Вычислительные технологии **Том 13, Специальный выпуск 5, 2008**

Анализ быстродействия асинхронной процедуры управления звеном передачи данных

В. В. Кокшенев, С. П. Сущенко
Томский государственный университет, Россия
e-mail: vladimir_finf@mail.ru, ssp@inf.tsu.ru

A model for the data link control procedure with selective reject mode was proposed. The model is based on the Markov chain with discrete time. The model considers the influence of the size of retransmit time-out on the inter node link throughput. Dependence of the data link control procedure throughput on the link error rate, protocol parameters, and informational channel characteristics was deduced.

Важнейшей операционной характеристикой звена передачи данных является его пропускная способность. Данный показатель определяется не только достоверностью передачи данных в информационном канале, но и типом протокольной процедуры, управляющей функционированием межузлового соединения. Известные модели асинхронных управляющих процедур [1, 2] не обладают преемственностью по отношению к стартстопному протоколу и не учитывают различие в механизмах повторных передач, обусловленных отрицательной квитанцией и истечением тайм-аута [3].

В настоящей работе предложена математическая модель асинхронной процедуры управления звеном передачи данных, учитывающая фактор искажений в прямом и обратном каналах связи и механизмы повторных передач, обусловленные истечением тайм-аута неприема ответа от получателя потока информации.

Рассмотрим два узла, соединенных дуплексным каналом связи, качество которого в общем случае зависит от направления передачи и характеризуется вероятностями искажения кадра $R_{\text{п}}$ и $R_{\text{о}}$ для прямого и обратного направлений соответственно. Будем считать, что в каждом узле имеется неограниченный поток кадров, отправляемых другому узлу, обмен выполняется кадрами максимально дозволенной длины и цикл передачи кадра составляет время t. Кадр считается принятым узлом получателя, если он не искажен и не является копией (дублем) уже принятого кадра. При искажении кадра подтверждение не высылается или отправляется отрицательная квитанция и кадр передается повторно. На поступивший дубль обязательно формируется положительная квитанция, но сама копия в узле-получателе стирается. В модели предполагается, что условия первой и повторной передач кадра одинаковы, т. е. время передачи кадра не зависит от того, в который раз передается кадр. Считается также, что не происходит потерь кадров из-за отсутствия буферной памяти у получателя.

Будем полагать, что каждая из взаимодействующих сторон перед началом передачи очередной последовательности из ω кадров запускает тайм-аут ожидания квитанции $S \geq \omega$, выраженный в интервалах длительности t, а после отправки очередного кадра анализирует поступившую за это время квитанцию и затем продолжает передачу с учетом особенностей селективного режима отказа. 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 подтверждение в течение $S-\omega$ циклов, а затем при непоступлении квитанции перенос информации возобновляется с повторной передачи неподтвержденных кадров.

Предположим, кроме того, что положительные и отрицательные квитанции всегда упакованы в информационные кадры, а во время приостановок передачи информации вероятность искажения квитанции имеет то же значение, что и при передаче в составе информационного кадра. Так как уведомления переносятся в каждом кадре независимо, в рамках введенных предположений время прихода квитанции распределено по геометрическому закону с параметром $1-R_{\text{о}}$.

Воспользуемся наиболее общим определением пропускной способности межузлового соединения, управляемого асинхронной процедурой обмена, в виде отношения среднего объема данных, передаваемых за время до прихода квитанции, к среднему времени получения квитанции [1]:

$$C(L,\omega,S)=\frac{(L-H)\bar{\omega}}{\bar{t}}, \tag{1}$$

где L — размер информационного кадра; H — объем служебной информации; $\bar{\omega}$ — среднее число информационных кадров, передаваемых отправителем за время между двумя последовательными поступлениями квитанции, которое задается соотношением

$$\bar{\omega}=\sum_{l=1}^{\omega}P_l\,\bar{l}+\sum_{l=\omega+1}^{S-1}P_l\,\omega(1-R_{\text{п}}); \tag{2}$$

P_l — вероятность того, что узел отправил l кадров до получения неискаженной квитанции; $\bar{l}=\sum\limits_{i=1}^{l}P(i,l)i$ — среднее число информационных кадров, переданных без ошибок в эшелоне длины l. В режиме селективного отказа $\bar{l}=l(1-R_{\text{п}})$ [3]. В силу геометрического характера распределения времени прихода подтверждения $\bar{t}=t/(1-R_{\text{о}})$ [1]. Для расчета значений вероятностей P_l, $l=\overline{0,\omega}$, поведение узла-отправителя в стационарном режиме представим однородной марковской цепью с дискретным временем, состояниям которой соответствует размер очереди переданных, но не подтвержденных информационных кадров. Фактически P_l 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 $R_{\text{о}}$. В режиме селективного отказа получение узлом-отправителем квитанции в состоянии с номером $l=\overline{1,\omega-1}$ вызывает переход в первое состояние, так как поступившая квитанция не содержит подтверждение или отказ на информационный кадр, переданный в текущем цикле. Поскольку в состояниях $l=\overline{\omega,S-1}$ передача кадров в прямом направлении приостановлена, переход из них возможен только в нулевое состояние.

