

# О ДОСТУПНОЙ ПОЛОСЕ ПРОПУСКАНИЯ ВИРТУАЛЬНОГО СОЕДИНЕНИЯ С СЕЛЕКТИВНЫМ РЕЖИМОМ ОТКАЗА В НАГРУЖЕННОМ ТРАКТЕ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

**В. Кокшенев, П. Михеев, С. Сущенко**

*Томский Государственный Университет*

*Томск, Россия*

*ssp@inf.tsu.ru*

Предложена модель виртуального соединения транспортного протокола, проложенного в многозвенном тракте передачи данных с очередями пакетов в транзитных узлах. Протокольная процедура управления переносом трафика формализована в виде марковизированного процесса с дискретным временем, введением дополнительной переменной, задающей размер «мешающей» очереди перед потоком исследуемого виртуального соединения. Предложенная математическая модель позволяет оценить влияние распределения размера очереди в транзитных узлах, ширины окна, длительности тайм-аута ожидания подтверждения и характеристик каналов связи на быстродействие виртуального соединения.

*Ключевые слова:* компьютерные сети, транспортный протокол, виртуальное соединение, многозвенный тракт, очередь пакетов, пропускная способность, цепь Маркова, дискретное время, размер окна, длительность тайм-аута.

## 1. ВВЕДЕНИЕ

В современных сетях, осуществляющих передачу данных и мультимедийного трафика через единую инфраструктуру, существенно повышаются требования к наличию доступной полосы пропускания и, как следствие, к повышению эффективности ее использования. В работе предложена математическая модель протокола транспортного уровня в многозвенном нагруженном тракте передачи данных, формализующая режим селективного отказа [1] двумерной цепью Маркова с дискретным временем. В модели учтена также природа волоконно-оптических линий связи, имеющих, возможно, существенно разные показатели надежности в прямом и обратном направлениях передачи. Данная ситуация нередко провоцируется неправильной инсталляцией оптических коннекторов. Несмотря на то, что большинство современных стеков протоколов TCP/IP имеют, согласно RFC 793, групповую процедуру отказа, в последнее время начинают появляться реализации с функцией селективного подтверждения для TCP, описанной в RFC 2883. Примером может служить стек протоколов TCP/IP NG операционных систем Windows Server Longhorn и Windows Vista. В связи с данным фактом возрас-

тает актуальность исследования показателей пропускной способности селективного режима отказа.

## 2. ЛОГИКА ПРОТОКОЛЬНОЙ ПРОЦЕДУРЫ

Рассмотрим обмен данных между узлами, соединенными многозвенным трактом передачи данных. Предположим, что выполняются следующие допущения. Узлы тракта соединены дуплексными каналами связи, имеющими одинаковые пропускные способности в обоих направлениях. Длина тракта передачи данных, выраженная в количестве участков переприема, равна  $D$ . Заданы вероятности достоверности передачи кадра в канале связи для прямого  $F_n(d)$ ,  $d = \overline{1, D}$  и обратного —  $F_0(d)$ ,  $d = \overline{1, D}$  направлений передачи каждого участка переприема. Передача данных на каждом участке переприема выполняется в соответствии с алгоритмом решающей обратной связи. Время обработки пакетов в узлах тракта одинаково. В каждом узле-отправителе имеется неограниченный поток пакетов для передачи, и обмен выполняется информационными пакетами одинаковой длины. Подтверждения получателя о корректности приема принимаемых данных переносятся в информационных пакетах встречного потока. Потеря кадров из-за отсутствия буферной памяти в узлах тракта не происходит. Задана функция вероятностей  $b_n$ ,  $n = \overline{0, N}$  того, что поток анализируемого соединения в транзитном узле встретит очередь размера  $n \geq N$ , где  $N$  — максимальный размер очереди, определяемый емкостью буферных пулов транзитных узлов. Тайм-аут длительности  $S$  запускается перед началом передачи первого сегмента последовательности и фиксируется для всех сегментов в пределах ширины окна. Будем считать, что размер окна управляющего протокола определяется величиной  $W$ , а  $S > W$  — задает длительность тайм-аута ожидания подтверждения корректности доставки данных. После передачи очередного сегмента, протокол копирует его в очередь переданных, но не подтвержденных данных и запускает тайм-аут. Как только размер очереди становится равным ширине окна  $W$ , управляющий протокол приостанавливает передачу в ожидании получения квитанции или истечения тайм-аута ожидания подтверждения  $S$ . При получении подтверждения, из очереди удаляются сегменты, дошедшие до адресата без искажений. При истечении тайм-аута  $S$  соответствующий сегмент передается повторно, и тайм-аут запускается вновь. Будем называть тактом время  $t$ , необходимое для вывода кадра в линию. Такт определяется суммой времени вывода пакета в линию, времени распространения сигнала в канале связи и времени обработки пакета принимающим узлом.

