

АКАДЕМИЯ НАУК ЛАТВИЙСКОЙ ССР

**АВТОМАТИКА
И
ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ
ТЕХНИКА**

1985 №2

ОТДЕЛЬНЫЙ ОТТИСК ● ИЗДАТЕЛЬСТВО «ЗИНАТНЕ» ● РИГА

УДК 681.324

С. П. Сущенко

ПАРАМЕТРИЧЕСКАЯ ОПТИМИЗАЦИЯ СЕТИ
ПАКЕТНОЙ КОММУТАЦИИ

1. *Проблемная ситуация.* Эксплуатационные характеристики сети передачи данных с коммутацией пакетов в значительной мере определяются длиной пакета и размером окна. Задача выбора этих параметров носит сложный многокритериальный характер [1]. С одной стороны, необходимо удовлетворить системные требования по обслуживанию сетью наибольшего числа ее абонентов. С другой стороны, каждый пользователь сети желает быть обслуженным за минимальное время. Наиболее важными критериями системы и пользователя, экстремальных значений которых в первую очередь добиваются проектировщики сети передачи данных, являются соответственно пропускная способность межузловых соединений и время доставки пользовательских данных по виртуальным соединениям. Во многих случаях выбор параметров, оптимальных по одному критерию, дает неудовлетворительные значения другого критерия [1, с. 92—94]. Очевидно, что решение задачи выбора значений параметров должно обеспечить разумный компромисс между требованиями системы и пользователя.

Существующие методы формального выбора значений параметров [2—5] ориентированы на безусловную оптимизацию по одному из критериев. В данной работе с целью совместного учета требований системы и пользователя для неоднородной сети передачи данных строится композиционный критерий, позволяющий получить аналитические оценки оптимальной длины пакета и размера окна, обеспечивающие минимальное среднее время доставки сообщений пользователями по виртуальным соединениям при несущественном отклонении потенциальной пропускной способности сетевых соединений от максимального значения. Построения выполнены в предположении умеренной нагрузки на сеть, позволяющем пренебречь взаимодействием информационных потоков, переносимых различными виртуальными соединениями.

2. *Модель неоднородного виртуального соединения.* Рассмотрим виртуальное соединение, состоящее из D звеньев передачи данных. Найдем время передачи мультипакетного сообщения по нормально функционирующему виртуальному соединению в фазе переноса данных [6] при отсутствии постороннего трафика. Предположим, что процедура управления потоком, переносимым виртуальным соединением, обеспечивает сквозное подтверждение доставки отдельных сообщений. Очевидно, что в рамках широко распространенной рекомендации МККТТ X.25 такое управление может быть реализовано, если затребовать сквозное подтверждение доставки пакетов данных [7] и выбрать окно на сетевом уровне так, чтобы количество пакетов в каждом из передаваемых сообщений не превышало его размера. Пусть $\tau_i, i = \overline{1, D}$ — задержка пакета при передаче по i -му звену виртуального соединения. Будем считать, что сообщение состоит из $k \geq 1$ пакетов, а каждый узел может одновременно выполнять прием и передачу данных, однако передача пакета может быть начата только после того, как будет закончен его прием. Тогда для произвольного звена неоднородного виртуального соединения время между началом передачи одного пакета и началом передачи следующего (рис. 1) запишется так:

$$X_i = \tau_i + G(X_{i-1} - \tau_i), \quad i = \overline{1, D}, \quad X_0 = 0, \quad (1)$$

