

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 ω , 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 ω , 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.