

Робастное, адаптивное и сетевое управление

© 2022 г. П.В. ПРИСТУПА (pristupa@gmail.com),
С.П. СУЩЕНКО, д-р техн. наук (ssp.inf.tsu@gmail.com),
П.А. МИХЕЕВ, канд. техн. наук (doka.patrick@gmail.com),
А.Н. МОИСЕЕВ, д-р физ.-мат. наук (moiseev.tsu@gmail.com)
(Национальный исследовательский Томский государственный университет)

АНАЛИЗ ЭФФЕКТИВНОСТИ ПРЯМОЙ КОРРЕКЦИИ ОШИБОК НА УРОВНЕ ТРАНСПОРТНОГО ПРОТОКОЛА¹

Предложена модель виртуального соединения, управляемого транспортным протоколом с механизмом прямого (опережающего) исправления ошибок в режиме селективного и группового повторов в виде цепи Маркова с дискретным временем. Проведен анализ влияния протокольных параметров размера окна и длительности тайм-аута ожидания подтверждений, достоверности передачи сегментов в транспортном соединении (тракте передачи данных), длительности круговой задержки и параметров механизма восстановления искаженных сегментов (без повторной передачи) на пропускную способность транспортного соединения. В признаковом пространстве протокольных параметров, характеристик тракта передачи и параметров механизма опережающего восстановления протокольных блоков данных найдены области превосходства управления процедурой транспортного протокола с опережающим исправлением ошибок перед классической процедурой с решающей обратной связью по критерию пропускной способности транспортного соединения.

Ключевые слова: транспортный протокол, тракт передачи данных, прямая коррекция ошибок, цепь Маркова, пропускная способность транспортного соединения, размер окна, длительность тайм-аута, круговая задержка, достоверность передачи.

DOI: 10.31857/S0005231022070042, EDN: AEGMVA

1. Введение

Важнейшим показателем качества взаимодействия сетевых приложений и используемого программно-технического обеспечения компьютерных сетей является пропускная способность транспортных соединений между взаимодействующими абонентами. Данная операционная характеристика в значительной мере определяется транспортным протоколом, его параметрами —

¹ Данное научное исследование выполнено при поддержке Программы повышения конкурентоспособности ТГУ (НИР № 8.1.24.2019).

шириной окна и длительностью тайм-аута [1], а также дополнительными механизмами повышения быстродействия за счет снижения числа повторных передач искаженных данных [2–9]. Современные транспортные протоколы содержат широкое разнообразие механизмов поддержки высокого быстродействия транспортных соединений и обеспечения качества обслуживания за счет распределения информационного потока взаимодействующих абонентов по различным маршрутам [9, 11–14], предупреждения и обхода перегрузок на отдельных участках сетевой инфраструктуры [15] и применения методов прямой коррекции ошибок на стороне получателя [2–9].

В настоящее время получают распространение технологии прямой коррекции ошибок на различных уровнях сетевой архитектуры [6], применяемые как дополнительный сервис в транспортных протоколах наряду с методом решающей обратной связи для снижения объема повторно передаваемого трафика. Вопросы адаптивного встраивания технологии прямой коррекции ошибок в логику транспортного протокола TCP и согласования протокольных параметров с параметрами коррекции ошибок рассматриваются в [2]. На основе имитационного моделирования исследовано несколько сценариев работы TCP с механизмом прямой коррекции ошибок, основанным на простейшем коде четности. В [3] предложена модель транспортного соединения, управляемого транспортным протоколом TCP, через беспроводную среду передачи данных с коррелированными и некоррелированными потерями. Анализируется зависимость выигрыша в пропускной способности от относительных накладных расходов механизма прямой коррекции ошибок с помощью предложенной математической модели процесса передачи данных и имитационного моделирования. В [4] обсуждаются вопросы подключения логики механизма прямой коррекции ошибок с простейшей схемой поразрядного сложения на стороне отправителя и получателя для передачи мультимедийных файлов. На примере натуральных экспериментов показана целесообразность использования прямой коррекции ошибок. Преимущества применения сверточных турбо-кодов в приеме-передающей аппаратуре со схемным решением логики прямой коррекции ошибок и возможные ограничения их использования рассматриваются в [5]. Особенности применения методов прямой коррекции ошибок в протоколах реального времени для передачи мультимедийных потоков поверх IP обсуждаются в [7, 8] с коммуникацией по одному и нескольким [9] маршрутам. Оцениваются накладные расходы, трудоемкость восстановления утерянных данных, требования к быстродействию соединений и возможные ограничения использования различных кодеков и кодов коррекции. Приводятся результаты стендовых и экспериментальных испытаний. Дается рекомендация об использовании корректирующих кодов только в сценариях, где невозможны повторные передачи. В [10] анализируется эффективность различных схем обхода перегрузок на уровне транспортного протокола при взаимодействии с сетевыми ресурсами через беспроводные сети с высокой вариативностью длительности круговой задержки и уровня потерь протокольных блоков данных. Потенциально в таких сетях может быть полезным применение методов прямой коррекции ошибок.

Известные технологии прямой коррекции ошибок используются транспортным протоколом обычно как дополнительный сервис канального [3] либо транспортного уровней сетевой архитектуры [2, 4, 6]. Примером одной из модификаций транспортного протокола является подключаемый к транспортному протоколу дополнительный протокольный механизм QUIC (Quick UDP Internet Connections) [6]. Разработчики экспериментального протокола QUIC использовали операцию поразрядного паритета для реализации прямой коррекции ошибок и анализировали его эффективность только в натуральных тестовых экспериментах [6]. Всесторонний анализ преимуществ и эффективности методов опережающего исправления ошибок [2–9] проводился только на качественном уровне, а также численно и в стендовых испытаниях для ряда частных сценариев и не позволил выделить области возможного применения методов в пространстве протокольных параметров и характеристик транспортного соединения. Таким образом, потенциальные возможности транспортного протокола с применением методов прямой коррекции ошибок все еще не изучены. Отсутствуют аналитические исследования зависимости комплексного влияния протокольных параметров, характеристик тракта передачи данных и параметров метода коррекции на результирующие операционные характеристики транспортного соединения. Не исследовано влияние соотношений между длительностью круговой задержки и протокольными параметрами на пропускную способность тракта передачи данных, управляемого транспортным протоколом с логикой прямой коррекции ошибок.

В статье предложена математическая модель процесса передачи данных транспортным протоколом с прямой коррекцией ошибок в фазе информационного переноса в виде цепи Маркова с дискретным временем, в аналитическом виде найдены стационарные распределения вероятностей состояний для режима группового и селективного отказов, получены аналитические соотношения для пропускной способности, на основе которых выполнен анализ потенциальных возможностей увеличения быстродействия транспортного соединения с помощью технологии прямой коррекции ошибок.

2. Модель транспортного соединения с логикой прямой коррекции ошибок

Рассмотрим процесс информационного переноса протокольных блоков данных транспортного уровня (сегментов) между абонентами надежного транспортного протокола, основанного на алгоритме с решающей обратной связью и функционирующего в режиме селективного либо группового отказа [1]. Примером семейства таких надежных протоколов является доминирующий в современных компьютерных сетях протокол TCP [1]. Полагаем, что взаимодействующие абоненты имеют неограниченный поток данных для передачи, а обмен выполняется сегментами одинаковой длины. Считаем, что участки переприема вдоль тракта передачи данных имеют одинаковое быстродействие в обоих направлениях, а длительность цикла передачи сегмента в отдельном звене составляет t . В общем случае длина пути от ис-

точника до адресата, переносящего информационный поток, и длина обратного пути, по которому передаются подтверждения на принятые сегменты, могут быть различными. Полагаем, что длина тракта передачи данных, выраженная в количестве участков переприема, в прямом направлении равна $D_f \geq 1$. Обратный тракт, по которому доставляются подтверждения отправителю о корректности приема последовательности блоков сегментов, имеет длину $D_r \geq 1$. Заданы вероятности искажения сегмента в каналах связи для прямого $R_f(d)$, $d = \overline{1, D_f}$, и обратного $R_r(d)$, $d = \overline{1, D_r}$, направлений передачи каждого участка переприема. Тогда достоверность передачи сегментов вдоль тракта от источника до адресата и обратно составят $F_f = \prod_{d=1}^{D_f} (1 - R_f(d))$ и $F_r = \prod_{d=1}^{D_r} (1 - R_r(d))$ соответственно.

