

УДК 681.324:621.325

А.А. Можаяв¹, А.А. Подорожняк¹, И.В. Ильина¹, А.А. Коваленко²¹Харьковский университет Воздушных Сил им. Ивана Кожедуба, Харьков²Харьковский национальный университет радиозлектроники, Харьков

УСОВЕРШЕНСТВОВАНИЕ ТРАНСПОРТНЫХ ПРОТОКОЛОВ В МУЛЬТИСЕРВИСНЫХ СЕТЯХ

Проведено исследование влияния протоколов TCP Vegas и TCP Reno на равномерность распределения доступной соединению пропускной способности. При гетерогенном управлении наблюдаются колебания размеров плавающих окон соединений различными протоколами. С помощью теории искусственных нейронных сетей установлено, что трафик, полученный в результате гетерогенного управления участком сети характеризуется параметром Херста $H=0,75$, что свидетельствует о его фрактальном характере.

протокол TCP, совместимость протоколов, трафик, фрактальность, сетевые протоколы, модель, телекоммуникационная сеть, плавающее окно, моделирование взаимодействия

Введение

Постановка задачи и анализ литературы.

Проблемам функционирования современных телекоммуникационных сетей (ТКС) в настоящее время посвящено значительное число работ [1 – 3]. Данная статья продолжает рассмотрение ее авторами особенностей одного из самых перспективных на сегодняшний день протоколов управления сетевыми ресурсами TCP Vegas [4, 5], а также изучение фрактальных особенностей телекоммуникационного трафика и причин их возникновения [6 – 9].

За последние годы было сделано много улучшений протокола TCP, однако они в большей степени касались фазы восстановления потерь (протоколы TCP Tahoe, TCP Reno, TCP NewReno и TCP SACK) [1]. Протокол TCP Vegas, в отличие от протокола TCP Reno, у которого наблюдается больший прирост пропускной способности за единицу времени, показывает лучшие результаты эффективности и меньшее количество повторных передач пакетов. Однако для TCP Vegas все еще существует несколько значительных преград, не позволяющих ему использоваться в современных высокоскоростных сетях, например: неравноправие распределения доступных ресурсов сети, возникающее при одновременном существовании в канале потоков TCP Vegas и TCP Reno; проблемы, возникающие при динамическом изменении маршрута соединения; возможность возникновения постоянной перегрузки и несоответствие скорости потока данных параметрам сети. Таким образом, задача модификации протокола TCP Vegas, позволяющая внедрять его в современные высокоскоростные мультисервисные сети и анализ особенностей телекоммуникационного трафика в этих сетях является **актуальной**.

Целью данной статьи является исследование влияния взаимодействия протоколов типа TCP Ve-

gas и TCP Reno на равномерность распределения доступной соединению пропускной способности, а также статистический анализ характеристик трафика ТКС, являющегося результатом объединения источников, управляемых различными протоколами.

Результаты теоретических исследований

Проблема недостаточной совместимости протоколов TCP Vegas и TCP Reno является самой важной преградой во внедрении протокола TCP Vegas в существующие сети, поскольку основной версией протокола TCP в современных сетях (в том числе Интернет и высокоскоростных сетях) является TCP Reno.

Моделирование взаимодействия протоколов TCP Vegas и TCP Reno в гетерогенной сетевой среде показывает, что протокол TCP Reno проявляет примерно на 50% большую пропускную способность, чем TCP Vegas [3].

Разделение протокола TCP Vegas на различные фазы и описание их влияния на эффективность позволяет создавать различные модификации алгоритма управления перегрузками и отслеживать его влияние на процесс функционирования протокола.

Рассмотрим гетерогенную среду, в которой протоколы TCP Vegas и TCP Reno проходят через общий канал с пропускной способностью C пакетов/с, и задержкой распространения сигнала равной T_p секунд. Оба источника TCP работают в фазе предотвращения перегрузок. Каналом управляет маршрутизатор с коэффициентом обслуживания $\mu \leq C$ пакетов/с. Очевидно, что общая пропускная способность на маршруте не может превышать пропускную способность канала, являющегося узким местом данного маршрута.

Протокол TCP Vegas управляет скоростью отправки пакетов, основываясь на оценке доступного размера полосы пропускания соединения. В отличие от протокола TCP Reno, который продолжает увеличивать размер своего плавающего окна вплоть до потери пакета, протокол TCP Vegas динамически изменяет размер передаваемого окна пакетов, основываясь на измерениях параметра T , времени распространения сигнала в установленном соединении.

