

АКАДЕМИЯ НАУК ЛАТВИЙСКОЙ ССР

**АВТОМАТИКА
И
ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ
ТЕХНИКА**

ОТДЕЛЬНЫЙ ОТТИСК

УДК 681.324

С. П. Сущенко

АНАЛИТИЧЕСКИЕ МОДЕЛИ АСИНХРОННЫХ ПРОЦЕДУР УПРАВЛЕНИЯ ЗВЕНОМ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

Введение. Важнейшим показателем потенциальных возможностей связанных ресурсов современных информационно-вычислительных сетей является пропускная способность межузловых соединений, управляемых линейными протоколами. Различают два типа управляющих процедур линейного уровня: нормальные и асинхронные [1]. Часто используется также понятие стартстопного протокола [2], к которому сводятся управляющие процедуры нормального и асинхронного типа при единичном значении параметра ширины окна [1]. В настоящее время достаточно хорошо развиты формальные модели для оценивания производительности нормальных процедур. Известный подход [3] к аналитическому исследованию асинхронных процедур основан на предположении об экспоненциальности распределения длины кадра. Использование данной гипотезы, являющейся ключевой, приводит к тому, что модели асинхронных процедур не обладают преемственностью по отношению к управляющей процедуре стартстопного протокола при ширине окна, равной единице: потенциальная пропускная способность одного направления передачи межузлового соединения, управляемого стартстопным протоколом, при симметричном трафике пропорциональна величине [4] $(1-R)^2/2$, где R — вероятность искажения информационного кадра, в то время как марковская модель асинхронных процедур [3] при единичной ширине окна и тех же условиях функционирования дает завышенное значение $(1-R)^2/(2-R)$. В работах [5, 6] хотя и используется более реальная функция распределения длины информационного кадра, учитывающая ограниченность сверху и снизу размеров пакета данных, но анализ ведется в предположении большого размера окна (фактически неограниченного) и явная зависимость операционных характеристик звена передачи данных от этого параметра не получена.

В данной работе предложены модели управляющих процедур асинхронного типа, преемственные к стартстопному протоколу.

1. Дискретная модель звена передачи данных. Рассмотрим обмен данными между смежными узлами, соединенными двумя каналами связи (прямым и обратным), каждый из которых обеспечивает передачу кадров в одном направлении. Будем считать одинаковыми физические скорости передачи данных в обоих каналах и времена обработки кадров в узлах. Временем распространения сигнала в канале связи пренебрегаем. Предположим, что в каждом узле имеется неограниченный поток кадров, отправляемых другому узлу, и обмен выполняется полными кадрами, т. е. кадрами максимально дозированной длины. Кадр считается принятым узлом-получателем, если он не искажен. При искажении кадра подтверждение не высылается или отправляется отрицательная квитанция и кадр передается повторно (различием в механизмах повторных передач, обусловленных тайм-аутом и отрицательной квитанцией, будем пренебрегать). Считается также, что не происходит потеря кадров из-за отсутствия буферной памяти. Будем полагать, кроме того, что каждая из взаимодействующих сторон после отправки очередного кадра анализирует поступившую за это время квитанцию, а затем продолжает передачу с учетом особенностей селективного и группового режимов отказа [2]. Тогда время цикла передачи инфор-

мационного кадра составит $t + T_y$, где t — время вывода информационного кадра в линию связи, определяемое отношением

$$t = aL/S, \quad (1)$$

$a \geq 1$ — коэффициент увеличения размера кадра в результате бит-(байт)-стаффинга или применения асинхронной каналообразующей аппаратуры, L — размер информационного кадра, S — физическая скорость передачи данных, T_y — время узловой обработки кадра при приеме-передаче. Передача ведется до тех пор, пока длина очереди неподтвержденных кадров не окажется равной ширине окна ω . Такая ситуация возникает в том случае, если источник информационных кадров за ω циклов не получит ни одной неискаженной квитанции. При этом отправитель приостанавливает передачу информационных кадров (но передача квитанций для потока данных во встречном направлении продолжается) и ожидает подтверждения в течение одного цикла, а затем передача информации возобновляется. Поступление искаженной квитанции в этот момент вызывает повторную передачу ранее отправленных ω информационных кадров. В такой ситуации на возможные дубли уже принятых кадров узлом-получателем формируются положительные квитанции. Будем считать, что положительные и отрицательные квитанции всегда упакованы в информационные кадры, а во время приостановки передачи информации вероятность искажения квитанции (отправляемой в служебном кадре) в обратном канале связи R_0 имеет то же значение, что и при передаче в составе информационного кадра. Так как уведомления переносятся в каждом кадре независимо, то в рамках введенных предположений время прихода неискаженной квитанции кратно длительности цикла $t + T_y$ и распределено по геометрическому закону с параметром $1 - R_0$.

