

УДК 004.057.4

# ПЕРСПЕКТИВЫ ОПТИМИЗАЦИИ AIMD СХЕМЫ ПРОТОКОЛА ТСП НА ОСНОВЕ ОЦЕНКИ СОСТОЯНИЯ КАНАЛА СВЯЗИ

**А.В. Борисов**

*Институт проблем информатики ФИЦ ИУ РАН*

Россия, 119333, Москва, Вавилова ул., 44/2

E-mail: [aborisov@frccsc.ru](mailto:aborisov@frccsc.ru)

**Г.Б. Миллер**

*Институт проблем информатики ФИЦ ИУ РАН*

Россия, 119333, Москва, Вавилова ул., 44/2

E-mail: [gmler@frccsc.ru](mailto:gmler@frccsc.ru)

**А.И. Стефанович**

*Институт проблем информатики ФИЦ ИУ РАН*

Россия, 119333, Москва, Вавилова ул., 44/2

E-mail: [astefanovich@frccsc.ru](mailto:astefanovich@frccsc.ru)

**Ключевые слова:** протокол передачи данных, ТСП, марковский скачкообразный процесс, оптимальная фильтрация.

**Аннотация:** В работе представлена математическая модель гетерогенного канала связи под управлением протокола ТСП. На основе решения задачи фильтрации состояний управляемых марковских скачкообразных процессов по дискретным и считающим наблюдениям разработан алгоритм мониторинга состояния соединения по косвенной статистической информации о доставке и потерях пакетов данных. На основе полученных оценок предложена модификация схемы управления ТСП, позволяющая существенно повысить пропускную способность.

## 1. Введение

Объектом исследования данной работы являются протоколы транспортного уровня ТСП [1], осуществляющие последовательную передачу данных, разделенных на отдельные сегменты (пакеты). Характеристики канала связи не известны, и стратегия управления передачей основывается на обработке статистической информации о результатах передачи предыдущих пакетов, представляющей собой случайный поток подтверждений успешной передачи. Широко распространенная версия протокола ТСП New Reno использует стратегию AIMD (additive-increase multiplicative-decrease) линейного роста скорости на интервалах успешной передачи данных и ее мультипликативного уменьшения при каждой потере пакета. Такая схема доказала

свою эффективность для стабильных проводных соединений. Однако в гетерогенных (проводных/беспроводных) каналах, где потеря пакета не обязательно означает перегрузку канала, а может являться следствием ослабления сигнала беспроводном участке, подобное управление приводит к значительному снижению пропускной способности соединения. Целью работы является презентация новой математической модели функционирования TCP-соединения на основе AIMD схемы для последующей оптимизации алгоритма управления передачей данных.

## 2. Модель канала связи

Рассмотрим канал передачи данных, состоящий из проводного и беспроводного участков. Одно из коммуникационных устройств канала обладает минимальной производительностью, образуя так называемое «бутылочное горло». Состояние канала описывается марковским скачкообразным процессом (МСП)  $\mathbf{X}_t$  с четырьмя возможными значениями  $e_1$  — канал свободен,  $e_2$  — умеренная загрузка,  $e_3$  — перегрузка проводного участка и  $e_4$  — деградация сигнала на беспроводном участке ( $e_i$  — единичные векторы в  $\mathbb{R}^4$ ):

$$(1) \quad \mathbf{X}_t = \mathbf{X}_0 + \int_0^t \Lambda(U_s) \mathbf{X}_s ds + \mathbf{M}_t$$

где  $\mathbf{M}_t$  — мартингал,  $\Lambda(u) = \|\lambda^{ji}(u)\|_{j,i=1,4}$  — управляемая матрица интенсивностей переходов,  $U_t$  — управление, а именно число пакетов, отправленных по каналу, получение которых еще не подтверждено к текущему моменту времени  $t$ . Компоненты матрицы интенсивностей  $\lambda_{14}$ ,  $\lambda_{24}$ ,  $\lambda_{34}$ ,  $\lambda_{41}$ ,  $\lambda_{42}$ ,  $\lambda_{43}$ , соответствующие переходам из/в состояние  $e_4$  не зависят от управления, т.к. качество связи беспроводного участка не зависит от характеристик потока данных. Прямые переходы между состояниями  $e_1$  и  $e_3$  (минуя  $e_2$ ) полагаются невозможными, то есть  $\lambda_{13} = \lambda_{31} = 0$ . Управляемые компоненты матрицы  $\Lambda$  имеют вид

$$\lambda^{21}(u) = \begin{cases} \lambda_0^{21} + \frac{C^{21}}{B-u}, & \text{если } u < B, \\ \bar{\lambda} & \text{если } u \geq B, \end{cases} \quad \lambda^{12}(u) = \lambda_0^{12} + C^{12} \max(B - u, 0),$$

$$\lambda^{32}(u) = \begin{cases} \lambda_0^{32} + \frac{C^{32}}{W''-u}, & \text{если } u < W'', \\ \bar{\lambda} & \text{если } u \geq W'', \end{cases} \quad \lambda^{23}(u) = \lambda_0^{23} + C^{23} \max(W'' - u, 0),$$