Для оценки доступного соединению размера полосы пропускания протокол TCP Vegas использует гораздо более сложную схему. Предполагается, что когда ожидаемая и реальная скорости практически равны, сеть не перегружена. Иными словами, при перегрузке, реальная скорость будет меньше ожидаемой. Таким образом, функционирование механизма управления перегрузками сводится к следующим этапам [4]:

– производится вычисление ожидаемой скорости отправки пакетов источником в сеть:

$$V_o = W_v / T_{\min} , \quad (1)$$

где V_o – ожидаемая скорость, W_v – текущий размер плавающего окна соединения, а T_{\min} – минимальное значение T для данного соединения за период отсутствия перегрузки (обычно, за время передачи первого пакета данных);

– вычисляется реальная скорость отправки пакетов источником в сеть как

$$V_p = W_v / T_p , \quad (2)$$

где V_p – реальная скорость, а T_p – текущее значение параметра T ;

– для каждого принимаемого пакета подтверждения (ACK) источник производит оценку количества пакетов, находящихся в очереди маршрутизатора как разность

$$D = (V_o - V_p) \cdot T_{\min} ; \quad (3)$$

– зная значение параметра D , текущий размер плавающего окна $W(t)$ корректируется следующим способом:

$$W(t) = \begin{cases} W(t-1) + 1, & \text{если } D < \alpha; \\ W(t-1) - 1, & \text{если } D > \beta; \\ W(t-1), & \text{в остальных случаях,} \end{cases} \quad (4)$$

где α – сглаживающий коэффициент в процедуре вычисления длительности цикла повторной передачи пакета данных, а β – коэффициент дисперсии времени распространения сигнала на текущем маршруте.

Из вышеприведенного алгоритма видно, что когда ожидаемая и реальная скорости близки, соединение не использует весь доступный размер полосы пропускания, а, следовательно, необходимо увеличивать скорость отправки данных. Когда же реальная скорость значительно ниже ожидаемой, то сеть перегружена и, следовательно, соединение должно снизить скорость.

В фазе медленного старта, вход в которую осуществляется сразу после успешного установле-

ния соединения, протокол TCP Vegas остается до достижения некоторого порогового значения γ (обычно равного 1). Пока соблюдается условие $D < \gamma$, происходит прирост размера плавающего окна на один пакет за каждое следующее время передачи пакета. Следовательно, во время фазы медленного старта, размер плавающего окна протокола TCP Vegas увеличивается экспоненциально, хотя и с меньшей скоростью, чем у протокола TCP Reno.

В фазе предотвращения перегрузок протокол TCP Vegas оперирует двумя пороговыми значениями – α и β (обычно равными 1 и 3, соответственно) и изменяет размер плавающего окна в соответствии с (4).

Потеря пакета может обнаруживаться одним из двух событий: либо истечением таймера (времени подтверждения получения передачи), либо получением трех подряд дублирующихся пакетов подтверждений. Фактически, в протоколе TCP Vegas реализован улучшенный механизм быстрой повторной передачи, основывающийся на более точном внутреннем таймере [2]. После фазы быстрой повторной передачи протокол TCP Vegas устанавливает размер своего плавающего окна в 3/4 его текущего значения и снова запускает фазу предотвращения перегрузок.

Несмотря на то, что протокол TCP Vegas имеет ряд преимуществ по сравнению с современными реализациями протокола TCP, существуют и недостатки, сдерживающие его внедрение в современные сети.

Динамическое изменение маршрута соединения. В протоколе TCP Vegas параметр T_{\min} обозначает наименьшую задержку распространения сигнала в соединении и используется для количественного измерения ожидаемой скорости.

Механизм управления перегрузками протокола TCP Vegas является несправедливым к более долгоживущим соединениям. Когда соединение установлено на участке сети без перегрузки, значение T_{\min} будет близким к минимально возможному. Если впоследствии начинается перегрузка, измеряемое значение T_p увеличивается, а отношение T_{\min}/T_p уменьшается. Рассмотрим новое соединение, открывающееся после того, как в сети началась перегрузка. Значение $T_{\min i+1}$ данного соединения будет больше чем $T_{\min i}$, а, следовательно, отношение $T_{\min i+1}/T_{i+1}$ будет больше отношения $T_{\min i}/T_i$, поскольку значения $T_{\min i}$ и $T_{\min i+1}$ практически равны. Условие начала уменьшения размера плавающего окна выглядит следующим образом:

$$W_v > \beta / (1 - T_{\min}/T_p) . \quad (5)$$

Проанализировав (5) видно, что для более ранних соединений, критическое значение параметра W_v будет меньшим, чем для более новых соединений. Как следствие, более поздние соединения могут достигать больших значений эффективности.

Условием начала увеличения размера плавающего окна является такое выражение:

$$. W_v < \alpha / (1 - T_{\min}/T_p) \quad (6)$$

Поскольку значение выражения, находящегося в правой части для поздних соединений больше, у них большая вероятность увеличения размера плавающего окна, что приводит к неравномерному распределению доступной полосы пропускания.