Считаем, что потерь сегментов из-за отсутствия буферной памяти в узлах тракта не происходит. Полагаем, что классический транспортный протокол дополнен логикой межсегментной прямой коррекции ошибок. При этом передача данных отправителем реализуется блоками, содержащими B сегментов, из которых A являются информационными ($1 \leq A \leq B$), а $(B - A)$ — дополнительными (избыточными) той же длины. Потеря (искажение) до $B - A$ произвольных сегментов в блоке позволяет обнаружить ошибки и восстановить все сегменты блока (например, передачей дублей при $A = 1$, $B \geq 2$ или $B = 2A$, $A \geq 1$ отправкой избыточного сегмента с поразрядной четностью всех информационных сегментов по технологии RAID-массивов [16] при $A > 1$, $B = A + 1$ и др.). Поскольку для успешного восстановления информационных сегментов блока при получении необходимо, чтобы из B сегментов блока были успешно доставлены не менее A любых сегментов блока, а вероятность успешной доставки одиночного сегмента в прямом направлении F_f одинакова для всех сегментов, то вероятность успешной доставки блока выражается соотношением $\Psi = \sum_{i=A}^B \binom{B}{i} F_f^i (1 - F_f)^{B-i}$, задающим математическую модель широкого спектра механизмов прямой коррекции ошибок между сегментами блока.

Управление потоком данных реализуется механизмом скользящего окна [1] с протокольным параметром ширины окна $\omega \geq 1$, выраженным в количестве блоков. Полагаем, что подтверждения о корректности полученных адресатом блоков сегментов переносятся в каждом сегменте встречного потока. При невозможности прямого восстановления переданных сегментов блока (при искажении более $B - A$ сегментов в блоке) весь блок передается повторно. Тогда процесс информационного переноса в виртуальном соединении, управляемом транспортным протоколом, может быть описан марковским процессом с конечным числом состояний и дискретным временем (с длительностью такта t) в силу того, что время между получениями подтверждений имеет геометрическое распределение с параметром F_r . Данная модель является обобщением формализации процесса передачи данных классическим транспортным протоколом с решающей обратной связью, предложенного в [17], на случай транспортного соединения произвольной длины и применения в логике протокола механизма прямой коррекции ошибок. Цель

Маркова описывает активность абонента-отправителя и динамику очереди переданных, но неподтвержденных блоков сегментов в источнике (отправителе).

Область возможных состояний цепи Маркова определяется длительностью тайм-аута ожидания подтверждения S , выраженной в количестве циклов продолжительности t . Очевидно, что сумму длин прямого и обратного трактов можно интерпретировать как круговую задержку одиночного сегмента в детерминированном тракте $D = D_f + D_r$, выраженную в длительностях t . Круговая задержка блока сегментов определится конвейерной зависимостью [18] $D + B - 1$. Размер тайм-аута S связан с длиной тракта D , шириной окна ω и размером блока B неравенствами

$$S \geq B\omega + 1, \quad S \geq D + B - 1.$$

Исчерпывающее описание процесса передачи информационного потока с технологией прямой коррекции ошибок в режиме группового отказа задают переходные вероятности цепи Маркова π_{ij} из исходного состояния i в результирующее состояние j :

$$\pi_{ij} = \left\{ \begin{array}{l} 1, i = \overline{0, D + B - 3}, j = i + 1, \\ 1 - F_r, i = \overline{D + B - 2, S - 2}, j = i + 1, \\ F_r \Psi^k, i = \overline{D + Bk - 2, D + B(k + 1) - 3}, \\ \quad k = \overline{1, \omega - K - 2}, j = i - Bk + 1, \omega \geq K + 2, \\ F_r \Psi^{\omega - K - 1}, i = \overline{D + B(\omega - K - 1) - 2, B\omega - 1}, \\ \quad j = i - B(\omega - K - 1) + 1, \omega \geq K + 2, \\ F_r \Psi^{\omega - K - 1}, i = \overline{B\omega, D + B(\omega - K) - 3}, j = B(K + 1), \omega \geq K + 2, \\ F_r \Psi^{\omega - k}, i = \overline{D + B(\omega - k) - 2, D + B(\omega - k + 1) - 3}, \\ \quad j = Bk, k = \overline{1, K}, \omega \geq K + 2, \\ F_r(1 - \Psi^k), i = \overline{D + Bk - 2, D + B(k + 1) - 3}, \\ \quad k = \overline{1, \omega - 1}, j = 0, \omega \geq K + 2, \\ F_r \Psi^k, i = \overline{D + Bk - 2, D + B(k + 1) - 3}, \\ \quad k = \overline{1, \omega - 1}, j = B(\omega - k), \omega \leq K + 1, \\ F_r(1 - \Psi^k), i = \overline{D + Bk - 2, D + B(k + 1) - 3}, \\ \quad k = \overline{1, \omega - 1}, j = 0, \omega \leq K + 1, \\ F_r, i = \overline{D + B\omega - 2, S - 2}, j = 0, \\ 1, i = S - 1, j = 0. \end{array} \right.$$

Здесь

$$K = \lfloor \frac{D-2}{B} \rfloor,$$

где $\lfloor \dots \rfloor$ — означает “целая часть” дроби. При селективном режиме повтора переходные вероятности цепи Маркова инвариантны к вероятности корректной доставки сегментов получателю. Тогда, положив $F_f = 1$, отсюда нетрудно получить вероятности переходов для селективного режима отказа.

Состояниям цепи Маркова $i = \overline{0, B\omega}$ соответствует размер очереди переданных, но неподтвержденных сегментов в источнике потока, а состояниям $i = \overline{B\omega + 1, S - 1}$ — время, в течение которого отправитель не активен и ожидает получения подтверждения о корректности приема переданной последовательности из ω блоков сегментов. Из нулевого состояния в состояние $D + B - 2$ источник продвигается с каждым тактом t с вероятностью детерминированного события. В состояниях $i \geq D + B - 2$ после истечения очередного дискретного цикла t к отправителю начинают прибывать подтверждения и, в зависимости от результатов доставки блоков сегментов с учетом технологии прямой коррекции ошибок, отправитель передает новые блоки сегментов (при положительном подтверждении) либо повторно — искаженные (не поддающиеся прямому восстановлению). Завершение цикла пребывания в состоянии $D + B - 2$ соответствует времени доведения первого блока сегментов до адресата и получения на него подтверждения. Дальнейший рост номера состояния происходит с вероятностью искажения подтверждения $1 - F_r$ в обратном тракте. В состояниях $i \geq D + B - 2$ в режиме селективного отказа получение подтверждения (с вероятностью F_r) порождает возврат из состояний $i = \overline{D + Bk - 2, D + B(k + 1) - 3, k = \overline{1, \omega - K - 2}}$, в состояния $j = i - Bk + 1$ при $\omega \geq K + 2$ или в состояние $B(\omega - k), k = \overline{1, \omega - 1}$ при $\omega \leq K + 1$.

В режиме группового повтора данные переходы выполняются при дополнительном условии корректного приема блоков сегментов, достигших адресата к данному моменту, в противном случае следует переход в нулевое состояние. В силу того что в состояниях $i \geq B\omega$ источник приостанавливает отправку блоков сегментов, получение подтверждений при $\omega \geq K + 2$ в состояниях $i = \overline{D + B(\omega - k) - 2, D + B(\omega - k + 1) - 3, B\omega, D + B(\omega - K) - 3, k = \overline{1, K}}$, приводит к сокращению очереди отправленных, но неподтвержденных сегментов, и переходу в состояния Bk и $B(K + 1)$. При $\omega \leq K + 1$ из состояний $i = \overline{D + Bk - 2, D + B(k + 1) - 3, k = \overline{1, \omega - 1}}$, происходит переход в состояния $B(\omega - k)$. В состояниях $i = \overline{D + B\omega - 2, S - 2}$ при получении подтверждения выполняется переход в нулевое состояние, поскольку размер очереди переданных, но неподтвержденных сегментов при этом обнуляется. В состоянии $S - 1$ истекает тайм-аут ожидания подтверждения от получателя о корректности принятых блоков сегментов и происходит безусловный переход в нулевое состояние.

Основной операционной характеристикой транспортного соединения, обсуждаемой далее, является пропускная способность, определяемая значе-

ниями протокольных параметров, характеристик тракта передачи, параметров механизма прямой коррекции ошибок и вероятностями состояний цепи Маркова.

