



НАЦИОНАЛЬНЫЙ ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКИЙ
ТОМСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ
САРАТОВСКИЙ НАЦИОНАЛЬНЫЙ ИССЛЕДОВАТЕЛЬСКИЙ
ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ ИМ. Н. Г. ЧЕРНЫШЕВСКОГО
РОССИЙСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ ДРУЖБЫ НАРОДОВ
ИНСТИТУТ ПРОБЛЕМ УПРАВЛЕНИЯ
ИМ. В.А. ТРАПЕЗНИКОВА РАН

ИНФОРМАЦИОННЫЕ ТЕХНОЛОГИИ И МАТЕМАТИЧЕСКОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ (ИТММ-2019)

**МАТЕРИАЛЫ
XVIII Международной конференции
имени А. Ф. Терпугова
26–30 июня 2019 г.**

Часть 2



ТОМСК
«Издательство НТЛ»
2019

Доступная полоса пропускания транспортного соединения с селективным режимом повтора в нагруженном тракте передачи данных¹

П.А. Михеев, П.В. Приступа, С.П. Сущенко

*Национальный исследовательский
Томский государственный университет, г. Томск, Россия*

Важнейшей операционной характеристикой абонентского соединения компьютерной сети является его пропускная способность, которая определяется интенсивностью внешних по отношению к данному соединению потоков, имеющих с ним хотя бы часть общего маршрута. Основным индикатором «внешней» нагрузки на тракт, в котором проложено исследуемое транспортное соединение, являются размеры очередей перед протокольными блоками данных рассматриваемого соединения в транзитных узлах. Мониторинг такого индикатора позволяет оценить распределение длин очередей в транзитных узлах от внешних по отношению к анализируемому соединению сетевых потоков и использовать при расчете операционных характеристик соединения и выборе протокольных параметров на время сеанса связи между заданной парой абонентов. Известные модели управляющих процедур звена передачи данных и транспортного протокола [1–7] не позволяют учитывать нагрузку на разделяемые сетевые ресурсы, обеспечиваемую соседством с другими виртуальными соединениями, агрегируемыми на различных участках пути в отдельных звеньях маршрута заданного абонентского соединения, и проявляющуюся в виде «внешних» очередей в транзитных узлах. В [8] исследование процесса передачи данных в нагруженном транспортном соединении выполнено при существенных ограничениях на значения протокольных параметров и характеристик тракта передачи данных. В работе предложена математическая модель транспортного соединения, управляемого транспортным протоколом в режиме селективного отказа, учитывающая кроме фактора искажений в прямом и обратном трактах передачи данных и механизмов повторных передач, обусловленных искажениями и истечением тайм-аута неприе-

¹ Результаты были получены в рамках выполнения государственного задания Минобрнауки России, проект №2.4218.2017/4.6

ма ответа от получателя информации, еще и очереди ненулевой длины от «внешних» межабонентских соединений для длительностей сквозного тайм-аута с ограничениями снизу.