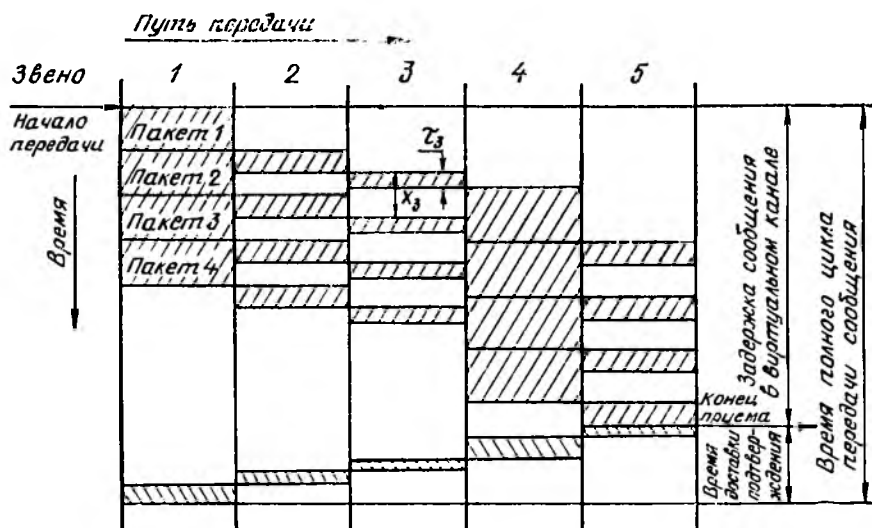


Рис. 1. Схема прохождения мультипакетного сообщения по неоднородному виртуальному соединению при $\tau_4 > \tau_1 > \tau_2 = \tau_5 > \tau_3$.

где $G(X) = \begin{cases} X, & X \geq 0 \\ 0, & X < 0 \end{cases}$. Поскольку передача мультипакетного сообщения по звену с номером $i > 1$ совмещена с передачей $k-1$ пакетов по предыдущему звену (рис. 1), то полная задержка сообщения при передаче по всему виртуальному соединению с учетом времени переноса подтверждения составит

$$T(k, D) = \sum_{i=1}^D (\tau_i + (k-1)X_i - (k-1)X_{i-1} + A_i) = \sum_{i=1}^D \tau_i + A_i + (k-1)X_D,$$

где A_i — задержка подтверждения в i -м звене виртуального соединения. Из (1) нетрудно видеть, что

$$X_D = \tau_M = \max_{i=1, D} \tau_i. \quad (2)$$

Тогда соотношение для задержки сообщения переписывается в виде

$$T(k, D) = \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq M}}^D \tau_i + k\tau_M + \sum_{i=1}^D A_i. \quad (3)$$

Отсюда видно, что задержка мультипакетного сообщения в значительной мере определяется звеном виртуального соединения с наибольшим временем передачи.

Теперь необходимо явно выразить время передачи пакета по межзвеному соединению τ_i и задержку подтверждения A_i через параметры звена передачи данных. Предположим, что канал связи звена передачи данных не является абсолютно надежным и характеризуется вероятностью искажения бита P_i . Будем считать также, что каждое звено виртуального соединения управляется процедурой с нормальным режимом ответа [6]. Кроме того, предположим, что средняя задержка пакета в очереди к выходному каналу пренебрежимо мала по сравнению с временем передачи по линии связи. Тогда среднее значение задержек τ_i и A_i с учетом повторных передач для трафика, переносимого в одном направлении, определится следующими соотношениями [4]:

$$\tau_i = (L + C_i T_i) / (C_i (1 - P_i)^L), \quad (4)$$

$$A_i = (l + C_i T_i) / (C_i (1 - P_i)^l), \quad (5)$$

где L — длина информационного пакета, C_i — физическая скорость передачи по каналу связи, T_i — время занятости канала связи, в течение которого ожидается подтверждение правильности приема пакета, l — длина пакета-подтверждения. Подставляя (4), (5) в (3) и учитывая, что $k=B/(L-H)$, где B — размер передаваемого сообщения, а H — количество служебных битов пакета, получаем окончательное соотношение, описывающее среднюю задержку мультипакетного сообщения при передаче по неоднородному виртуальному соединению:

$$T(L, D, B) = \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq M}}^D \frac{L + C_i T_i}{C_i (1 - P_i)^L} + \frac{B}{L - H} \frac{L + C_M T_M}{C_M (1 - P_M)^L} + \\ + \sum_{i=1}^D \frac{l + C_i T_i}{C_i (1 - P_i)^l}. \quad (6)$$

Здесь параметры с индексом m во втором слагаемом определяются из условия (2). Данная зависимость обобщает модель виртуального соединения, построенную в [5], на случай неодинаковых звеньев передающего тракта и зависящих от параметра L скоростей обмена по информационному каналу.

