

УДК 631.518.22

С.С. Батыр (ассист.), А.В. Хорхордин (канд. техн. наук, доц.)
Донецкий национальный технический университет, г. Донецк,
Кафедра «Автоматики и телекоммуникаций»
E-mail: sbatyr@gmail.com

ЭМПИРИЧЕСКАЯ МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ УЧАСТКА СЕТИ ИНТЕРНЕТ

*Участок сети Интернет, состоящий из передатчика протокола TCP и пограничного маршрутизатора, рассмотрен как объект в теории автоматического управления. Проведен обзор и анализ существующих средств моделирования участка сети Интернет. Проведен анализ эмпирических моделей маршрутизатора и передатчика TCP. Построены их структурные схемы. Также рассмотрены существующие алгоритмы AQM. **Ключевые слова:** перегрузка, нелинейная дискретная система, алгоритм управления очередью, RED.*

Введение. Ввиду непрекращающегося роста популярности сети Интернет и стремительного роста количества широкополосных подключений остро встает вопрос с перегрузками каналов связи провайдеров Интернет

Современные средства коммуникаций используют преимущественно каналы связи с пакетной коммутацией. Это позволяет повысить эффективность использования каналов, однако приводит к снижению надежности доставки информации. При перегрузке канала с пакетной коммутацией возможна ситуация, когда пакет на входе канала не поместится во входной буфер, а будет отброшен.

Это экономически слабо обоснованная, но широко распространенная практика среди провайдеров 3-его уровня. Широкие каналы связи позволяют использовать простое и дешевое коммуникационное оборудование, которое не поддерживает технологии управления.

Анализ публикаций. В работе [1] показано, что соблюдать требования QoS для современных мультимедийных приложений без внедрения технологий активного управления очередью (Active Queue Management — AQM) возможно лишь при загрузке сетевого оборудования не более чем на 30 %. Внедрение AQM позволяет соблюсти требования при загрузке каналов связи до 60–70 %.

Опубликованные результаты теоретических исследований алгоритмов управления очередями с потерями [5] показали, что алгоритм RED весьма близок к субоптимальному регулятору длины очереди при условии настройки его параметров под параметры обслуживаемого потока.

Для исследования эффективности работы алгоритмов широко используется математическое и имитационное моделирование. Исследование в [5] проводилось с привлечением аппарата марковских цепей. Эффективность данного метода весьма высока, однако получаемые результаты требуют дополнительной интерпретации для применения на практике.

В работах [4] и [6] использовалась потоковая модель сети, которая базируется на нелинейных дифференциальных уравнениях. Данный математический аппарат достаточно простой и доступный в использовании, особенно при использовании численных методов решения, однако дает не совсем точные результаты, особенно при исследовании быстропеременных потоков трафика.

Имитационное моделирование в пакете ns2 позволяет проверить работу алгоритмов AQM в условиях максимально соответствующим реальным, однако построение,

моделирование и обработка результатов для модели на несколько тысяч соединений весьма трудоемка и требует значительных вычислительных мощностей. Учет стохастической природы событий в процессах передачи данных дополнительно увеличит сложность модели и объемы обрабатываемых результатов.

Для анализа с использованием теоретического аппарата ТАУ можно использовать потоковую модель. Однако при ее синтезе был принят ряд допущений, которые упрощают процесс исследования, однако уровень соответствия реальным сетям оказался на недостаточно высоком уровне и при принятии решений при синтезе регуляторов приходится вносить существенные коррективы. Повышения адекватности модели ведет к ее существенному усложнению и затрудняет исследования.

Цель исследования. Построение эмпирической модели, предназначенной для исследования алгоритмов технологии AQM. Для достижения поставленной цели необходимо построение модели маршрутизатора и участка сети передачи данных, учитывающей дискретный характер объекта.

Построение математической модели. Для построения модели необходимо принять ряд допущений, которые упростят разработку модели, при этом сохранив уровень достоверности и адекватности отображения процессов, наблюдаемых в объекте.