Рассмотрим обмен между абонентами, соединенными многозвенным трактом передачи данных. Предположим, что выполняются следующие допущения. Узлы тракта соединены дуплексными каналами связи, имеющими одинаковое быстродействие в обоих направлениях. Длина тракта, выраженная в количестве участков переприема, равна D_n . Обратный канал, по которому доставляются подтверждения отправителю о корректности приема последовательности сегментов данных, имеет длину D_o . Заданы достоверности передачи сегментов данных вдоль тракта от источника до адресата и обратно F_n и F_o соответственно. Время обработки сегментов в узлах тракта одинаково. Взаимодействующие абоненты имеют неограниченный поток сегментов для передачи, а обмен выполняется сегментами одинаковой длины. Подтверждения получателя о корректности приема принимаемых данных переносятся в сегментах встречного потока. Полагаем, что повторная передача сегментов организована в соответствии с селективной процедурой отказа [1]. Считаем, кроме того, что потеря сегментов из-за отсутствия буферной памяти в узлах тракта не происходит. Задана функция вероятностей $b_n, n = \overline{0, N}$, того, что каждый сегмент из потока анализируемого соединения в транзитных узлах встретит очередь размера $n \leq N$, где N – максимальный размер очереди, определяемый емкостью буферных пулов транзитных узлов. Будем называть тактом время t , необходимое для вывода сегмента в линию. Такт определяется суммой времени вывода сегмента в линию, времени распространения сигнала в канале связи и времени обработки сегмента принимающим узлом. Тайм-аут S , выраженный в длительностях t , запускается перед началом передачи первого сегмента последовательности и фиксируется для всех сегментов в пределах ширины окна. Полагаем, что размер окна управляющего протокола определяется величиной W , а $S > W$ – задает длительность тайм-аута ожидания подтверждения корректности доставки данных. Очевидно, что сумму длин прямого и обратного трактов передачи данных $D = D_n + D_o$ можно интерпретировать как длительность круговой задержки в ненагруженном тракте, выраженную в тактах t . 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 S ожидания подтверждения. 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. Тогда время получения отправителем сквозной квитанции распределено по геометрическому закону с параметром F_0 и длительностью такта дискретизации t . 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 динамики очереди переданных, но не подтвержденных сегментов, 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 сегментов. Значениям координаты $i = \overline{0, W + n}, n = \overline{0, N}$ состояний цепи Маркова соответствует количество переданных, но не подтвержденных получателем сегментов и время от начала передачи последовательности, а значениям $i = \overline{W + n + 1, S - 1}, n = \overline{0, N}$, – 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. Тогда последовательность переданных, но не подтвержденных сегментов данных рассматриваемого виртуального соединения при очереди нулевой длины растет до состояния цепи Маркова с координатами $(D - 1, 0)$ с вероятностью b_0 . Дальнейший рост размера этой последовательности происходит с вероятностью $b_0(1 - F_0)$. В состояниях $(i, n), i = \overline{D - 1 + n, S - 1}, n = \overline{0, N}$, возможно получение отправителем квитанции и в зависимости от результатов доставки отправитель передает новые сегменты (при положительной квитанции), либо повторно – иска-

женные. 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 .

Разнообразие вида решения системы уравнений равновесия для вероятностей состояний цепи Маркова определяется соотношениями между протокольными параметрами W , S , общей длиной тракта D и максимальным размером длин очередей N . Поскольку длительность таймаута должна превышать ширину окна, быть не короче круговой задержки ($S \geq D$), а также превышать время ожидания в очередях из протокольных блоков данных сопутствующего трафика до начала передачи в транзитных узлах, то выделяются широкое разнообразие вариантов решения для различных областей изменения значений протокольных параметров и длин очередей. Рассмотрим процесс передачи данных в тракте с очередями ненулевой длины ($b_0 = 0$) и протокольными параметрами, связанными с общей длиной тракта и максимальным размером очереди неравенствами вида $W \geq D$, $S \geq D + W + N - 1$. Система уравнений равновесия при этом записывается следующим образом:

$$P(0, 0) = F_0 \sum_{n=1}^N \sum_{i=D+W+n-2}^{S-2} P(i, n) + \sum_{n=0}^N P(S-1, n);$$

$$P(i, 0) = F_0 \sum_{n=1}^N P(D+W+n-2-i, n), i = \overline{1, D-2};$$

$$P(D-1, 0) = \sum_{n=1}^N \sum_{i=D+n-1}^{W+n-1} F_0 P(i, 0);$$

$$P(0, n) = b_n P(0, 0), n = \overline{1, N};$$

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

$$P(i, n) = P(i-1, n), i = \overline{D, D+n-1}, n = \overline{1, N};$$

$$P(i, n) = (1 - F_0) P(i-1, n), i = \overline{D+n, S-1}, n = \overline{1, N}.$$

Отсюда с точностью до вероятности начального состояния получаем распределение вероятностей состояний цепи Маркова

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

$$P(D-1, 0) = \frac{(1 - (1 - F_o)^{W-D+1}) P(0, 0)}{(1 - F_o)^{W-1}};$$

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

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

$$P(i, n) = \frac{b_n (1 - F_o)^{i-D-n+1} P(0, 0)}{(1 - F_o)^{W-1}}, i = \overline{D+n-1, S-1}, n = \overline{1, N}.$$

