

ISSN 0005-2310

А ВТОМАТИКА И ТЕЛЕМЕХАНИКА



•Наука•

10

1999

Российская академия наук

А ВТОМАТИКА И МЕЛЕМЕХАНИКА

Журнал основан в 1936 году

Выходит 12 раз в год



·Наука·Москва

10

ОКТАБРЬ

1999

РЕДАКЦИОННАЯ КОЛЛЕГИЯ:

Главный редактор академик РАН Н.А. Кузнецов,

заместители главного редактора:

академик РАН А.А. Красовский,

член-корр. РАН П.П. Пархоменко,

ответственный секретарь д-р техн. наук В.А. Лотоцкий,

академик РАН С.В. Емельянов, академик АН Грузии И.В. Прангишвили,
д-ра техн. наук Ф.Т. Алескеров, В.Н. Буков, В.М. Вишнеvский, Б.Г. Волик,
О.П. Кузнецов, В.В. Кульба, Л.А. Мироновский, В.Н. Новосельцев, Б.Т. Поляк,
Ю.С. Попков, А.И. Пропой, Е.С. Пятницкий, д-ра физ.-мат. наук Н.А. Бобылев,
А.И. Кибзун, В.Б. Колмановский, Б.М. Миллер, В.В. Рыков, А.П. Уздемир,
канд. техн. наук А.П. Курдюков, Б.В. Лункин,
канд. физ.-мат. наук В.И. Венец, П.Ю. Чеботарев

Адрес редакции: 117806, ГСП. Москва, В-342, Профсоюзная ул., 65

Тел. 334-87-70

Зав. редакцией *П.Е. Шрага*

© Российская академия наук.

Отделение проблем машиностроения, механики и процессов управления,
Институт проблем управления,
Институт проблем передачи информации, 1999 г.

УДК 681.324

© 1999 г. С. П. СУЩЕНКО, д-р техн. наук
(Томский государственный университет)

О ВЛИЯНИИ БЛОКИРОВОК БУФЕРНОЙ ПАМЯТИ НА БЫСТРОДЕЙСТВИЕ СИНХРОННЫХ ПРОЦЕДУР УПРАВЛЕНИЯ ЗВЕНОМ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

Предложена модель двухзвенного сетевого фрагмента в виде системы массового обслуживания с дискретным временем, конечным накопителем, неординарным входным потоком и групповым обслуживанием случайного количества заявок, позволяющая анализировать влияние блокировок ограниченной буферной памяти транзитного узла коммутации на пропускную способность конвейерных синхронных процедур управления межузловым соединением. Найдена нижняя граница быстродействия операционного режима группового отказа конвейерного протокола.

1. Введение

При построении распределенных информационных систем, реализации связи между удаленными подразделениями предприятий и организации доступа индивидуальных пользователей к ресурсам сети Интернет по выделенным и коммутируемым, аналоговым и цифровым линиям связи широко используются конвейерные протоколы управления межузловыми соединениями [1]. В известных работах по анализу производительности линейных протоколов конвейерного типа [1–5] не учитывается фактор отказов при приеме кадров данных из-за отсутствия буферной памяти. Поскольку в основе протоколов линейного уровня лежат алгоритмы с решающей обратной связью, то наиболее адекватными моделями межузлового соединения, учитывающими фактор блокировок буферной памяти, являются системы массового обслуживания (СМО) с дискретным временем и ограниченной очередью. Наименее изученными здесь являются системы с групповым поступлением и обслуживанием заявок, характерным для конвейерных протоколов. Существующие результаты в области дискретных СМО получены либо для систем с неограниченным числом мест ожидания, например [6–9], либо при рекуррентном входном потоке или обслуживании заявок [9, 10]. В [11] предложены модели сетевого фрагмента, позволяющие исследовать влияние фактора блокировок буферной памяти на производительность стартстопного протокола [1]. В данной работе полученные в [11] результаты развиваются для синхронных конвейерных протоколов [1], функционирующих в различных операционных режимах повторной передачи.

2. Математическая модель двухзвенного сетевого фрагмента

Рассмотрим два последовательных звена передачи данных с одинаковыми физическими скоростями обмена (рис. 1). Будем полагать, что передача на каждом участке переприема ведется в соответствии с нормальной управляющей процедурой [1], функционирующей в режиме группового или селективного отказа. Ширину окна [1] принимаем равной $\omega \geq 1$. Пусть узел-отправитель первого звена всегда имеет пакеты для передачи, обмен ведется полными пакетами и весь поток данных, поступающих из первого звена, направляется во второе. При этом время полно-