3. Вероятностные характеристики процесса передачи

Разнообразие вида решения системы уравнений равновесия для вероятностей состояний цепи Маркова определяется соотношениями между протокольными параметрами w , S , параметром размера блока B и общей длиной тракта D . Так как длительность тайм-аута должна превышать ширину окна ($S > B\omega$) и быть не короче круговой задержки блока сегментов ($S \geq D + B - 1$), то выделяются различные варианты систем уравнений равновесия и решений для различных областей изменения значений протокольных параметров. Для ширины окна и длительности тайм-аута, связанных с общей длиной тракта неравенствами вида

$$(1) \quad \omega \geq K + 2, \quad S \geq D + B\omega - 1,$$

система уравнений локального равновесия записывается так:

$$(2) \quad P_0 = P_{S-1} + F_r \left(\sum_{k=1}^{\omega-1} (1 - \Psi^k) \sum_{i=D+Bk-2}^{D+B(k+1)-3} P_i + \sum_{i=D+B\omega-2}^{S-2} P_i \right),$$

$$(3) \quad P_i = P_{i-1}, \quad i = \overline{B(k-1) + 1, Bk - 1}, \overline{BK + 1, D - 2}, \quad k = \overline{1, K},$$

$$(4) \quad P_{Bk} = P_{Bk-1} + F_r \Psi^{\omega-k} \sum_{i=D+B(\omega-k)-2}^{D+B(\omega-k+1)-3} P_i, \quad k = \overline{1, K},$$

$$(5) \quad P_i = P_{i-1} + F_r \sum_{k=1}^{\omega-K-1} \Psi^k P_{i+Bk-1}, \quad i = \overline{D - 1, B(K + 1) - 1},$$

$$P_{B(K+1)} = P_{B(K+1)-1} +$$

$$(6) \quad + F_r \left(\sum_{k=1}^{\omega-K-1} \Psi^k P_{B(K+k+1)-1} + \Psi^{\omega-K-1} \sum_{i=B\omega}^{D+B(\omega-K)-3} P_i \right),$$

$$(7) \quad P_i = P_{i-1} + F_r \sum_{k=1}^{\omega-K-2} \Psi^k P_{i+Bk-1}, \quad i = \overline{B(K + 1) + 1, D + B - 2},$$

$$(8) \quad P_i = P_{i-1}(1 - F_r), \quad i = \overline{D + B - 1, S - 1}.$$

С учетом условия нормировки решение данной системы определяется соотношениями:

$$(9) \quad P_i = \begin{cases} P_0 \frac{1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^{\omega-k}}{1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^{\omega-1}}, & i = \overline{B(k-1), Bk-1}, \quad k = \overline{1, K}; \\ P_0 \frac{1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^{\omega-K-1}}{1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^{\omega-1}}, & i = \overline{BK, D-2}; \\ P_0 \frac{1 - \Phi^{\omega-K} - \Psi(1 - \Phi^{\omega-K-1})(1 - F_r)^{i-D+2}}{1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^{\omega-1}}, & i = \overline{D-1, B(K+1)-1}; \\ P_0 \frac{1 - \Phi^{\omega-K-1} - \Psi(1 - \Phi^{\omega-K-2})(1 - F_r)^{i-D+2}}{1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^{\omega-1}}, & i = \overline{B(K+1), D+B-2}; \\ P_0 \frac{(1 - \Phi)(1 - F_r)^{i-D-B+2}}{1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^{\omega-1}}, & i = \overline{D+B-1, S-1}; \\ F_r(1 - \Phi)(1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^{\omega-1}) / \left[\left((1 - \Phi)[B + (D-1)(1 - \Psi)] - \right. \right. \\ \left. \left. - B\Phi^{\omega-K}[1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^K] - \right. \right. \\ \left. \left. - (D - BK - 1)(1 - \Phi)(1 - \Psi)\Phi^{\omega-K-1} \right) F_r + \right. \\ \left. + (1 - F_r)(1 - \Phi)(1 - \Psi)(1 - \Phi^{\omega-K-1}) + \right. \\ \left. (1 - \Phi)^2 \left(\Phi^{\omega-K-1}(1 - F_r)^{BK-D+2} - (1 - F_r)^{S-D-B+2} \right) \right], & i = 0, \end{cases}$$

где $\Phi = \Psi(1 - F_r)^B$.

Если ширина окна w превалирует над длительностью круговой задержки, выраженной в интервалах передачи блока сегментов (Bt) , а область значений длительности тайм-аута S имеет интервальные ограничения

$$(10) \quad \omega \geq K + 2, \quad D + B(\omega - K) - 1 \leq S \leq D + B\omega - 1,$$

то уравнение равновесия (2) исходной системы (2)–(8) преобразуется к

$$P_0 = P_{S-1} + F_r \left(\sum_{k=1}^M (1 - \Psi^k) \sum_{i=D+Bk-2}^{D+B(k+1)-3} P_i + (1 - \Psi^{M+1}) \sum_{i=D+B(M+1)-2}^{S-2} P_i \right).$$

Здесь $M = \lfloor (S - D + 1)/B \rfloor - 1$ — расстояние между последним условно возвратным состоянием цепи Маркова $S - 2$ и состоянием $D + B - 2$, в котором отправителю начинают поступать подтверждения. Уравнение (3) справедливо для значений индексов $i = \overline{1, B(\omega - M - 1) - 1, B(k - 1) + 1, Bk - 1, BK + 1, D - 2}$, $k = \overline{\omega - M, K}$, а (4) принимает вид

$$P_{B(\omega-M-1)} = P_{B(\omega-M-1)-1} + F_r \Psi^{M+1} \sum_{i=D+B(M+1)-2}^{S-2} P_i,$$

$$P_{Bk} = P_{Bk-1} + F_r \Psi^{\omega-k} \sum_{i=D+B(\omega-k)-2}^{D+B(\omega-k+1)-3} P_i, \quad k = \overline{\omega - M, K}.$$

Решение результирующей системы уравнений равновесия определяется соотношениями

$$(11) \quad P_i = \left\{ \begin{array}{l} P_0, \quad i = \overline{1, (\omega - M - 1) - 1}; \\ P_0 \frac{1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^{\omega-k}}{(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1} + (1 - \Phi)\Psi^{M+1}(1 - F_r)^{S-D-B+1})}, \\ \quad i = \overline{B(k-1), Bk-1}, \quad k = \overline{\omega - M, K}; \\ P_0 \frac{1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^{\omega-K-1}}{(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1} + (1 - \Phi)\Psi^{M+1}(1 - F_r)^{S-D-B+1})}, \\ \quad i = \overline{BK, D-2}; \\ P_0 \frac{1 - \Phi^{\omega-K} - \Phi(1 - \Phi^{\omega-K-1})F_r^{i-D-B+2}}{(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1} + (1 - \Phi)\Psi^{M+1}(1 - F_r)^{S-D-B+1})}, \\ \quad i = \overline{D-1, B(K+1)-1}; \\ P_0 \frac{1 - \Phi^{\omega-K} - \Phi(1 - \Phi^{\omega-K-2})F_r^{i-D-B+2}}{(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1} + (1 - \Phi)\Psi^{M+1}(1 - F_r)^{S-D-B+1})}, \\ \quad i = \overline{B(K+1), D+B-2}; \\ P_0 \frac{(1 - \Phi)F_r^{i-D-B+2}}{(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1} + (1 - \Phi)\Psi^{M+1}(1 - F_r)^{S-D-B+1})}, \\ \quad i = \overline{D+B-1, S-1}; \\ F_r(1 - \Phi)((1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1}) + (1 - \Phi)\Psi^{M+1}(1 - F_r)^{S-D-B+1}) / \\ \quad / \left\{ BF_r \left[(1 - \Phi)(1 + (K + M - \omega + 1)(1 - \Psi)) - \right. \right. \\ \quad \left. \left. - (1 - \Psi)\Phi^{\omega-K} - (\Psi - \Phi)\Phi^{M+1} + \right. \right. \\ \quad \left. \left. + (\omega - M - 1)(1 - \Phi) \left[\Psi^{M+1}(1 - \Phi)(1 - F_r)^{S-D-B+1} + \right. \right. \right. \\ \quad \left. \left. \left. + (1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1}) \right] \right] + (1 - \Psi)(1 - \Phi)(1 - \Phi^{\omega-K-1}) \times \right. \\ \quad \left. \times [1 + (D - BK - 2)F_r] - (1 - \Phi)^2 \left[(1 - F_r)^{S-D-B+2} - \right. \right. \\ \quad \left. \left. - \Phi^{\omega-K-1}(1 - F_r)^{BK-D+2} \right] \right\}, \quad i = 0. \end{array} \right.$$