Аналогичные проблемы возникают и при постоянной перегрузке, когда соединения могут неправильно оценивать величины задержек и вводить сеть в постоянно перегруженное состояние. Вследствие некоторой задержки постановки пакетов в очередь, обусловленной наличием пакетов других соединений, времена T нового соединения значительно больше действительной задержки данного маршрута. Как результат такого неточного оценивания параметра T_{min} , размер окна будет переоценен, что может привести к непрерывной перегрузке.

Пропускная способность соединений. Пусть, размер очереди в маршрутизаторе канала, являющегося узким местом, равен $q(t)$ пакетов, а размеры плавающих окон источников трафика протоколами TCP Vegas и TCP Reno равны $W_v(t)$ и $W_r(t)$ пакетов, соответственно. Можно записать выражения для минимального времени распространения сигнала в соединении (базового времени передачи пакета данных), T_b , и времени распространения сигнала $T_R(t)$:

$$T_b = T_p + 1/\mu, \tag{7}$$

$$T_R(t) = T_p + (q(t) + 1)/\mu. \tag{8}$$

где T_p – время распространения сигнала в соединении.

Во время фазы предотвращения перегрузок размер плавающего окна W_r протокола TCP Reno равен:

$$W_r = \sqrt{8/(3p)}, \tag{9}$$

где p – вероятность потери пакетов.

Представим выражение (9) в виде графика зависимости (рис. 1) и обобщим следующим образом:

$$W_r(t) = K_r / \sqrt{p(t)}, \tag{10}$$

где K_r – константа.

Выражение для пропускной способности протокола TCP Reno, $V_r(t)$, имеет вид:

$$V_r(t) \equiv \frac{W_r(t)}{T_R(t)} = \frac{K_r}{\sqrt{p(t)}} \cdot \frac{1}{T_R(t)}. \tag{11}$$

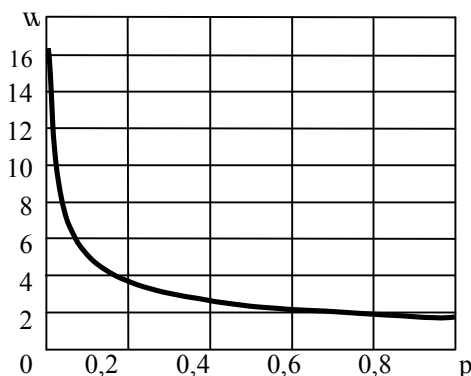


Рис. 1. Зависимость размера плавающего окна протокола TCP Reno, W_r , от вероятности потерь p

Подставив выражение (8) в (11), получим:

$$V_r(t) = \frac{K_r}{\sqrt{p(t)}} \cdot \frac{\mu}{\mu \cdot T_p + q(t) + 1}. \tag{12}$$

Для дальнейшего анализа пропускной способности протокола TCP Vegas, параметр D можно записать как:

$$D = \left(\frac{W_v(t)}{T_b} - \frac{W_v(t)}{T_R(t)} \right), \tag{13}$$

где D – оценка количества пакетов, находящихся в очередях на данном маршруте для протокола TCP Vegas.

Если подставить выражения (7) и (8) в (13), получим следующее выражение:

$$D = W_v(t) \cdot \left(\frac{q(t)}{q(t) + C \cdot T_p + 1} \right) \cdot T_b. \tag{14}$$

Тогда фазу предотвращения перегрузок протокола TCP Vegas можно записать как:

$$W_v(t+1) = \begin{cases} W_v(t) + 1, & \alpha \cdot \left(\frac{q(t) + \mu T_p + 1}{q(t)} \right) > W_v(t); \\ W_v(t), & \alpha \leq D \leq \beta; \\ W_v(t) - 1, & \beta \cdot \left(\frac{q(t) + \mu T_p + 1}{q(t)} \right) < W_v(t). \end{cases} \tag{15}$$

Выражение для пропускной способности протокола TCP Vegas, $V_v(t)$, можно получить, используя выражения (8) и (15) для каждого из случаев, приведенных в (15):

$$V_v(t) = W_v(t)/T_R(t). \tag{16}$$

Таким образом, при увеличении значений α и β протокола TCP Vegas, произведение $\alpha \cdot \left(\frac{q(t) + C \cdot T_p + 1}{q(t)} \right)$ увеличивается, что будет приводить к увеличению значения $W_v(t)$ и, следовательно, эффективности. Из этого следует, что в гетерогенной сетевой среде протокол TCP Vegas также может достигать большей пропускной способности, чем протокол TCP Reno, при увеличении значений параметров α и β .