3. *Оптимизация сетевых параметров.* Для построения формальной процедуры выбора сетевых параметров, учитывающей требования системы и пользователя, воспользуемся априорной информацией о виде зависимости целевых функций вблизи экстремума от оптимизируемых параметров: если мода системного критерия имеет размытый характер зависимости от параметра длины пакета [4], то критерий пользователя имеет ярко выраженный экстремум по этой координате [5], обеспечиваемый трубопроводным эффектом [8, 9]; в то же время для размера окна имеет место обратная, хотя и менее яркая картина. Такая зависимость критериев от оптимизируемых параметров позволяет упорядочить выбор значений длины пакета и размера окна. Совершенно естественно и разумно при этом длину пакета выбирать по критерию пользователя, а затем для найденной длины пакета определить оптимальный по критерию системы размер окна. Учитывая, что наибольшая длина пакета должна иметь единственное значение для всей сети, а ширина окна может иметь индивидуальный размер для каждого межузловое соединения, задача упорядоченного выбора параметров формально записывается в виде

$$\underset{L}{T(L)} \rightarrow \min, \quad \underset{\omega_n}{S_n(L, \omega_n)} \rightarrow \max, \quad n = \overline{1, N}. \quad (7)$$

Здесь $T(L)$ — средняя задержка сообщений пользователей в сети передачи данных (критерий пользователя), вычисляемая по формуле

$$\bar{T}(L) = \sum_{j=1}^J \alpha_j \int_0^{\infty} T_j(L, D_j, B) dF_j(B), \quad (8)$$

J — количество виртуальных соединений, α_j — доля сетевого трафика, переносимая j -м виртуальным соединением и удовлетворяющая условию нормировки $\sum_{j=1}^J \alpha_j = 1$; $T_j(L, D_j, B)$ — задержка сообщения длины B в j -м виртуальном соединении, определяемая соотношением (6); $F_j(B)$ — распределение размера сообщений j -го информационного потока; $S_n(L, \omega_n)$ — потенциальная пропускная способность n -го межузловое соединения (критерий системы), определяемая зависимостью [4]

$$S_n(L, \omega_n) = (L - H) \frac{C_n (1 - P_n)^L (1 - (1 - P_n)^{\omega_n L})}{(\omega_n L + C_n T_n) (1 - (1 - P_n)^L)}; \quad (9)$$

ω_n — размер окна n -го звена передачи данных; N — количество сетевых каналов связи.

Прямое решение (7) приводит к громоздкой оценке оптимального значения L . Для получения более простой аналитической зависимости для оптимального L модифицируем задачу упорядоченного выбора, построив композиционный критерий эффективности сети пакетной коммутации. Из (9) видно, что критерий системы может быть представлен в виде произведения $S_n(L, \omega_n) = (L-H)Z_n(L, \omega_n)$, где через $Z_n(L, \omega_n)$ обозначен второй сомножитель соотношения (9), являющийся средней пакетной скоростью передачи данных. Тогда для критерия пользователя в терминах пакетной скорости передачи из (8) имеем:

$$\bar{T}(L) = \sum_{j=1}^J \alpha_j \left[\sum_{\substack{i=1 \\ i \neq M}}^{D_j} \frac{1}{Z_{ji}(L, 1)} + \frac{\bar{B}_j}{L-H} \frac{1}{Z_{jM}(L, 1)} + \sum_{i=1}^{D_j} \frac{1}{Z_{ji}(L, 1)} \right],$$

где $\bar{B}_j = \int_0^{\infty} B dF_j(B)$ — средний размер сообщений j -го информационного потока. Если в данном соотношении $Z_{ji}(L, 1)$ заменить на $Z_{ji}(L, \omega_{ji})$, $\omega_{ji} \geq 1$, то получим композиционный критерий и задача оптимизации сетевых параметров переписывается в виде

$$K(L, \Omega) = \sum_{j=1}^J \alpha_j \left[\sum_{\substack{i=1 \\ i \neq M}}^D \frac{1}{Z_{ji}(L, \omega_{ji})} + \frac{\bar{B}_j}{L-H} \frac{1}{Z_{jM}(L, \omega_{jM})} + \sum_{i=1}^{D_j} \frac{1}{Z_{ji}(L, 1)} \right] \rightarrow \min_{L, \Omega}, \quad (10)$$

