

АКАДЕМИЯ НАУК ЛАТВИЙСКОЙ ССР

**АВТОМАТИКА
И
ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ
ТЕХНИКА**

1982

ОТДЕЛЬНЫЙ ОТРИСК ● ИЗДАТЕЛЬСТВО «ЗИНАТНЕ» ● РИГА

УДК 681.324

С. П. Сущенко

АНАЛИТИЧЕСКОЕ ОЦЕНИВАНИЕ ОПТИМАЛЬНЫХ ЗНАЧЕНИЙ ПАРАМЕТРОВ ЛИНЕЙНОГО ПРОТОКОЛА СЕТИ ЭВМ С КОММУТАЦИЕЙ ПАКЕТОВ

В настоящее время в сетях передачи данных, работающих по принципу коммутации пакетов, для управления информационным каналом [1] широко используются линейные протоколы, рекомендованные различными международными организациями по стандартизации [2]. В основе этих протоколов лежат алгоритмы функционирования с решающей обратной связью [3]. Высокая достоверность передачи информации в системах с решающей обратной связью достигается за счет повторных передач ошибочно принятых пакетов, что снижает реальную среднюю скорость обмена данными, однако простота организации таких систем делает их применение в сетях передачи данных более предпочтительным по сравнению со сложно реализуемыми системами помехоустойчивого кодирования.

При реализации протокола управления информационным каналом важным моментом является выбор параметров, обеспечивающих его эффективное функционирование при минимальных затратах на обработку и хранение пакетов информации. По данным [4] стоимость обработки и хранения снижается значительно быстрее, чем стоимость передачи. Отсюда можно сделать вывод о том, что при реализации протокола следует эффективнее использовать наиболее дорогостоящий ресурс системы — пропускную способность канала связи.

В работах [5—7] исследуется потенциальная пропускная способность канала связи, управляемого нормальной процедурой обмена в режиме группового отказа [1], при фиксированных значениях размера разрешенной зоны [8] и на примерах демонстрируется унимодальность пропускной способности от размера пакета. Однако определение размера пакета, максимизирующего пропускную способность управляющей процедуры линейного протокола, требует трудоемких численных расчетов. Кроме того, сравнение и анализ пропускных способностей для различных наборов параметров и различных классов процедур затруднен из-за того, что в ряде случаев [5, 6] результаты численных исследований приводятся в терминах абсолютных значений пропускной способности.

В данной работе с целью упрощения процесса оптимизации параметров линейного протокола рассматривается приближенная модель нормальной процедуры управления каналом связи для произвольного размера разрешенной зоны, позволяющая получить аналитические оценки оптимальных длин пакетов и размеров разрешенной зоны, и анализируется качество полученных формул.

Модель управляющей процедуры протокола. Исследуемая модель представляет собой два узла, соединенных каналом связи, качество которого не зависит от направления передачи и характеризуется вероятностью искажения одного бита или одного пакета. Для дальнейшего анализа введем ряд предположений и обозначений.

1. Предполагается, что в каждом узле имеется неограниченный поток пакетов, отправляемых другому узлу, и обмен выполняется полными пакетами, т. е. пакетами максимально дозированной длины.

2. Наибольшее число пакетов, переданных по каналу связи между двумя подтверждениями, называется размером разрешенной зоны и обозначается всюду далее через ω .

3. Передача организована таким образом, что всегда передается последовательность из ω информационных пакетов, после чего ожидается подтверждение правильности приема последовательности. Подтверждение посылается противоположной стороной либо с помощью специального укороченного пакета-подтверждения в случае однонаправленного трафика, либо вместе с информационными пакетами в случае симметричного трафика.

4. При неподтверждении пакета с номером $1, 2, \dots, \omega$ передаются повторно все пакеты начиная с ошибочного, т. е. осуществляется передача соответственно $\omega, \omega-1, \dots, 1$ пакетов, следующих за последним безошибочно принятым.