Теперь воспользуемся определением пропускной способности одного из направлений передачи межузлового соединения, управляемого асинхронной процедурой обмена, в виде отношения среднего объема данных, передаваемых за время до прихода квитанции, к среднему времени получения квитанции [3]:

$$C(L, \omega) = (L - H)\bar{\omega}/\bar{t}, \quad (2)$$

где H — объем пакетной и кадровой служебной информации; $\bar{\omega}$ — среднее количество информационных кадров, передаваемых отправителем за время между двумя последовательными поступлениями квитанций:

$$\bar{\omega} = \sum_{k=1}^{\omega} P_k \bar{k}; \quad (3)$$

P_k — вероятность того, что узел отправил k кадров до получения неискаженной квитанции; $\bar{k} = \sum_{i=1}^k iP(i, k)$; $P(i, k)$ — вероятность безошибочной передачи i информационных кадров в эшелоне длины k , определяемая соотношениями [3]

$$P(i, k) = C_i^k (1 - R_n)^i R_n^{k-i}, \quad (4)$$

в режиме селективного отказа и

$$P(i, k) = \begin{cases} (1 - R_n)^i R_n, & i < k, \\ (1 - R_n)^k, & i = k \end{cases} \quad (5)$$

в режиме группового отказа; R_n — вероятность искажения информационного кадра в прямом канале связи. С учетом (4), (5) выражение для $\bar{k}$ можно переписать в виде

$$\bar{k} = \begin{cases} k(1 - R_n) & \text{при селективном отказе,} \\ (1 - R_n)(1 - (1 - R_n)^k)/R_n & \text{при групповом отказе.} \end{cases} \quad (6)$$

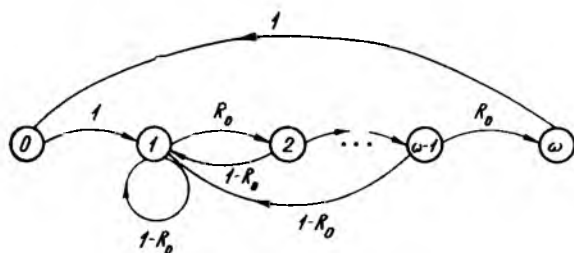


Рис. 1. Цепь Маркова, описывающая динамику очереди неподтвержденных кадров для режима селективного отказа.

В силу геометрического характера распределения времени прихода подтверждения

$$\bar{t} = (t + T_y) / (1 - R_0). \quad (7)$$

Для расчета значений вероятностей P_k , $k = \overline{0, \omega}$, представим поведение узла-отправителя в стационарном режиме однородной марковской цепью с дискретным временем, состояниям которой соответствует размер очереди переданных, но не подтвержденных информационных кадров (рис. 1, 2). Изменения длины данной очереди происходят в моменты, кратные циклу передачи информационного кадра, и фактически P_k при этом будут вероятностями состояний цепи Маркова.

Очевидно, что из нулевого состояния в первое передающий узел переходит с вероятностью детерминированного события. Дальнейший рост очереди неподтвержденных кадров происходит с вероятностью искажения квитанции R_0 (см. рис. 1, 2). В режиме селективного отказа получение узлом-отправителем квитанции в состоянии с номером $k = \overline{1, \omega - 1}$ вызывает переход в первое состояние, поскольку поступившая квитанция не содержит подтверждение или отказ на информационный кадр, переданный в текущем цикле (см. рис. 1). В режиме группового отказа при этих же условиях переход в первое состояние выполняется только тогда, когда все информационные кадры, отправленные к началу текущего цикла, получены адресатом без ошибки. В противном случае происходит переход в нулевое состояние (см. рис. 2). Так как в состоянии с номером ω передача информационных кадров приостанавливается, то переход из этого состояния возможен только в нулевое состояние.