Первое — система дискретная. Изменение состояния передатчика по протоколу TCP происходят лишь тогда, когда поступило соответствующее сообщение. Минимальный размер пакета за протоколом TCP/IP составляет 40 октетов. Минимальный размер фрейма технологии Ethernet (наиболее распространенная технология передачи данных) составляет 64 октета. Наиболее распространенная скорость передачи данных для технологии Ethernet — 100 Мбит/с. Время передачи минимального фрейма или ячейки составит:

$$\Delta t = \frac{64}{100 \cdot 10^6} = 5,12 \cdot 10^{-6}. \quad (1)$$

Примем, что передача 64 октетов или 1 ячейка за 5,12 мкс соответствует пропускной способности линии связи на уровне 100 Мбит/с с уровнем нагрузки 1. Если полоса пропускания линии связи менее чем 100 Мбит/с, то пропускная способность линии будет ниже, на соответственно пропорциональном уровне.

Второе — входная пропускная способность интерфейсов маршрутизатора со стороны локальной сети и производительность его ядра превышает возможные входные нагрузки. Вероятностью потери пакетов на входной очереди маршрутизатора можно пренебречь. Работу ядра маршрутизатора учтем как вносимую им задержку в общее время транспортировки пакета.

Согласно описанию протокола TCP Reno [1], основным методом регулирования интенсивности опправки данных есть изменение ширины скользящего окна. Обозначим его как $W(k)$. Для управления окном в передатчик TCP встроен регулятор с противоперегрузочным алгоритмом. Логика его работы была описана ранее.

В протоколе TCP заданы следующие параметры регулятора:

sshthresh — порог переключения алгоритмов "медленный старт — быстрое восстановление";

W_{max} — максимальная ширина окна (определяется параметрами настройки операционной системы).

Входными параметрами блока передатчика TCP будут:

d — разрешение работы передатчика, есть данные к передаче. Принимает значения: 0 — нет данных, передатчик выключен; 1 — данные есть, передатчик работает.

u_{RTT} — сигнал обратной связи о подтверждении доставки данных. Принимает значения: 0 — данные еще не доставлены; 1 — данные доставлены, можно передавать дальше.

u_{lost} — сигнал обратной связи о потере пакета. Принимает значения: 0 — потери нет; 1 — данные доставлены, можно передавать дальше.

Выходом передатчика будет сигнал интенсивности передачи χ — сигнал представляет собой широтно-модулированную импульсную последовательность с амплитудой 1. Физически сигнал отображает занятость линии связи передатчиком. Ширина импульса отражает длину передаваемого пакета.

Внутренние переменные состояния передатчика:

W — ширина окна передачи, измеряется в пакетах. Ширина скользящего окна передачи составит:

$$W(k) = K_w(k) \cdot d(k), \quad (2)$$

где K_w — выход регулятора, задающего ширину окна передачи, который работает по противоперегрузочному алгоритму.

Уравнение регулятора имеет вид:

$$K_w^*(k+1) = K_w(k) + K_w(k) \cdot u_{RTT}(k) \cdot N_2(sshtresh(k) - K_w(k)) + u_{RTT}(k) \cdot N_1(K_w(k) - sshtresh(k)) - \frac{1}{2} K_w(k) \cdot u_{lost}(k) \quad (3)$$

При получении сигнала доставки u_{RTT} происходит увеличение коэффициента ширины окна в зависимости от текущего состояния передатчика. Если $K_w < sshtresh$, то передатчик находится в состоянии "медленного старта" и окно будет удваиваться с каждым полученным сигналом доставки. Если $K_w \geq sshtresh$, то передатчик находится в состоянии "быстрого восстановления" и окно будет увеличиваться на 1 пакет с каждым полученным сигналом доставки.