Таким образом, для переходных вероятностей однородной цепи Маркова, описывающей динамику очереди переданных, но не подтвержденных кадров в установившемся режиме, справедливо

$$\Pi_{ij} = \begin{cases} 1, & j=1,\ i=0, \\ R_{\text{o}}, & j=i+1,\ i=\overline{1,S-2}, \\ 1-R_{\text{o}}, & j=1,\ i=\overline{1,\omega-1}, \\ 1-R_{\text{o}}, & j=0,\ i=\overline{\omega,S-2}, \\ 1, & j=0,\ i=S-1, \\ 0 & \text{в остальных случаях.} \end{cases}$$

Система уравнений равновесия имеет следующий вид:

$$\begin{aligned} P_0 &= (1-R_{\text{o}})\sum_{l=\omega}^{S-2} P_l + P_{S-1}, \\ P_1 &= P_0 + (1-R_{\text{o}})\sum_{l=1}^{\omega-1} P_l, \\ P_l &= P_{l-1}R_{\text{o}},\ l=\overline{2,S-1}. \end{aligned}$$

Отсюда с учетом условия нормировки находим

$$P_l = \begin{cases} \dfrac{(1-R_{\text{o}})R_{\text{o}}^{\omega-1}}{1+R_{\text{o}}^{\omega-1}(1-R_{\text{o}}-R_{\text{o}}^{S-\omega})}, & l=0, \\ \dfrac{(1-R_{\text{o}})R_{\text{o}}^{l-1}}{1+R_{\text{o}}^{\omega-1}(1-R_{\text{o}}-R_{\text{o}}^{S-\omega})}, & l=\overline{1,S-1}. \end{cases} \tag{3}$$

Из данного соотношения следует, что при $R_{\text{o}}=0$ и $\omega>1$ распределение вероятностей состояний цепи Маркова принимает вид

$$P_1 = 1, \quad P_l = 0, \quad l = 0, \overline{2,S-1}.$$

То есть для исключения непроизводительных простоев в прямом канале при абсолютно надежном обратном канале дуплексного соединения достаточно выбрать $\omega = S = 2$. Учитывая (3) и соотношение для $\bar{l}$ из (2), получаем

$$\bar{\omega} = \frac{(1-R_{\text{п}})\left\{1-R_{\text{o}}^{\omega}-\omega R_{\text{o}}^{S-1}(1-R_{\text{o}})\right\}}{(1-R_{\text{o}})\left\{1+R_{\text{o}}^{\omega-1}(1-R_{\text{o}}-R_{\text{o}}^{S-\omega})\right\}}. \tag{4}$$

Подставляя (4) и зависимость для среднего времени $\bar{t}$ между поступлениями последовательных квитанций в (1), приходим к следующей зависимости пропускной способности межузлового соединения, управляемого асинхронной процедурой обмена в режиме селективного отказа, от характеристик информационного канала и параметров протокола:

$$C(L,\omega,S) = \frac{(L-H)Z(\omega,S)}{t},$$

где

$$Z(\omega,S) = \frac{(1-R_{\text{п}})\left\{1-R_{\text{o}}^{\omega}-\omega R_{\text{o}}^{S-1}(1-R_{\text{o}})\right\}}{1+R_{\text{o}}^{\omega-1}(1-R_{\text{o}}-R_{\text{o}}^{S-\omega})}. \tag{5}$$

Рассмотрим поведение нормированной потенциальной пропускной способности межузлового соединения (5) в ряде частных случаев.

1. Полагая в (5) размер окна равным единице, приходим к соотношению

$$Z(1,S) = \frac{(1-R_{\text{п}})\left\{1-R_{\text{о}}-R_{\text{о}}^{S-1}(1-R_{\text{о}})\right\}}{2-R_{\text{о}}-R_{\text{о}}^{S-1}}.$$

Отсюда при $S=1$ получаем $Z(1,1)=0$. Для длительности тайм-аута $S=2$ пропускная способность совпадает с известным выражением [3] для пропускной способности стартстопного протокола: $Z(1,2)=(1-R_{\text{п}})(1-R_{\text{о}})/2$, что подтверждает преемственность предложенной модели асинхронной процедуры по отношению к стартстопному протоколу. Неограниченный рост длительности тайм-аута ($S\to\infty$) приводит к зависимости $Z(1,\infty)=(1-R_{\text{п}})(1-R_{\text{о}})/(2-R_{\text{о}})$.