Селективный и групповой методы управления надежной передачей отличаются способом формирования квитанций. Селективная процедура отказа явно указывает все полученные сегменты данных, а групповая — сообщает номер первого неполученного сегмента. Таким образом, селективная управляющая процедура передает повторно лишь потерянные и искаженные кадры, в то время как групповая — все сегменты, начиная с первого недошедшего до адресата, что потенциально влечет ненужные повторные передачи и загрузку канала связи «холостым» трафиком.

### 3. МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ НАГРУЖЕННОГО ТРАКТА ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

Динамика очереди переданных, но не подтвержденных сегментов на узле-отправителе для различных режимов функционирования управляющего протокола может быть описана двумерной цепью Маркова с дискретным временем и числом состояний по одному измерению, равным длительности сквозного тайм-аута  $S$ , а по другому — увеличенной на единицу максимальной длине очереди:  $N + 1$ . Очевидно, что длительность тайм-аута должна быть достаточной для того, чтобы пакет с сегментом данных по прямому каналу достиг адресата и подтверждение получателя по обратному каналу было принято отправителем потока. Отсюда следует, что размер тайм-аута, выраженный в длительностях тактов  $t$ , должен быть не меньше суммы двойной длины пути и размера встреченной очереди в транзитном узле  $S \geq 2D + n$ . С учетом возможных повторных передач информационных пакетов основного (прямого) потока и пакетов с подтверждениями во встречном потоке из-за искажений в отдельных звеньях тракта размер тайм-аута  $S$  целесообразно выбирать с «запасом» на повторные передачи. Пропускная способность виртуального соединения  $Z(W, S)$ , управляемого транспортным протоколом, определяется как отношение среднего объема данных, передаваемых между двумя последовательными получениями квитанций, к среднему времени получения квитанции [2, 3]. Вклад в быстродействие виртуального соединения дают те состояния цепи Маркова, для которых возможно получение квитанции.

Квитанция на первый сегмент последовательности может поступить отправителю спустя время  $s \geq 2D$  интервалов длительности  $t$ , необходимых для достижения первым сегментом адресата и возвращения отправителю подтверждения о корректности его приема. Если при передаче последовательности сегментов отправителем или переносе подтверждения пакет с сегментом в прямом тракте (или подтверждением в обратном) встретил очередь размера  $n$ , то время для получения квитанции (подтверждения) необходимо возрастает на размер встреченной очереди  $n$  и составит  $s \geq 2D + n$ . Процесс переноса информационного потока транспортным протоколом в однозвенном виртуальном канале моделируется марковской цепью [2]. Обобщение данной модели для пустого многозвенного тракта передачи данных выполнено в [3]. Функционирование виртуального соединения, управляемого транспортным протоколом, в нагруженном многозвенном тракте передачи данных с очередями сегментов перед отправляемыми данными или подтверждениями может быть описано марковизированным процессом, в котором размер очереди перед прямым или обратным потоком данных исследуемого соединения является дополнительной переменной марковского процесса. В состоянии цепи Маркова  $(i, n)$  источник отправил последовательность размера  $i - n$  сегментов, которая в процессе переноса в одном из звеньев встретила очередь длиной  $n$  пакетов. Значениям координаты  $i = \overline{0, W + n}$  состояний цепи Маркова соответствует количество переданных, но не подтвержденных получателем сегментов и время от начала передачи последовательности, а значениям  $i = \overline{W + n + 1, S - 1}$  — время, в течение которого отправитель не активен и ожидает получение квитанции о корректности приема переданной последовательности из  $W$

сегментов. Обозначим через  $P(i, n)$ ,  $i = \overline{0, S-1}$ ,  $n = \overline{0, N}$  — вероятности состояний цепи Маркова.