Для сравнения порогового значения с текущим и выбора соответствующего приращения используются нелинейные преобразования вида "реле со смещением".

$$N_1(x) = \begin{cases} 1 & x > 0 \\ 0 & x \leq 0 \end{cases} \quad (4)$$

$$N_2(x) = \begin{cases} 1 & x \geq 0 \\ 0 & x < 0 \end{cases} \quad (5)$$

При получении сигнала о потере пакета u_{lost} происходит уменьшение текущего окна передачи наполовину. Также происходит изменение порога переключения алгоритмов $sshtresh$:

$$sshtresh(k+1) = sshtresh(k)(1 - u_{lost}(k)) + \frac{1}{2} K_{wi}(k) \cdot u_{lost}(k) \quad (6)$$

Т.к. максимальный размер окна ограничен величиной W_{max} , то увеличенное значение коэффициента ширины K_w^* и W_{max} сравниваются и выбирается меньшее. Это производится в уравнении.

$$K_w(k+1) = \min(K_w^*(k+1), W_{max}) \quad (7)$$

$$K_w(k+1) = K_w^*(k+1) - (K_w^*(k+1) - W_{max}) \cdot N_1\left(\frac{K_w^*(k+1)}{W_{max}} - 1\right) \quad (8)$$

Выход передатчика представляет собой набор $W(k)$ импульсов с длиной каждого импульса, соответствующей длине пакета. Для формирования широтно-импульсной последовательности необходимо производить отсчет времени от момента включения импульса и выключить при достижении соответствующего времени. Это реализуется уравнениями [9] и [10]:

$$T_w(k+1) = T_w(k) + \Delta t \cdot d(k) - T_w(k) \cdot u_{RTT}(k), \quad (9)$$

где Δt — шаг дискретизации системы. При измерении времени в тактах можно принять $\Delta t = 1$.

Для формирования сигнала $\chi(k)$ применим нелинейный элемент, который, пока текущее время передачи пакетов не превысит рассчитанного времени передачи всего окна, будет выдавать на выходе сигнал с амплитудой 1, после превышения времени — 0:

$$\chi(k) = N_1(K_{\text{Packet}} \cdot W(k) - T_W(k)), \tag{10}$$

где K_{Packet} — время передачи одного пакета в тактах.

С учетом выражения [2] получим:

$$\chi(k) = N_1(K_{\text{Packet}} \cdot d(k) \cdot K_W(k) - T_W(k)). \tag{11}$$

Поток данных, полученный маршрутизатором, собирается в пакеты и проходит обработку (маршрутизацию) в пакетированном виде. Для этого переформируем интенсивность передачи $\chi(k)$ в последовательность пакетов $\rho(k)$. Входной сигнал $\chi(k)$ превращается в последовательность импульсов. Амплитуда импульса задает размер пакета данных, который поступит на вход маршрутизатора. Максимальное значение амплитуды определяется параметром системы PS и отражает физический параметр "максимальный размер пакета", измеренный в ячейках. Графически механизм пакетирования представлен на рис. 1.

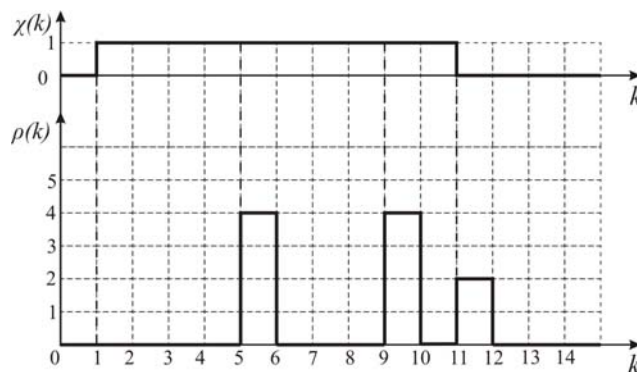


Рисунок 1 — График работы блока «пакетирования» нагрузки маршрутизатора

Блок пакетирования потока данных реализован на базе интегратора, охваченного линейной и нелинейной обратными связями и дополнительным блоком определения окончания импульса $\chi(k)$. Схема блока приведена на рис.2.