Модификация алгоритма работы фазы предотвращения перегрузок протокола TCP Vegas. В гетерогенных сценариях потери пакетов могут происходить при превышении суммарным количеством трафика емкости C соединения, являющегося узким местом на маршруте. Условие отсутствия потерь можно записать так:

$$\frac{W_v(t)}{T_R(t)} + \frac{W_r(t)}{T_R(t)} \leq C. \tag{17}$$

В равновесной точке можно получить следующее выражение для $W_v(t)$ согласно (17):

$$W_v(t) = T_R(t) \cdot C - W_r(t). \tag{18}$$

Подставив выражение (10) в (18), получим:

$$W_v(t) = T_R(t) \cdot C - K_r / \sqrt{p(t)}. \tag{19}$$

Заменив выражение (8) на (9) и подставив его в (19), получим:

$$W_v(t) = q(t) + T_p \cdot C + 1 - K_r / \sqrt{p(t)}. \quad (20)$$

Таким образом, получены выражения (20) и (10) для размеров плавающих окон протоколов TCP Vegas и TCP Reno, соответственно, в гетерогенной сетевой среде.

Для оценки равномерности распределения доступных ресурсов сети между одновременно существующими соединениями протоколами TCP Reno и TCP Vegas по аналогии с [5] введем следующий показатель:

$$F = 0,5 \cdot \left(\frac{(W_r(t) + W_v(t))^2}{(W_r^2(t) + W_v^2(t))} \right), \quad (21)$$

упростив (21), получим

$$F = 0,5 + W_r(t) \cdot W_v(t) / (W_r^2(t) + W_v^2(t)). \quad (22)$$

Анализ выражения (22) показывает, что $F=1$ когда $W_v = W_r = K_r / \sqrt{p(t)}$. Учитывая выражения (10), (20) и естественные соотношения между входящими в них переменными, выражением (22) представим:

$$F = 0,5 + \frac{K_r / \sqrt{p(t)} \cdot (T_R(t) \cdot C - K_r / \sqrt{p(t)})}{(K_r / \sqrt{p(t)})^2 + (T_R(t) \cdot C - K_r / \sqrt{p(t)})^2}. \quad (23)$$

График зависимости F для различных значений вероятности потери пакетов p и произведения величины полосы пропускания канала на задержку в нем TC приведен на рис. 2. Значение p изменяется в интервале от 0,0001 до 0,1, что соответствует размеру плавающего окна протокола TCP Reno от 163 до 5 пакетов, а значение TC изменяется от 1 до 40 пакетов. Из рис. 2 видно, что для постоянного значения p , значение F увеличивается при увеличении значения TC вплоть до его максимального значения 1 (когда $W_r=W_v$), а затем снова начинает уменьшаться. Протокол TCP Vegas испытывает несправедливость распределения доступной полосы пропускания левее гребня, в то время как протокол TCP Reno испытывает несправедливость распределения доступных ресурсов канала справа от гребня.

После упрощения выражения (22) с учетом (18) получится следующее альтернативное выражение для значения F (в единицах размера плавающего окна протокола TCP Reno, в пакетах, W_r):

$$F = 0,5 + \frac{W_r \cdot TC - W_r^2}{2W_r^2 - 2W_r \cdot TC + (TC)^2}. \quad (24)$$

График зависимости величины F от величин W_r и TC изображен на рис. 3. Он демонстрирует, что баланс справедливости между протоколами TCP Reno и TCP Vegas сдвигается в пользу первого при больших значениях произведения доступного размера полосы пропускания канала на задержку в нем. Выражение для F , приведенное в выражении (23), действительно для одиночных соединений TCP Vegas и TCP Reno, что в дальнейшем может быть обобщено

для сценария, при котором N_v соединений протоколом TCP Vegas и N_r соединений протоколом TCP Reno проходят через один канал, являющийся узким местом, и имеющий емкость C [5].

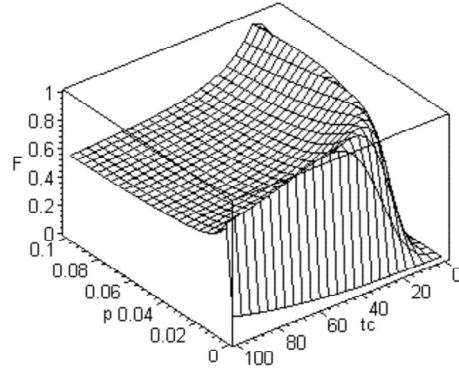


Рис. 2. Зависимость величины F от вероятности отбрасывания пакета очередью и величины TC