При ограничениях на протокольные параметры вида

$$(12) \quad 1 \leq \omega \leq K + 1, \quad S \geq D + B\omega - 1$$

динамика очереди переданных, но неподтвержденных блоков сегментов данных описывается уравнениями равновесия (2), (8), уравнением (3) для набора значений индексов $i = \overline{Bk + 1, B(k + 1) - 1, B(\omega - 1) + 1, D + B - 2}$, $k = \overline{0, \omega - 2}$ и уравнением (4) для значений индекса $k = \overline{1, \omega - 1}$. Вероятности состояний цепи Маркова при этом имеют подмножество $i = \overline{B(\omega - 1), D + B - 2}$ значений, инвариантных к номеру состояния:

$$(13) \quad P_i = \begin{cases} P_0 \frac{1 - \Psi + \Phi^{\omega-k-1}(\Psi - \Phi)}{1 - \Psi + \Phi^{\omega-1}(\Psi - \Phi)}, & i = \overline{Bk, B(k + 1) - 1, k = \overline{0, \omega - 2}}; \\ P_0 \frac{1 - \Phi}{1 - \Psi + \Phi^{\omega-1}(\Psi - \Phi)}, & i = \overline{B(\omega - 1), D + B - 2}; \\ P_0 \frac{(1 - \Phi)(1 - F_r)^{i-D-B+2}}{1 - \Psi + \Phi^{\omega-1}(\Psi - \Phi)}, & i = \overline{D + B - 1, S - 1}; \\ F_r(1 - \Psi + \Phi^{\omega-1}(\Psi - \Phi)) / \left\{ (B\omega - 1)(1 - \Psi)F_r - F_r(\Psi - \Phi) \times \right. \\ \quad \times \left(1 - B \frac{1 - \Phi^\omega}{1 - \Phi} \right) + (1 - \Phi) \left[1 + (D - B(\omega - 1) - 1)F_r - \right. \\ \quad \left. \left. - (1 - F_r)^{S-D-B+2} \right] \right\}, & i = 0. \end{cases}$$

В случае интервальных ограничений на оба протокольных параметра

$$(14) \quad 1 \leq \omega \leq K + 1, \quad D + B - 1 \leq S \leq D + B\omega - 1$$

уравнения (2)–(7) исходной системы уравнений равновесия (2)–(8) принимают вид:

$$P_0 = P_{S-1} + F_r \left(\sum_{k=1}^M (1 - \Psi^k) \sum_{i=D+Bk-2}^{D+B(k+1)-3} P_i + (1 - \Psi^{M+1}) \sum_{i=D+B(M+1)-2}^{S-2} P_i \right),$$

$$P_i = P_{i-1}, \quad i = \overline{1, B(\omega - M - 1) - 1},$$

$$P_{B(\omega-M-1)} = P_{B(\omega-M-1)-1} + F_r \Psi^{M+1} \sum_{i=D+B(M+1)-2}^{S-2} P_i,$$

$$P_i = P_{i-1}, \quad i = \overline{B(\omega - k) + 1, B(\omega - k + 1) - 1},$$

$$\overline{B(\omega - 1) + 1, D + B - 2}, \quad k = \overline{2, M + 1}.$$

Решение системы уравнений локального равновесия определится зависимостями с двумя подмножествами ($i = \overline{0, B(\omega - M - 1) - 1, B(\omega - 1), D + B - 2}$)

значений вероятностей состояний, не зависящих от номера состояния:

$$(15) \quad P_i = \left\{ \begin{array}{l} P_0, \quad i = \overline{1, B(\omega - M - 1) - 1}; \\ P_0 \frac{1 - \Psi + \Phi^{k-1}(\Psi - \Phi)}{(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1}) + (1 - \Phi)(1 - F_r)^{S-D-B+1}}, \\ \quad i = \overline{Bk, B(k+1) - 1}, \quad k = \overline{\omega - M - 1, \omega - 2}; \\ P_0 \frac{1 - \Phi}{(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1}) + (1 - \Phi)(1 - F_r)^{S-D-B+1}}, \\ \quad i = \overline{B(\omega - 1), D + B - 2}; \\ P_0 \frac{(1 - \Phi)(1 - F_r)^{i-D-B+2}}{(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1}) + (1 - \Phi)(1 - F_r)^{S-D-B+1}}, \\ \quad i = \overline{D + B - 1, S - 1}; \\ F_r(1 - \Phi) \left[(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1}) + (1 - \Phi)(1 - F_r)^{S-D-B+1} \right] / \\ \left(B(\omega - M - 1)F_r(1 - \Phi) \left[(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1}) + \right. \right. \\ \left. \left. + (1 - \Phi)(1 - F_r)^{S-D-B+1} \right] + \right. \\ \left. + BF_r \left[(M + 1)(1 - \Psi)(1 - \Phi) + (\Psi - \Phi)(1 - \Phi^{M+1}) \right] + \right. \\ \left. + (1 - \Phi)^2 \left[1 + (D - B(\omega - 1) - 2)F_r - \right. \right. \\ \left. \left. - (1 - F_r)^{S-D-B+2} \right] \right), \quad i = 0. \end{array} \right.$$

Таким образом, стационарное распределение вероятностей состояний цепи Маркова для различных значений ширины окна ω , длительности тайм-аута S , общей длины тракта передачи данных D и размера блока B (1), (10), (12), (14) определяется соотношениями (9), (11), (13) и (15) соответственно.

При $F_f = 1$ из данных соотношений получаем вероятности состояний цепи Маркова для селективного режима повтора. Нетрудно убедиться, что при $A = B = 1$ из (9), (11), (13) и (15) получаем известные распределения [17]. Для абсолютно надежного обратного тракта передачи данных ($F_r = 1$) распределение принимает вид двух равновероятных под-

$$\text{множеств } P_i = \frac{1 - \Psi}{B + (D - 1)(1 - \Psi)}, \quad i = \overline{0, D - 2}, \quad P_i = \frac{1}{B + (D - 1)(1 - \Psi)}, \\ i = \overline{D - 1, D + B - 2}, \quad \text{при } \omega \geq K + 2 \quad \text{и} \quad P_i = \frac{1 - \Psi}{D - 1 + B(1 - \Psi(\omega - 1))},$$

$i = \overline{0, B(\omega - 1) - 1}$, $P_i = \frac{1}{D - 1 + B(1 - \Psi(\omega - 1))}$, $i = \overline{B(\omega - 1), D + B - 2}$,
при $1 \leq \omega \leq K + 1$.

Неограниченный рост размера окна ($\omega \rightarrow \infty$) приводит к распределению вида

$$P_i = \begin{cases} \frac{F_r(1 - \Psi)}{F_r[B + (D - 1)(1 - \Psi)] + (1 - F_r)(1 - \Psi)}, & i = \overline{0, D - 2}, \\ \frac{F_r(1 - \Psi(1 - F_r)^{i-D+2})}{F_r[B + (D - 1)(1 - \Psi)] + (1 - F_r)(1 - \Psi)}, & i = \overline{D - 1, D + B - 2}, \\ \frac{F_r(1 - \Phi)(1 - F_r)^{i-D-B+2}}{F_r[B + (D - 1)(1 - \Psi)] + (1 - F_r)(1 - \Psi)}, & i \geq D + B - 1. \end{cases}$$

Минимальный размер окна ($\omega = 1$) дает распределение с равновероятным участком $P_i = \frac{F_r}{1 + F_r(D + B - 2) + (1 - F_r)^{S-D-B+2}}$, $i = \overline{0, D + B - 2}$ и вероятностями $P_i = \frac{F_r(1 - F_r)^{i-D-B+2}}{1 + F_r(D + B - 2) + (1 - F_r)^{S-D-B+2}}$, $i = \overline{D + B - 1, S - 1}$. При $1 \leq \omega \leq K + 1$ и минимальной длительности тайм-аута $S = D + B - 1$ распределение принимает равномерный вид: $P_i = \frac{1}{D + B - 1}$, $i = \overline{0, D + B - 2}$. Такое же распределение имеет место для набора параметров $\omega = 1$ и $F_r = 1$.