5. В модели предполагается, что основной вклад во время повторных передач вносит только первая повторная передача. Предполагается, кроме того, что условия первой и повторной передач одинаковы, т. е. время передачи пакета не зависит от того, в который раз передается пакет.

6. Считается также, что не происходит потерь пакетов из-за отсутствия буферной памяти на приемном конце, а достоверность передачи каждого пакета не зависит от достоверности передачи предыдущих пакетов.

Теперь рассмотрим пропускную способность канала связи, управляемого с помощью описанной процедуры, для одного направления передачи (или эффективную скорость передачи данных), определенную по аналогии с [5] как отношение объема данных, передаваемых в последовательности из ω пакетов, к среднему времени передачи последовательности:

$$C_m = \frac{\omega(L-H)}{t_m}, \quad m=1, 2, \quad (1)$$

где L — длина пакета, H — количество служебных битов пакета, $m=1$ соответствует случаю однонаправленного трафика, а $m=2$ — симметричного. Среднее время передачи последовательности с учетом введенных предположений определяется как

$$t_m \cong m\omega t + T_m + \sum_{i=0}^{\omega-1} R(1-R)^i [(m\omega - i)t + T_m], \quad (2)$$

где R — вероятность наличия ошибки в пакете, t — время передачи одного пакета, T_m — время занятости канала связи передачей пакетов, которое может быть определено следующим образом: $T_1 = 2T_p + 2T_m + T_y + T_n$, $T_2 = 2T_p + 2T_m + T_y$; здесь T_p — время распространения сигнала по каналу связи, T_m — время переброса направления передачи модема полудуплексного канала связи (для дуплексного канала связи $T_m = 0$), T_y — время узловой обработки пакета при приемо-передаче, T_n — время передачи подтверждения.

Используя соотношение для конечной суммы арифметико-геометрической прогрессии из (2), получаем:

$$t_m \cong 2m\omega t + (1-R)^\omega \left[\frac{1-R}{R} t - T_m - (m-1)\omega t \right] - \left[\frac{1-R}{R} t - 2T_m \right]. \quad (3)$$

Подставляя (3) в (1), окончательно имеем следующее приближенное аналитическое представление для пропускной способности:

$$C_m \cong \frac{\omega(L-H)}{2m\omega t + (1-R)^\omega \left[\frac{1-R}{R} t - T_m - (m-1)\omega t \right] - \left[\frac{1-R}{R} t - 2T_m \right]}, \quad m=1, 2. \quad (4)$$

Соотношение (4) представляет собой приближенную математическую модель рассматриваемой процедуры.

Оценивание оптимальной длины пакета. Наиболее простая процедура обмена соответствует ширине разрешенной зоны, равной единице. Для систем, функционирующих согласно такой процедуре, необходимо возникает задача выбора оптимальной длины пакета. 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 вызывает рост уровня ошибок на пакет и, как следствие, рост повторных передач из-за ошибок. Аналогичная картина сохраняется и при произвольной ширине разрешенной зоны.

Преобразуем соотношение для пропускной способности (4) так, чтобы получить в нем явную зависимость от длины пакета. Пусть C (бит/с) — физическая скорость передачи по каналу связи в каждом из направлений, а P — вероятность искажения одного бита. Тогда время передачи пакета и вероятность наличия в нем ошибки в предположении независимости достоверности передачи каждого бита определяется соответственно как $t=L/C$ и $R=1-(1-P)^L$. С учетом этих соотношений из (4) получаем:

$$C_m \cong \frac{\omega C(L-H)}{2m\omega L + (1-p)^{\omega L} \left[\frac{(1-p)^L}{1-(1-p)^L} L - T_m C - (m-1)\omega L \right] - \left[\frac{(1-p)^L}{1-(1-p)^L} L - 2T_m C \right]}, \quad m=1, 2.$$