Теперь для каждого режима защиты от ошибок можно записать систему уравнений равновесия. Начнем с режима селективного отказа:

$$P_0 = P_\omega, \quad P_1 = P_0 + (1 - R_0) \sum_{k=1}^{\omega-1} P_k, \quad P_k = P_{k-1} R_0, \quad k = \overline{2, \omega}. \quad (8)$$

С учетом условия нормировки отсюда находим:

$$P_k = \begin{cases} \frac{(1 - R_0) R_0^{\omega-1}}{1 + R_0^{\omega-1} (1 - 2R_0)}, & k = 0, \\ \frac{(1 - R_0) R_0^{k-1}}{1 + R_0^{\omega-1} (1 - 2R_0)}, & k = \overline{1, \omega}. \end{cases} \quad (9)$$

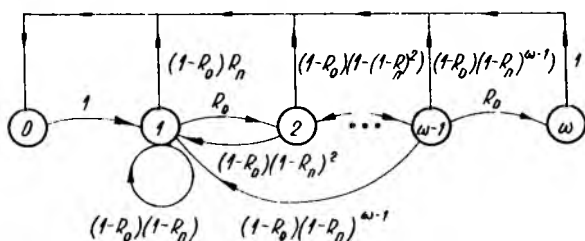


Рис. 2. Цепь Маркова, описывающая динамику очереди неподтвержденных кадров для режима группового отказа.

Из данного соотношения видим, что при $R_0=0$ и $\omega>1$ распределение вероятностей состояний дискретной цепи Маркова принимает вид

$$P_1=1, \quad P_k=0, \quad k=\overline{0, 2, \omega}, \quad (10)$$

т. е. для исключения непроизводительных простоев в прямом канале при абсолютно надежном обратном канале дуплексного соединения достаточно выбрать $\omega=2$. Учитывая (6) и (9), из (3) получаем:

$$\overline{\omega} = \frac{(1-R_{\Pi})[1-(1+\omega(1-R_0))R_0^\omega]}{(1-R_0)[1+R_0^{\omega-1}(1-2R_0)]}. \quad (11)$$

Подставляя (7) и (11) в (2), приходим к следующему выражению для пропускной способности межузловое соединения, управляемого асинхронной процедурой обмена в режиме селективного отказа:

$$C_c(L, \omega) = \frac{L-H}{t+T_y} Z_c(\omega), \quad (12)$$

где

$$Z_c(\omega) = \frac{(1-R_{\Pi})[1-(1+\omega(1-R_0))R_0^\omega]}{1+R_0^{\omega-1}(1-2R_0)}. \quad (13)$$

Рассмотрим режим группового отказа. Система уравнений равновесия, аналогичная (8), в этом случае имеет вид

$$P_0 = \sum_{k=1}^{\omega-1} P_k (1-R_0) (1-(1-R_{\Pi})^k),$$

$$P_1 = P_0 + \sum_{k=1}^{\omega-1} P_k (1-R_0) (1-R_{\Pi})^k, \quad P_k = P_{k-1} R_0, \quad k=\overline{2, \omega}.$$

Отсюда с учетом условия нормировки для стационарных вероятностей состояния дискретной цепи Маркова получаем:

$$P_k = \begin{cases} \frac{(1-R_0)[R_{\Pi} + (1+R_0)(1-R_{\Pi})[R_0(1-R_{\Pi})]^{\omega-1}]}{1+R_{\Pi}-R_0 + (1-R_{\Pi})^\omega(1-R_0)^2 R_0^{\omega-1} - R_0^\omega(1-R_0)(1-R_{\Pi})} & k=0, \\ \frac{(1-R_0)(1-R_0(1-R_{\Pi}))R_0^{k-1}}{1+R_{\Pi}-R_0 + (1-R_{\Pi})^\omega(1-R_0)^2 R_0^{\omega-1} - R_0^\omega(1-R_0)(1-R_{\Pi})} & k=\overline{1, \omega}. \end{cases} \quad (14)$$

При $R_0=0$ и $\omega>1$ распределение (14) принимает вид (10). Таким образом, для режима группового отказа максимальная нагрузка на прямой канал при абсолютно надежном обратном канале достигается так же, как и в случае селективного отказа, уже для $\omega=2$. Из (9) и (14) нетрудно видеть, что $\omega=1$ приводит к распределению, не зависящему от типа отказа и параметров канала связи: $P_k=1/2$, $k=\overline{0,1}$. При этом прямой канал половину времени простаивает в ожидании квитанции.