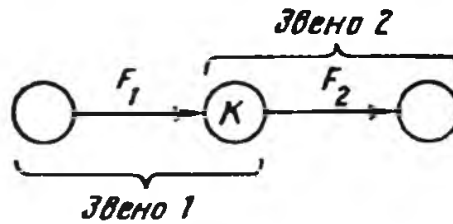


Рис. 1. Структура сетевого фрагмента

го цикла передачи последовательности составит $t(m\omega + A_m)$, где t – время вывода кадра данных в линию связи, m – вид трафика [4] ($m = 1$ – соответствует однонаправленному трафику, а $m = 2$ – симметричному), $A_m \geq 0$ – относительное время незанятости канала связи [4]. Считаем, что достоверность передачи каждого пакета в последовательности не зависит от достоверности передачи предыдущих пакетов и определяется величинами F_1 и F_2 для первого и второго звена, соответственно. Допустимое количество повторных передач будем считать неограниченным, а условия первой и повторной передач – одинаковыми. Полагаем, кроме того, что ретрансляция пакетов из первого звена во второе начинается после получения всей последовательности, а транзитный узел имеет ограниченный буферный накопитель, используемый каналами связи в соответствии со схемой полного разделения [12]. Каждое выходное направление при этом имеет буферный пул объема $K \geq \omega$ буферов. Тогда динамика занятости буферного пула описывается процессом случайного блуждания [13] в ограниченном линейном пространстве, а функционирование сетевой структуры из двух звеньев представимо в виде дискретной марковской СМО с конечным накопителем, неординарным входным потоком и групповым обслуживанием случайного количества заявок. Распределение $P_d(i, \omega)$, $d = \overline{1, 2}$ числа пакетов i в пачке размера ω , поступающей во входном потоке ($d = 1$), и количества пакетов в группе, обслуженной СМО ($d = 2$), имеет вид

$$P_d(i, \omega) = \begin{cases} F_d^i(1 - F_d), & i < \omega, \\ F_d^\omega, & i = \omega \end{cases}$$

в режиме группового отказа и

$$P_d(i, \omega) = \binom{\omega}{i} F_d^i(1 - F_d)^{\omega-i}$$

в режиме селективного отказа. Вероятности состояний цепи Маркова, описывающей СМО, обозначим через P_i , $i = \overline{0, K}$. Среднее быстродействие отдельного межузловое соединения без учета фактора блокировок буферной памяти определяется количеством кадров, переданных без ошибок в последовательности длины ω при заданной достоверности F , и имеет вид [4]

$$(1) \quad \check{z}_\Gamma(\omega) = F \frac{1 - F^\omega}{1 - F}$$

и

$$(2) \quad \check{z}_C(\omega) = \omega F$$

для группового и селективного режимов повторной передачи, соответственно. Пропускную способность рассматриваемого сетевого фрагмента определим средней величиной потока, обслуженного в течение цикла передачи ω кадров

$$z_\Gamma(\omega, K) = \sum_{i=1}^{\omega} P_i F_2 \frac{1 - F_2^i}{1 - F_2} + \sum_{i=\omega+1}^K P_i F_2 \frac{1 - F_2^\omega}{1 - F_2}$$

для режима группового отказа и

$$z_C(\omega, K) = \sum_{i=1}^{\omega} P_i i F_2 + \sum_{i=\omega+1}^K P_i \omega F_2$$

для режима селективного отказа.

3. Анализ управляющей процедуры в режиме группового отказа

Переходные вероятности цепи Маркова Π_{ij} из состояния i в состояние j для произвольной ширины окна имеют следующий вид

$$\Pi_{ij} = \left\{ \begin{array}{l} F_1^j(1 - F_1), \quad i = 0, \quad j = \overline{1, \omega - 1}; \\ F_1^\omega, \quad i = 0, \quad j = \omega; \\ \sum_{\ell=k}^{j-1} F_1^\ell F_2^{\ell-k} (1 - F_1)(1 - F_2) + F_1^j F_2^{j-k} (1 - F_1), \\ i = \overline{1, \omega - 2}, \quad j = i + k, \quad j < \omega, \quad k = \overline{1, \omega - 2}; \\ \sum_{\ell=\omega-i}^{\omega-1} F_1^\ell F_2^{\ell-\omega+i} (1 - F_1)(1 - F_2) + F_1^\omega F_2^i, \quad i = \overline{1, \omega - 1}, \quad j = \omega; \\ \sum_{\ell=k}^{\omega-1} F_1^\ell F_2^{\ell-k} (1 - F_1)(1 - F_2) + F_1^\omega F_2^{\omega-k} (1 - F_2), \\ i = \overline{1, K - 2}, \quad j = i + k, \quad \omega < j < K, \quad k = \overline{1, \omega}; \\ \sum_{\ell=K-i}^{\omega-1} F_1^\ell (1 - F_1)(1 - F_2^{\ell-K+i+1}) + F_1^\omega (1 - F_2^{\omega-K+i+1}), \\ i = \overline{K - \omega, K - 1}, \quad j = K; \\ \sum_{\ell=k}^{i-1} F_1^{\ell-k} F_2^\ell (1 - F_1)(1 - F_2) + F_1^{i-k} F_2^i (1 - F_1), \\ i = \overline{1, \omega - 1}, \quad j = i - k, \quad j \geq 0, \quad k = \overline{1, \omega - 1}; \\ \sum_{\ell=k}^{\omega-1} F_1^{\ell-k} F_2^\ell (1 - F_1)(1 - F_2) + F_1^{\omega-k} F_2^\omega (1 - F_1), \\ i = \overline{\omega, K}, \quad j = i - k, \quad k = \overline{1, \omega}. \end{array} \right.$$

