сплошные линии) и непрерывной (штриховые линии) моделей фрагмента сети.

искажений в каналах связи рассматриваемого фрагмента, что легко объясняется хорошим согласованием биномиального и пуассоновского законов распределения в этих условиях [13].

С ростом достоверности передачи пакета различие моделей возрастает. Наибольшее расхождение имеет место в окрестности точки $R_1=R_2$. Однако следует заметить, что при увеличении объема буферного накопителя это различие быстро падает (см. рис. 2), так что при больших значениях N соотношение (12) является приемлемым приближением (8) для произвольных R_1 и R_2.

Из вида сравнительных кривых функций задержки (11) и (13), представленных на рис. 3, 4, видно, что непрерывное описание дает результаты, близкие к дискретной модели, лишь для $R_2 \neq 0$, $N>1$ и только при низкой достоверности передачи пакета, а также в окрестности значения $R_1=R_2$.

Таким образом, при анализе операционных характеристик в ряде указанных случаев возможно моделирование дискретной СМО системой с непрерывным временем.

4. Оптимизация длины пакета. Одной из основных задач эффективного использования связных ресурсов сети является выбор длины пакета, обеспечивающий экстремальные свойства функции пропускной способности межузлового соединения. С одной стороны, размер пакета следует увеличивать, чтобы сократить в нем долю служебных битов и уменьшить относительное время незанятости канала связи. С другой стороны, увеличение размера пакета приводит к росту уровня ошибок на пакет и сокращению количества буферов для хранения пакетов при выделенном объеме буферной памяти и, как следствие, вызывает рост количества повторных передач из-за ошибок и блокировок. Для случая $R_1=R_2=R$ из анализа непрерывной модели фрагмента сети удается получить аналитическую оценку оптимальной длины пакета. Полагая, что основной вклад во время повторных передач вносит только первая повторная передача, соотношение для среднего времени передачи пакета можно записать в виде

$$\bar{t}_m \approx (mt+T_m)(1+R+(1-R)Q_N).$$

Пренебрегая в данном выражении величинами, пропорциональными RQ_N, с учетом (5) получаем:

$$C(L) \approx (L-H)/[(mt+T_m)(1+R+Q_N)]. \qquad (14)$$

Выразим величины t, R и Q_N через оптимизируемый параметр L. Для времени вывода информационного пакета в линию связи справедливо соотношение $t=KL/S$, где $K \gg 1$ — коэффициент увеличения длины пакета из-за бит(байт)-стаффинга [1] или применения асинхронных устройств связи, S — физическая скорость передачи данных по линии связи. Вероятность искажения пакета может быть представлена через вероятность независимой битовой ошибки r формулой [14]

$$R=1-(1-r)^{KL} \approx rKL.$$

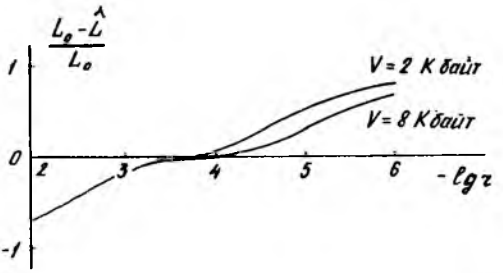
При больших объемах буферного накопителя вероятность блокировки хорошо оценивается соотношением $Q_N \approx 1/N$. Полагая N непрерывно изменяющейся величиной и учитывая, что $N=V/(L+h)$, где V — объем буферной памяти, выделенной выходному каналу связи, а h — количество бит в буфере, необходимых для организации очереди в виде связного списка буферов [15], окончательно из (14) имеем:

$$C(L) \approx (L-H)/[(mKL/S+T_m)(1+rKL+(L+h)/V)]. \qquad (15)$$

Отсюда прямыми методами отыскания экстремума функции находим, что размер пакета

$$L=H+\sqrt{\left(H+\frac{ST_m}{mK}\right)\left(H+\frac{1+qh}{rK+q}\right)} \qquad (16)$$

Рис. 5. Относительная погрешность оценки оптимальной длины пакета при $H=72$ бит, $S=1200$ бит/с; $T_m=0{,}1$ с, $m=1$, $K=1$, $h=16$ бит.



максимизирует приближенное соотношение для $C(L)$ (15). Здесь $q=1/V$ имеет смысл битовой интенсивности блокировки. Нетрудно видеть преемственность (16) к ранее полученному результату: при $K=1$ и неограниченном буферном накопителе транзитного узла коммутации приходим к оценке оптимальной длины пакета, найденной в [5] для произвольного размера окна:

$$\hat{L}=H+\sqrt{\left(H+\frac{ST_m}{m}\right)\left(H+\frac{1}{r}\right)}.$$

Учитывая (9), оценку (16) можно обобщить на случай произвольных соотношений между R_1 и R_2, выбирая значение r из условия