где Ω — вектор параметров ω_n размерности N . Нетрудно видеть, что относительно параметров ω_n , $n = \overline{1, N}$ задачи (7) и (10) эквивалентны, а по параметру L отличаются пакетными скоростями передачи данных. Однако, учитывая относительно малое в большинстве случаев изменение $Z_{ji}(L, \omega_{ji})$ при отклонении ω_{ji} от 1 [4] и слабое влияние значения скорости передачи данных на положение экстремума критерия пользователя [5], можно считать задачи (7) и (10) эквивалентными и по параметру L .

Для дальнейшего анализа предположим, что $P_n = P$, $n = \overline{1, N}$. Найдем значения сетевых параметров, минимизирующее композиционный критерий. Размер окна, оптимальный по критерию системы (9), а в силу эквивалентности (7) и (10) — и по композиционному критерию, определяется зависимостью [4]

$$\omega_n = \sqrt{T_n / t_n R},$$

где t_n — время вывода пакета в линию связи n -го звена передачи данных, R — вероятность искажения пакета. Учитывая, что $t_n = L/C_n$ и $R = 1 - (1-P)^L$ [3], окончательно имеем:

$$\omega_n = \sqrt{\frac{C_n T_n}{L(1 - (1-P)^L)}}, \quad n = \overline{1, N}. \quad (11)$$

Отметим, что в реальных протоколах управления информационным каналом параметр ω принимает только целочисленные значения. Так как максимум критерия (9) имеет размытый характер [4], то рабочая ширина окна может быть найдена округлением значения, вычисленного по формуле (11).

Теперь определим оптимальное значение L . Расписывая пакетную скорость $Z_{ij}(L, \omega_{ij})$ через параметры звена передачи данных и используя линейные приближения относительно P функций $(1-P)^L$ и $(1-P)^{\omega L}$, для композиционного критерия получаем:

$$K(L, \Omega) \approx \sum_{j=1}^J \alpha_j \left[\sum_{\substack{i=1 \\ i \neq M}}^{D_j} \frac{\omega_{ji}L + C_{ji}T_{ji}}{C_{ji}(1-PL)\omega_{ji}} + \right. \\ \left. + \frac{B_j}{L-H} \frac{\omega_{jM}L + C_{jM}T_{jM}}{C_{jM}(1-PL)\omega_{jM}} + \sum_{i=1}^{D_j} \frac{1}{Z_{ji}(l, 1)} \right].$$

Подставляя сюда соотношение для оптимального ω (11) и вновь линейно приближая степенную функцию $(1-P)^L$, окончательно имеем:

$$K(L) \approx \sum_{j=1}^J \alpha_j \left[\sum_{\substack{i=1 \\ i \neq M}}^{D_j} \frac{L}{1-PL} U_{ji} + \right. \\ \left. + \frac{B_j}{L-H} \frac{L}{1-PL} U_{jM} + \sum_{i=1}^{D_j} \frac{1}{Z_{ji}(l, 1)} \right], \quad (12)$$

где $U_{ji} = \frac{1}{C_{ji}} + \sqrt{\frac{PT_{ji}}{C_{ji}}}$ — время передачи бита данных по i -му звену j -го виртуального соединения при оптимальной ширине окна. Следует отметить, что теперь условие (2), определяющее «узкое» звено каждого тракта передачи данных, принимает следующий вид:

$$U_{jM} = \max_{i=1, D_j} \left(\frac{1}{C_{ji}} + \sqrt{\frac{PT_{ji}}{C_{ji}}} \right), \quad j = \overline{1, J}. \quad (13)$$