Начнем рассмотрение при ширине окна $\omega = 2$ и различных объемах буферного пула K . Из условий локального равновесия в стационарном состоянии для данной цепи Маркова получаем следующую систему уравнений:

$$\begin{aligned} P_0 F_1 &= P_1 F_2 (1 - F_1) + P_2 F_2^2 (1 - F_1); \\ P_1 (F_1 (1 - F_2) + F_2 (1 - F_1) + F_1^2 F_2) &= P_0 F_1 (1 - F_1) + \\ &+ P_2 F_2 (1 - F_1) (1 - F_2 (1 - F_1)) + P_3 F_2^2 (1 - F_1); \\ P_i (F_1 (1 - F_2) + F_2 (1 - F_1)) (1 + F_1 F_2) &= P_{i-2} F_1^2 (1 - F_2) + \\ &+ P_{i-1} F_1 (1 - F_2) (1 - F_1 (1 - F_2)) + P_{i+1} F_2 (1 - F_1) (1 - F_2 (1 - F_1)) + \\ &+ P_{i+2} F_2^2 (1 - F_1), \quad i = \overline{3, K - 2}; \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
& P_{K-1}((1-F_1)(1-F_2)(F_1+F_2) + F_1^3(1-F_2^2) + F_2^2(1-F_1^2)) = \\
& = P_{K-3}F_1^2(1-F_2) + P_{K-2}F_1(1-F_2)(1-F_1(1-F_2)) + \\
& + P_K F_2(1-F_1)(1-F_2(1-F_1)); \\
& P_K F_2(1-F_1)(1+F_1 F_2) = P_{K-2}F_1^2(1-F_2) + P_{K-1}F_1(1-F_2)(1+F_1 F_2).
\end{aligned}$$

Рассмотрим статистически однородный фрагмент сети ($F_1 = F_2 = F$). Решая систему уравнений равновесия при $K = \overline{2, 5}$ для показателя пропускной способности получаем

$$\begin{aligned}
(3) \quad z_{\Gamma}(2, 2) &= F \frac{2}{3-2F}; \\
z_{\Gamma}(2, 3) &= F \frac{3+F^2}{4-3F+2F^2-F^3}; \\
z_{\Gamma}(2, 4) &= 2F \frac{2+2F+F^2}{5+F-F^3}; \\
z_{\Gamma}(2, 5) &= F \frac{5+15F+18F^2+20F^3+19F^4+13F^5+7F^6+3F^7}{6+13F+9F^2+12F^3+8F^4+3F^5+F^6-F^7-F^8}.
\end{aligned}$$

С ростом K аналитические выражения для $z_{\Gamma}(\omega, K)$ становятся громоздкими и здесь не приводятся. Характер зависимости пропускной способности от емкости буферного пула имеет вид кривой с насыщением (рис. 2). Нетрудно видеть, что на всем диапазоне изменения F предельные значения пропускной способности звена передачи данных (1) достигаются практически уже при 3-5-кратном превышении объема буферного накопителя K над размером окна ω .

Проанализируем уравнения равновесия СМО при $K = 4$ и произвольных F_1 и F_2 . Для вероятностей состояний цепи Маркова справедливо

$$\begin{aligned}
P_1 &= \frac{P_0 F_1 (1 - F_1^2 F_2^2 + F_1 (1 - F_1^2 F_2^3))}{G}; \\
P_2 &= \frac{P_0 F_1^2 (1 + F_1 F_2) (1 - F_1 F_2 + F_1 F_2^2 (1 - F_1))}{F_2 (1 - F_1) G}; \\
P_3 &= \frac{P_0 F_1^3 (1 - F_2) (1 + F_2 + F_1 F_2)}{F_2^2 (1 - F_1) G}; \\
P_4 &= \frac{P_0 F_1^4 (1 - F_1^2 F_2^3 - F_2^2 (2 - F_2 - F_1^2 F_2^2))}{F_2^3 (1 - F_1)^2 G}; \\
G &= F_2 (1 - F_1^2 + F_1 (1 - F_1^2 F_2^2)).
\end{aligned}$$

С учетом условия нормировки отсюда нетрудно получить окончательный вид P_i , $i = \overline{0, 4}$. Рассмотрим частные случаи этого решения.

При детерминированном поступлении кадров ($F_1 = 1$) СМО находится в состоянии занятости всех буферов $P_4 = 1$. Пропускная способность фрагмента при этом полностью определяется достоверностью передачи данных на втором участке переприема

$$(4) \quad z_{\Gamma}(2, 4) = F_2(1 + F_2).$$

В случае детерминированного обслуживания потока данных ($F_2 = 1$) распределение вероятностей цепи Маркова принимает вид

$$P_0 = 1 - F_1, \quad P_1 = F_1(1 - F_1), \quad P_2 = F_1, \quad P_3 = P_4 = 0,$$

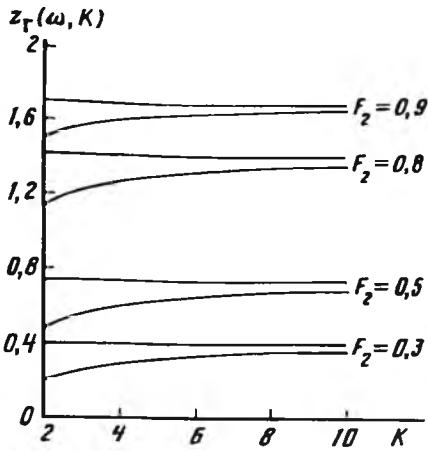


Рис. 2. Влияние объема буферного накопителя транзитного узла на пропускную способность режима группового отказа конвейерного протокола при $\omega = 2$

