

МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ И НАУКИ
РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ
ТОМСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ

МАТЕРИАЛЫ
VII Международной молодежной
научной конференции
«МАТЕМАТИЧЕСКОЕ
И ПРОГРАММНОЕ ОБЕСПЕЧЕНИЕ
ИНФОРМАЦИОННЫХ,
ТЕХНИЧЕСКИХ
И ЭКОНОМИЧЕСКИХ СИСТЕМ»

Томск, 23–25 мая 2019 г.

Под общей редакцией
кандидата технических наук И.С. Шмырина

Томск
Издательский Дом Томского государственного университета
2019

ЛИТЕРАТУРА

1. Асанов М.О., Баранский В.А., Расин В.В. Дискретная математика: графы, матроиды, алгоритмы. – Ижевск: НИЦ "РХД", 2001. – 288 с.
2. Эвнин А.Ю. Элементарное введение в матроиды // Матем. обр. – 2005. – № 2 (33). – С. 2–33.
3. Oxley J. What is a matroid? // Oxford University Press, 1992.

ЧИСЛЕННЫЙ АНАЛИЗ БЫСТРОДЕЙСТВИЯ ТРАНСПОРТНОГО ПРОТОКОЛА В РЕЖИМЕ ГРУППОВОГО ОТКАЗА С ПРЯМОЙ КОРРЕКЦИЕЙ ОШИБОК

П.Х. Карим, С.П. Сущенко, А.Л. Чаллуб

Томский государственный университет

Введение

Пропускная способность транспортного соединения является крайне важной характеристикой компьютерных сетей. Данный показатель определяет качество сетевых сервисов для абонентов и определяется значениями протокольных параметров (размер окна, длительность тайм-аута), характеристиками тракта передачи данных (длительность круговой задержки, достоверность передачи данных в различных направлениях транспортного соединения) [1]. В настоящее время получают широкое распространение технологии прямой коррекции ошибок [2–4], применяемые как дополнительный сервис в транспортных протоколах наряду с методом решающей обратной связи для снижения объема повторно передаваемого трафика. Исследование транспортного соединения и анализ его потенциальных возможностей выполнялся в [2–16]. Но аналитические результаты получены только для однозвенного тракта передачи данных [5–7], либо при существенных ограничениях на параметры протокола [8–14]. Примером одной из модификаций транспортного протокола является подключаемый к UDP протоколу дополнительный протокольный механизм под названием QUIC (Quick UDP Internet Connections) [15,16]. Это новое дополнение протокола пока еще не является стандартом и в настоящее время эксперименты с ним и исследование его эффективности продолжаются. Протокол QUIC развернут как дополнительный сервис в кампании Google. Следует отметить, что протокол QUIC имеет ряд недостатков, к числу которых относится использование ограниченного множества значений параметров механизма прямой коррекции ошибок. Исследователи протокола QUIC [13] применяли операцию поряженного паритета и анализировали его только в натурных экспериментах (тестирование на оборудовании) [16]. Как правило исследования преимуществ метода прямой коррекции ошибок проводятся на качественном уровне и для некоторых частных случаев численно. Известные исследования не определяют области в пространстве протокольных параметров и характеристик транспортного соединения, в которых применение метода опережающего исправления ошибок дает положительные результаты. Скрытые возможности транспортного протокола с применением метода прямой коррекции ошибок не изучены полностью. Отсутствуют аналитические зависимости комплексного влияния протокольных параметров, характеристик тракта передачи данных и параметров метода коррекции, на быстродействие транспортного соединения. Не исследовано влияние соотношений между длительностью круговой задержки и протокольными параметрами на пропускную способность тракта передачи данных управляемого транспортным протоколом.

В работе предложена математическая модель процесса передачи данных с прямой коррекцией ошибок в фазе информационного переноса в виде цепи Маркова с дискретным временем [12]. Проведены численные анализы пропускной способности транспортного канала с применением механизма прямой коррекции ошибок и показано превосходство новой модели по сравнению классической моделью. Доказано, что в опре-

деленных условиях применения метода прямой коррекции ошибок увеличивает пропускную способность транспортного канала.