4. Анализ пропускной способности транспортного соединения

Важнейшей операционной характеристикой протокола является его пропускная способность, определяемая параметрами протокола и механизма прямой коррекции ошибок, накладными расходами, характеристиками тракта передачи данных, а также особенностями протокольных процедур управления передачей [1]. Нормированное быстродействие транспортного соединения определяется средним числом доставленных получателю неискаженных информационных сегментов (с учетом селективного или группового режимов повтора [1] и механизма прямого восстановления искаженных сегментов) за среднее время между двумя последовательными поступлениями подтверждений на переданные блоки сегментов [17]. В силу того что подтверждения на отправленные блоки переносятся в каждом сегменте встречного потока, время между приходами подтверждений на блоки сегментов распределено по геометрическому закону с параметром $1 - (1 - F_r)^B$ и длительностью дискретного цикла, равной Bt . Среднее время между приходами подтверждений в длительностях цикла t составит $\bar{T} = B / (1 - (1 - F_r)^B)$. Тогда пропускная способность для селективной и групповой процедур повтора соответственно

определяется зависимостями:

$$Z_s(\omega, S, D, F_f, F_r, A, B) = \\ = A\Psi \frac{1 - (1 - F_r)^B}{B} \left\{ \sum_{k=1}^{\omega} k \sum_{i=D+Bk-2}^{D+B(k+1)-3} P_i + \omega \sum_{i=D+B(\omega+1)-2}^{S-1} P_i \right\},$$

$$Z_g(\omega, S, D, F_f, F_r, A, B) = \\ = A\Psi \frac{1 - (1 - F_r)^B}{B} \left\{ \sum_{k=1}^{\omega} \frac{1 - \Psi^k}{1 - \Psi} \sum_{i=D+Bk-2}^{D+B(k+1)-3} P_i + \frac{1 - \Psi^{\omega}}{1 - \Psi} \sum_{i=D+B(\omega+1)-2}^{S-1} P_i \right\}.$$

Отсюда с учетом вариативности выражений для вероятностей состояний цепи Маркова при различных связях между протокольными параметрами и круговой задержкой получаем функциональные зависимости данного показателя с точностью до сомножителя P_0 :

$$Z_s(\omega, S, D, F_f, F_r, A, B) = \\ = \begin{cases} P_0 \frac{A\Psi \{1 - (1 - F_r)^{B\omega} - \omega [1 - (1 - F_r)^B] (1 - F_r)^{S-D-B+2}\}}{BF_r(1 - F_r)^{B(\omega-1)}}, & S \geq D + B\omega - 1, \\ P_0 \frac{A\Psi \{1 - (1 - F_r)^{B(M+1)} - (M+1)[1 - (1 - F_r)^B] (1 - F_r)^{S-D-B+2}\}}{BF_r(1 - F_r)^{S-D-B+1}}, & \max\{D + B - 1, D + B(\omega - K) - 1\} \leq S \leq D + B\omega - 1. \end{cases}$$

$$Z_g(\omega, S, D, F_f, F_r, A, B) = \\ = \begin{cases} P_0 \frac{A\Psi(1 - (1 - F_r)^B) \{(1 - \Psi)(1 - \Phi^{\omega}) - (1 - \Phi)(1 - \Psi^{\omega})(1 - F_r)^{S-D-B+2}\}}{BF_r(1 - \Psi) [1 - \Psi + (\Psi - \Phi)\Phi^{\omega-1}]}, & S \geq D + B\omega - 1, \\ P_0 \frac{A\Psi(1 - (1 - F_r)^B) \{(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1}) - (1 - \Phi)(1 - \Psi^{M+1})(1 - F_r)^{S-D-B+2}\}}{BF_r(1 - \Psi) [(1 - \Psi)(1 - \Phi^{M+1}) + (1 - \Phi)\Psi^{M+1}(1 - F_r)^{S-D-B+1}]}, & \max\{D + B - 1, D + B(\omega - K) - 1\} \leq S \leq D + B\omega - 1. \end{cases}$$

Отсюда нетрудно видеть, что при $A = B = 1$ получаем известный результат [17].

Для абсолютно надежного обратного тракта передачи данных ($F_r = 1$) пропускная способность в селективном режиме повтора определяется соотношением $Z_s(\omega, S, D, F_f, 1, A, B) = A\Psi/B^2$ при $\omega \geq K + 2$ (эта же за-

висимость имеет место и в случае неограниченного роста размера окна $\omega \rightarrow \infty$) и зависимостью $Z_s(\omega, S, D, F_f, 1, A, B) = \frac{A\Psi}{B[D - 1 - B(\omega - 2)]}$ при $1 \leq \omega \leq K + 1$.

Режим группового отказа для детерминированного обратного тракта передачи данных ($F_r = 1$) обеспечивает пропускную способность

$$Z_g(\omega, S, D, F_f, 1, A, B) = \frac{A\Psi}{B[B + (D - 1)(1 - \Psi)]} \text{ при } \omega \geq K + 2$$

и

$$Z_g(\omega, S, D, F_f, 1, A, B) = \frac{A\Psi}{B[D - 1 + B(1 - (\omega - 1)\Psi)]} \text{ при } 1 \leq \omega \leq K + 1.$$

Неограниченный рост размера окна ($\omega \rightarrow \infty$) приводит к зависимости

$$Z_g(\infty, \infty, D, F_f, F_r, A, B) = \frac{A\Psi(1 - (1 - F_r)^B)}{B[1 - \Psi + F_r[B + (D - 2)(1 - \Psi)]]}.$$

Для $\omega \leq K + 1$ и тайм-аута минимальной длительности $S = D + B - 1$, соответствующего времени круговой задержки блока сегментов, быстродействие транспортного соединения инвариантно размеру окна, режиму отказа и принимает наименьшее значение при прочих равных условиях

$$Z(\omega, S, D, F_f, F_r, A, B) = \frac{A\Psi(1 - (1 - F_r)^B)}{B(D + B - 1)}.$$

Численные расчеты показывают, что зависимость быстродействия транспортного соединения (пропускной способности) от размера окна при недогруженном транспортном соединении ($1 \leq \omega < K + 1$) имеет незначительный рост, в окрестности $\omega = K + 1$ — резкое увеличение и далее при $\omega \geq K + 2$ — насыщение до предельных значений (см. рис. 1).

От длительности круговой задержки D пропускная способность имеет обратную (симметричную) зависимость. Согласно функциональным зависимостям пропускной способности транспортного соединения, приводимым на рис. 2 для равных интенсивностей отправляемых абонентских потоков ($A\omega = \text{const}$), с ростом длительности круговой задержки пропускная способность транспортного соединения незначительно снижается, существенно деградируя после того как круговая задержка превысит размер окна ($\omega < K + 2$) и далее асимптотически приближается к оси абсцисс. Быстродействие транспортного соединения с ростом длительности тайм-аута быстро насыщается до предельной величины, соответствующей неограниченному значению S . Из зависимостей, приводимых на рис. 1 и 2, нетрудно видеть, что существуют области значений параметров математической модели, для которых целесообразно подключение процедур прямой коррекции ошибок к классическому транспортному протоколу с решающей обратной связью.

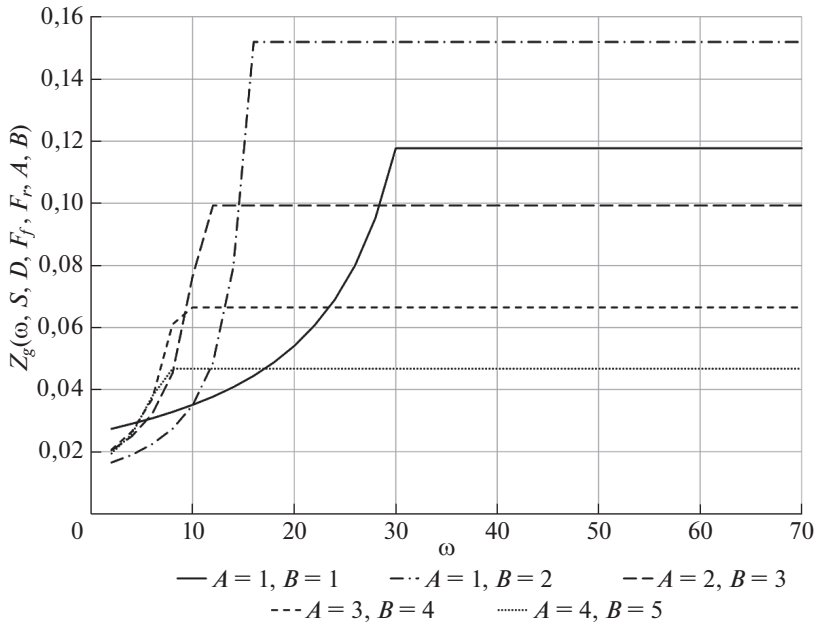


Рис. 1. Зависимость пропускной способности $Z_g(\omega, S, D, F_f, F_r, A, B)$ транспортного соединения от размера окна ω при групповом режиме повтора, $D = 30$, $F_f = 0,8$, $F_r = 1$.