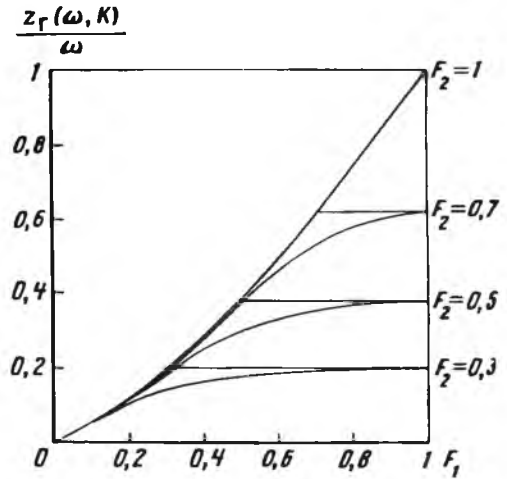


Рис. 3. Зависимость удельной пропускной способности режима группового отказа от достоверности передачи кадра при $\omega = 2, K = 4$

а производительность протокола – зависимость, совпадающую с (4) при замене F_2 на F_1 . Если при этом еще и $F_1 = 1$, то СМО находится в состоянии занятости $P_2 = 1$, а показатель производительности принимает предельное значение: $z_r(2, 4) = 2$. Таким образом, при абсолютно надежном канале связи первого или второго звена передачи данных нормальное функционирование и предельные возможности фрагмента обеспечиваются буферным пулом, емкость которого совпадает с размером окна ω .

Для статистически однородного фрагмента ($F_1 = F_2 = F$) справедливо следующее распределение вероятностей состояния цепи Маркова:

$$P_0 = \frac{1 - F^2}{5 + F - F^3}; \quad P_1 = \frac{1 - F^3}{1 - F^2}; \quad P_2 = \frac{1 + F^2}{1 - F^2};$$

$$P_3 = \frac{1}{1 - F^2}; \quad P_4 = \frac{1 + F}{1 - F^2}.$$

При $F = 1$ данная цепь Маркова имеет три поглощающих [13] состояния:

$$P_2 = P_4 = 2/5, \quad P_3 = 1/5.$$

Производительность звена передачи данных определяется соотношением (3). Из рис. 3 видно, что функция пропускной способности на всем диапазоне изменения F_1 мажорируется потенциальными значениями данного показателя производительности, соответствующими отсутствию блокировок буферного накопителя в транзитном узле

$$z_r(2) = F_d(1 + F_d),$$

здесь $d = 1$ при $F_1 < F_2$ и $d = 2$ при $F_1 \geq F_2$. В наибольшей мере пропускная способность отстоит от потенциально возможного значения при $F_1 = F_2$. Однако учитывая то, что значения пропускной способности статистически однород-

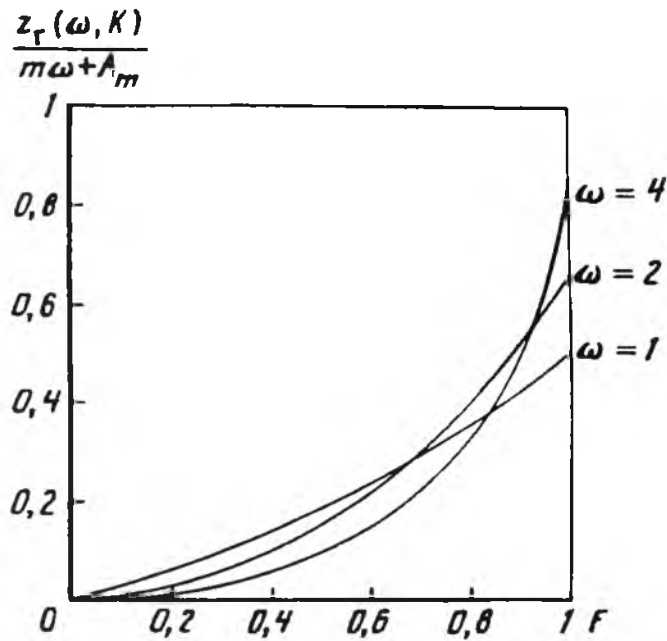


Рис. 4. Сравнение пропускных способностей режима группового отказа при различных размерах окна и $K = 4$, $m = 1$, $A_m = 1$, $F_1 = F_2 = F$

ного фрагмента с ростом размера буферного пула быстро стремятся к предельному уровню (см. рис. 2), для практических расчетов при $K \geq 3\omega$ можно использовать кусочное приближение

$$(5) \quad z_{\Gamma}(\omega, K) = \frac{A^{\omega}(1 - A^{\omega})}{1 - A}, \quad A = \min(F_1, F_2).$$

Рассмотрим статистически однородный фрагмент сети при произвольной ширине окна. Будем полагать, что объем буферного пула K равен размеру окна ω . Тогда уравнения равновесия можно записать следующим образом:

$$\begin{aligned} P_0 &= (1 - F) \sum_{\ell=1}^{\omega} P_{\ell} F^{\ell-1}; \\ P_i \left(2(1 - F) \sum_{\ell=0}^{i-1} F^{2\ell} + F^{2i} \right) &= (1 - F) \sum_{\ell=0}^{i-1} P_{\ell} F^{i-1-\ell} \sum_{k=0}^{i-1} (-F)^k + \\ &+ (1 - F) \sum_{\ell=i+1}^{\omega} P_{\ell} F^{\ell-i-1} \sum_{k=0}^{2i} (-F)^k, \quad i = \overline{1, \omega - 1}; \\ P_{\omega} (1 - F) \sum_{\ell=0}^{\omega-1} F^{2\ell} &= \sum_{i=0}^{\omega-1} P_i F^{\omega-1-i} \left((1 - F) \sum_{\ell=0}^{i-1} F^{2\ell} + F^{2i} \right). \end{aligned}$$