Дифференцируя (12) по L , получаем условие минимума для композиционного критерия, откуда находим оценку оптимальной длины пакета:

$$L_0 = \frac{HW + \sqrt{HM(W(1-PH) + PM)}}{W + PM}, \quad (14)$$

где $W = \sum_{j=1}^J \alpha_j \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq M}}^{D_j} U_{ji}$ — среднее время передачи бита данных по виртуальным соединениям сети без «узких» звеньев, $M = \sum_{j=1}^J \alpha_j B_j U_{jM}$ — средняя задержка сообщений в «узких» местах виртуальных соединений неоднородной сети. В случае однородной сети передачи данных, когда $C_n = C$, $T_n = T$, $n = \overline{1, N}$, оценка оптимального значения L (14) преобразуется к виду

$$L_0 = \frac{H(\bar{D}-1) + \sqrt{BH((\bar{D}-1)(1-PH) + P\bar{B})}}{\bar{D}-1 + P\bar{B}}, \quad (15)$$

где $\bar{D} = \sum_{j=1}^J \alpha_j D_j$ — средняя длина сетевых трактов передачи данных,

$\bar{B} = \sum_{j=1}^j \alpha_j \bar{B}_j$ — средний размер сообщений, передаваемых по сети. Теперь соотношения (14), (15) могут быть дополнены решающим правилом, учитывающим ограничения рекомендации МККТТ X.25 на множество значений размера информационной части пакета. В соответствии со стратегией упорядоченного выбора параметр L должен в наибольшей степени удовлетворить критерий пользователя (8). Так как данный критерий унимодален, а множество допустимых значений размера информационной части пакета определяется рекомендацией X.25 в виде ряда 2^k бит, $k=7,13$ [6], то наилучшая длина пакета определится по правилу:

$$L'_0 = H + \begin{cases} 2^7, & L_0 - H \leq 2^7, \\ 2^k, & 2^k \leq L_0 - H < 2^{k+1}, \quad \nabla \leq 0, \quad k = \overline{7, 12}, \\ 2^{k+1}, & 2^k < L_0 - H \leq 2^{k+1} \quad \nabla > 0, \quad k = \overline{7, 12}, \\ 2^{13}, & L_0 - H \geq 2^{13}, \end{cases} \quad (16)$$

где $\nabla = T(2^k) - T(2^{k+1})$. Таким образом, формально процедура выбора параметров неоднородной сети передачи данных заключается в следующем: поиске множества «узких» звеньев U_{jm} , $j = \overline{1, I}$ виртуальных соединений по условию (13); определении оптимальной длины пакета с учетом найденного множества «узких» мест по оценке (14); выборе по решающему правилу (16) ближайшего к оптимальному значения длины пакета, удовлетворяющего ограничениям рекомендации X.25; расчете для выбранного L оптимального размера окна каждого звена передачи данных сети по формуле (11) с округлением до ближайшего целого. Для однородной сети определение оптимальных значений параметров сводится просто к расчету соотношений (15), (16), (11).

Теперь полезно исследовать вопрос о том, в какой мере предложенная процедура выбора сетевых параметров удовлетворяет требования системы и пользователя. Проанализируем близость набора параметров, получаемого предлагаемым методом, к оптимумам критериев (8) и (9) на примере.

4. *Пример.* Рассмотрим для простоты однородную сеть с параметрами $C=2400$ бит/с, $T=0,05$ с, $P=10^{-6}$ 1/бит и равномерным распределением интенсивности трафика по трактам передачи. Будем считать, что в сети курсируют 5 информационных потоков по виртуальным соединениям, состоящим из 1, 2, 3, 4 и 5 звеньев передачи данных. Кроме того предположим, что сообщения различных информационных потоков имеют одинаковые средние $\bar{B}=15000$ бит. Величины H и l для вычислительной сети, основанной на рекомендации X.25, определяются объемом пакетной и кадровой служебной информации и составляют 72 бит [6].

В соответствии с предлагаемым методом из (15), (16) и (11) имеем: $L_0=808$ бит, $L'_0=1096$ бит, $\omega=10$. Прямыми численными расчетами из (8) находим, что оптимум критерия пользователя достигается при $L_n=1272$ бит. Применяя к значению L_n решающее правило (16), получаем $L'_n=L'_0$.

