

**В. В. Кокшенев, С. П. Сущенко (Томск, ТГУ). О пропускной способности транспортного соединения.**

В сетях интегрального обслуживания, осуществляющих передачу данных и мультимедийного трафика через единую инфраструктуру, значительно повышаются требования к наличию доступной полосы пропускания и, как следствие, к повышению эффективности ее использования. В работе, представленной данным сообщением, предложена математическая модель транспортного протокола в многозвенном тракте передачи данных с очередями к выходным интерфейсам в транзитных узлах, формализующая процесс информационного переноса двумерной цепью Маркова с дискретным временем.

Рассмотрим обмен данных между абонентами, соединенными многозвенным трактом передачи данных. Предположим, что узлы тракта соединены дуплексными каналами связи, имеющими одинаковое быстродействие в обоих направлениях. Длина тракта, выраженная в количестве участков переприема, равна  $D$ . Заданы вероятности достоверности передачи кадра в каналах связи каждого звена переприема для прямого  $F_n(d)$  и обратного  $F_o(d)$ ,  $d = 1, 2, \dots, D$ , направлений передачи. Передача данных на каждом участке переприема выполняется в соответствии с алгоритмом решающей обратной связи. Время обработки пакетов в узлах тракта одинаково. Абонент-отправитель имеет неограниченный поток пакетов для передачи, обмен выполняется однородными по длине информационными пакетами. Подтверждения получателя о корректности приема получаемых данных переносятся в информационных пакетах встречного потока. Потеря кадров из-за отсутствия буферной памяти в узлах тракта не происходит.

Задана функция вероятностей  $b_n$ ,  $n = 0, 1, \dots, N$ , того, что поток анализируемого соединения в транзитном узле встретит очередь размера  $n \leq N$ , где  $N$  — максимальный размер очереди, определяемый емкостью буферных пулов транзитных узлов. Тайм-аут  $S$ , измеренный в длительностях вывода кадра в линию связи  $t$ , 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  $\omega$ , а  $S > \omega$  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  $\omega$ , 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.

Динамика очереди переданных, но не подтвержденных сегментов на узле-отправителе для различных режимов функционирования управляющего протокола мо-

жет 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 соединению достиг адресата и подтверждение получателя по обратному соединению было принято отправителем потока. Отсюда следует, что размер тайм-аута должен быть не меньше суммы двойной длины пути и размера встреченных очередей в транзитных узлах,  $S \geq 2D + n$ . С учетом возможных повторных передач информационных пакетов основного 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. Вклад в быстродействие виртуального соединения дают те состояния цепи Маркова, для которых возможно получение квитанции.

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 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. Для размера окна  $\omega = 1, 2, \dots, 2D - 1$ , длительности тайм-аута  $S \geq 2D + n$  и детерминированной очереди длины  $n > 0$  нормированная скорость составит  $Z(\omega, S) = 1/(2D - \omega + 2 + n)$ . Если на пути основного потока мешающего трафика нет, то быстродействие определится соотношением  $Z(\omega, S) = 1/(2D - \omega + 1)$ . При ширине окна  $\omega \geq 2D$  и детерминированной очереди размера  $n \geq 0$  скорость обмена данными в виртуальном соединении определится соотношением  $Z(\omega, S) = 2/(2 + n)$ .

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  $\omega > 2D$ . 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.