1. Модель транспортного соединения

Рассмотрим процесс переноса данных между абонентами транспортного протокола, основанного на алгоритме с решающей обратной связью. Примером семейства таких надежных протоколов является доминирующий в современных компьютерных сетях протокол ТСП [1]. Полагаем, что взаимодействующие абоненты имеют неограниченный поток данных для передачи, а обмен выполняется сегментами данных транспортного протокола 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 источника 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 $D_n \geq 1$. Обратный тракт, по которому доставляются подтверждения отправителю о корректности приема последовательности блоков сегментов, имеет длину $D_o \geq 1$. Заданы вероятности искажения сегмента в каналах связи для прямого $R_n(d)$, $d = \overline{1, D_n}$ и обратного $R_o(d)$, $d = \overline{1, D_o}$ направлений передачи каждого участка переприема. Тогда достоверность передачи сегментов вдоль тракта от источника до адресата и обратно составят $F_n = \prod_{d=1}^{D_n} (1 - R_n(d))$ и $F_o = \prod_{d=1}^{D_o} (1 - R_o(d))$ соответственно. Считаем, что потерь сегментов из-за отсутствия буферной памяти в узлах тракта не происходит. Полагаем, что передача данных отправителем реализуется блоками, содержащими B сегментов, из которых $1 \leq A \leq B$ – являются информационными, а $B - A$ – дополнительными (избыточными) той же длины. Полагаем, что все сегменты имеют контрольные суммы, позволяющие обнаружить ошибки в каждом из них. Потеря (искажение) до $B - A$ произвольных сегментов в блоке позволяет восстановить все сегменты блока (например, передачей дублей при $A = 1$, $B \geq 2$, оправкой избыточного сегмента с поразрядной четностью всех информационных сегментов по технологии RAID–массивов четвертого уровня [11] при $A > 1$, $B = A + 1$ и др.). Управление потоком данных реализуется механизмом скользящего окна [1] с протокольным параметром ширины окна $\omega \geq 1$, выраженном 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 (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 дискретным временем (с длительностью такта t) в силу того, что время между получениями подтверждений имеет геометрическое распределение с параметром F_o . Данная модель является обобщением формализаций процесса передачи данных, предложенных в [3–6], на случай транспортного соединения произвольной длины и механизма прямой коррекции ошибок. Область возможных состояний цепи Маркова определяется длительностью тайм-аута ожидания подтверждения S , выраженной в количестве циклов продолжительности t . Размер тайм-аута связан с длиной тракта, шириной окна и размером блока неравенствами $S \geq \omega B + 1$, $S \geq D_n + D_o + B - 1$. Очевидно, что сумму длин прямого и обратного трактов можно интерпретировать как круговую задержку одиночного сегмента $D = D_n + D_o$ в детерминированном транспортном соединении, выраженную в длительностях t . Круговая задержка для блока

сегментов составит $D + B - 1$. Состояниям цепи Маркова $i = \overline{0, \omega B}$ соответствует размер очереди переданных, но не подтвержденных сегментов в источнике потока, а состояниям $i = \overline{\omega B + 1, S - 1}$ – время, в течение которого отправитель не активен и ожидает получение подтверждения о корректности приема переданной последовательности из ω блоков сегментов. Из нулевого состояния в $D + B - 2$ 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 $1 - F_0$ в обратном тракте. Получение подтверждения в состояниях $i \geq D + B - 2$ вызывает переход в $D - 1$ состояние при $\omega \geq K + 2$ только в случае успешной передаче доставленных адресату блоков, в противном случае следует переход в 0 состояние. Здесь $K = \left\lfloor \frac{D - 2}{B} \right\rfloor$, где $\lfloor \dots \rfloor$ – означает «целая часть» дроби [12]. В силу того, что в состояниях $i \geq \omega B$ источник приостанавливает отправку блоков сегментов, получение подтверждений при $\omega \geq K + 2$ в состояниях $i = \overline{(\omega + k)B - 1, (\omega + k + 1)B - 2}$, $k = \overline{1, K}$ приводит к переходу в состояния $D - kB - 1$, $k = \overline{1, K}$, только при успешной доставке данных (иначе – в 0 состояние). В состояниях $i = \overline{(\omega + K + 1)B - 1, S - 2}$ выполняется переход в нулевое состояние, поскольку размер очереди переданных, но не подтвержденных информационных 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 [12].

2. Вероятности состояний для транспортного протокола с механизмом прямой коррекции ошибок

Переходные вероятности π_{ij} из исходного состояния i в результирующее j цепи Маркова, описывающей процесс передачи информационного потока с технологией прямой коррекцией ошибок в режиме группового отказа для $\omega \geq K + 2$, $S \geq D + B(\omega + 1) - 2$ имеют вид:

$$\pi_{ij} = \begin{cases} 1, & i = \overline{0, D+B-3}, j = i+1; \\ 1-F_o, & i = \overline{D+B-2, S-2}, j = i+1; \\ F_o \psi^k, & i = \overline{D+Bk-2, D+(k+1)B-3}, k = \overline{1, G}, j = D-1; \\ F_o(1-\psi^k), & i = \overline{D+Bk-2, D+(k+1)B-3}, k = \overline{1, G}, j = 0; \\ F_o \psi^G, & i = \overline{D+B(G+1)-2, B(\omega+1)-2}, j = D-1; \\ F_o(1-\psi^G), & i = \overline{D+B(G+1)-2, B(\omega+1)-2}, j = 0; \\ F_o \psi^{G+k}, & i = \overline{B(\omega+k)-1, B(\omega+k+1)-2}, k = \overline{1, K}, j = D-Bk-1; \\ F_o(1-\psi^{G+k}), & i = \overline{B(\omega+k)-1, B(\omega+k+1)-2}, k = \overline{1, K}, j = 0; \\ F_o, & i = \overline{B(\omega+K+1)-1, S-2}, j = 0; \\ 1, & j = 0, i = S-1. \end{cases}$$