Решение данной системы уравнений имеет вид

$$P_0 = \frac{1 - F}{1 + \omega(1 - F)}, \quad P_i = P_0, \quad i = \overline{1, \omega - 1}, \quad P_{\omega} = \frac{P_0}{1 - F}.$$

Для пропускной способности рассматриваемого фрагмента справедливо

$$z_{\Gamma}(\omega, \omega) = \frac{\omega F}{1 + \omega(1 - F)}.$$

Данное выражение является нижней границей значений пропускной способности сетевого фрагмента. Вид зависимости этого показателя от достоверности передачи пакетов данных для различных размеров окна ω приведен на рис. 4. Отсюда нетрудно видеть, что при высоких уровнях достоверности F существуют значения относительных накладных расходов A_m , для которых выгодно размер окна полагать равным объему всего буферного пула.

4. Анализ управляющей процедуры в режиме селективного отказа

Переходные вероятности цепи Маркова, описывающей селективный режим отказа при произвольном размере окна и объеме буферного накопителя, имеют следующий вид

$$\Pi_{ij} = \left\{ \begin{array}{l} \binom{\omega}{j} F_1^j (1 - F_1)^{\omega-j}, \quad i = 0, \quad j = \overline{1, \omega}; \\ \sum_{\ell=k}^{\min(\omega, j)} \binom{\omega}{\ell} F_1^\ell (1 - F_1)^{\omega-\ell} \binom{i}{\ell-k} F_2^{\ell-k} (1 - F_2)^{i-\ell+k}, \\ \quad i = \overline{1, \omega}, \quad j = i + k, \quad k = \overline{1, \omega}; \\ \sum_{\ell=k}^{\omega} \binom{\omega}{\ell} F_1^\ell (1 - F_1)^{\omega-\ell} \binom{\omega}{\ell-k} F_2^{\ell-k} (1 - F_2)^{\omega-\ell+k}, \\ \quad i = \overline{\omega, K-2}, \quad j = i + k, \quad j < K, \quad k = \overline{1, \omega}; \\ \sum_{\ell=K-i}^{\omega} \binom{\omega}{\ell} F_1^\ell (1 - F_1)^{\omega-\ell} \sum_{p=0}^{\ell-K+i} \binom{\omega}{p} F_2^p (1 - F_1)^{\omega-p}, \\ \quad i = \overline{K-\omega, K-1}, \quad j = K; \\ \sum_{\ell=k}^{\omega} \binom{\omega}{\ell-k} F_1^{\ell-k} (1 - F_1)^{\omega-\ell+k} \binom{i}{\ell} F_2^\ell (1 - F_2)^{i-\ell}, \\ \quad i = \overline{1, \omega-1}, \quad j = i - k, \quad j \geq 0, \quad k = \overline{1, \omega}; \\ \sum_{\ell=k}^{\omega} \binom{\omega}{\ell-k} F_1^{\ell-k} (1 - F_1)^{\omega-\ell+k} \binom{\omega}{\ell} F_2^\ell (1 - F_2)^{\omega-\ell}, \\ \quad i = \overline{\omega, K}, \quad j = i - k, \quad k = \overline{1, \omega}. \end{array} \right.$$

Для статистически однородного фрагмента при $\omega = 2$ и $K = 2, 3$ показатель пропускной способности $z_C(\omega, K)$ имеет следующие зависимости от достоверности передачи данных F

$$(6) \quad z_C(2, 2) = 2F \frac{(2-F)(3-5F^2+4F^3-F^4)}{10-26F+32F^2-21F^3+7F^4-F^5}; \\
 z_C(2, 3) = F \frac{40-128F+208F^2-185F^3+97F^4-27F^5+3F^6}{28-98F+174F^2-178F^3+114F^4-45F^5+10F^6-F^7}.$$

При $K > 3$ функциональная зависимость $z_C(\omega, K)$ от F принимает громоздкий вид и здесь для краткости опускается. Из численных значений пропускной способности, приведенных в таблице видно, что предельные значения данного показателя (2) так же, как и в случае группового отказа достигаются практически уже при $K = 3\omega$.

Распределение значений пропускной способности
от достоверности передачи пакета в режиме селективного отказа

F	z _c (2, 2)	z _c (2, 3)	z _c (2, 4)	z _c (2, 5)	z _c (2, 6)	z _c (2)
0,1	0,125	0,147	0,159	0,168	0,172	0,200
0,2	0,262	0,303	0,326	0,346	0,350	0,400
0,3	0,409	0,469	0,500	0,536	0,539	0,600
0,4	0,569	0,644	0,682	0,736	0,741	0,800
0,5	0,742	0,829	0,873	0,942	0,953	1,000
0,6	0,929	1,026	1,072	1,150	1,164	1,200
0,7	1,136	1,237	1,283	1,358	1,372	1,400
0,8	1,371	1,466	1,506	1,576	1,577	1,600
0,9	1,650	1,700	1,744	1,780	1,782	1,800