где  $\lambda_0^{ij}$ ,  $C^{ij}$  — экспериментально подбираемые константы,  $B$  — емкость канала (максимальное число пакетов в канале при пустом буфере «бутылочного горла»),  $W''$  — размер буфера или порог гарантированного отклонения пакета алгоритмом предотвращения переполнения буфера «бутылочного горла»,  $\bar{\lambda}$  — интенсивность, достаточно высокая для гарантированного перехода из одного состояния в другое за время кругового обращения сегмента данных RTT (round-trip time).

Предлагаемая зависимость  $\lambda^{ji}$  от управления  $u$  объясняется следующими обстоятельствами. В состоянии  $e_1$  количество пакетов в канале не превышает его емкости  $B$ , в состоянии  $e_2$  начинает заполняться буфер «бутылочного горла». Обратнопорциональная зависимость интенсивности  $\lambda^{21}(u)$  от управления  $u$  и гарантирующая интенсивность  $\bar{\lambda}$  обеспечивают рост вероятности перехода из состояния  $e_1$  в состояние  $e_2$  по мере приближения  $u$  к  $B$  и гарантированный переход при достижении этого значения. Постоянный аддитивный член  $\lambda_0^{21}$  отвечает за возможность перехода  $e_1 \rightarrow e_2$  при низких значениях собственного управления  $U_t < B$  за счет загрузки

канала другими пользовательскими потоками. При снижении управления до значений меньших  $B$  вероятность обратного перехода повышается, линейная зависимость в формуле  $\lambda^{12}(u)$  объясняется тем, что скорость обработки данных постоянна и не зависит от входящего потока. Интенсивности переходов между состояниями  $e_2$  и  $e_3$  подчиняются аналогичным законам, разница заключается лишь в том, что граничным значением управления здесь является  $W''$  — порог гарантированного отклонения пакета.

Состояние канала (1) не доступно прямому наблюдению, но имеется статистическая информация в форме наблюдений, описываемых следующей моделью

$$(2) \quad \begin{aligned} \mathbf{Z}_t &= \int_0^t f(U_s) \mathbf{X}_s ds + \int_0^t g(U_s) \mathbf{X}_s dW_s, & f(u) &= \left( \frac{u}{\delta_0 + \xi_1 + uv_1}, \dots, \frac{u}{\delta_0 + \xi_4 + uv_4} \right), \\ \ell_t &= \int_0^t \theta(U_s) \mathbf{X}_s ds + M_t^\ell, & g(u) &= \left( \frac{u^{1/2}(\phi_1^2 + u\psi_1^2)^{1/2}}{(\delta_0 + \xi_1 + uv_1)^{3/2}}, \dots, \frac{u^{1/2}(\phi_4^2 + u\psi_4^2)^{1/2}}{(\delta_0 + \xi_4 + uv_4)^{3/2}} \right), \\ & & \theta(u) &= \theta_0 + (P_l^1(u)f^1(u), \dots, P_l^4(u)f^4(u)). \end{aligned}$$

Здесь  $\mathbf{Z}_t$  — диффузионная аппроксимация высокочастотного потока подтверждений об успешной передаче пакетов с управляемым сносом  $f(\cdot)$  и диффузией  $g(\cdot)$ ,  $W_t$  — стандартный винеровский процесс. Время кругового обращения  $\tau$  отдельного пакета складывается из времени распространения сигнала по каналу, времени ожидания, связанного с обработкой пакетов других пользователей, и времени ожидания, связанного с обработкой «своих» пакетов объема  $U_t$ . Первая величина считается постоянной и равной  $\delta_0$ , вторая и третья — случайные величины со средним и дисперсией, равными  $(\xi_i, \phi_i)$  и  $(v_i, \psi_i)$  соответственно. Конкретные выражения для  $f_i(u)$ ,  $g_i(u)$ , соответствующие состояниям процесса  $e_i$ , получены исходя из центральной предельной теоремы для обобщенных процессов восстановления [2] с учетом того, что время кругового обращения одного пакета  $\tau$  соответствует получению  $U_t$  подтверждений. Диффузионная аппроксимация  $\mathbf{Z}_t$  истинного потока подтверждений будет давать удовлетворительную точность только при дискретизации с достаточным временным шагом, поэтому для корректной обработки статистической информации, содержащейся в  $\mathbf{Z}_t$ , следует использовать их дискретизованную версию

$$(3) \quad \mathbf{D}_r = \mathbf{Z}_{t_{r-1}} - \mathbf{Z}_{t_r} = \int_{t_{r-1}}^{t_r} f(U_s) \mathbf{X}_s ds + \int_{t_{r-1}}^{t_r} g(U_s) \mathbf{X}_s dW_s, \quad r \in \mathbb{N}, \quad t_r = r\Delta,$$

где  $\Delta > 0$  — шаг по времени, на порядок больший среднего значения РГТ, но на несколько порядков меньше, чем компоненты  $\Lambda$ .