Используя линейные приближения относительно P для функций $(1-P)^L$ и $(1-P)^{\omega L}$, окончательно отсюда имеем:

$$C_m \cong \frac{\omega C(L-H)}{L^2 P \omega (1+(m-1)\omega) + L\omega(m+T_m C/P) + T_m C}, \quad m=1, 2. \quad (5)$$

Полагая, что L изменяется непрерывно, дифференцируем C_m по L и получаем условие максимума для пропускной способности, откуда находим оценку оптимального значения длины пакета:

$$L=H + \sqrt{H \left(H + \frac{T_m C}{1+(m-1)\omega} \right) + \frac{1}{(1+(m-1)\omega)P} \left(mH + \frac{T_m C}{\omega} \right)}, \quad m=1, 2. \quad (6)$$

Исследование второй производной выражения (5) подтверждает то, что размер пакета, определяемый соотношением (6), обеспечивает максимум пропускной способности.

Оценивание оптимального размера разрешенной зоны. В процедуре обмена пакетами с произвольной шириной разрешенной зоны рост числа пакетов в последовательности не приводит к снижению процента служебных битов в передаваемой информации. Однако с ростом количества пакетов в последовательности снижается доля второго вида накладных расходов — времени незанятости канала связи. В то же время рост ω приводит к возрастанию объема повторно передаваемой информации вследствие группового характера повторной передачи. Таким образом, эффективная скорость передачи информации является унимодальной функцией от аргумента ω .

Определим значение ω , которое максимизирует эффективную скорость передачи данных по каналу связи для трафика, следующего в одном направлении ($m=1$). Для этого, полагая, что ω изменяется непрерывно, дифференцируем (4) по ω и получаем уравнение относительно оптимального ω :

$$(1-R)^\omega (1-\omega \ln(1-R)) - 1 + \frac{T_1 R}{t-R(t+T_1)} = 0. \quad (7)$$

Это уравнение является трансцендентным и в общем виде неразрешимо. Для получения приближенного аналитического решения используем линейное приближение относительно R функции

$$(1-R)^\omega \cong 1 - \omega R \quad (8)$$

и функций $\ln(1-R) \cong -R$, $\frac{T_1 R}{l-R(t+T_1)} \cong \frac{T_1}{t} R$. Подставляя эти приближения в (7) и решая полученное уравнение, находим:

$$\omega = \sqrt[3]{T_1/tR}. \quad (9)$$

Теперь рассмотрим случай симметричного трафика ($m=2$). Подставляя в (4) линейное приближение (8) и дифференцируя полученное соотношение по ω , получаем условие максимума пропускной способности, откуда находим:

$$\omega = \sqrt[3]{T_2/tR}. \quad (10)$$

Теперь соотношения (9) и (10) можно переписать в виде:

$$\omega = \sqrt[3]{k_m/R}, \quad m=1, 2, \quad (11)$$

где $k_m = T_m/t$ — относительное время занятости канала связи. Анализ вторых производных соотношения (4) по аргументу ω при различных видах трафика с учетом использованных приближений свидетельствует о том, что зависимость (11) максимизирует пропускную способность.

Численные результаты. Для исследования качества полученных оценок оптимальной длины пакета (6) и оптимального размера разрешенной зоны (11) рассмотрим потенциальную пропускную способность канала связи, управляемого описанной ранее процедурой, определенную как отношение среднего объема данных пользователя, передаваемого без ошибок в последовательности из ω пакетов, к времени ее передачи [7]:

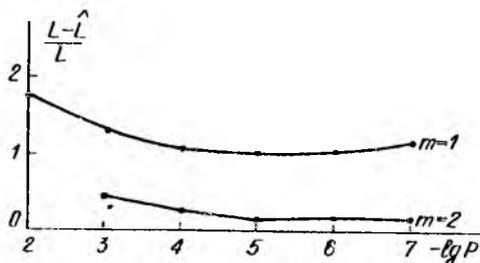
$$C_m = \frac{(L-H) \left[\sum_{i=0}^{\omega-1} i(1-R)^i R + \omega(1-R)^\omega \right]}{m\omega t + T_m} = CS_m, \quad m=1, 2, \quad (12)$$

где $S_m = \frac{(L-H)(1-P)^L(1-(1-P)^{\omega L})}{(m\omega L + CT_m)(1-(1-P)^L)}$ — коэффициенты использования канала связи для одного направления передачи при различных видах трафика.