Рассмотрим статистически неоднородный сетевой фрагмент для значений параметров $K = \omega$. Уравнения равновесия при этом имеют следующий вид

$$\begin{aligned}
 P_0 \sum_{j=1}^{\omega} \binom{\omega}{j} F_1^j (1 - F_1)^{\omega-j} &= \sum_{g=1}^{\omega} P_g F_2^g (1 - F_1)^{\omega}; \\
 P_i \left\{ \sum_{g=1}^i \sum_{\ell=g}^i \binom{i}{\ell} F_2^{\ell} (1 - F_2)^{i-\ell} \binom{\omega}{\ell-g} F_1^{\ell-g} (1 - F_1)^{\omega-\ell+g} \right. \\
 + \sum_{g=1}^{\omega-i-1} \sum_{\ell=g}^{i+g} \binom{\omega}{\ell} F_1^{\ell} (1 - F_1)^{\omega-\ell} \binom{i+g}{\ell-g} F_2^{\ell-g} (1 - F_2)^{i+2\ell-g} + \\
 + \left. \sum_{\ell=\omega-1}^{\omega} F_1^{\ell} (1 - F_1)^{\omega-\ell} \sum_{p=0}^{\ell-\omega+1} \binom{\omega}{p} F_2^p (1 - F_2)^{\omega-p} \right\} = \\
 = P_0 \binom{\omega}{i} F_1^i (1 - F_1)^{\omega-i} + \\
 + \sum_{g=1}^{i-1} P_g \sum_{\ell=i-g}^i \binom{\omega}{\ell} F_1^{\ell} (1 - F_1)^{\omega-\ell} \binom{\ell-g}{\ell-i+g} F_2^{\ell-i+g} (1 - F_2)^{i-\ell} + \\
 + \sum_{g=i+1}^{\omega} P_g \sum_{\ell=g-i}^g \binom{g}{\ell} F_2^{\ell} (1 - F_2)^{g-\ell} \binom{\omega}{\ell-g+i} F_1^{\ell-g+i} (1 - F_1)^{\omega-\ell+g-i}, \\
 i = \overline{1, \omega-1}; \\
 P_{\omega} \sum_{j=1}^{\omega} \sum_{\ell=j}^{\omega} \binom{\omega}{\ell} F_2^{\ell} (1 - F_2)^{\omega-\ell} \binom{\omega}{\ell-k} F_1^{\ell-j} (1 - F_1)^{\omega-\ell+j} = P_0 F_1^{\omega} + \\
 + \sum_{i=1}^{\omega-1} P_i \sum_{\ell=\omega-i}^{\omega} \binom{\omega}{\ell} F_1^{\ell} (1 - F_1)^{\omega-\ell} \sum_{p=0}^{\ell-\omega+1} \binom{\omega}{p} F_2^p (1 - F_2)^{\omega-p}.
 \end{aligned}$$

Решая данную систему при $\omega = 2$ для вероятностей состояния цепи Маркова имеем

$$\begin{aligned}
 P_1 &= \frac{P_0 F_1 \{2 + 2(1 - F_2)(1 - 3F_1 + F_1^2)\}}{F_2(1 - F_1)\{1 + (1 - F_1)^2(1 - F_2)\}}, \\
 P_2 &= \frac{P_0 F_1^2 \{1 + (1 - F_1)(1 - F_2)(3 - F_1)\}}{F_2^2(1 - F_1)^2 \{1 + (1 - F_1)^2(1 - F_2)\}}.
 \end{aligned}$$

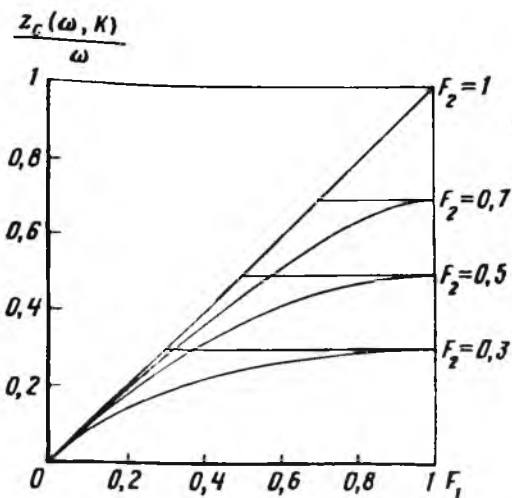


Рис. 5. Зависимость удельной пропускной способности режима селективного отказа от достоверности передачи кадра при $\omega = 2, K = 2$

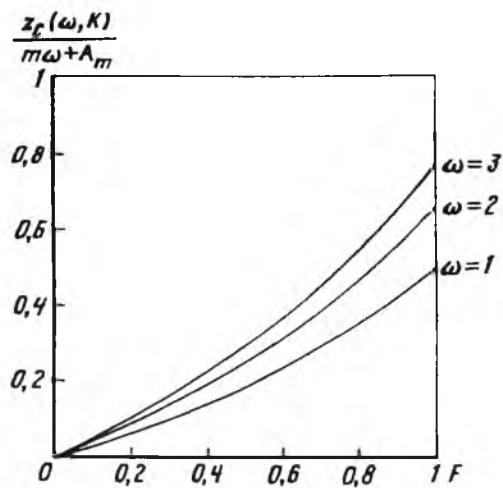


Рис. 6. Сравнение пропускных способностей режима селективного отказа при различных размерах окна и $K = 4, m = 1, A_m = 1, F_1 = F_2 = F$

С учетом условия нормировки отсюда нетрудно найти окончательные зависимости для $P_i, i = \overline{0, 2}$. Рассмотрим это решение в ряде частных случаев.