Здесь $G = \left\lfloor \frac{B(\omega+1)-2-(D+B-2)+1}{B} \right\rfloor = \omega - \left\lfloor \frac{D-1}{B} \right\rfloor$ – расстояние между моментами начала прекращения активности отправителя $B(\omega+1)-2$ (завершения оправки ω блоков) и начала поступления ему квитанций $D+B-2$, выраженное в размерах B , $\psi = \sum_{i=A}^B C_B^i F_{\Pi}^i (1-F_{\Pi})^{B-i}$. Решая систему уравнений равновесия, находим вероятности состояний цепи Маркова и далее получаем показатель пропускной способности транспортного соединения с применением механизма прямой коррекции ошибок:

$$Z(D, \omega, S, A, B, F_{\Pi}, F_o) = \frac{P_o A \psi (1-\bar{F}_o^B) (1-\bar{F}_o^B \psi)}{B D F_o (1-\psi)} \left\{ \left[1 - (\bar{F}_o^B \psi)^\omega \right] \left[\frac{1-\psi}{1-\bar{F}_o^B \psi} - \bar{F}_o^{S-D-B+2} (1-\psi^\omega) \right] \right\}, (1)$$

где

$$\begin{aligned} P_o &= D F_o (1-\bar{F}_o^B \psi) / \left\{ D F_o (D-BK-1) (1-\bar{F}_o^B \psi) + (1-\bar{F}_o^B \psi)^2 \left[1 + F_o (B-1) - \bar{F}_o^{S-D-B+2} \right] + \right. \\ &+ B F_o \left[K (1-\psi) (1-\bar{F}_o^B \psi) + \psi^{G+1} \left[1 - (\bar{F}_o^B \psi)^K \right] \left(\bar{F}_o^{B\omega-D+1} (1-\bar{F}_o^B \psi) - (1-\psi) \bar{F}_o^{G+1} \right) \right] \left. \right\}, \\ D &= (1-\bar{F}_o^B \psi) \left[\psi^{G+1} \bar{F}_o^{B\omega-D+1} (\bar{F}_o^B \psi)^K \right] + (1-\psi) \left[1 - (\bar{F}_o^B \psi)^{K+G+1} \right], \bar{F} = 1 - F_o. \end{aligned}$$

Очевидно, что поиск в многомерном пространстве признаков $(D, \omega, S, A, B, F_{\Pi}, F_o)$ областей, обеспечивающих превосходство механизма прямой коррекции ошибок перед классической протокольной процедурой с решающей обратной связью по критерию пропускной способности, является сложной задачей. Решением данной проблемы может быть редуцирование размерности признакового пространства. Эффективными вариантами редуцирования размерности признакового пространства являются случаи абсолютно надежного обратного тракта передачи данных ($F_o = 1$), неограниченной ширины окна $\omega \rightarrow \infty$ (а следовательно и длительности тайм-аута $S \rightarrow \infty$), а также случай однородного тракта передачи данных в прямом и обратном направлениях ($F_{\Pi} = F_o = F$).

3. Численный анализ пропускной способности транспортного соединения

Рассмотрим случай абсолютно надежного обратного тракта $F_o = 1$. Тогда пропускная способность транспортного соединения принимает вид:

$$Z(D, \omega, S, A, B, F_n, 1) = \frac{A \cdot \psi}{B(D-1)(1-\psi) + B^2}.$$

Чтобы определить области, где механизм с применением технологии прямой коррекции ошибок, дает положительные результаты, сравним с классическим вариантом протокола [8]. В классическом варианте пропускная способность имеет вид [8]:

$$Z_{\text{кл}}(D, \omega, A, S, F_n, F_o - 1) = \frac{F_n}{(D-1)(1-F_n) + 1}.$$

Определим выигрыш от применения технологии прямой коррекции ошибок перед классическим транспортным протоколом $Z = Z(D, \omega, S, A, B, F_n, F_o) - Z_{\text{кл}}(D, \omega, S, F_n, F_o)$. Обозначая $F_n = F$, при $F_o = 1$ выигрыш принимает вид

$$Z = \frac{A \cdot \psi}{B(D-1)(1-\psi) + B^2} - \frac{F_n}{(D-1)(1-F_n) + 1}.$$