Таблица 1

P	C	L (байт)	\hat{L} (байт)	$S_1(L)$, %	$S_1(\hat{L})$, %
$1 \cdot 10^{-5}$	1200	533	544	91,8	91,8
$2 \cdot 10^{-5}$	2400	477	496	85,7	85,6
$8 \cdot 10^{-5}$	4800	302	335	66,9	66,8
$5 \cdot 10^{-4}$	9600	134	190	29,0	27,4

В табл. 1 для однонаправленного трафика проводится сравнение оптимальных длин пакетов (L), полученных в [5], и их оценок (\hat{L}), определенных из (6) при $\omega=1$, $H=64$ бит, $T_1=0,1$ с и различных значениях P и C , приводимых в таблице. Здесь же приведены значения коэффициентов использования канала связи (S_1), соответствующие оптимальным длинам пакетов и их оценкам. По результатам численных расчетов, выполненных в [6, 7], на рисунке приводятся зависимости относительной погрешности оценки (6) от уровня ошибок в канале связи.



Зависимости относительной погрешности оценки оптимальной длины пакета от качества канала связи при $\omega=7$, $C=1200$ бит/с, $T_1=0,54$ с, $T_2=0,5$ с, $H=48$ бит для $m=1$ и $H=60$ бит для $m=2$.

Из сравнения результатов, приводимых в табл. 1 и на рисунке, видно, что в случае однонаправленного трафика формула (6) дает удовлетворительные оценки оптимального размера пакета только при малых значениях ω , а с ростом ω (при $\omega=7$) зависимость (6) плохо согласуется с истинным оптимальным размером пакета. В рассмотренном случае симметричного трафика оценка (6) дает хорошее приближение. Учитывая то, что для удобства обработки пакетов их максимальную длину выбирают, как правило, в виде кратного длинам машинных слов всех типов процессоров, используемых в сети, можно сделать вывод о том, что в указанных случаях оценка (6) вполне может быть использована для выбора оптимальных размеров пакета.

Для анализа качества оценки оптимального размера разрешенной зоны (11) запишем соотношение (12) в виде:

$$C_m = \frac{L-H}{t} Z_m, \quad m=1, 2, \quad (13)$$

где $Z_m = \frac{(1-R)(1-(1-R)^\omega)}{R(m\omega + k_m)}$. В соотношении (13) множитель $(L-H)/t$

соответствует физической скорости передачи данных пользователя по каналу связи без ошибок с учетом потерь на передачу служебной информации. Множитель Z_m является коэффициентом использования канала связи для одного направления передачи со скоростью, определяемой первым множителем. Коэффициент Z_m можно интерпретировать также как долю физической скорости передачи данных пользователя, которая достигается в условиях наличия ошибок в канале.

В табл. 2 для однонаправленного и симметричного трафиков приведены результаты расчета оптимального размера разрешенной зоны (ω_m), его оценки ($\hat{\omega}_m$), определенной из (11), и коэффициентов достижимой скорости передачи данных (Z_m) для одного направления передачи. Численное исследование коэффициента Z_m показало, что максимум этой функции имеет размытый, не ярко выраженный характер. Как видно из таблицы, в случае симметричного трафика оценка (11) почти всюду совпадает с истинным оптимальным значением размера разрешенной зоны, а в случае однонаправленного трафика значение коэффициента Z_1 , соответствующее оценке, отличается от экстремального не более чем на про-