Процесс  $\ell_t$  — считающий процесс потерь пакетов ( $M_t^\ell$  в (2) является мартингалом). Его интенсивность для каждого состояния  $e_i$  складывается из константы  $\theta_0^i$ , соответствующей потерям, вызванным потоками данных других пользователей и произведения интенсивности получения подтверждений  $f^i$  и вероятности потери  $P_l$ , поскольку поток потерь представляет собой поток подтверждений об успешной доставке, прореженный с соответствующей вероятностью. Вероятности потерь имеют вид  $P_l(u) = (P_0, P_0 + \max(\frac{u-W'}{W''-W'}, (P_1 - P_0), 0), 1, P_l^4)$ , если  $u < W''$  и  $P_l(u) = (1, 1, 1, 1)$ , если  $u \geq W''$ . Кусочно-линейная зависимость вероятности потери пакета  $P_l(u)$  соответствует применению на устройстве, являющемся «бутылочным горлом» канала, алгоритма переполнения буфера Random Early Detection (RED) [3]. Начиная с некоторого уровня  $W'$  устройство отклоняет часть пакетов с вероятностью, которая линейно растет с ростом загрузки. Достигая некоторого порогового значения вероятности отклонения  $P_1$  при уровне загрузки  $W''$ , устройство начинает отклонять все поступающие пакеты.

Для синтеза управления  $U_t$  в протоколе New Reno используется оценка  $r_t$  текущего значения РТТ, полученная из  $\mathbf{Z}_t$  с помощью алгоритма экспоненциального сглаживания, нивелирующего осцилляционный характер РТТ каждого индивидуального пакета. Управление  $U_t$ , выработанное по алгоритму New Reno, определяется следующим уравнением:

$$(4) \quad U_t = U_0 + \int_0^t \frac{\alpha}{r_{s-}} ds - \beta \int_0^t U_{s-} dl_s$$

где  $r_t$  — текущее сглаженное значение РТТ, оцененное по данным  $\mathbf{Z}_t$ , а  $\alpha$  и  $\beta$  — коэффициенты линейного роста и мультипликативного уменьшения — параметры схемы управления AIMD, в стандарте TCP New Reno равные  $\alpha = 1$ ,  $\beta = 0.5$ .

**Теорема 1.** Уравнение оптимальной фильтрации  $\hat{\mathbf{X}}_t$  по считающим  $\ell_t$  и дискретным наблюдениям  $\mathbf{D}_r$  имеет вид

$$\begin{aligned} \hat{\mathbf{X}}_t = & p_0 + \int_0^t \Lambda(U_s) \hat{\mathbf{X}}_{s-} ds + \int_0^t \hat{k}_{s-} \theta^\top(U_s) (\theta(U_s) \hat{\mathbf{X}}_{s-})^{-1} (d\ell_s - \theta(U_s) \hat{\mathbf{X}}_{s-} ds) + \\ & + \sum_{t_r \leq t} \left[ \left( \sum_{n=1}^N e_n^\top \hat{\mathbf{X}}_{t_r-} \rho_r(\mathbf{D}_r | U_{t_r-}, e_n) \right)^{-1} \sum_{m=1}^N \text{diag}(e_m) \hat{\mathbf{X}}_{t_r-} \rho_r(\mathbf{D}_r | U_{t_r-}, e_m) - \hat{\mathbf{X}}_{t_r-} \right], \end{aligned}$$

где  $\hat{k}_t = \text{diag} \hat{\mathbf{X}}_t - \hat{\mathbf{X}}_t \hat{\mathbf{X}}_t^\top$ , а  $\rho_r(v|u, x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi \int_{t_{r-1}}^{t_r} (g(u)x)^2 ds}} \exp \left[ -\frac{(v - \int_{t_{r-1}}^{t_r} f(u)x ds)^2}{2 \int_{t_{r-1}}^{t_r} (g(u)x)^2 ds} \right]$  — условная плотность распределения наблюдения  $\mathbf{D}_r$  относительно  $\mathcal{F}^{X,U}$ .