2. Для абсолютно надежного прямого канала связи ($R_{\text{п}}=0$) соотношение (5) дает следующий результат:

$$Z(\omega,S) = \frac{1-R_{\text{о}}^{\omega}-\omega R_{\text{о}}^{S-1}(1-R_{\text{о}})}{1+R_{\text{о}}^{\omega-1}(1-R_{\text{о}}-R_{\text{о}}^{S-\omega})}.$$

Для длительности тайм-аута, совпадающей с размером окна ($S=\omega$), пропускная способность преобразуется как

$$Z(\omega,\omega) = 1-\frac{\omega R_{\text{о}}^{\omega-1}(1-R_{\text{о}})}{1-R_{\text{о}}^{\omega}}.$$

При $S=\omega+1$ и $S\to\infty$ соответственно получаем

$$Z(\omega,\omega+1) = \frac{1-R_{\text{о}}^{\omega}(1+\omega(1-R_{\text{о}})}{1+R_{\text{о}}^{\omega-1}(1-2R_{\text{о}})},$$

$$Z(\omega,\infty) = \frac{1-R_{\text{о}}^{\omega}}{1+R_{\text{о}}^{\omega-1}(1-R_{\text{о}})}.$$

Результаты вычислений

R	ω	$Z(\omega,\omega)$	$Z(\omega,\omega+1)$	$Z(\omega,\omega+2)$	$Z(\omega,\omega+3)$	$Z(\omega,\omega+4)$	$Z(\omega,\infty)$
0.1	1	0	0.405	0.424	0.426	0.426	0.426
	2	0.736	0.810	0.817	0.817	0.817	0.817
	3	0.876	0.890	0.891	0.891	0.891	0.891
	4	0.897	0.899	0.899	0.899	0.899	0.899
0.2	1	0	0.320	0.349	0.354	0.355	0.356
	2	0.533	0.640	0.658	0.661	0.662	0.662
	3	0.723	0.760	0.767	0.769	0.769	0.769
	4	0.779	0.791	0.793	0.794	0.794	0.794
	5	0.795	0.798	0.799	0.799	0.799	0.799
	6	0.799	0.800	0.800	0.800	0.800	0.800
0.3	1	0	0.245	0.277	0.285	0.287	0.288
	2	0.277	0.490	0.516	0.523	0.526	0.526
	3	0.564	0.619	0.634	0.639	0.640	0.641
	4	0.647	0.671	0.678	0.681	0.681	0.681
	5	0.680	0.690	0.693	0.694	0.694	0.694
	6	0.693	0.697	0.698	0.698	0.698	0.698

3. При $R_о = 0$ и $\omega > 1$ пропускная способность для селективного режима отказа определяется только достоверностью передачи информационного кадра по прямому каналу связи:

$$Z(\omega, S) = 1 - R_п. \tag{6}$$

То же самое имеет место в случае неограниченного размера окна ($\omega \to \infty$).

Из численных результатов, приводимых в таблице, видно, что индекс пропускной способности (5) монотонно растет с увеличением размера окна и выходит в режим насыщения уже для $\omega \geq 5$. При заданном размере окна показатель пропускной способности возрастает с увеличением длительности тайм-аута ожидания решающей обратной связи от получателя информационного потока и практически достигает теоретического предела (6) при насыщении по протокольному параметру ω для значений длительности тайм-аута S, превосходящих ширину окна на 2–4 интервала размера t. В целом от протокольных параметров ω и S пропускная способность имеет характер кривой с насыщением, а для неограниченного тайм-аута величина $Z(\omega, \infty)$ мажорирует значения $Z(\omega, S)$ при $S < \infty$.

Список литературы

[1] Богуславский Л.Б. Управление потоками данных в сетях ЭВМ. М.: Энергоатомиздат, 1984. 168 с.

[2] Боровихин Е.А., Коротаев И.А. Анализ функционирования и оптимизация протокола HDLC // Автоматика и вычисл. техника. 1993. № 2. С. 47–51.

[3] Сущенко С.П. Аналитические модели асинхронных процедур управления звеном передачи данных // Автоматика и вычисл. техника. 1988. № 2. С. 32–40.

Поступила в редакцию 28 марта 2008 г.