Пропускная способность транспортного соединения в условиях соперничества потоков различных корреспондирующих абонентов за полосу пропускания тракта передачи данных, определяется как отношение среднего объема данных, передаваемых между двумя последовательными получениями квитанций, к среднему времени получения квитанции [4, 5]. Вклад в быстродействие виртуального соединения дают те состояния цепи Маркова, для которых возможно получение квитанции. В случае абсолютно надежного обратного канала ($F_o = 1$) доступная полоса пропускания транспортного соединения при $W \leq D$ в значительной мере определяется близостью ширины окна к длительности круговой задержки

$$Z_c(W, S) = \frac{F_n}{2 + D - W + \bar{N}} \sum_{n=1}^N \frac{b_n}{n+1}, \quad \bar{N} = \sum_{n=1}^N n b_n,$$

а для $W \geq D$ – инвариантна к D :

$$Z_c(W, S) = \frac{F_n}{2 + \bar{N}} \left[1 + \sum_{n=1}^N \frac{b_n}{n+1} \right].$$

Неограниченная длительность тайм-аута ($S \rightarrow \infty$) при $W < D$ приводит

к зависимости вида

$$Z_c(W, \infty) = \frac{F_n (1 - (1 - F_o)^W) \sum_{n=1}^N \frac{b_n}{n+1}}{2 + F_o (D - W + \bar{N}) - (1 - F_o)^W},$$

а для неограниченно возрастающей ширины окна получаем

$$Z_c(\infty, \infty) = \frac{F_n}{1 + F_o (\bar{N} + 1)} \left[F_o^2 + \sum_{n=1}^N \frac{b_n}{n+1} \right].$$

Численный анализ показывает, что доступная транспортному соединению полоса пропускания для $W \geq D$ практически инвариантна к длительности круговой задержки, ощутимо снижаясь от области насыщения при $W = D$ и $F_o < 1$. В случае $W < D$ доступная полоса пропускания недогружена и эффективная скорость передачи данных значительно снижается. С ростом конкуренции между абонентами за полосу пропускания тракта передачи данных размер очереди увеличивается, и скорость информационного переноса быстро падает. Численные исследования доступной полосы пропускания транспортного соединения в селективном режиме повторной передачи показали, что скорость передачи между абонентами определяется достоверностью передачи данных, распределением длин очередей протокольных блоков в транзитных узлах, и соотношением между длительностью круговой задержки и шириной окна. Направлением дальнейших исследований необходимо выделить задачу анализа доступной полосы пропускной способности транспортных соединений при интервальных ограничениях на длительность сквозного тайм-аута транспортного протокола. Важным является анализ эффективности применения процедур прямой коррекции ошибок на уровне транспортного протокола при монопольном и конкурентном использовании сетевых каналов связи.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Богуславский Л.Б.* Управление потоками данных в сетях ЭВМ. М.: Энергоатомиздат, 1984. 168 с.
2. *Gelenbe E., Labetoulle J., Pugolle G.* Performance evaluation of the HDLC protocol // *Comput. Networks.* 1978. V. 2. P. 409–415.
3. *Боровихин Е.А., Коротаев И.А.* Анализ функционирования и оптимизация протокола HDLC // *Автоматика и вычисл. техника.* 1993. № 2. С. 47–51.

4. Сущенко С.П. Аналитические модели асинхронных процедур управления звеном передачи данных // Автоматика и вычисл. техника. 1988. № 2. С. 32–40.
5. Кокшнев В.В., Сущенко С.П. Анализ быстродействия асинхронной процедуры управления звеном передачи данных // Вычислительные технологии. 2008. Т. 13. № 5. С. 61–65.
6. Nimbe L. Ewald, Andrew H. Kemp. Analytical Model of TCP New Reno through CTMC // Computer Performance Engineering, 6th European Performance Engineering Workshop, EPEW 2009; London, UK, July 9–10, 2009; Proceedings.
7. Jitendra Padhye, Victor Firoiu, Donald F. Towsley, Fellow, IEEE, and James F. Kurose, Fellow, IEEE. Modeling TCP Reno Performance: A simple model and its empirical validation // IEEE/ACM Transactions on Networking. V. 8. No. 2. April 2000.
8. Кокшнев В.В., Михеев П.А., Сущенко С.П. Анализ селективного режима транспортного протокола в нагруженном тракте передачи данных // Вестник ТГУ. Серия управление, вычислительная техника и информатика. 2013. № 3(24). С. 78–94.