Численные исследования выигрыша при наборе параметров механизма прямой коррекции ошибок $A = 2$, $B = A + 1$ показывают (см. рис. 1 слева), что область положительных значений выигрыша расширяется от $F \in (0.781, 0.91)$, до $F \in (0.76, 0.93)$ с ростом D от 56, до 66. Кроме того, экстремальное значение выигрыша растет с увеличением D (см. рис. 1) и достигается практически в одном и том же пределе $F \in (0.796, 0.89)$. На рис. 1 справа проиллюстрированы сходные зависимости для набора параметров $A = 2$, $B = 2A$. Слева экстремальное значение выигрыша: при $Z(D = 56, F = 0.872) = 0.007883031$, $Z(D = 60, F = 0.88) = 0.010861443$, $Z(D = 66, F = 0.89) = 0.01501331$. Справа экстремальное значение выигрыша: при $Z(D = 56, F = 0.796) = 0.02185867$, $Z(D = 60, F = 0.805) = 0.024329853$, $Z(D = 66, F = 0.816) = 0.027705338$.

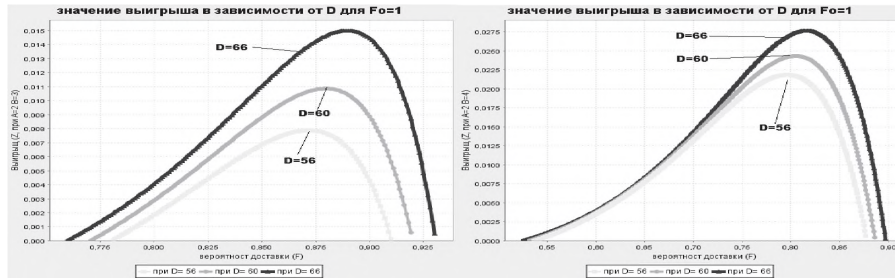


Рис. 1. Зависимость выигрыша Z от достоверности передачи данных в прямом тракте F при $F_o = 1$

На рис. 2 слева для $A = 3$, $B = A + 2$ видно, что область положительных значений выигрыша расширяется от $F \in (0.758, 0.842)$ до $F \in (0.725, 0.879)$ с ростом D от 56, до 66, так же, экстремальное значение выигрыша растет с увеличением D (см. рис. 2), оно находится в пределе $F \in (0.746, 0.83)$. На рис. 2 справа показаны сходные зависимости для набора параметров $A = 3$, $B = 2A$. Слева экстремальное значение выигрыша: при $Z(D = 56, F = 0.809) = 0.002493844$, $Z(D = 60, F = 0.818) = 0.005147922$, $Z(D = 66, F = 0.83) = 0.008802511$. Справа экстремальное значение выигрыша: при

$Z(D = 56, F = 0.746) = 0.008818722$, $Z(D = 60, F = 0.755) = 0.010963882$,
 $Z(D = 66, F = 0.767) = 0.013878739$; при $A = 3$, $B = A + 1$ для круговой задержки (56,60,66) положительные результаты не наблюдаются.

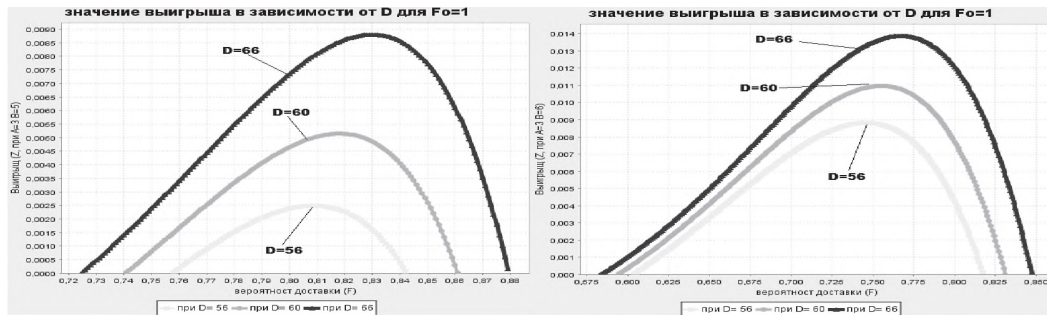


Рис. 2. Зависимость выигрыша Z от достоверности передачи данных в прямом тракте F при $F_0 = 1$

Рис. 3 слева для $A = 4$, $B = A + 3$ показывает положительные результаты выигрыша в пределах от $F \in (0.752, 0.786)$ до $F \in (0.717, 0.826)$ с ростом D от 60, до 66. При длине пути $D = 56$, а также для параметров $A = 4$, $B = A + 1$ и $A = 4$, $B = A + 2$ нет положительных результатов выигрыша. Экстремальное значение выигрыша растет при увеличении значения круговой задержки D (см. рис. 3) в $F \in (0.708, 0.783)$. На рис. 3 справа представлены сходные зависимости для набора параметров $A = 3$, $B = 2A$. Слева экстремальное значение выигрыша: при $Z(D = 60, F = 0.771) = 3.82149E - 4$, $Z(D = 66, F = 0.783) = 0.003547793$. Справа экстремальное значение выигрыша: при $Z(D = 56, F = 0.708) = 0.002154542$, $Z(D = 60, F = 0.718) = 0.00408336$, $Z(D = 66, F = 0.731) = 0.006695497$.