Таблица 2

k_m	R	ω_1	$\hat{\omega}_1$	$Z_1(\hat{\omega}_1), \%$	$Z_1(\omega_1), \%$	ω_2	$\hat{\omega}_2$	$Z_2(\omega_2), \%$
1	10^{-1}	4	3	61,9	60,9	3	3	34,8
	10^{-2}	14	10	86,6	86,0	10	10	45,0
	10^{-3}	44	32	95,5	95,3	31	31	48,4
	10^{-4}	141	100	98,5	98,5	98	100	49,4
10	10^{-1}	11	10	29,4	29,3	8	10	19,7
	10^{-2}	42	32	65,5	64,8	30	31	36,8
	10^{-3}	139	100	87,0	86,4	98	100	45,2
	10^{-4}	440	316	95,6	95,4	317	316	48,4

цент. Отсюда можно сделать вывод о том, что выражение (11) является хорошим приближением оптимальных значений ω .

Измерения показывают, что уровень ошибок в обычных телефонных линиях может изменяться в течение суток на два-три порядка в зависимости от интенсивности трафика [9, с. 79]. При фиксированных значениях параметров такое колебание уровня ошибок может вызвать значительное недоиспользование возможностей канала связи, которое будет тем больше, чем больше относительные накладные расходы. Очевидно, в этих условиях целесообразно динамически адаптировать значения параметров протокола к реальному уровню ошибок в канале связи. Реально динамическое управление возможно только размером разрешенной зоны, поскольку адаптация длины пакета потребует значительного усложнения программного обеспечения узлов коммутации сети ЭВМ. Учитывая, что при реализации управляющей программы сетевого процессора достаточно остро стоит вопрос рационального использования оперативной памяти и времени процессора, для вычисления по оценке (11) оптимального ω вместо процедуры возведения в дробную степень можно предложить простой алгоритм, использующий текущее значение размера разрешенной зоны и оценку реального уровня ошибок. Алгоритм основан на соотношении $\omega^2 - (\omega + n)^2 = -(n^2 + 2\omega n)$, справедливом для произвольного n . С учетом (11), с другой стороны, имеем: $\omega^2 - k_m/R = -(n^2 + 2\omega n)$. Отсюда легко определить знак, а путем итеративных вычислений — величину приращения n , на которую нужно изменить текущее значение размера разрешенной зоны.

В заключение отметим, что динамическое управление размером разрешенной зоны может оказаться особенно выгодным для высокоскоростных длинных линий связи и спутниковых каналов, поскольку в этих системах время распространения, как правило, значительно превышает время передачи пакета.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Якубайтис Э. А. Архитектура вычислительных сетей. М.: Статистика, 1980. 279 с.
2. Johnson T. Packet switching services and the data communications user. P. I. London, Oum, 1976. 153 p.
3. Коржик В. И., Финк Л. М. Помехоустойчивое кодирование дискретных сообщений в каналах со случайной структурой. М.: Связь, 1975. 272 с.
4. Робертс Л. Г. Эволюция метода коммутации пакетов. — В кн.: ТИИЭР, М.: Мир, 1978, т. 66, № 11, с. 11—20.
5. Шнепс М. А. Системы распределения информации. Методы расчета. М.: Связь, 1979. 344 с.
6. Masunaga Y. A probabilistic automation model of the NRM, HDX HDLC procedure. — Comput. networks, 1978, vol. 2, N 6, p. 442—453.
7. Чернат А. П. Процедуры линейного управления, используемые в коммутационном процессоре. — В кн.: Вопросы построения сетей ЭВМ и ВЦ коллективного пользования. Киев: ИК АН УССР, 1978, с. 20—29.
8. Сети ЭВМ. М.: Связь, 1977. 280 с.
9. Девис Д., Барбер Д. Сети связи для вычислительных машин. М.: Мир, 1976. 680 с.

Поступила в редакцию
30.10.81 (21.07.81)