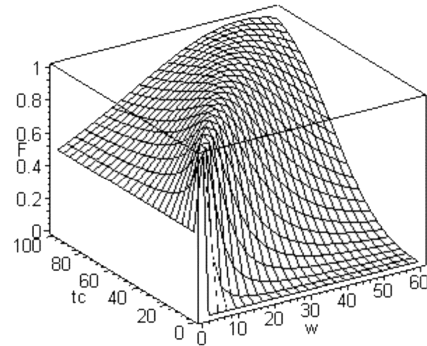


Рис. 3. Зависимость величины F от величин W_r и TC

Время передачи пакетов для всех соединений TCP Vegas и TCP Reno будет равным, если задержка прямого и обратного распространения сигнала T_p равна для всех соединений, поскольку у каждого из них будет одинаковая задержка постановки в очередь $q(t)/C$. Следовательно, для случая равновесного состояния, получается следующее выражение:

$$\frac{N_v \cdot W_v(t)}{T_R(t)} + \frac{N_r \cdot W_r(t)}{T_R(t)} = C. \quad (25)$$

Проведя аналогичные рассуждения получим выражение для значения F :

$$F = 0,5 + \frac{\frac{T_R(t) \cdot C \cdot K_r}{N_v \cdot \sqrt{p(t)}} - \frac{N_r \cdot K_r^2}{N_v \cdot p(t)}}{\left(\frac{T_R(t) \cdot C}{N_v} - \frac{K_r \cdot N_r}{\sqrt{p(t)} \cdot N_v} \right)^2 + \frac{K_r^2}{p(t)}}. \quad (26)$$

Выражение (26) позволяет провести анализ эффективности использования произвольного количества соединений протоколами TCP Vegas и TCP Reno.

Если времена передач пакетов различных потоков TCP не равны, тогда условие равновесности будет следующим:

$$\left(\sum_{i=1}^{N_v} \frac{N_{v_i} \cdot W_{v_i}(t)}{T_{R_{v_i}}(t)} \right) + \left(\sum_{i=1}^{N_r} \frac{N_{r_i} \cdot W_{r_i}(t)}{T_{R_{r_i}}(t)} \right) = C. \quad (27)$$

Таким образом, возможно вести управление агрессивностью и справедливым распределением ресурсов протоколом TCP Vegas с помощью варьирования параметров α и β , что будет рассмотрено ниже.

Результаты практических исследований. В протоколе TCP Vegas величины α и β являются константами, а задачей протокола является такое управление размером плавающего окна, при котором количество пакетов, находящихся в буферах на маршруте соединения, будет находиться между значениями α и β . Руководствуясь этим принципом, исследуем статистические характеристики модифицированного протокола TCP Vegas и сравним результаты его функционирования с немодифицированной версией. Результаты имитационного моделирования были получены при использовании ns-2. Топология моделируемой сети с одним узким местом показана на рис. 4 [4, 5].

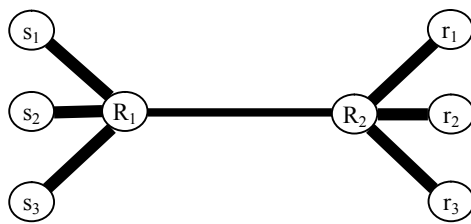
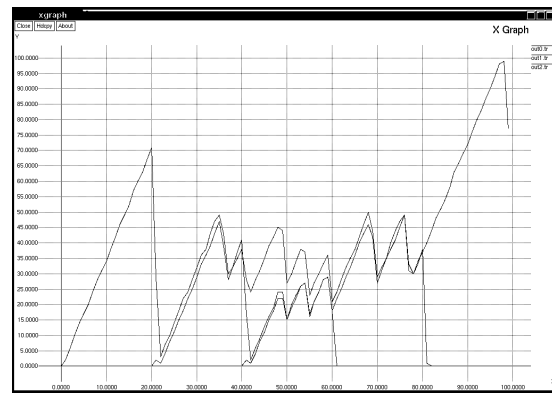


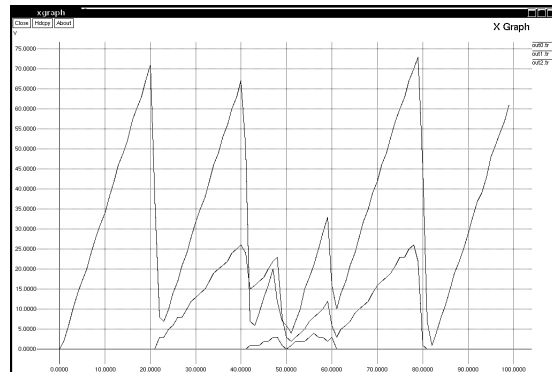
Рис. 4. Структура моделируемой сети

На первом этапе было проведено моделирование случая, когда в канале, являющимся узким местом, установлены три соединения протоколами TCP Reno. Результат для равных значений T_p у всех соединений приведен на рис. 5, а, из которого видно, что мгновенное значение пропускной способности каждого из протоколов нестабильно даже при отсутствии фонового трафика. Результат для различных значений T_p приведен на рис. 5, б. Справедливость распределения ресурсов канала находится на достаточном уровне. Поведение обоих соединений в течение всего времени моделирования идентично. Если же соединения протоколом TCP Reno будут заменены протоколом TCP Vegas, то также сохраняется хорошая стабильность значений, как пропускной способности, так и размеров плавающих окон. Доступная пропускная способность канала делится поровну, что является хорошим результатом.