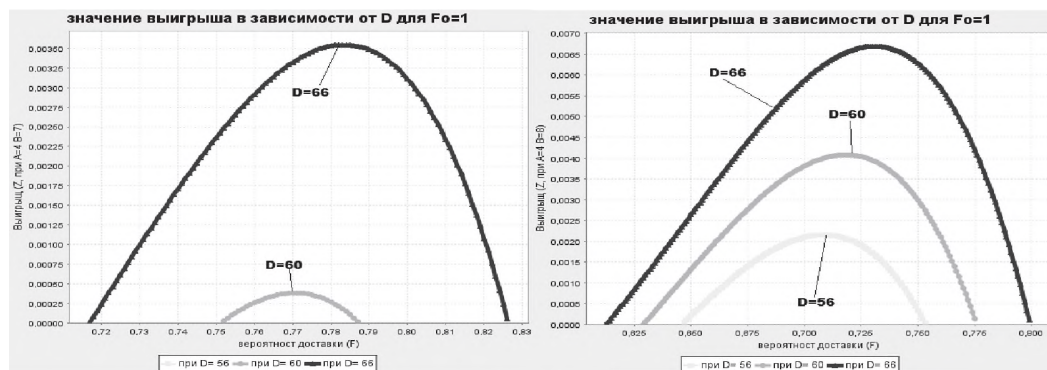


Рис. 3. Зависимость выигрыша Z от достоверности передачи данных в прямом тракте F при $F_0 = 1$

На рис. 4 слева для $A = 5$, $B = 2A$ видно, что положительные значений выигрыша получаются только для длины $D = 66$ в пределах $F \in (0.639, 0.749)$, в связи с тем, что длина пути короткая по сравнению с длиной отправляемых данных (B). Экстремальное значение выигрыша: при $Z(D = 66, F = 0.703) = 0.00228161$.



Рис. 4. Зависимость выигрыша Z от достоверности передачи данных в прямом тракте F при $F_0 = 1$

Проанализируем выигрыш пропускной способности канала в условиях неограниченной ширины окна ($\omega \rightarrow \infty$) и стохастической однородности прямого и обратного трактов передачи данных ($F_{\text{п}} = F_0 = F$). Пропускная способность для протоколов с применением механизма прямой коррекции ошибок и без его использования согласно (1) определится соответственно следующим образом:

$$Z(D, \infty, \infty, A, B, F, F) = \frac{A\psi(1 - (1 - F)^B)}{B\{(1 - \psi)F(D - 1) + (1 - (1 - F)^B\psi)(1 + F(B - 1))\}},$$

$$Z_{\text{кл}}(D, \infty, \infty, F, F) = \frac{F^2}{1 + F(D - 2)(1 - F)}.$$

Положительные значения выигрыша, проиллюстрированные на рис. 5 слева для $A = 2$, $B = A + 1$, показывают, что область выигрыша расширяется от $F \in (0.391, 0.923)$ до $F \in (0.383, 0.937)$ с ростом D от 56 до 66. На рис. 5 справа проиллюстрированы сходные зависимости для набора параметров $A = 2$, $B = 2A$. Положительные результаты находятся в пределах $F \in (0.136, 0.906)$. Кроме того, экстремальное значение выигрыша растет с увеличением D (см. рис. 5). Экстремальное значение выигрыша: при $Z(D = 56, F = 0.866) = 0.02172235$, $Z(D = 60, F = 0.874) = 0.02404891$, $Z(D = 66, F = 0.885) = 0.02734784$. При $2A$ экстремальное значение выигрыша: $Z(D = 55, F = 0.785) = 0.0398083$, $Z(D = 60, F = 0.794) = 0.04161215$, $Z(D = 65, F = 0.806) = 0.0441076$.

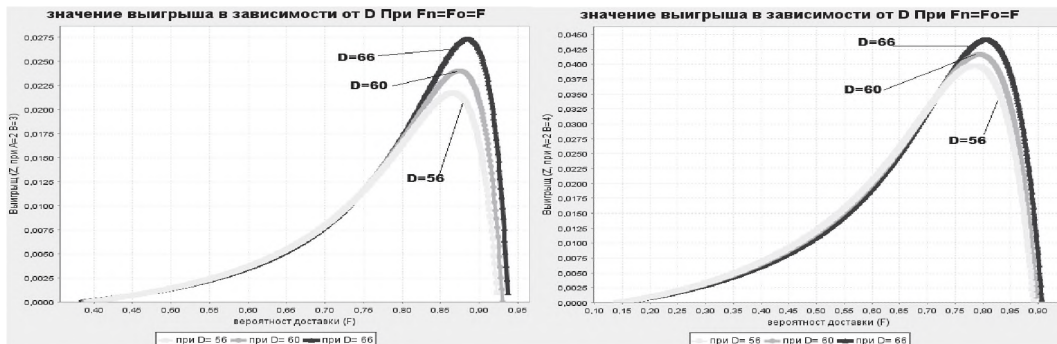


Рис. 5. Зависимость выигрыша ΔZ от достоверности передачи данных в прямом тракте F при $F_{\text{п}} = F_0 = F$