Предположим, что достоверности передачи сегментов данных одинаковы для всех звеньев тракта  $F_n(d) = F_n$ ,  $d = \overline{1, D}$ ;  $F_0(d) = F_0$ ,  $d = \overline{1, D}$ . Тогда последовательность переданных, но не подтвержденных сегментов данных рассматриваемого виртуального соединения при очереди нулевой длины растет до состояния цепи Маркова с координатами  $(2D-1, 0)$  с вероятностью  $b_0$ . Дальнейший рост размера этой последовательности происходит с вероятностью  $b_0(1-F_0)$ . В состояниях  $(i, n)$ ,  $i = \overline{2D-1+n, S-1}$ ,  $n = \overline{0, N}$  возможно получение отправителем квитанции и в зависимости от результатов доставки отправитель передает новые сегменты (при положительной квитанции), либо повторно — искаженные. Поскольку отправленная последовательность сегментов исследуемого виртуального соединения может встретить очередь ненулевой длины в любой момент процесса передачи (на пути последовательности до адресата или при переносе подтверждения отправителю информационного потока), то переход из состояния  $(i, 0)$ ,  $i = \overline{0, S-2}$  в состояние  $(i, n)$ ,  $i = \overline{0, S-2}$ ,  $n = \overline{1, N}$  происходит с вероятностью  $b_n$ .

Обозначим через  $\pi_{in}^{jm}$  переходные вероятности цепи Маркова, где  $(i, n)$  — координаты исходного, а  $(j, m)$  — измененного состояний цепи. Тогда динамику процесса передачи информационного потока в режиме селективного отказа можно задать следующими значениями переходных вероятностей:

$$\pi_{in}^{jm} = \begin{cases} b_0, & i = \overline{0, 2D-2}; \quad n = 0; \quad j = i+1; \quad m = 0; \\ b_0(1-F_0), & i = \overline{2D-1, S-2}; \quad n = 0; \quad j = i+1; \quad m = 0; \\ b_m, & i = \overline{0, S-2}; \quad n = 0; \quad j = i; \quad m = \overline{1, N}; \\ b_0F_0, & i = \overline{2D-1, W-1}; \quad n = 0; \quad j = 2D-1; \quad m = 0; \\ 1, & i = S-1; \quad n = \overline{0, N}; \quad j = 0; \quad m = 0; \\ b_0F_0, & i = \overline{W, W+2D-2}; \quad n = 0; \quad j = 2D-2-i+W; \quad m = 0; \\ F_0, & i = \overline{W+n, W+n+2D-2}; \quad n = \overline{1, N}; \\ & j = 2D-2-i+W+n; \quad m = 0; \\ 1, & i = \overline{0, 2D-2+n}; \quad n = \overline{1, N}; \quad j = i+1; \quad m = n; \\ 1-F_0, & i = \overline{2D-1+n, S-2}; \quad n = \overline{1, N}; \quad j = i+1; \quad m = n. \end{cases}$$

#### 4. АНАЛИЗ ДОСТУПНОЙ ПОЛОСЫ ПРОПУСКАНИЯ

В стационарных условиях система уравнений равновесия, описывающая процесс переноса данных в виртуальном канале для тракта произвольной длины  $D \geq 1$ , ши-