Теперь найдем набор сетевых параметров, оптимальный по критерию системы (9). Размер пакета, максимизирующий (9), определяется соотношением [4]

$$L_c = H + \sqrt{H(H+CT) + \frac{1}{P} \left(H + \frac{CT}{\omega} \right)}. \quad (17)$$

Анализ зависимости (9) показывает, что наибольшее значение потенциальной пропускной способности звена передачи данных достигается для L_c , найденного из (17) при единичном размере окна, соответствующем

щем случае наименьших накладных расходов. Тогда оптимальным по критерию системы набором параметров является: $L_c = 13929$ бит, $\omega = 1$.

Сравнивая значения критерия системы для различных наборов параметров, видим, что пропускная способность сетевых соединений, определенная из (9) и нормированная по величине физической скорости передачи, изменилась с 0,97 при $L = L_c$ и $\omega = 1$ до 0,92 для набора параметров, найденного предложенным методом. Это соответствует снижению потенциальной пропускной способности всего лишь на 5,2%. В то же время сетевая задержка, вычисленная по формуле (6) для $B = \bar{B}$, сократилась в полтора-три раза на виртуальных соединениях из 2—5 участков переприема (рис. 2) при $L = L'_0$ по сравнению с $L = L_c$.

Таким образом, можно сделать вывод о хорошем соответствии значений параметров, определенных данным методом, требованиям системы и пользователя.

Заключение. Предложенный метод выбора длины пакета и размера окна целесообразно применять в сетях с большим числом участков переприема. Использование его особенно выгодно при доминировании в сетевом трафике длинных сообщений и низком уровне ошибок в сетевых каналах связи, когда оптимальная по критерию системы передача данных длина пакета соизмерима с размерами абонентских сообщений и обеспечивает слишком большое время их доставки процессам-потребителям, в то время как значения сетевых параметров, получаемые данным методом, позволяют путем незначительного снижения пропускной способности межузловых соединений добиться существенного уменьшения задержки на длинных ($D > 1$) трактах передачи. Отметим также, что в условиях большой изменчивости характеристик виртуальных каналов и значительных колебаний размеров сообщений различных информационных потоков возможной областью применения предлагаемого метода являются протоколы с адаптацией длины пакета и ширины окна к состоянию передающей среды и характеру сетевого трафика.

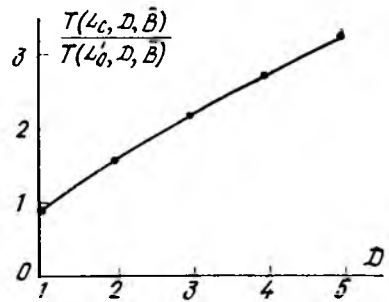


Рис. 2. Распределение относительного выигрыша по длинам виртуальных соединений.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Johnson T. Packet switching services and the data communications user. Pt. 1. London: Ovum, 1976. 153 p.
2. Богуславский Л. Б., Геленбе Е. Аналитические модели процедур управления звеном передачи данных сетей ЭВМ с коммутацией пакетов. — Автоматика и телемеханика, 1980, № 7, с. 181—192.
3. Шнепс М. А. Системы распределения информации. Методы расчета. М.: Связь, 1979. 344 с.
4. Сущенко С. П. Аналитическое оценивание оптимальных значений параметров линейного протокола сети ЭВМ с коммутацией пакетов. — АВТ, 1982, № 5, с. 66—71.
5. Сущенко С. П. Метод выбора рациональной длины пакета сети пакетной коммутации. — АВТ, 1984, № 3, с. 24—28.
6. Дэвис Д., Барбер Д., Прайс У., Соломонидес С. Вычислительные сети и сетевые протоколы. М.: Мир, 1982. 562 с.
7. Рекомендация МККГТ X.25 и ее применение в информационно-вычислительных сетях. Ч. 2. — Методические материалы и документация по пакетам прикладных программ. М.: МЦИТИ, 1983, вып. 24. 147 с.
8. McQuillan J. M., Walden D. C. The ARPA network design decisions. — Comput. Networks, 1977, vol. 1, N 5, p. 243—289.
9. Клейнрок Л. Вычислительные системы с очередями. М.: Мир, 1979. 600 с.

Поступила в редакцию
18.10.84 (05.06.84)