На рис. 6 промоделирован сценарий гетерогенной среды: одновременного существования потоков протоколами TCP Reno и TCP Vegas. Прослеживается характерная неравномерность распределения доступных ресурсов сети по отношению к протоколу TCP Vegas, что соответствует [10], и, как следствие, происходит значительное снижение скорости соединения протоколом TCP Vegas в присутствии соединения TCP Reno в этом же канале. Протокол TCP Vegas использовался с его обычными параметрами ($\alpha=1, \beta=3$) [4]. Соединение протоколом TCP Vegas активно в интервал времени 0-200 секунд, соединение TCP Reno – 60-140 секунд, а фоновый трафик присутствует в интервале 90-110 секунд.



а



б

Рис. 5. Зависимость пропускной способности соединений от времени для сценария, включающего одновременное существование трех соединений протоколами TCP Reno

Следующим шагом исследований будет изучение влияния параметров α и β на работу фазы предотвращения перегрузок протокола TCP Vegas.

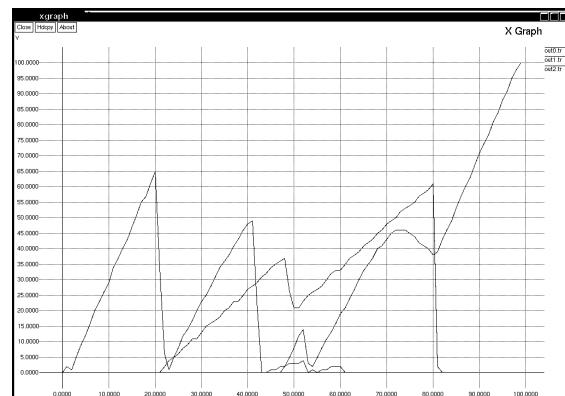


Рис. 6. Зависимость пропускной способности соединений от времени для гетерогенного сценария

Графики изменения размера плавающих окон и пропускных способностей для различных значений α и β показаны на рис. 7, а, б. В случае, когда $\alpha = \beta = 2$, наблюдается несправедливость распределения доступной полосы пропускания между потоками TCP Reno и TCP Vegas, а размеры плавающих окон обоих соединений весьма близки. При увеличении α и β протокол TCP Vegas начинает проявлять прирост

пропускной способности за счет более справедливого распределения полосы пропускания. При $\alpha = \beta = 32$ соединения с протоколом TCP Vegas становятся более агрессивными, чем TCP Reno, захватывая больший объем полосы пропускания канала.

Кроме того, очень важным моментом является введение ограничения на величину вариации параметров α и β , которое обусловлено размером буфера маршрутизатора канала, являющегося узким местом. Без подобного ограничения возможна ситуация, когда будет необходимо поставить в очередь большее количество пакетов, чем она может поместить, что будет приводить к значительному снижению эффективности протокола (рис. 8).

Подытоживая проведенные выше исследования, можно построить результирующие графики зависимости изменений пропускной способности протоколов TCP Reno и TCP Vegas для различных значений $\alpha = \beta$, а также значений дисперсии величины плавающего окна от значений α и β , которые показаны на рис. 9 и 10, соответственно.

Проанализировав зависимости, представленные на рис. 9 можно предположить, что для достижения наиболее справедливого распределения доступных сетевых ресурсов выбор параметров α и β наиболее целесообразно производить в интервале от 15 до 25. Эти же величины дают наименьшие относительные значения дисперсии (рис. 10)