Из формул (3), (6), (14) следует, что

$$\overline{\omega} = \frac{(1-R_{\Pi})[R_{\Pi}-R_0^\omega\{1-R_0(1-R_{\Pi})-(1-R_0)(1-R_{\Pi})^{\omega+1}\}]}{R_{\Pi}[1+R_{\Pi}-R_0 + (1-R_{\Pi})^\omega(1-R_0)^2 R_0^{\omega-1} - R_0^\omega(1-R_0)(1-R_{\Pi})]}.$$

Тогда пропускная способность звена передачи данных при управлении асинхронной процедурой обмена в режиме группового отказа определится следующим выражением:

$$C_r(L, \omega) = \frac{L-H}{t+T_y} \cdot Z_r(\omega), \quad (15)$$

где

$$Z_r(\omega) = \frac{(1-R_n)(1-R_o)[R_n - R_o^\omega[1 - R_o(1-R_n) - (1-R_o)(1-R_n)^{\omega+1}]]}{R_n[1 + R_n - R_o + (1-R_n)^\omega(1-R_o)^2R_o^{\omega-1} - R_o^\omega(1-R_o)(1-R_n)]} \quad (16)$$

2. *Анализ производительности управляющих процедур.* Рассмотрим поведение потенциальной пропускной способности межузловое соединения для различных режимов отказа в ряде частных случаев.

Полагая в (12) и (15) размер окна равным единице, приходим к соотношению для пропускной способности стартстопного протокола [4]:

$$C_{cc}(L) = \frac{L-H}{2(t+T_y)}(1-R_n)(1-R_o), \quad (17)$$

что подтверждает преимущество предложенных моделей асинхронных процедур по отношению к стартстопному протоколу.

Для абсолютно надежного прямого канала связи ($R_n=0$) соотношения (13), (16), как и следовало ожидать, дают одинаковый результат:

$$Z_c(\omega) = Z_r(\omega) = \frac{1-R_o^\omega[1+\omega(1-R_o)]}{1+R_o^{\omega-1}(1-2R_o)}.$$

При $R_o=0$ и $\omega>1$ пропускная способность для селективного отказа определяется только достоверностью передачи информационного кадра по прямому каналу связи: $Z_c(\omega)=1-R_n$. То же самое имеет место в случае неограниченного роста размера окна ($\omega \rightarrow \infty$). Для режима группового отказа набор параметров $R_o=0$ и $\omega>1$ приводит к соотношению $Z_r(\omega)=(1-R_n)/(1+R_n)$, а случай $\omega=\infty$, соответствующий предельным возможностям управляющей процедуры, — к выражению $Z_r(\omega)=(1-R_n)(1-R_o)/(1+R_n-R_o)$.

В реальных системах связи качество прямого и обратного каналов дуплексного соединения, как правило, одинаково. В этих условиях для подавляющего большинства линейных протоколов выполняется равенство $R_n=R_o=R$. Тогда соотношения (13), (16) несколько упрощаются:

$$Z_c(\omega) = \frac{(1-R)[1-(1+\omega(1-R))R^\omega]}{1+R^{\omega-1}(1-2R)},$$

$$Z_r(\omega) = \frac{(1-R)^2[1-R^{\omega-1}[1-R(1-R)-(1-R)^{\omega+2}]]}{1+(1-R)^{\omega+2}R^{\omega-1}-R^\omega(1-R(1-R))}.$$

Отсюда нетрудно видеть, что $Z_r(\infty)=Z_c(2)=(1-R)^2$, т. е. для статистически однородного дуплексного канала связи потенциальные возможности режима группового отказа асинхронной процедуры обмена в режиме селективного отказа достигаются уже при $\omega=2$. Следует заметить, однако, что для важного случая высокой достоверности передачи данных по каналу связи, для которого обычно и применяются алгоритмы с решающей обратной связью, различие между двумя режимами функционирования мало (рис. 3). Отметим также, что пропускная способность межузловое соединения быстро растет с увеличением размера окна и практически достигает своей предельной величины еще до $\omega=10$ (рис. 4). Таким образом, применение более сложного в реализации режима селективного отказа может оказаться предпочтительным при низких значениях достоверности передачи кадров. С ростом же величины $1-R$ преимущество данного метода защиты от ошибок перед групповым отказом достаточно быстро падает (см. рис. 3, 4).