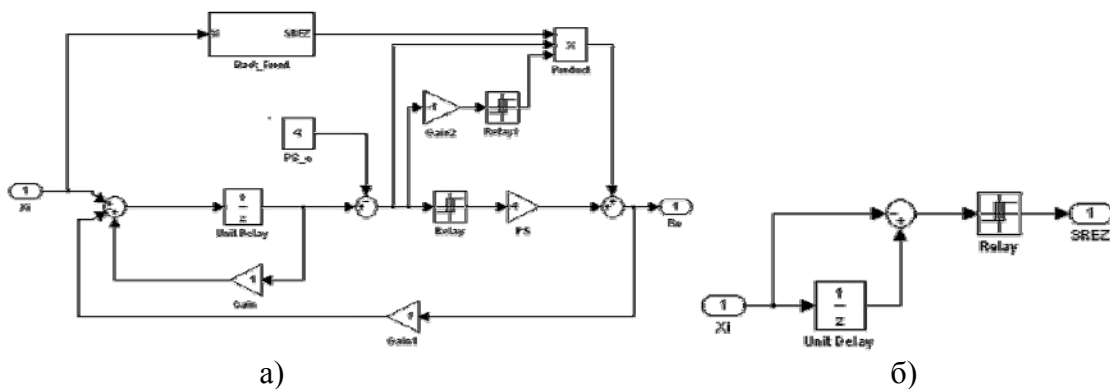


Рисунок 2 — Схема блока пакетирования: а) блок пакетирования; б) блок Back_Front

Представим блок в виде набора разностных уравнений, что позволит включить его в остальную часть системы передатчика ТСП. Выходной сигнал интегратора, представляющий количество ячеек информации переданных, но не собранных в пакет, обозначим как $\rho^*(k)$. Для определения момента окончания потока передаваемых данных введем дополнительный

сигнал $\phi(k)$, представляющий собой задержанный на один такт сигнал $\chi(k)$. В блоках нелинейностей используем ранее описанные нелинейности N_1 и N_2 .

В результате получим следующие уравнения:

$$\rho^*(k+1) = \rho^*(k) + \chi(k) - N_2(\rho^*(k) - PS) \cdot PS - N_2(\phi(k) - \chi(k)) \cdot \rho^*(k) \cdot N_1(PS - \rho^*(k)) \quad (12)$$

$$\phi(k+1) = \chi(k) \quad (13)$$

$$\rho(k) = N_2(\rho^*(k) - PS) \cdot PS + N_2(\phi(k) - \chi(k)) \cdot \rho^*(k) \cdot N_1(PS - \rho^*(k)) \quad (14)$$

Таким образом, работа передатчика TCP описывается уравнениями (3), (6), (8), (11) и [12–14]. Структурная схема передатчика по протоколу TCP представлена на рис. 3:

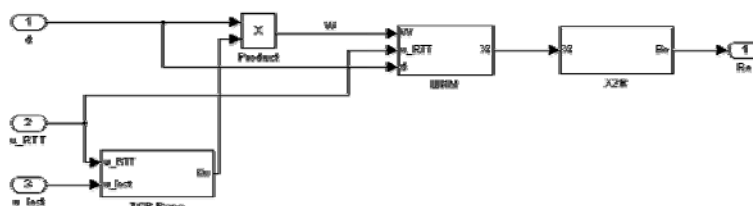


Рисунок 3 — Структурная схема передатчика TCP

Так как в сети одновременно работает множество передатчиков по протоколу TCP, обозначим их количество как N_{TCP} . Каждому из них будет соответствовать свой собственный набор переменных состояния и уравнений (2)–(14). Указание конкретного передатчика будем вести с помощью нижнего индекса i .

$$i = \overline{1, N_{TCP}} \quad (15)$$

Весь поток данных от передатчиков поступает на маршрутизатор, после обработки пакеты передаются на выходной интерфейс. В случае превышения нагрузки пакеты ставятся на ожидание в очередь. Длина очереди выходного интерфейса $q(k)$ описывается выражением:

$$q(k+1) = q(k) + K_q(k) \cdot \sum_{i=1}^{N_{TCP}} \rho_i(k) - C \quad (16)$$

где $K_q(k)$ — коэффициент регулирования входного потока $\sum \rho_i$ маршрутизатора, показывает какая доля всей входящей нагрузки добавится в очередь на k -ом шаге, принимает значения $K_q \in [0 : 1]$; C — интенсивность работы выходного интерфейса, [ячеек/такт].