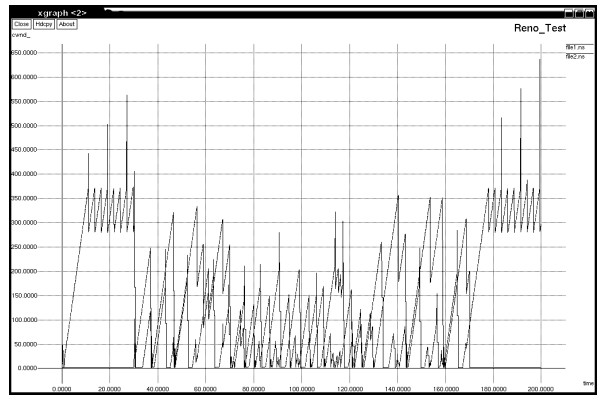
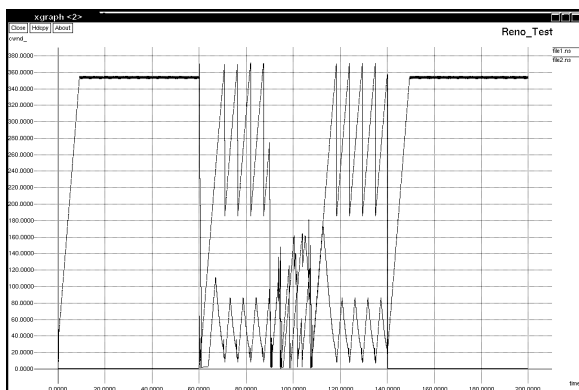
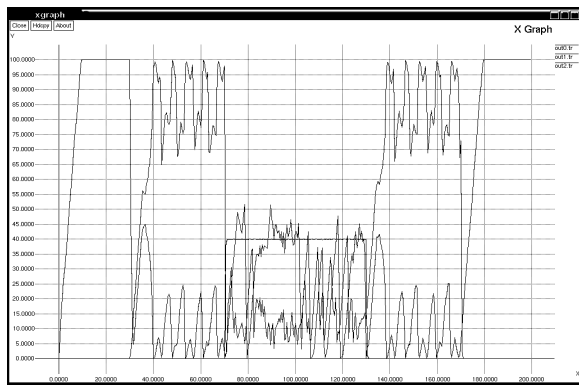


Рис. 8. Пропускная способность соединений TCP Reno и TCP Vegas ($\alpha = \beta = 32$) при размере буфера 20 пакетов

Таким образом, с помощью моделирования было показано, что на агрессивность протокола TCP Vegas непосредственное влияние имеют величины α и β , что подтверждает целесообразность реализации механизма динамического регулирования их значений, что является задачей перспективных исследований. Изменения пропускной способности соединений протоколов TCP Reno и TCP Vegas (рис. 8, 9) при различных значениях α и β оказывают существенное влияние на характер сетевой трафик исследуемого участка ТКС. В работе было проведено моделирование вариаций трафика, вызванного резкими изменениями пропускной способности.



а



б

Рис. 7. Пропускная способность соединений протоколами TCP Reno и TCP Vegas:
а – $\alpha = \beta = 2$; б – $\alpha = \beta = 32$

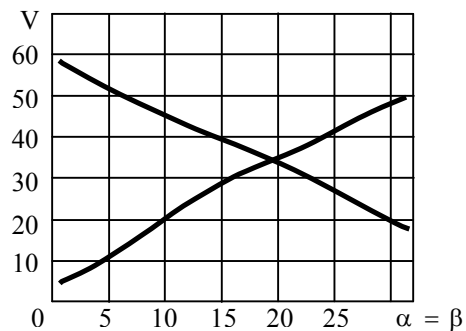


Рис. 9. Изменение пропускной способности протоколов TCP Reno (убывающая кривая) и TCP Vegas (возрастающая кривая) для различных значений $\alpha = \beta$

Для оценки возможного фрактального характера результирующего трафика было проведено исследование показателя Херста с помощью нейронной сети [9] Полученная в результате имитационного моделирования [8] реализация трафика была подвергнута статистическому анализу (рис. 10). На рис. 11 представлен график исследуемой модели трафика и проведено измерение локальных и средних значений параметра Херста. Полученные в результате исследований значения показателя Херста $H = 0,75$ и $H_1 > 0,5$ свидетельствуют о том, что результирующий трафик является фрактальным [6]. Таким образом, установлено, что трафик в гетерогенной сетевой среде обладает фрактальными характеристиками

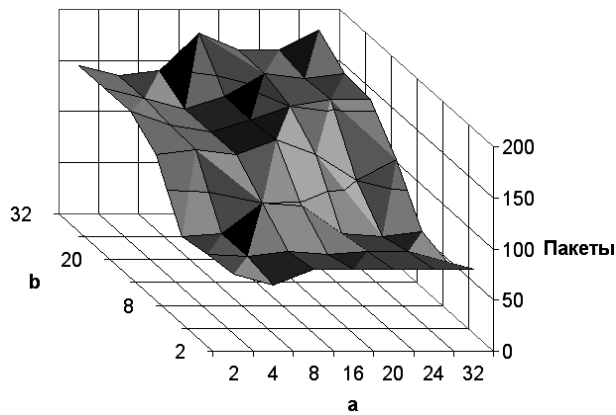


Рис. 10. Зависимость максимального значения дисперсии величины плавающего окна от значений α и β