На рис. 6 слева, для $A = 3$, $B = A + 2$ видно, что область положительных значений выигрыша расширяется от $F \in (0.493, 0.876)$ до $F \in (0.479, 0.896)$ с ростом D от 56 до 66. На рис. 6 справа проиллюстрированы сходные зависимости для набора параметров

$A = 2, B = 2A$. Положительные результаты находятся в пределах $F \in (0.276, 0.867)$. Кроме того, экстремальное значение выигрыша растет с увеличением D (см. рис. 6). При $A = 3, B = A + 1$ положительный результат пропускной способности не наблюдается. Слева экстремальное значение выигрыша: при $A = 3, B = A + 2, Z(D = 55, F = 0.803) = 0.01737325, Z(D = 60, F = 0.812) = 0.01951008, Z(D = 65, F = 0.824) = 0.02247506$. Справа при $A = 3, B = 2A$ экстремальное значение выигрыша: $Z(D = 55, F = 0.736) = 0.02604962, Z(D = 60, F = 0.746) = 0.02767973, Z(D = 65, F = 0.758) = 0.02990602$.

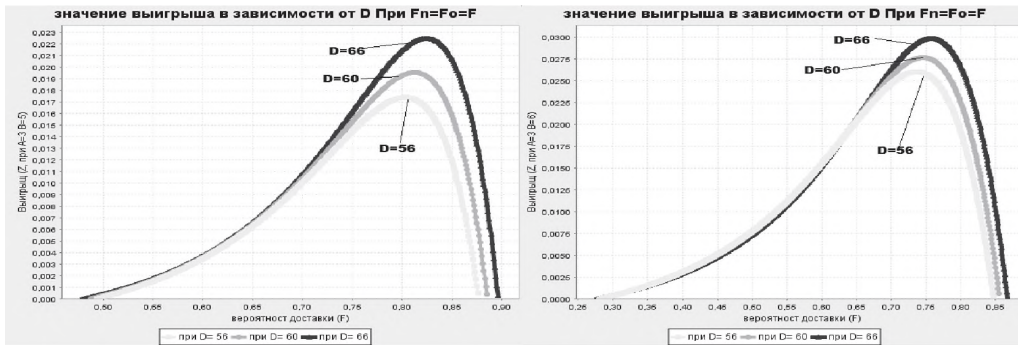


Рис. 6. Зависимость выигрыша ΔZ от достоверности передачи данных в прямом тракте F при $F_n = F_o = F$

По полученным результатам, представленным на рис. 7 А для $A = 4, B = A + 2$, можно видеть, что область положительных значений выигрыша расширяется от $F \in (0.808, 0.814)$ до $F \in (0.762, 0.861)$ с ростом D от 60 до 66, при $D = 56$ положительных результатов нет.

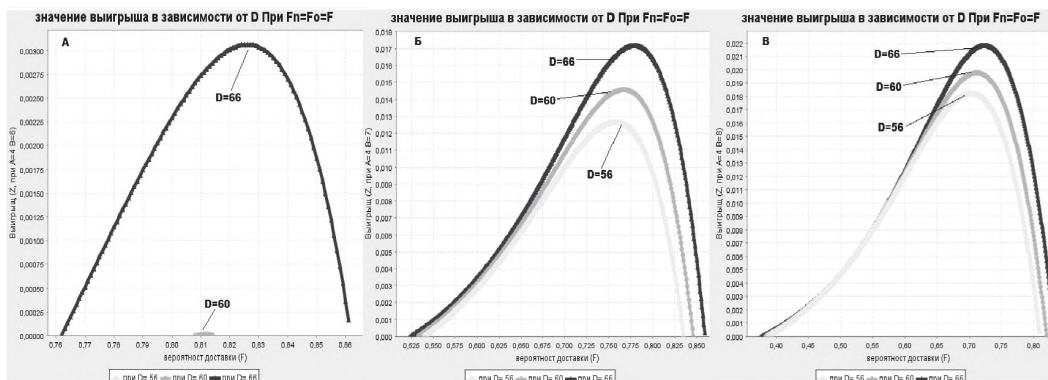


Рис. 7 А, Б, В. Зависимость выигрыша ΔZ от достоверности передачи данных в прямом тракте F при $F_n = F_o = F$