Для обеспечения работы передатчика необходимы два сигнала обратной связи: подтверждения доставки данных и сигнал об отбрасывании пакета в очереди маршрутизатора.

Физически пакет подтверждения доставки данных представляет собой пакет минимального размера, в котором содержатся сведения о последнем корректно принятом пакете данных. Представим его в виде импульса размером в одну ячейку. Определять момент времени получения данного импульса будем путем сравнения абсолютного таймера времени работы передатчика $T_{TR}(k)$ и таймера времени доставки $T_{RTT}(k)$. Начальные значения таймеров: абсолютного — нулевое, таймера времени передачи — минимальное время доставки $T_{RTT \min}$ — определяется временем распространения сигнала от передатчика до приемника и обратно с учетом времени обработки в коммуникационном оборудовании. Математическое описание будет иметь вид:

$$\begin{aligned} T_{TR}(k+1) &= T_{TR}(k) + \Delta t \cdot d(k) \\ T_{RTT}(k+1) &= T_{RTT}(k) + u_{RTT}(k) \cdot \left(T_{RTT \min} + \frac{q(k)}{C} \right) \\ T_{RTT}(0) &= T_{RTT \min} \\ u_{RTT}(k+1) &= N_1(T_{TR}(k) - T_{RTT}(k)) \end{aligned} \quad (17)$$

При не постановке пакета в выходную очередь маршрутизатора генерируется сигнал о потере пакета во время доставки. Для этого, исходя из величины K_q , определяется вероятность потери пакета и генерируется набор случайных чисел $\omega(k)$, которые определяют какой из источников получит сигнал о потере. Математическое описание будет иметь вид:

$$u_{lost}(k+1) = N \left(\left(1 - K_q + K_q \cdot \left(\frac{q(k) - q_{\max}}{N_{TCP}} \right) \cdot N(q(k) - q_{\max}) \right) - \omega(k) \right) \quad (18)$$

$$\omega(k) = \text{rand}(0,1)$$

Уравнения (2)–(18) описывают различные звенья участка сети Интернет с множеством не синхронизированных передатчиков по протоколу TCP. Объединив в единую систему все выше перечисленные выражения, получим общую эмпирическую модель участка сети. Она будет дискретная нелинейная, с переменными параметрами и переменной структурой. На нее оказывают влияние целый ряд возмущающих воздействий.

Для наглядности, представим модель в виде "черного ящика":



Рисунок 4 — Модель участка сети вида «черный ящик»

где входные переменные: K_q — коэффициент регулирования входного потока очереди интерфейса маршрутизатора;

возмущающие воздействия: \vec{d} — вектор входной нагрузки, определяет сколько и какие передатчики работают, $\vec{\omega}$ — вектор вероятности потерь пакетов при перегрузки очереди выходного интерфейса маршрутизатора; $\vec{T}_{RTT\min}$ — вектор минимального времени доставки пакетов;

выходная величина: q — длина очереди выходного интерфейса.

Для данного объекта задача регулирования (1,10) состоит в стабилизации длины очереди при возрастании входной нагрузки выше определенного предела. Стабильная длина очереди позволит стабилизировать время оборота кадра, снизить вариацию времени оборота кадра и улучшить качество обслуживания.

Выводы и дальнейшие исследования. Проведенные исследования позволили построить модель участка сети Интернет с описанием, максимально приближенным к техническим данным, приведенным в (1), (6) и документам RFC. В результате получена модель типа SISO, что упрощает процесс исследования. На модель оказывают влияния целый ряд внешних возмущающих воздействий, которые приложены не к выходу системы.

Дальнейший исследования предполагают подтверждение адекватности предложенной модели, исследование границ ее применимости и разработки методики синтеза регулятора, решающего задачи повышения качества обслуживания абонентов Интернет.