3. *Выбор протокольных параметров.* Эффективность функционирования звена передачи данных в значительной мере определяется размером кадра и шириной окна. Поскольку в общей проблеме проектирования сети пакетной коммутации оптимизация линейных протоколов

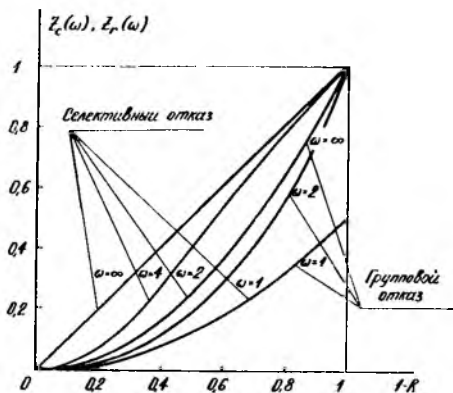


Рис. 3. Зависимость пропускной способности межузловое соединения от качества канала связи при $R_{\pi}=R_o=R$.

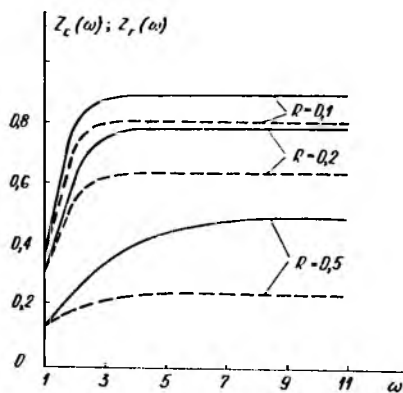


Рис. 4. Зависимость пропускной способности межузловое соединения от ширины окна для селективного (сплошные кривые) и группового (штриховые кривые) режимов отказа при $R_{\pi}=R_o=R$.

является лишь одной из многочисленных задач синтеза, то желательно максимально снизить трудоемкость и упростить процесс получения обоснованного решения задачи выбора протокольных параметров. Естественным решением этого вопроса является получение аналитических зависимостей для оптимальных значений параметров либо их оценок.

Рассмотрим соотношение для пропускной способности стартстопного протокола. Полагая достаточно низким уровень искажений в каналах связи звена передачи данных и принимая во внимание то, что функция вида $1-x$ при $x \ll 1$ является линейным приближением функции $(1+x)^{-1}$, выражение (17) можно переписать так:

$$C_{cc}(L) \approx \frac{L-H}{(t+T_y)(1+R_{\pi})(1+R_o)} \approx \frac{L-H}{(t+T_y)(1+R_{\pi}+R_o)}.$$

В большинстве случаев вероятности R_{π} и R_o могут быть выражены через вероятности независимых битовых ошибок в прямом r_{π} и обратном r_o каналах связи следующим образом: $R_{\pi}=1-(1-r_{\pi})^{aL} \approx r_{\pi}aL$, $R_o=1-(1-r_o)^{aL} \approx r_oaL$. Теперь приближенное соотношение для $C_{cc}(L)$ с учетом (1) принимает следующий вид:

$$C_{cc}(L) \approx \frac{S(L-H)}{L^2 a^2 (r_{\pi}+r_o) + L(1+ST_y a (r_{\pi}+r_o)) + ST_y}.$$

Отсюда прямыми методами отыскания экстремума функции получаем оценку оптимальной длины кадра для стартстопного протокола:

$$L=H + \sqrt{\left(H + \frac{ST_y}{a}\right) \left(H + \frac{1}{a(r_{\pi}+r_o)}\right)}. \quad (18)$$