рины окна  $W \geq 2D$  и длительности тайм-аута  $S > W$ , примет следующий вид:

$$\begin{aligned}
P(0,0) &= F_0 \left[ b_0 \sum_{i=W+2D-2}^{S-2} P(i,0) + \sum_{n=1}^N \sum_{i=W+2D-2+n}^{S-2} P(i,n) \right] + \sum_{n=0}^N P(S-1,n); \\
P(i,0) &= b_0 \left[ P(i-1,0) + F_0 P(W+2D-i-2,0) \right] + \\
&\quad + F_0 \sum_{n=1}^N P(W+n+2D-i-2,n), \quad i = \overline{1, 2D-2}; \\
P(2D-1,0) &= b_0 P(2D-2,0) + F_0 \left[ b_0 \sum_{i=2D-1}^{W-1} P(i,0) + \sum_{n=1}^N \sum_{i=2D-1+n}^{W-1+n} P(i,n) \right]; \\
P(i,0) &= b_0 (1-F_0) P(i-1,0), \quad i = \overline{2D, S-1}; \\
P(0,n) &= b_n P(0,0), \quad n = \overline{1, N}; \\
P(i,n) &= b_n P(i,0) + P(i-1,n), \quad i = \overline{1, 2D-1+n}, \quad n = \overline{1, N}; \\
P(i,n) &= b_n P(i,0) + (1-F_0) P(i-1,n), \quad i = \overline{2D+n, S-2}, \quad n = \overline{1, N}; \\
P(S-1,n) &= (1-F_0) P(S-2,n), \quad n = \overline{1, N}.
\end{aligned}$$

Найдем решение данной системы уравнений для единичной длины тракта ( $D = 1$ ):

$$\begin{aligned}
P(i,0) &= P(1,0) [b_0(1-F_0)]^{i-1}, \quad i = \overline{1, S-1}; \\
P(i,n) &= b_n \left[ P(0,0) + P(1,0) \frac{1 - [b_0(1-F_0)]^i}{1 - b_0(1-F_0)} \right], \quad i = \overline{0, n+1}, \quad n = \overline{1, N}; \\
P(i,n) &= b_n (1-F_0)^{i-1} \left\{ \frac{P(0,0)}{(1-F_0)^n} + P(1,0) \left[ \frac{1}{[1 - b_0(1-F_0)](1-F_0)^n} - \right. \right. \\
&\quad \left. \left. - \frac{b_0^i}{1-b_0} + \frac{F_0 b_0^{n+1}}{(1-b_0)[1 - b_0(1-F_0)]} \right] \right\}, \quad i = \overline{n+1, S-2}, \quad n = \overline{1, N}; \\
P(S-1,n) &= b_n (1-F_0)^{S-2} \left\{ \frac{P(0,0)}{(1-F_0)^n} + P(1,0) \left[ \frac{1}{[1 - b_0(1-F_0)](1-F_0)^n} - \right. \right. \\
&\quad \left. \left. - \frac{b_0^{S-2}}{1-b_0} + \frac{F_0 b_0^{n+1}}{(1-b_0)[1 - b_0(1-F_0)]} \right] \right\}, \quad n = \overline{1, N}.
\end{aligned}$$

При  $W = S - 1$  аналитическое решение данной системы уравнений равновесия определяется соотношениями:

$$P(i,0) = P(1,0) b_0^i, \quad i = \overline{1, 2D-2};$$

$$P(i, 0) = P(2D - 1, 0) [b_0(1 - F_0)]^{i-2D+1}, \quad i = \overline{2D - 1, W};$$

$$P(i, n) = P(0, 0) b_n \frac{1 - b_0^{i+1}}{1 - b_0}, \quad i = \overline{0, 2D - 2}, \quad n = \overline{1, N};$$

$$P(i, n) = P(0, 0) b_n \frac{1 - b_0^{2D-1}}{+} P(2D - 1, 0) b_n \frac{1 - [b_0(1 - F_0)]^{i-2D+2}}{1 - b_0(1 - F_0)},$$

$$i = \overline{2D - 1, 2D - 1 + n}, \quad n = \overline{1, N};$$

$$P(i, n) = P(0, 0) b_n \frac{1 - b_0^{2D-1}}{1 - b_0} (1 - F_0)^{i-2D-n+1} + P(2D - 1, 0) b_n (1 - F_0)^{i-2D+1} \times$$

$$\times \left[ \frac{1}{(1 - F_0)^n [1 - b_0(1 - F_0)]} - \frac{b_0^{i-2D+2}}{1 - b_0} + \frac{F_0 b_0^{n+1}}{(1 - b_0) [1 - b_0(1 - F_0)]} \right],$$