Параметры качества обслуживания сети включают не только задержку доставки и её вариацию, определяемую длиной очереди маршрутизатора, но и пропускную способность соединения, вероятность потери пакета и др.

Список использованной литературы

1. Michael Welzl. Network Congestion Control: Managing Internet Traffic / Michael Welzl. — Wiley, Chichester, 2005. — 282 p.

2. Floyd Sally. Random Early Detection (RED) gateways for Congestion Avoidance / Floyd Sally, Jacobson Van // IEEE/ACM Transactions on Networking. – August 1993. – 1 (4): 397. – 413. doi:10.1109/90.251892.
3. Clark D. An Approach to Service Allocation in the Internet / D. Clark, J. Wroclawski // Internet Engineering Task Force. — INTERNET-DRAFT, MIT LCS. – July, 1997. — Адрес доступа: <http://tools.ietf.org/html/draft-clark-diff-svc-alloc-00>. — Время доступа: декабрь 2011.
4. Floyd Sally. Adaptive RED: An Algorithm for Increasing the Robustness of RED's Active Queue Management / Floyd Sally, Gummadi Ramakrishna, Shenker Scott. — AT&T Center for Internet Research at ICSI – 2001-08-01. — Адрес статьи: <http://icir.org/floyd/papers/adaptiveRed.pdf>. — Время доступа: 02.12.2011.
5. Миллер А.Б. Предотвращение перегрузок в сетях передачи данных с помощью методов стохастического управления / А. Б. Миллер // Автомат. и телемех. – 2010. – № 9. — С. 70–82.
6. Srikant Rayadurgam. The Mathematics of Internet Congestion Control / Srikant Rayadurgam. — Boston, MA, USA, 2004. — Birkhäuser.
7. Батыр С.С. Построение модели блока маршрутизации для двухпортового маршрутизатора / С.С. Батыр // Наукові праці Донецького національного технічного університету. Сер. обчислювальна техніка та автоматизація. — 2008. — Вип. 14 (129). — С. 7 – 12.
8. RFC 2309- Recommendations on Queue Management and Congestion Avoidance in the Internet. — Адрес статьи: <http://tools.ietf.org/html/rfc2309>
9. RFC 793 - Transmission Control Protocol. — Адрес статьи: <http://www.faqs.org/rfcs/rfc793.html>.
10. Батыр С.С. Обоснование билинейности алгоритмов управления перегрузкой протокола TCP / С.С. Батыр, А.В Хорхордин // Наукові праці Донецького національного технічного університету. Сер. обчислювальна техніка та автоматизація. — 2011. — Вип. 21 (183). — С. 88 – 93
11. Олсон Г. Цифровые системы автоматизации и управления / Г. Олсон, Д. Пиани. — СПб.: Невский диалект, 2001. — 557 с.

Надійшла до редакції:
24.02.2012р.

Рецензент:
д-р техн.наук, проф. Скобцов Ю.О.

S.S. Batyr, A.V. Khorkhordin. An Empirical Mathematical Model for Part of the Internet. Site on the Internet, consisting of a transmitter of TCP and borderrouter is considered as an object of automatic control theory. A review and analysis of existing algorithms Technology AQM have been carried out.

Keywords: congestion, non-linear discrete system, queue management algorithm, RED.

С.С. Батыр, О.В. Хорхордин. Емпірична математична модель ділянки мережі Інтернет. Ділянка мережі Інтернет, що складається з передавача протоколу TCP і прикордонного маршрутизатора, розглянуто як об'єкт в теорії автоматичного управління. Проведено огляд і аналіз існуючих алгоритмів технології AQM. Проведений аналіз емпіричних моделей маршрутизатора і передавача TCP. Побудовані їх структурні схеми. Також розглянуті існуючі алгоритми AQM.

Ключові слова: перевантаження, нелінійна дискретна система, алгоритм управління чергою, RED.

© Батыр С.С., Хорхордин А.В., 2012