Для сетевого фрагмента с абсолютно надежным первым звеном передачи данных ($F_1 = 1$) транзитный узел все время находится в состоянии занятости всего буферного пула $P_2 = 1$. Пропускная способность при этом определяется достоверностью передачи данных по второму участку переприема

$$z_c(2, 2) = 2F_2.$$

В случае, когда $F_2 = 1$, финальные вероятности цепи Маркова принимают вид

$$P_0 = (1 - F_1)^2, \quad P_1 = 2F_1(1 - F_1), \quad P_2 = F_1^2,$$

а показатель производительности протокола - $z_c(2, 2) = 2F_1$.

Для фрагмента, удовлетворяющего условию $F_1 = F_2 = F$, справедливо

$$P_0 = \frac{(1 - F)^2(1 + (1 - F)^3)}{10 - 26F + 32F^2 - 21F^3 + 7F^4 - F^5};$$

$$P_1 = \frac{(1 - F)(4 - 8F + 8F^2 - 2F^3)}{10 - 26F + 32F^2 - 21F^3 + 7F^4 - F^5};$$

$$P_2 = \frac{4 - 7F + 5F^2 - F^3}{10 - 26F + 32F^2 - 21F^3 + 7F^4 - F^5}.$$

Пропускная способность в этих условиях задается соотношением (6). На рис. 5 приведены характерные зависимости пропускной способности. Так же, как и в случае режима группового отказа, в наибольшей мере этот показатель отстоит от потенциально возможных значений при $F_1 = F_2$. Учитывая однако, что с ростом K пропускная способность быстро стремится к предельным значениям (см. таблицу), при $K \geq 3\omega$ для практического применения можно использовать кусочно-линейную аппроксимацию

$$(7) \quad z_c(\omega, K) = \omega \min(F_1, F_2).$$

Рассмотрим статистически однородный фрагмент сети при наборе параметров $K = \omega = 3$. Для показателя пропускной способности получаем

$$z_c(3, 3) = F\{153 - 846F + 2310F^2 - 3732F^3 + 3324F^4 - 291F^5 - \\ - 3561F^6 + 5403F^7 - 4440F^8 + 2310F^9 - 759F^{10} + 144F^{11} - \\ - 12F^{12}\} / \{78 - 468F + 1411F^2 - 2645F^3 + 3180F^4 - 2148F^5 - \\ - 2F^6 + 1728F^7 - 2020F^8 + 1285F^9 - 498F^{10} + 111F^{11} - 11F^{12}\}.$$

Из вида зависимостей пропускной способности операционного режима селективного отказа, приведенных на рис. 6, нетрудно видеть, что практически на всем диапазоне изменения значений параметра достоверности F оказывается выгодно полагать размер окна равным объему всего буферного накопителя K .

5. Заключение

Проведенный анализ направлен на исследование потенциальных возможностей звена передачи данных. Возможно применение предложенной модели к изучению схемы полного разделения буферной памяти транзитного узла [12] между несколькими выходными информационными каналами, управляемыми синхронными конвейерными протоколами при $\omega > 1$.

Отметим, кроме того, что операционный режим селективного отказа конвейерной процедуры можно рассматривать так же, как функционирование транзитного узла, при котором входной поток поступает по ω линиям, а выходной поток распределяется по ω исходящим направлениям. Такая интерпретация позволяет исследовать различные стратегии распределения буферного пространства (равнодоступную, фиксированного разбиения, разделения по правилу квадратного корня, смешанные схемы распределения) [12] между выходными каналами, управление которыми осуществляется стартстопным протоколом.

Показана целесообразность выбора ширины окна в размере объема всего буферного пула, выделенного выходному каналу связи, для режима селективного отказа – при любом качестве канала связи, а для режима группового отказа – при низком уровне искажений и высоких накладных расходах.

Установлено, что на всем диапазоне изменения достоверности передачи кадра F предельные значения пропускной способности для всех режимов отказа достигаются практически уже при 3–5-кратном превышении объема буферного накопителя K над размером окна ω . При этом для практических расчетов показателя пропускной способности селективного режима повторной передачи управляющей процедуры можно использовать кусочно-линейную аппроксимацию (7), а для группового режима отказа – кусочное приближение (5).

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Богуславский Л. Б. Управление потоками данных в сетях ЭВМ. М.: Энергоатомиздат, 1984.
2. Богуславский Л. Б., Геленбе Е. Аналитические модели процедур управления звеном передачи данных сетей ЭВМ с коммутацией пакетов // АИТ. 1980. № 7. С. 181–192.
3. Зоркальцев А. В. Выбор оптимальной ширины окна сети ЭВМ с коммутацией пакетов // Автоматика и вычисл. техника. 1984. № 5. С. 8–13.
4. Суценко С. П. Аналитическое оценивание оптимальных значений параметров линейного протокола сети ЭВМ с коммутацией пакетов // Автоматика и вычисл. техника. 1982. № 5. С. 66–71.
5. Суценко С. П. Аналитические модели асинхронных процедур управления звеном передачи данных // Автоматика и вычисл. техника. 1988. № 2. С. 32–40.