$$i = \overline{2D + n, W - 1}, \quad n = \overline{1, N};$$

$$P(W, n) = P(0, 0) b_n \frac{1 - b_0^{2D-1}}{1 - b_0} (1 - F_0)^{W-2D-n+1} + P(2D - 1, 0) b_n (1 - F_0)^{W-2D+1} \times$$

$$\times \left[ \frac{1}{(1 - F_0)^n [1 - b_0(1 - F_0)]} - \frac{b_0^{W-2D+1}}{1 - b_0} + \frac{F_0 b_0^{n+1}}{(1 - b_0) [1 - b_0(1 - F_0)]} \right], \quad n = \overline{1, N};$$

$$P(2D - 1, 0) = P(0, 0) = [1 - b_0(1 - F_0)] \left[ 1 - b_0 - (1 - b_0^{2D-1})(1 - F_0)^{W-2D+1} \times \right.$$

$$\left. \times \sum_{n=1}^N \frac{b_0}{(1 - F_0)^n} \right] / (1 - F_0)^{W-2D+1} \sum_{n=1}^N b_n \left[ \frac{1 - b_0}{(1 - F_0)^n} + F_0 b_0^{n+1} \right].$$

Пропускная способность виртуального соединения в нагруженном тракте, нормированная на единицу, определяется отношением среднего количества сегментов данных, передаваемых отправителем между поступлениями двух последовательных квитанций, к среднему времени между поступлениями квитанций, выраженному в количестве интервалов длительности  $t$ :  $Z(W, S) = \bar{V} / \bar{T}$ . Поскольку квитанции поступают к отправителю каждый такт  $t$  при условии, что они не искажены на пути длины  $D$  от получателя до отправителя информационного потока, то среднее время между приходами квитанций составит:  $\bar{T} = 1/F_0^D$ . Средний объем передаваемых между поступлениями квитанций данных задается обобщением соотношения, приведенного в работе [3]:

$$\bar{V} = \sum_{n=0}^N \left[ \sum_{l=2D-1+n}^{W+2D-2+n} \bar{l} P(l, n) + \sum_{l=W+2D-1+n}^{S-1} \bar{W} P(l, n) \right], \quad \text{где } \bar{l} = (l - 2D - n + 2) F_n^D, \quad \bar{W} = W F_n^D.$$

Окончательно пропускная способность виртуального соединения примет вид:

$$Z(W, S) = F_n^D F_0^D \sum_{n=0}^N \left[ \sum_{l=2D-1+n}^{W+2D-2+n} (l - 2D + 2 - n) P(l, n) + W \sum_{l=W+2D-1+n}^{S-1} P(l, n) \right].$$

Анализ процесса передачи информационного потока в виртуальном канале, управляемого транспортным протоколом, показывает, что индекс быстродействия виртуального соединения, нормированного на единицу, при абсолютно надежных каналах связи

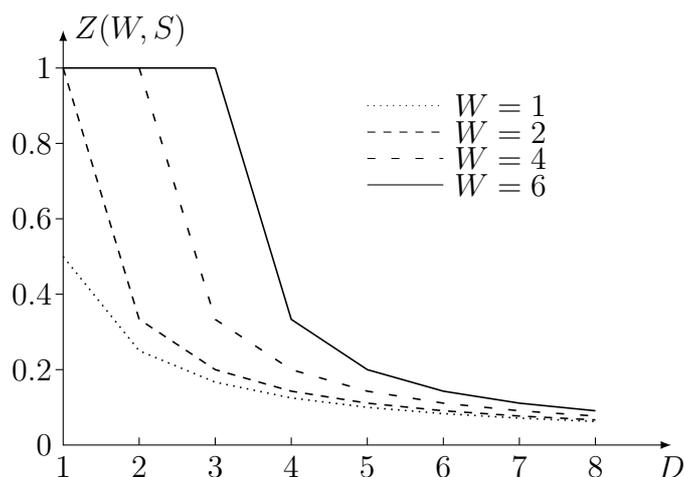


Рис. 1. Зависимость пропускной способности от длины тракта передачи данных при нулевой длине очереди ( $n = 0$ )