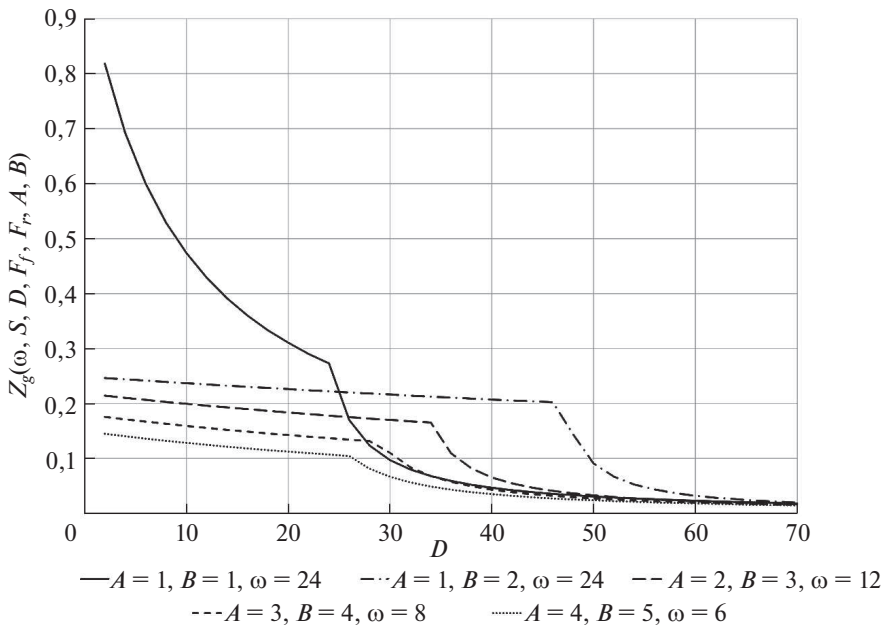


Рис. 2. Зависимость пропускной способности $Z_g(\omega, S, D, F_f, F_r, A, B)$ транспортного соединения от длительности круговой задержки D при групповом режиме повтора, $S = 75$, $F_f = 0,9$, $F_r = 1$.

5. Оптимизация пропускной способности транспортного соединения

Важнейшей задачей эффективного применения технологии прямой коррекции ошибок является выбор параметров длины блоковой последовательности сегментов B и числа избыточных сегментов $B - A$ в блоке для коррекции ошибок, обеспечивающих максимальное быстродействие транспортного соединения с заданными характеристиками тракта передачи данных и протокольными параметрами. Очевидно, что наличие избыточных сегментов в передаваемой последовательности увеличивает вероятность доставки получателю информационных сегментов в группе, однако это достигается за счет роста накладных расходов в виде времени переноса избыточных данных. В связи с этим возникает задача поиска в многомерном признаковом пространстве области значений характеристик транспортного соединения (D, F_r, F_f) , параметров транспортного протокола (ω, S) и механизма прямой коррекции ошибок (A, B) , обеспечивающих превосходство управляющей процедуры с прямой коррекцией ошибок перед классической протокольной процедурой с решающей обратной связью без механизма коррекции. Проведем сравнительный анализ протокольной процедуры с применением и без использования механизма прямой коррекции ошибок. Сопоставление управляющих процедур выполним в условиях равных интенсивностей абонентских информационных потоков, предлагаемых к передаче $\lambda = A\omega$. Определим выигрыш в быстродействии от применения механизма прямой коррекции ошибок по сравнению с классической протокольной процедурой с решающей обратной связью в виде:

$$(16) \quad \Delta(\omega, S, D, A, B) = Z(\omega, S, D, A, B) - Z(A\omega, S, D, 1, 1).$$

В общем случае необходимо решить оптимизационную задачу поиска параметров прямой коррекции ошибок, обеспечивающих достижение максимума прироста пропускной способности транспортного соединения при заданных значениях протокольных параметров (ω, S) и характеристик тракта передачи данных (D, F_f, F_r) :

$$\Delta(\omega, S, D, A, B) \xrightarrow[A \geq 1, B \geq A]{\max} .$$

Поскольку в аналитическом виде данная задача оптимизации неразрешима, проанализируем зависимость выигрыша от ключевых характеристик тракта передачи данных (F_f, D) .

В режиме селективного повтора функция выигрыша (16) при размерах окна $\omega \geq K + 2$ не имеет положительных значений, однако для неполной загрузки абонентом транспортного соединения ($1 \leq \omega \leq K + 1$) механизм прямой коррекции ошибок имеет области превосходства над классической управляющей процедурой. За счет снижения размерности признакового пространства области положительных значений выигрыша в ряде случаев выражаются аналитически.

Полагая абсолютно надежным обратный тракт передачи данных ($F_r = 1$), выигрыш принимает простой аналитический вид

$$\Delta(\omega, S, D, F_f, 1, A, B) = \frac{A\Psi}{B[D - 1 - B(\omega - 2)]} - \frac{F_f}{D - A\omega + 1}.$$

Для параметров механизма прямой коррекции ошибок $A = 1$, $B = 2$ функция выигрыша преобразуется к виду

$$\Delta(\omega, S, D, F_r, 1, 1, 2) = \frac{F_f(2 - F_f)}{2D - 4\omega + 6} - \frac{F_f}{D - \omega + 1}.$$

Отсюда нетрудно видеть, что область положительных значений выигрыша по параметру $F_f \in [0, 1]$ существует при $\omega \geq 3$, выполнении ограничений на длину транспортного соединения и длительность тайм-аута ожидания квитанции

$$(17) \quad D \geq B(\omega - 1) + 2, \quad S > D + B - 1$$

и соответствует интервалу $F_f \in \left(0, \frac{2\omega - 4}{D - \omega + 1}\right)$. Максимум выигрыша достигается в середине интервала между нулями функции выигрыша: $F_f = \frac{\omega - 2}{D - \omega + 1}$. Для набора параметров механизма прямой коррекции ошибок $A = 2$, $B = 3$ функция выигрыша

$$\Delta(\omega, S, D, F_f, 1, 2, 3) = \frac{2F_f^2(3 - 2F_f)}{3[D - 3\omega + 5]} - \frac{F_f}{D - 2\omega + 1}$$

положительна на интервале

$$F_f \in \left(\frac{3}{4} - \sqrt{\frac{9}{16} - \frac{3(D - 3\omega + 5)}{4(D - 2\omega + 1)}}, \frac{3}{4} + \sqrt{\frac{9}{16} - \frac{3(D - 3\omega + 5)}{4(D - 2\omega + 1)}}\right)$$

при $\omega \geq 6$ и выполнении (17). Выигрыш принимает максимальное значение в точке $F_f = \frac{1}{2} \left(1 + \sqrt{\frac{\omega - 4}{D - 2\omega + 1}}\right)$.

Набор параметров прямой коррекции ошибок $A = 1$, $B = 3$ обеспечивает положительный выигрыш

$$\Delta(\omega, S, D, F_f, 1, 1, 3) = \frac{F_f(3 - 3F_f + F_f^2)}{3(D - 9\omega + 15)} - \frac{F_f}{D - \omega + 1}$$

при $\omega \geq 3$ и выполнении (17) на интервале $F_f \in \left(0, \frac{3}{2} - \sqrt{\frac{9}{4} - \frac{6\omega - 12}{D - \omega + 1}}\right)$,

а достигает максимума, когда достоверность доставки сегмента в прямом тракте передачи данных составляет $F_f = \frac{3}{2} - \sqrt{\frac{9}{4} - \frac{3\omega - 6}{D - \omega + 1}}$.

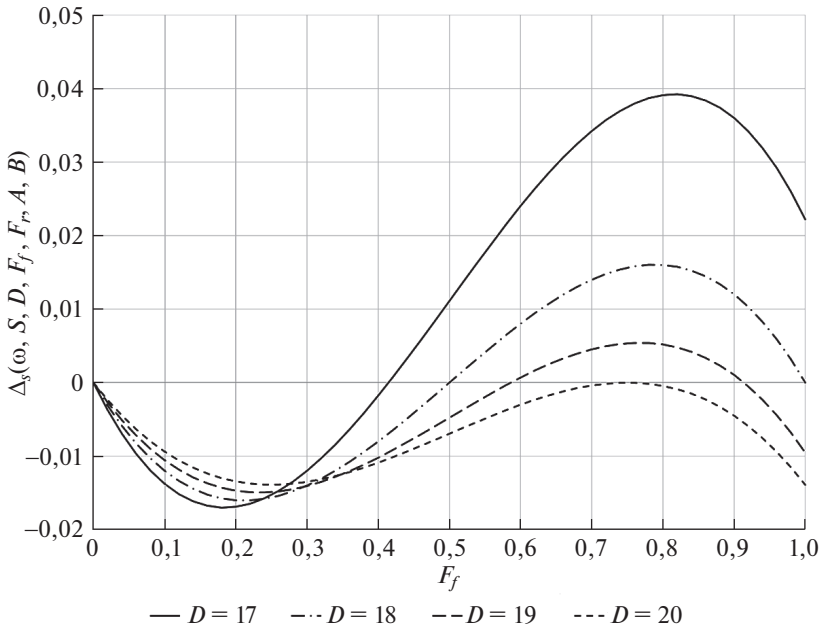


Рис. 3. Зависимость выигрыша $\Delta_s(\omega, S, D, F_f, F_r, A, B)$ в селективном режиме повтора от достоверности передачи сегмента F_f в прямом направлении при $\omega = 6, A = 2, B = 3, F_r = 1$.