На рис. 7 Б для $A = 4, B = A + 3$ предел положительных значений выигрыша расширяется от $F \in (0.54, 0.835)$ до $F \in (0.524, 0.859)$ с ростом D от 56 до 66. На рис. 7 В $A = 4, B = 2A, F \in (0.387, 0.809)$ до $F \in (0.377, 0.833)$ для D от 56 до 66. При $A = 4, B = A + 1$ положительный результат пропускной способности не наблюдается. Экстремальное значение выигрыша при $A = 4, B = A + 2, Z(D = 60, F = 0.811) = 1.512E - 5, Z(D = 66, F = 0.826) = 0.00306393$. Экстремальное значение выигрыша при $A = 4, B = A + 3, Z(D = 56, F = 0.757) = 0.01264888, Z(D = 60, F = 0.767) = 0.01456973,$

$Z(D = 66, F = 0.779) = 0.01719778$. При $A = 4$, $B = 2A$ экстремальное значение выигрыша $Z(D = 56, F = 0.703) = 0.01822156$, $Z(D = 60, F = 0.712) = 0.01975585$, $Z(D = 66, F = 0.722) = 0.02182873$.

Область положительных значений выигрыша на рис. 8 А, Б, и В расширяется в пределах $F \in (0.749, 0.779)$ до $F \in (0.697, 0.838)$, $F \in (0.563, 0.798)$ до $F \in (0.545, 0.826)$ и $F \in (0.45, 0.777)$ до $F \in (0.438, 0.803)$ для $A = 5$, $B = A + 3$, $A = 5$, $B = A + 4$ и $A = 5$, $B = 2A$ соответственно с ростом D от 56 до 66. При $A = 5$, $B = A + 1$, $B = A + 2$ положительный результат пропускной способности не наблюдается. Экстремальное значение выигрыша: при $A = 5$, $B = A + 3$, $Z(D = 56, F = 0.765) = 2.4066E - 4$, $Z(D = 60, F = 0.776) = 0.00231028$, $Z(D = 66, F = 0.789) = 0.00516253$. Экстремальное значение выигрыша: при $A = 5$, $B = A + 4$, $Z(D = 56, F = 0.723) = 0.00889926$, $Z(D = 60, F = 0.732) = 0.01067038$, $Z(D = 66, F = 0.744) = 0.01307139$. При $A = 5$, $B = 2A$ экстремальное значение выигрыша: $Z(D = 56, F = 0.678) = 0.01300135$, $Z(D = 60, F = 0.688) = 0.01447173$, $Z(D = 66, F = 0.698) = 0.01645226$.

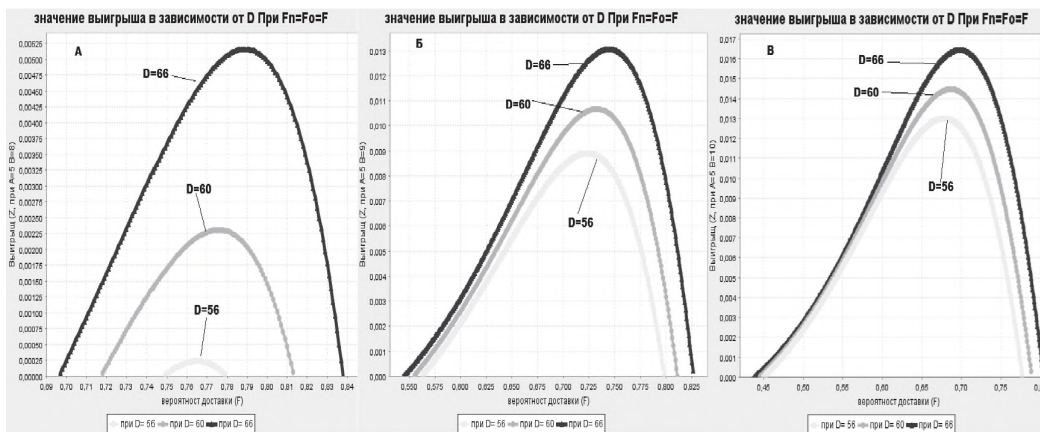


Рис. 8 А, Б, В. Зависимость выигрыша ΔZ от достоверности передачи данных в прямом тракте F при $F_n = F_o = F$

Заключение

В работе предложена модель процесса переноса сегментов данных в транспортном соединении, управляемом надежным транспортным протоколом с механизмом прямой коррекции ошибок и подтверждением данных, принятых получателем, в режиме группового повтора. Математическая модель основана на описании очереди переданных, но не подтвержденных сегментов данных цепью Маркова с конечным числом состояний и дискретным временем [12]. Представлен численный анализ пропускной способности транспортного соединения. Численные исследования выполнены для абсолютно надежного обратного тракта и для неограниченного размера окна. При данных условиях показано что, выигрыш пропускной способности увеличивается с ростом круговой задержки. Показано, что для группового режима повтора применение механизма прямой коррекции ошибок целесообразно на транспортных соединениях с большой круговой задержкой.