Действуя аналогичным образом, из (12), (15) при $\omega=2$ с учетом только линейных по R_{π} и R_o компонент имеем:

$$\begin{aligned} C_c(L, 2) &\approx \frac{(L-H)(1-R_{\pi})}{(t+T_y)(1+R_o)} \approx \frac{L-H}{(t+T_y)(1+R_{\pi})(1+R_o)} \approx \\ &\approx \frac{L-H}{(t+T_y)(1+R_{\pi}+R_o)} \\ C_r(L, 2) &\approx \frac{(L-H)(1-R_{\pi})(1-R_o)}{(t+T_y)(1+R_{\pi})} \approx \\ &\approx \frac{L-H}{(t+T_y)(1+R_{\pi})^2(1+R_o)} \approx \frac{L-H}{(t+T_y)(1+2R_{\pi}+R_o)}. \end{aligned}$$

Тогда оценка оптимального L для селективного режима отказа совпадает с (18), а для группового — принимает вид

$$L = H + \sqrt{\left(H + \frac{ST_y}{a}\right) \left(H + \frac{1}{a(2r_n + r_o)}\right)}. \quad (19)$$

Рассмотрим случай $\omega \geq 3$. Приближенные соотношения для пропускных способностей при этом записываются следующим образом:

$$C_c(L, \omega) \approx \frac{(L-H)(1-R_n)}{t+T_y} \approx \frac{L-H}{(t+T_y)(1+R_n)}, \quad \omega \geq 3,$$

$$C_r(L, \omega) \approx \frac{(L-H)(1-R_n)(1-R_o)}{(t+T_y)(1+R_n-R_o)} \approx \frac{L-H}{(t+T_y)(1+2R_n)}, \quad \omega \geq 3.$$

Отсюда находим оценки оптимального L для селективного и группового режимов отказа соответственно:

$$L = H + \sqrt{\left(H + \frac{ST_y}{a}\right) \left(H + \frac{1}{ar_n}\right)}, \quad (20)$$

$$L = H + \sqrt{\left(H + \frac{ST_y}{a}\right) \left(H + \frac{1}{2ar_n}\right)}. \quad (21)$$

Численный анализ функции пропускной способности межузловое соединения для класса асинхронных процедур (12), (15) показывает, что при $\omega \geq 3$ оптимальная длина кадра практически не зависит от ширины окна. В таблице приводится сравнение оптимальных размеров кадра для селективного L_c и группового L_r режимов отказа с их оценками $\hat{L}_c$ и $\hat{L}_r$ соответственно, определенными из (18)–(21) при $r_n = r_o = r$, $H = 48$ бит, $S = 1200$ бит/с, $T_y = 0,01$ с, $a = 1$. Из результатов, приводимых в таблице, видно, что при $r < 10^{-2}$ оценки (18)–(21) являются хорошим приближением оптимальных значений L и могут быть использованы для определения оптимальной длины кадра.

Зависимость пропускной способности (13), (16) от параметра ω имеет характер кривой с насыщением. Численные расчеты показывают, что 95% уровень потенциальных возможностей канала связи при $R_n = R_o = R$, $R \leq 0,5$ достигается в групповом режиме отказа уже для $\omega = 4$, а в селективном — для $\omega = 7$. Поскольку при асинхронном управлении межузловым соединением размер окна влияет главным образом на вероятность неприхода квитации за время передачи эшелона кадров, то требуемое значение ω можно найти по заданной вероятности f

ω	r	L_c (байт)	$\hat{L}_c$ (байт)	$C_c(L_c, \omega)$, %	L_r (байт)	$\hat{L}_r$ (байт)	$C_r(L_r, \omega)$, %
2	10^{-2}	10	15	6,9	10	14	5,3
	10^{-3}	24	28	48,0	22	25	42,5
	10^{-4}	71	75	80,0	61	62	76,5
	10^{-5}	219	222	93,2	181	182	91,8
	10^{-6}	682	690	97,8	560	565	97,3
5	10^{-2}	11	18	13,2	10	19	6,7
	10^{-3}	33	37	59,8	24	28	48,0
	10^{-4}	99	103	85,5	71	74	80,0
	10^{-5}	308	312	95,2	218	222	93,2
	10^{-6}	961	974	98,4	682	690	97,8

непроизводительных простоев: $P_{\omega} = f$. В режиме селективного отказа данное условие с учетом (9) принимает вид

$$\frac{(1-R_0)R_0^{\omega-1}}{1+R_0^{\omega-1}(1-2R_0)} = f.$$

Отсюда находим соотношение для требуемой ширины окна, которое с учетом требования целочисленности ω записывается следующим образом:

$$\omega = 1 + \left\lceil \frac{1}{\ln R_0} \ln \frac{f}{R_0 f + (1-R_0)(1-f)} \right\rceil, \quad (22)$$