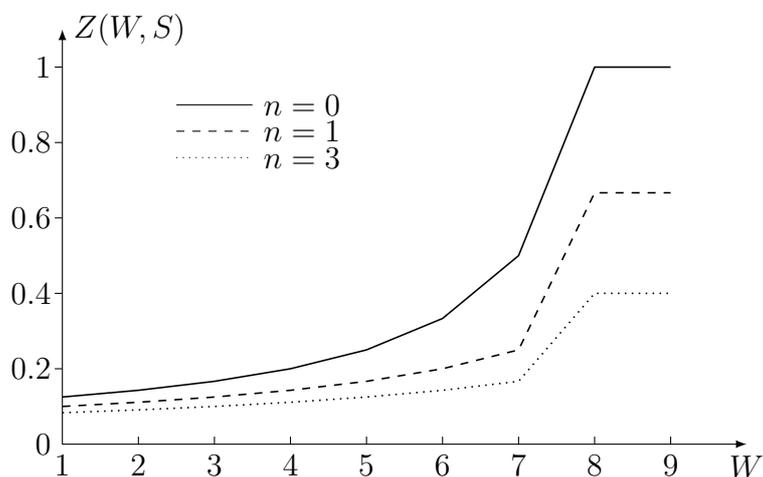


Рис. 2. Зависимость пропускной способности от размера окна при  $D = 4$

в отдельных звеньях тракта и достаточной длительности тайм-аута является функцией длины очереди, размера окна и длины тракта передачи данных. Данный показатель определяет потенциально достижимую скорость передачи данных в виртуальном канале. На рис. 1 представлен характерный вид зависимости потенциальной пропускной способности от длины виртуального соединения  $D$  при  $S > 2D$ . Для размера окна  $W$ , изменяющегося от 1 до  $2D - 1$ , длительности тайм-аута  $S \geq 2D + n$  и детерминированной очереди длины  $n > 0$  ( $b_n = 1$ ) нормированная скорость составит  $Z(W, S) = 1/(2D - W + 2 + n)$ . Если на пути основного потока мешающего трафика нет ( $b_0 = 1$ ), то быстродействие определится соотношением  $Z(W, S) = 1/(2D - W + 1)$ . При ширине окна  $W \geq 2D$  и детерминированной очереди размера  $n$  скорость обмена данными в виртуальном соединении определится соотношением  $Z(W, S) = 2/(2 + n)$ ,  $n \geq 0$ . Численные исследования быстродействия детерминированного виртуального

канала в различных режимах повторной передачи показывают, что скорость передачи в канале монотонно растет с увеличением размера окна и выходит в режим насыщения при  $W \geq 2D$  (см. рис. 2). Очевидно, что для виртуального соединения в детерминированном тракте передачи данных длительность сквозного тайм-аута должна превосходить сумму удвоенной длины тракта и совокупной длины очередей перед информационным потоком взаимодействующих абонентов виртуального соединения.

## 5. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Из анализа следует, что быстроедействие при селективном режиме отказа значительно превышает скорость обмена при групповом отказе, однако с ростом надежности каналов преимущество селективной процедуры отказа в сравнении с групповой снижается. Полученные результаты позволяют утверждать, что при заданном размере окна показатель пропускной способности виртуального соединения возрастает с увеличением длительности тайм-аута ожидания подтверждения и практически достигает теоретического предела при насыщении по протокольному параметру  $W$  для значений  $S$ , превосходящих ширину окна на 2–5 тактов длительности  $t$ .

## ЛИТЕРАТУРА

1. *Олифер В. Г., Олифер Н. А.* Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы.. Спб.: Питер 2006.
2. *Сущенко С. П.* Аналитические модели асинхронных процедур управления звеном передачи данных // Автоматика и телемеханика, 1988. № 2. С. 32–40.
3. *Кокшениев В. В., Сущенко С. П.* Выбор размера окна передачи и тайм-аута ожидания подтверждения управляющей процедуры протокола транспортного уровня при селективном режиме отказа в многозвенном тракте // Информационные технологии и математическое моделирование: материалы IX Всерос. науч.-практ. конф. Томск: Изд-во Том. ун-та. 2010. Ч. 1. С. 17–19.