ЛИТЕРАТУРА

1. Fall K., Stevens R. TCP/IP Illustrated, Volume 1: The Protocols (2nd Edition) // Addison-Wesley Professional Computing Series. – 2012. – 1017 p.

2. *Lundqvist H., Karlsson G.* TCP with end-to-end FEC // International Zurich Seminar on Communications. – 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., Kesavaraja D.* Multimedia Data Transmission through TCP/IP using Hash Based FEC with AUTO-XOR Scheme // ICTACT Journal on Communication Technology. – 2012. – Vol. 03. – Issue 03. – P. 604–609.
5. *Boguslavsky L.B., Gelenbe E.* Analytical models transmission link control procedures for data computer networks with packet // Automation and Remote Control. – 1980. – No 7. – P. 181–192.
6. *Gelenbe E., Labetoulle J., Pujolle G.* Performance Evaluation of the HDLC Protocol // Computer Networks. – 1978. – Vol. 2. – No. 4/5. – P. 409–415.
7. *Kokshenev V.V., Sushchenko S.P.* Analysis of the asynchronous performance management procedures link transmission data // Computational technologies. – 2008. – Vol. 15. – Special issue No. 5. – P. 61–65.
8. *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 // Automation and Remote Control. – 2017. – Vol. 78. – No 2. – P. 65–81.
9. *Kokshenev V.V., Mikheev P.A., Sushchenko S.P.* Analysis of selective denial mode transport Protocol loaded in the transmit path, data // Vestnik TSU. Series control, computer facilities and computer science. – 2013. – No. 3(24). – P. 78–94.
10. *Kokshenev V.V., Sushchenko S.P.* Modeling sessions with Markov's chains // Theory of probability, random processes, mathematical statistics and applications: proceedings of the International scientific conference dedicated to the 80th anniversary of Professor G.A. Medvedev. Minsk on 23–26 February 2015. – Minsk, RIVS, 2015. – P. 311–316.
11. *Mikheev P.A., Sushchenko S.P., Tkachev R.V.* Estivation of High-Speed Performance of the Transport Protocol with the Mechanism of Forward Error Correction // Communications in Computer and Information Science. – 2017. – Vol. 700. – P. 259–268.
12. *Flach T., Dukkupati N., Terzis A., Raghavan B., Cheng Y., Cardwell N., Jain A., Hao Sh., Katz-Bassett E., and Govindan R.* Reducing Web Latency: the Virtue of Gentle Aggression // ACM SIGCOMM. – 2013.
13. *Forouzan B.* Data communications and networking. – Fourth edition, 2007.
14. *Herrero R.* Modeling and comparative analysis of Forward Error Correction in the context of multipath redundancy // Telecommunication Systems. Modelling, Analysis, Design and Management. – 2017. – Vol. 65. – No 4. – P. 783–794.
15. <https://www.chromium.org/quic>
16. *Langley A., Riddoch A., Wilk A., Vicente A., Krasic Ch., Zhang D., Yang F., Kouranov F., Swett I., Iyengar J., Bailey J., Dorfman J., Roskind J., Kulik J., Westin P., Tenneti R., Shade R., Hamilton R., Vasiliev V., Chang W.-T., Shi Z.* The QUIC Transport Protocol: Design and Internet-Scale Deployment // SIGCOMM '17, August, 2017, Los Angeles, CA, USA. – P. 183–196.

ИССЛЕДОВАНИЕ МЕТОДОВ КЛАСТЕРИЗАЦИИ ДЛЯ АНАЛИЗА ЗАДАЧ В БОЛЬШИХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СЕТЯХ

А.И. Шкабара

Томский политехнический университет

Введение

В современном мире одним из наиболее актуальных видов физических исследований являются эксперименты по физике высоких энергий, вносящие неоспоримый вклад в фундаментальную науку. В результате таких исследований образуются огромное число данных, которые фиксируются детекторами ускорителя заряженных частиц. Обработка такого объема данных требует больших вычислительных мощностей, поэтому и создаются распределенные системы обработки данных, в которые входят большое количество суперкомпьютеров. Однако использование такого оборудования обходится дорого, поэтому необходима организация рационального планирования обработки данных, во избежание простоя оборудования и неравномерного распределения задач по обработке, среди суперкомпьютеров системы обработки данных. Очевидно, что определение времени обработки данных является ключевой задачей для организации системы планирования. Решением такой задачи является система, способная предсказывать время обработки данных.

Данное исследование является частью работы по предсказыванию длительности выполнения заданий в большой вычислительной сети Большого Адронного Коллайдера. Было высказано предположение, что есть закономерности, которые влияют на вы-