где $\lceil \cdot \rceil$ означает округление до большего целого. Для режима группового отказа из условия выбора ω с учетом (14) получаем:

$$\frac{(1-R_0)(1-R_0(1-R_{\Pi}))R_0^{\omega-1}}{1+R_{\Pi}-R_0+(1-R_{\Pi})^{\omega}(1-R_0)^2R_0^{\omega-1}-R_0^{\omega}(1-R_0(1-R_{\Pi}))} = f.$$

Данное уравнение в аналитическом виде относительно ω неразрешимо. Однако можно получить верхнюю оценку требуемого значения ω . Очевидно, что следующее неравенство выполнимо при любой ширине окна:

$$\frac{(1-R_0)(1-R_0(1-R_{\Pi}))R_0^{\omega-1}}{1+R_{\Pi}-R_0+(1-R_{\Pi})^{\omega}(1-R_0)^2R_0^{\omega-1}-R_0^{\omega}(1-R_0(1-R_{\Pi}))} \leq f.$$

Отсюда находим, что искомое значение ширины окна удовлетворяет неравенству $\omega \leq \hat{\omega}$, где

$$\hat{\omega} = 1 + \left\lceil \frac{1}{\ln R_0} \ln \frac{f(1+R_{\Pi}-R_0)}{(1-R_0(1-R_{\Pi}))(1-R_0(1-f)) - (1-R_{\Pi})(1-R_0)^2 f} \right\rceil \quad (23)$$

Численный анализ P_{ω} показывает, что с учетом требования целочисленности ω оценка (23) совпадает с шириной окна, обеспечивающей заданную вероятность простоев. Таким образом, соотношения (22), (23) могут быть использованы для расчета размера окна асинхронной процедуры управления звеном передачи данных при различных режимах отказа.

Из оценок оптимальной длины кадра (18)–(21) и формульных соотношений (22), (23) для определения ширины окна нетрудно видеть, что при расчете одного из параметров необходимо задать другой. Очевидно, совместный выбор параметров L и ω должен обеспечивать наибольшее значение главного критерия эффективности функционирования звена передачи данных — пропускной способности межузловое соединения. Анализ этого показателя при оптимальной для каждого значения ω длине кадра показывает, что насыщение функции пропускной способности наступает практически при $\omega=4$. В силу этого совместный выбор протокольных параметров следует начинать с расчета оптимальной длины кадра по оценкам (20), (21), соответствующим случаю $\omega \geq 3$, после чего необходимо найти кадровый уровень искажений в каналах связи (R_{Π}, R_0) по известным r_{Π} и r_0 , а затем определить из соотношений (22), (23) рациональное значение ширины окна по заданному уровню f непроизводительных простоев отправителя информации.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Дэвис Д., Барбер Д., Прайс У., Соломонидес С. Вычислительные сети и сетевые протоколы. — М.: Мир, 1982. — 562 с.
2. Богуславский Л. Б. Управление потоками данных в сетях ЭВМ. — М.: Энергоатомиздат, 1984. — 168 с.
3. Gelenbe E., Labetoulle J., Pujolle G. Performance evaluation of the HDLC protocol // Comput. Networks. — 1978. — Vol. 2. — P. 409—415.
4. Абуталиев Ф. Б., Саидахмедов Ш. Х. Аналитическая модель тракта передачи данных для сети коммутации пакетов. // Вычислительные сети коммутации пакетов. Тез. докл. Всес. конф. — Рига: Зинатне, 1979. — С. 162—166.
5. Паршенков Н. Я., Кольцов А. Н. Влияние величины тайм-аута на пропускную способность информационного канала при использовании процедуры LAPB. // 10 Всес. школа-семинар по вычислительным сетям. — М.; Тбилиси. 1985. — Ч. 2. — С. 273—278.
6. Wang J. Delay and throughput analysis for computer communications with balanced HDLC procedures // IEEE Trans. on Comput. — 1982. — Vol. C-31, N 8. — P. 739—746.

Поступила в редакцию
17.07.87 (13.04.87)