В целом при заданной ширине окна с ростом длины транспортного соединения (круговой задержки) от значения

$$(18) \quad D = B(\omega - 1) + 2$$

абсолютный выигрыш снижается и область его положительных значений по координате F_f быстро сжимается до нулевого размера (см. рис. 3). Следует отметить, что наибольший выигрыш достигается при выполнении (18) и с увеличением D и ω , удовлетворяющих (18), значения выигрыша растут согласно кривой с насыщением. При произвольных значениях достоверности передачи сегментов в обратном канале $F_r \leq 1$ указанные выше зависимости размеров областей положительных значений выигрыша и его максимума от протокольных и прочих параметров сохраняются.

При $F_r = 1$ и $\omega \geq K + 2$ выигрыш в режиме группового отказа приобретает аналитическую зависимость, инвариантную к размеру окна и длительности тайм-аута:

$$\Delta(\omega, S, D, F_f, 1, A, B) = \frac{A\Psi}{B[B + (D - 1)(1 - \Psi)]} - \frac{F_f}{1 + (D - 1)(1 - F_f)}.$$

Отсюда для набора параметров прямой коррекции ошибок $A = 1, B = 2$ нетрудно видеть, что область положительных значений выигрыша существу-

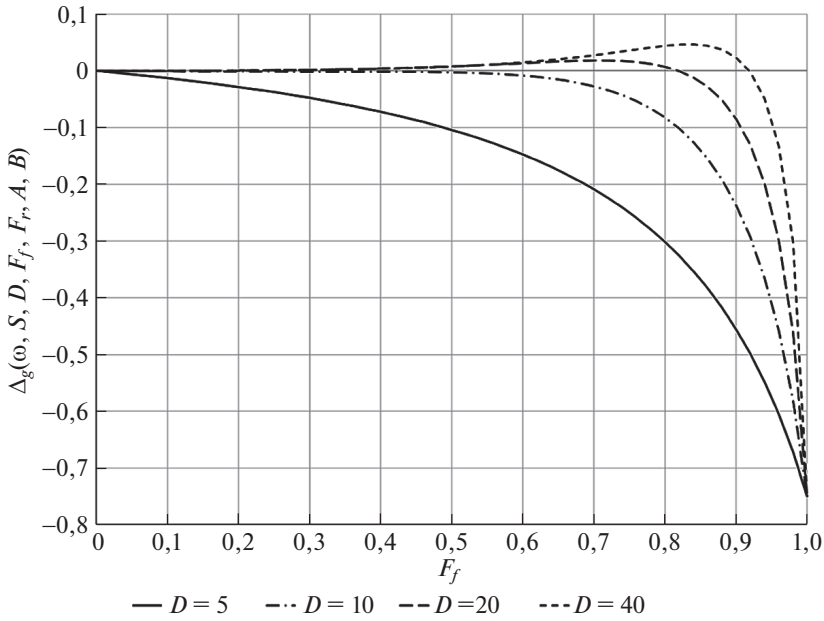


Рис. 4. Зависимость выигрыша $\Delta_g(\omega, S, D, F_f, F_r, A, B)$ в групповом режиме повтора от достоверности передачи сегмента F_f в прямом направлении при $\omega = 40, S = 125, A = 1, B = 2, F_r = 1$.

ет при $D \geq 11$ на интервале значений достоверности доставки сегмента в прямом тракте передачи данных

$$F_f \in \left(\frac{D - 2 - \sqrt{D^2 - 12(D - 1)}}{2(D - 1)}, \frac{D - 2 + \sqrt{D^2 + 12(D - 1)}}{2(D - 1)} \right)$$

и с ростом круговой задержки одиночного сегмента D расширяется до $F_f \in (0, 1)$. Численный анализ показывает, что при связи параметров A и B механизма прямой коррекции ошибок в виде $B = A + 1$ рост информационной емкости блока сегментов A приводит к сужению области положительных значений выигрыша по параметру F_f . С ростом длительности круговой задержки D максимальный выигрыш смещается вправо и увеличивается, а область положительных значений выигрыша расширяется (рис. 4). Аналогичные качественные зависимости имеют место и при других соотношениях между параметрами A и B .

При $F_r = 1$ и $1 \leq \omega \leq K + 1$ выигрыш в режиме группового отказа принимает вид

$$(19) \quad \begin{aligned} & \Delta(\omega, S, D, F_f, 1, A, B) = \\ & = \frac{A\Psi}{B[D - 1 + B[1 - \Psi(\omega - 1)]]} - \frac{F_f}{D - F_f(A\omega - 1)}. \end{aligned}$$

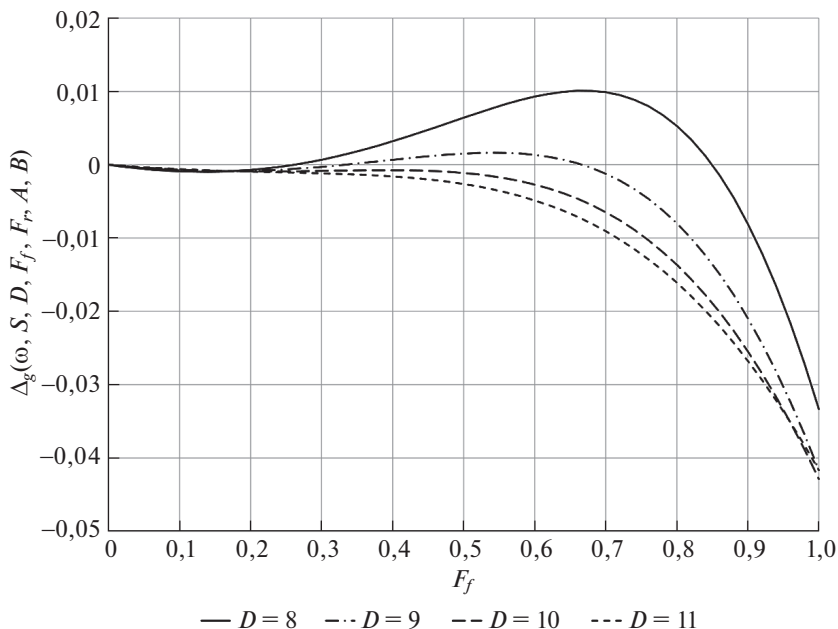


Рис. 5. Зависимость выигрыша $\Delta_g(\omega, S, D, F_f, F_r, A, B)$ в групповом режиме повтора от достоверности передачи сегмента F_f в прямом направлении при $\omega = 4, S = 125, A = 1, B = 2, F_r = 1$.

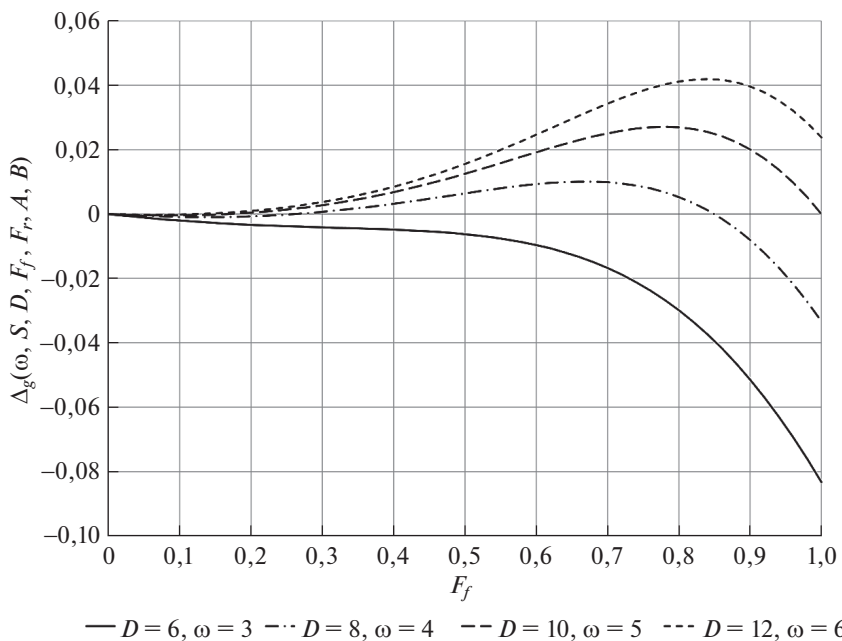


Рис. 6. Зависимость выигрыша $\Delta_g(\omega, S, D, F_f, F_r, A, B)$ в групповом режиме повтора от достоверности передачи сегмента F_f в прямом направлении при $S = 125, A = 1, B = 2, F_r = 1$.