6. *Bohm W., Mohanty S. G.* Transient analysis of M/M/1 queues in discrete time with general server vacations // J. Appl. Probab. 1994. No. 31A. P. 115–129.
7. *Alfa A. S., Dolhun K. L., Chakravarty S. A.* A discrete single server queue with Markovian arrivals and phase type group services // J. Appl. Math. Stochast. Anal. 1995. V. 8. No. 2. P. 151–176.
8. *Lacatos L.* On a discrete cyclic-waiting queueing problem // Теория вероятностей и ее применения. 1997. Т. 42. № 2. С. 405–406.
9. *Ивановский В. Б.* О свойствах выходных потоков в системах массового обслуживания // АиТ. 1984. № 11. С. 32–39.
10. *Tsuchiya Toshiaki, Takahashi Yoshitaka.* On discrete-time single-server queues with Markov modulated batch Bernoulli input and finite capacity // J. Oper. Res. Jap. 1993. V. 36. No. 1. P. 29–45.
11. *Суценко С. П.* О влиянии блокировок буферной памяти на операционные характеристики звена передачи данных // Автоматика и вычисл. техника. 1985. № 6. С. 27–34.
12. *Башарин Г. П., Богуславский Л. Б., Самуйлов К. Е.* О методах расчета пропускной способности сетей связи ЭВМ // Итоги науки и техники. Сер. Электросвязь, 1983. Т. 13. С. 32–106.
13. *Клейнрок Л.* Теория массового обслуживания. М.: Машиностроение, 1979.

Статья представлена к публикации членом редколлегии В. В. Рыковым.

Поступила в редакцию 28.04.98

СОДЕРЖАНИЕ

Обзоры

Клейман Е. Г. Идентификация нестационарных объектов	3
---	---

Детерминированные системы

Жуков В. П. Аналоги критериев Бендиксона и Дюлака для динамических систем произвольного порядка	46
Колокольникова Г. А. Необходимые условия оптимальности для задачи импульсного управления в системах с запаздыванием	65
Коннов А. И., Кротов В. Ф. О глобальных методах последовательного улучшения управляемых процессов	77
Пропой А. И. Принцип эквивалентности в управлении движением. I	89

Системы массового обслуживания

Дудин А. Н., Клименок В. И. О системе обслуживания $M/M/1$ с альтернирующим режимом функционирования	97
Печинкин А. В. Система $M/M/1/\infty$ с дисциплиной преимущественного разделения прибора	108
Сущенко С. П. О влиянии блокировок буферной памяти на быстродействие синхронных процедур управления звеном передачи данных	115

Дискретные системы

Ильичев В. Г. Знаковые структуры матриц и их приложение к анализу динамических систем	126
---	-----

Моделирование поведения и интеллекта

Терехов В. А., Тюкин И. Ю. Исследование устойчивости процессов обучения многослойной нейронной сети. I	136
--	-----

Автоматизированные системы управления

Воропаев В. И., Голенко-Гинзбург Д., Любкин С. М. Модели принятия решений для обобщенных альтернативных стохастических сетей	144
--	-----

Вычислительная техника в управлении

Подлазов В. С. Неблокируемые кольцевые коммутаторы: резервирование и быстродействие	153
---	-----

Надежность

Гадасин В. А., Гадасин Д. В. Надежность двухполюсных сетей с аддитивной структурой. II	164
--	-----

Радаев Н. Н. Статистическая эквивалентность данных биномиальных испытаний с остановкой	180
---	-----

Заметки

Кашинов В. В. Необходимые условия оптимальности для разрывных задач линей- ной нестационарной фильтрации	186
Информация	189

C O N T E N T S

Surveys

Kleiman Ye. G. Identification of Time-Variant Plants	3
--	---

Deterministic Systems

Zhukov V. P. Analogs of the Bendixon and Dulac Criteria for Dynamical Systems of Arbitrary Order	46
Kolokol'nikova G. A. Necessary Conditions for Optimality in Sampled-Data Control of Time-Delay Systems	65
Konnov A. I., Krotov V. Ph. On Global Methods of Successive Improvements for Control Processes	77
Propoi A. I. The Equivalence Principle in Motion Control. I	87

Queuing Systems

Dudin A. N., Klimenok V. I. On the <i>BMAP/G/1</i> System with Alternating Operating Conditions	97
Pechinkin A. V. The <i>BMAP/G/1/∞</i> System with Priority Quantization Discipline ...	108
Sushchenko S. P. The Influence of Buffer Memory Locks on the Speed of Synchronous Control Procedures for a Data Transmission Path	115

Discrete Systems

И'ичев V. G. Sign Structures of Matrices with Applications to the Analysis of Dynamical Systems	126
--	-----

Simulation of Behavior and Intelligence

Terekhov V. A., Tyukin I. Yu. Stability Analysis of Learning Processes in a Multilayer Neural Network. I	136
---	-----

MIS

Voropayev V. I., Golenko-Ginzburg D., Lyubkin S. M. Models of Decision Making in Generalized Alternative Stochastic Networks	144
---	-----

Computers in Control

Podlazov V. S. Lock-Free Ring Commutators: Backups and Speed Performance 153

Reliability

Gadasin V. A., Gadasin D. V. Reliability of Two-Pole Networks with Additive Structure. II.....164
Radaev N. N. Statistical Equivalence of Data from Binomial Tests with Termination...180

Notes

Kashinov V. V. Necessary Conditions of Optimality for Discontinuous Problems of Linear Nonstationary Filtering 186
Information189

Сдано в набор 12.07.99 Подписано к печати 23.09.99 Формат бумаги 70 × 100 1/16
Офсетная печать Усл.печ.л. 15,6 Усл.кр.-отт. 4,8 тыс. Уч.-изд.л. 18,2 Бум.л. 6,0
Тираж 391 экз. Зак. 2963

Адрес редакции: 117806, Москва, В-342, Профсоюзная ул., 65. Тел. 334-87-70
Отпечатано в типографии "Наука", 121099, Москва, Шубинский пер., 6