### 3. Численное моделирование AIMD схемы

Предлагаемая модель обладает достаточной гибкостью для описания функционирования TCP-соединения и позволяет учитывать большое число факторов, влияющих на его качество. Выбор закона управления (4) позволяет исследовать не только версию New Reno протокола TCP, но и другие версии. Рассмотрим модель (1), (2), (4), где параметры  $B$ ,  $W''$ ,  $\delta_0$  и  $v$  соответствуют каналу передачи данных с пропускной способностью  $C = 100$  мегабит/с, временем распространения сигнала  $\delta_0 = 0.1$ с, размером буфера устройства «бутылочного горла»  $Q = 100$  пакетов и размером полезной части самого пакета  $MSS = 1000$  байт. Выбранные параметры соответствуют характеристикам реально существующих сетевых соединений.

Решение задачи фильтрации состояния соединения по имеющейся информации является ключевым для последующей оптимизации передачи данных. Данный раздел иллюстрирует возможность эффективного использования высокоточных оценок состояния соединения для повышения его пропускной способности. Модифицируем алгоритм New Reno так, чтобы учитывать информацию о текущем состоянии канала. Пусть в (4) параметры схемы AIMD зависят от оценки состояния:  $\alpha_t = \alpha_0^\top \hat{\mathbf{X}}_t$ ,  $\beta_t = \beta_0^\top \hat{\mathbf{X}}_t$ , где  $\alpha_0$  и  $\beta_0$  — некоторые постоянные векторы. Идея состоит в том, чтобы для состояний, соответствующих низкой загрузке канала, использовать больший коэффициент линейного роста и низкий коэффициент мультипликативного уменьшения. Линейная зависимость достаточно проста, но при этом обеспечивает вогнутость управления по времени на свободном канале, что позволяет рациональнее использовать его ресурсы (вогнутым характером обладает, например, оптимальное управление, полученное в [4], и алгоритм управления TCP Illinois [5]).

На рис. 1 представлены результаты численного моделирования трех вариантов управления: стандартной AIMD схемы протокола TCP NewReno, модифицированной AIMD схемы с различными параметрами линейного роста и мультипликативного уменьшения, зависящими от оцениваемого состояния канала, и алгоритма TCP Illinois. Последний выбран в качестве эталона, поскольку является одним из наиболее удачных примеров развития идей AIMD. Характеристики эффективности вычислялись путем моделирования на длительном временном интервале с последующим статистическим анализом. Для сравнения использовались две характеристики: пропускная способность соединения, характеризующая качество управления непосредственно для пользователя (скорость передачи его данных), и среднее число потерь в секунду, являющееся показателем качества управления по отношению к другим пользователям канала: большое количество потерь является признаком несправедливого распределения ресурсов в пользу более агрессивной схемы управления.

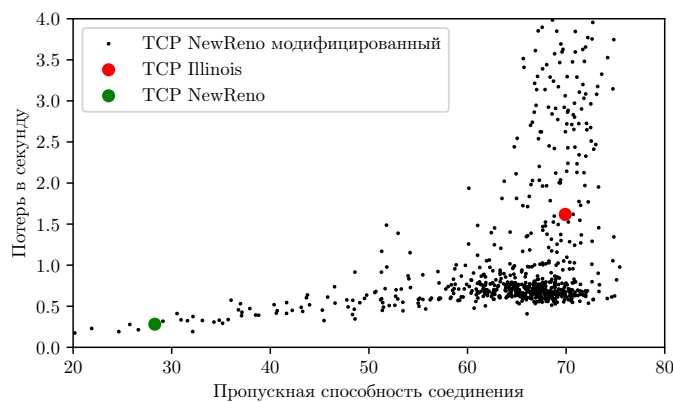


Рис. 1. Сравнение схем управления передачей данных

В результате численного моделирования показано, что переключением параметров AIMD схемы в зависимости от текущей оценки состояния канала можно добиться существенного улучшения качества соединения не только по сравнению с классической схемой AIMD, но и по сравнению с ее высокоскоростной вариацией, используемой протоколом Illinois. Последнее позволяет сделать заключение о высоком качестве представленного алгоритма оценивания, об эффективности предложенной схемы управления, основанной на оценке состояния канала, а так же о перспективности задач, связанных с оптимизацией параметров управления в предложенной схеме.

## Список литературы

1. Куроуз Д., Росс К. Компьютерные сети: нисходящий подход. М.: Эксмо, 2016.
2. Боровков А.А. Асимптотические методы в теории массового обслуживания. М.: Физматлит, 1980.
3. Floyd S., Jacobson V. Random Early Detection gateways for Congestion Avoidance // IEEE/ACM Transactions on Networking. 1993. Vol. 1, No. 4. P. 397-413.
4. Миллер Б.М., Авраченко К.Е., Степанян К.В., Миллер Г.Б. Задача оптимального стохастического управления потоком данных по неполной информации // Проблемы передачи информации. 2005. Т. 41, № 2. С. 89-110.
5. Liu S., Başar T., Srikant R. TCP-Illinois: A loss and delay-based congestion control algorithm for high-speed networks // Performance Evaluation. 2008. Vol. 65, No. 6-7. P. 417-440.