Для прямой коррекции методом дублирования ($A = 1$, $B = 2$) область положительных значений выигрыша достигается при $D \geq 8$ и

$$F_f \in \left(\frac{6(\omega - 1) - D - \sqrt{36(\omega - 1)^2 - 12(\omega - 1)(D + 2) + D^2}}{6(\omega - 1)}, \frac{6(\omega - 1) - D + \sqrt{36(\omega - 1)^2 - 12(\omega - 1)(D + 2) + D^2}}{6(\omega - 1)} \right).$$

При фиксированном размере окна ω увеличение длительности круговой задержки D приводит к снижению выигрыша и сужению области положительных значений выигрыша (рис. 5). Максимальные значения выигрыша (19) достигаются, как и в случае селективного повтора, при условии (18) и насыщаются с ростом параметров D и ω , связанных равенством (18) (рис. 6). Наиболее значимо выигрыш определяется соотношением между шириной окна, размером блока B и длительностью круговой задержки транспортного соединения D . Для каждого набора значений параметров механизма прямой коррекции ошибок A и B имеется нижняя граница длительности круговой задержки одиночного сегмента D , за которой существуют области значений размера окна и достоверности передачи сегмента в прямом и обратном трактах транспортного соединения, обеспечивающие положительный выигрыш. При этом для области $1 \leq \omega \leq K + 1$ абонентский поток выигрышнее формировать с шириной окна, удовлетворяющей ограничению (18). Это обусловлено тем, что в периоды простоя отправителя в ожидании подтверждений источник может догрузить тракт передачи данных оправкой избыточных сегментов и снизить тем самым вероятность повторных передач практически без увеличения накладных расходов. Очевидно, что в результате мониторинга уровня ошибок в отдельных звеньях прямого R_f и обратного R_r тракта передачи данных можно определить достоверность доставки сегментов в прямом F_f и обратном F_r направлениях соединительного пути. При установлении транспортного соединения между взаимодействующими абонентами определяется длительность круговой задержки D . И далее в зависимости от режима повтора и уровня трафика численными расчетами из (16) можно подобрать оптимальные параметры прямой коррекции ошибок A и B , а также значения протокольных параметров ω и S .

6. Заключение

В статье предложена модель процесса переноса сегментов данных в транспортном соединении, управляемом надежным транспортным протоколом с механизмом прямой коррекции ошибок и подтверждением данных, принятым получателем после процедуры прямой коррекции. Математическая модель основана на описании очереди переданных, но неподтвержденных сегментов данных цепью Маркова с конечным числом состояний и дискретным временем. Получены стационарные распределения состояний Марковской цепи при различных ограничениях на значения размера окна и длительности

тайм-аута. Найдены аналитические выражения для пропускной способности транспортного соединения.

В целом пропускная способность существенно зависит от соотношений между протокольными параметрами и характеристиками тракта передачи данных. Пропускная способность в режиме группового отказа в значительной мере определяется длительностью круговой задержки D в силу того, что при невозможности восстановления хотя бы одного блока сегментов в отправленной последовательности необходима перезагрузка транспортного соединения. Показано, что для селективного режима повтора применение механизма прямой коррекции ошибок целесообразно на не полностью загруженных транспортных соединениях ($\omega \leq K + 1$) с большой круговой задержкой (D). В режиме группового отказа технология прямой коррекции ошибок эффективна при различных режимах загрузки.

В качестве направлений дальнейшего развития исследований следует выделить задачу анализа пропускной способности транспортных соединений абонентов в условиях соперничества за доступную полосу пропускания разделяемых участков переприема сетевого маршрута и обобщение полученных в данной статье результатов на случай конкурентного использования пропускной способности соединительного пути. Дополнительно к этому актуальным является исследование эффективности применения технологии прямой коррекции ошибок на внутрисегментном уровне.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Fall K., Stevens R.* TCP/IP Illustrated, Volume 1: The Protocols (2nd Edition). Addison-Wesley Professional Computing Series, 2012.
2. *Lundqvist H., Karlsson G.* TCP with End-to-End FEC / International Zurich Seminar on Communications, 2004 // IEEE. 2004. P. 152–156.
3. *Barakat Ch., Altman E.* Bandwidth Tradeoff between TCP and Link-Level FEC // Computer Networks. 2002. No. 39. P. 133–150.
4. *Shalin R., Kesavaraaja D.* Multimedia Data Transmission through TCP/IP Using Hash Based FEC with AUTO-XOR Scheme // ICTACT J. Communicat. Technology. 2012. V. 03. No. 03. P. 604–609.
5. *Вдовин С.* Алгоритмы прямой коррекции ошибок и особенности их применения. Турбокод // Компоненты и технологии. 2016. № 11 (184). С. 76–79.
6. *Langley A., et. al.* The QUIC Transport Protocol: Design and Internet-Scale Deployment // SIGCOMM '17, Los Angeles, CA, USA. August, 2017. P. 183–196.
7. *Ribadeneir A.F.* An Analysis of the MOS under Condition of Delay, Jitter and Packet Loss and an Analysis of the Impact of Introducing Piggybacking and Reed Solomon FEC for VOIP. Master's Thesis, Georgia State University, 2007.
8. *Matsuzono K., Detchart J., Cunche M., Roca V., Asaeda H.* Performance Analysis of a High-Performance Real-Time Application with Several AL-FEC schemes / Proc. of the IEEE 35th Conf. on Local Computer Networks, LCN'10. 2010. P. 1–7.
9. *Herrero R.* Modeling and Comparative Analysis of Forward Error Correction in the Context of Multipath Redundancy. Telecommunication Systems // Modelling, Analysis, Design, and Management. 2017. V. 65 (4). P. 783–794.

10. *Zhang Menglei, Polese Michele, Mezzavilla Marco, Zhu Jing, Rangan Sundeep, Panwar Shivendra, Zorzi Michele* Will TCP Work in mmWave 5G Cellular Networks? // IEEE Commun. Mag., January 2019. P. 65–71.
11. *Миллер Б.М., Миллер Г.Б., Семенихин К.В.* Оптимизация выбора каналов связи при передаче потока данных с учетом потерь // *АиТ*. 2018. № 1. С. 84–99.
Miller B.M., Miller G.B., Semenikhin K.V. Optimal Channel Choice for Lossy Data Flow Transmission // *Autom. Remote Control*. 2018. V. 79. P. 66–77.
12. *Вишневецкий В.М.* Теоретические основы проектирования компьютерных сетей. М.: Техносфера, 2003.
13. *Мухеев П.А., Сущенко С.П.* Математические модели сетей уровня доступа. Новосибирск: Наука, 2015.
14. *Kravets O.Ya.* Mathematical Modeling of Parameterized TCP Protocol // *Autom. Remote Control*. 2013. V. 74. No. 7. P. 1218–1224.
15. *Callegari C., Giordano S., Pagano M., Pepe T.* A Survey of Congestion Control Mechanisms in Linux TCP // *Communicat. Comput. Inform. Sci.* 2014. V. 279. P. 28–42.
16. *Олифер В.Г., Олифер Н.А.* Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы. Уч. для ВУЗов. 5-е изд. СПб.: Питер, 2016.
17. *Kokshenev V.V., Mikheev P.A., Sushchenko S.P.* Comparative Analysis of the Performance of Selective and Group Repeat Transmission Models in a Transport Protocol // *Autom. Remote Control*. 2017. V. 78. No. 2. P. 247–261.
Кокшениев В.В., Мухеев П.А., Сущенко С.П. Сравнительный анализ быстродействия селективного и группового режимов повторной передачи транспортного протокола // *АиТ*. 2017. № 2. С. 65–81.
18. *Сущенко С.П.* Математические модели компьютерных сетей. Томск: Издат. Дом Томского гос. ун-та, 2017.

Статья представлена к публикации членом редколлегии А.Н. Соболевским.

Поступила в редакцию 19.10.2019

После доработки 27.03.2022

Принята к публикации 31.03.2022