$$r=\max(r_1, r_2), \tag{17}$$

где r_1 и r_2 — вероятности искажения бита в каналах связи первого и второго звеньев передачи данных соответственно. Численные исследования потенциальной пропускной способности (8) при произвольных r_1 и r_2 показывают, что для реальных областей изменения параметров протокола и каналов связи оценка (16) совместно с правилом выбора r (17) дает хорошее приближение оптимальной длины пакета L_0 при значениях q, соизмеримых с r или меньших этого значения (рис. 5). При уровнях q, значительно превышающих r (на порядок и более), оценка (16) плохо согласуется с оптимальным размером пакета, хотя и дает близкие к максимальным значения критерия (8). Однако, учитывая, что стоимость передачи, как правило, существенно выше стоимости хранения и обработки данных [1], размер буферной памяти V следует выбирать так, чтобы параметр q был по крайней мере соизмерим с битовым уровнем ошибок r. Кроме того, принимая во внимание требование получившей широкое признание международной рекомендации X.25 о том, что предельный размер информационной части пакета должен принадлежать дискретному множеству 2^n бит, $n=\overline{7,13}$ [1], можно считать оценку (16) удовлетворительным приближением оптимальной длины пакета при выполнении указанных пропорций между q и r. С учетом ограничений X.25 окончательный размер пакета определится по правилу

$$L=H+\begin{cases} 2^7, & \hat{L}-H\leqslant 2^7, \\ 2^n, & 2^n\leqslant \hat{L}-H<2^{n+1}, \quad \nabla_n\geqslant 0, \quad n=\overline{7,12}, \\ 2^{n+1}, & 2^n<\hat{L}-H\leqslant 2^{n+1}, \quad \nabla_n<0, \quad n=\overline{7,12}, \\ 2^{13} & \hat{L}-H\geqslant 2^{13}, \end{cases}$$

где $\nabla_n=C(2^n+H)-C(2^{n+1}+H)$.

Заключение. Проведенное исследование направлено на изучение возможностей звена передачи данных в предположении, что в узлах всегда имеются пакеты для отправки. Предложенная модель применима также к случаю, когда транзитный узел управляет синхронным обменом по произвольному количеству информационных каналов, так как при использовании схемы полного разделения памяти между выходными направлениями такой фрагмент сети представим в виде набора независимых однофазных марковских СМО [6]. Анализ более совершенных схем

разделения памяти, выполненный в [6], показывает, что они дают некоторое улучшение показателей эффективности функционирования только при сильно несбалансированной нагрузке на выходные каналы связи, когда происходит перераспределение буферной памяти в пользу перегруженных направлений. К сожалению, исследование этих схем не удается провести в аналитическом виде. Поскольку при полной нагрузке на все каналы связи транзитного узла наилучшая схема разделения буферной памяти очень близка к рассмотренной, то выбор длины пакета, а следовательно, и размера буфера разумно проводить предложенным методом. Очевидно, что после определения параметра L для управления потоком пакетов через узел можно использовать любую схему разделения памяти. Отметим также, что в тех случаях, когда дискретная и непрерывная модели дают близкие результаты, целесообразно их совместное использование, так как каждое из описаний фрагмента сети имеет свои преимущества: непрерывное — позволяет легко учесть неодинаковость циклов t_m в звеньях передачи данных, а дискретное — хорошо отражает влияние на операционные характеристики статистической неоднородности каналов связи фрагмента сети при однородности физических параметров звеньев.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Якубайтис Э. А.* Архитектура вычислительных сетей. М.: Статистика, 1980. 279 с.
2. *Шнепс М. А.* Системы распределения информации. Методы расчета. М.: Связь, 1979. 344 с.
3. *Богуславский Л. Б., Геленбе Э.* Аналитические модели процедур управления звеном передачи данных сетей ЭВМ с коммутацией пакетов. — Автоматика и телемеханика, 1980, № 7, с. 181—192.
4. *Зоркальцев А. В.* Выбор оптимальной ширины окна сети ЭВМ с коммутацией пакетов. — АВТ, 1984, № 5, с. 8—13.
5. *Сущенко С. П* Аналитическое оценивание оптимальных значений параметров линейного протокола сети ЭВМ с коммутацией пакетов. — АВТ, 1982, № 5, с. 66—71.
6. *Башарин Г. П., Богуславский Л. Б., Самуйлов К. Е.* О методах расчета пропускной способности сетей связи ЭВМ. — Итоги науки и техники. Электросвязь, 1983, т. 13, с. 32—106.
7. *Девис Д., Барбер Д.* Сети связи для вычислительных машин. М.: Мир, 1976. 680 с.
8. Сети ЭВМ. М.: Связь, 1977. 280 с.
9. *Вентцель Е. С., Овчаров Л. А.* Прикладные задачи теории вероятностей. М.: Радио и связь, 1983. 416 с.
10. *Башарин Г. П., Куренков Б. Е.* Исследование одной системы массового обслуживания с дискретным временем. — Техническая кибернетика, 1983, № 6, с. 26—30.
11. *Клейнрок Л.* Теория массового обслуживания. М.: Машиностроение, 1979. 432 с.
12. *Шварц М.* Сети ЭВМ. Анализ и проектирование. М.: Радио и связь, 1981. 336 с.
13. *Феллер В.* Введение в теорию вероятностей и ее приложения. Т. 1. М.: Мир, 1984. 528 с.
14. *Бирюков В. В., Ващилин Э. П.* Динамическая адаптация параметров процедуры управления звеном передачи данных. — В кн.: Информационно-вычислительные сети ЭВМ. М.: Моск. дом науч.-техн. пропаганды, 1980, с. 136—142.
15. *Цикритзис Д., Бернстайн Ф.* Операционные системы. М.: Мир, 1977. 336 с.

Поступила в редакцию
26.02.85