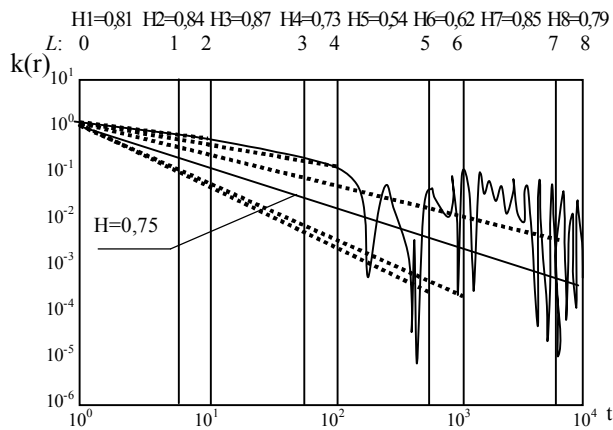


Рис. 11. График АКФ модели телетрафика.
 $H=0,75$ – параметр Херста,
 $0-H_1, \dots, 0-H_8$ – локальные значения параметра Херста

Выводы

Результатом проведенных в данной статье исследований статистических характеристик протокола TCP Vegas являются следующие результаты.

Эффективность протокола TCP Vegas может быть улучшена в гетерогенной среде с помощью варьирования параметров α и β . Обнаружено, что при значении $\alpha = \beta$ близком к 20, пропускные способности рассматриваемых протоколов будут практически равны при описанной выше топологии. При более низких значениях коэффициентов α и β , протокол TCP Reno показывает лучшую эффективность, чем TCP Vegas, а при больших значениях α и β пропускная способность протокола TCP Vegas будет превышать таковую у TCP Reno.

При гетерогенном управлении наблюдаются колебания размеров плавающих окон обоих соединений протоколом TCP Vegas, которые обусловлены равными значениями параметров α и β . Такая ситуация возникает в протоколе TCP Vegas в случае, когда равны значения α и β . При увеличении значений α и β также увеличивается разброс значений размера плавающего окна, что негативно сказывается на общей эффективности. В частности, просле-

живается закономерность увеличения разброс значений размера плавающего окна при увеличении параметра β , увеличение же параметра α , при небольших значениях β , практически не влияет на величину разброса.

С помощью теории искусственных нейронных сетей установлено, что трафик, полученный в результате гетерогенного управления участком сети характеризуется параметром Херста $H=0,75$, что свидетельствует о его фрактальном характере.

Дальнейшие исследования желательно посвящать управлению справедливым распределением ресурсов протоколом TCP Vegas различными способами, в том числе и на основе теории нейродинамических сетей.

Список литературы

1. Fall K., Floyd S. Simulation based comparisons of Tahoe, Reno and SACK TCP // *Computer Communications Review*, 26(3):5-21, July 1996.
2. Кучук Г.А., Кіріллов І.Г., Пашиєв А.А. Моделювання трафіка мультисервісної розподіленої телекомунікаційної мережі // *Системи обробки інформації*. – Х.: ХУ ІС, 2006. – Вип. 9 (58). – С. 50-59.
3. Кучук Г.А. Моделирование трафика изолированного пульсирующего источника // *Системи обробки інформації*. – Х.: ХВУ, 2004. – Вип. 1. – С. 168-173.
4. Коваленко А.А. Динамічне керування параметрами протоколу TCP Vegas // *Системи озброєння і військова техніка*. – 2007. – №2(10). – С. 81-86.
5. Стасєв Ю.В., Кучук Г.А., Можєєв О.О. Вплив помилки прогнозування характеристик трафіка на ефективність транспортного протоколу мережі // *Системи озброєння і військова техніка*. – 2007. – №2(10). – С. 69-74.
6. Фрактальный анализ процессов, структур и сигналов // Г.А. Кучук, А.А. Можєєв, Р.Э. Пащенко, К.М. Руккас. Коллективная монография. – Х.: ЭкоПерспектива, 2006. – 360 с.
7. Кучук Г.А., Можєєв О.О., Воробієв О.В. Аналіз та моделі самоподібного трафіка // *Авіаційно-космічна техніка і технологія*. – 2006. – № 9(35). – С. 173-180.
8. Можєєв О.О., Ільїна І.В., Пантелей Ю.В. Властивість довгочасової залежності ієрархічної моделі // *Системи озброєння і військова техніка*. – 2007. – №1(9). – С. 98-103.
9. Можєєв А.А., Подорожняк А.А., Воробієв О.В. Нейродинамическое прогнозирование телекоммуникационного трафика средств космической связи // *Авіаційно-космічна техніка і технологія*. – 2006. – № 6(32). – С. 67-70.
10. Richard J., Walrand J., Anantharam V. 'Issues in TCP Vegas', Unpublished draft, July. – Department of Electrical Engineering and Computer Sciences University of California at Berkeley, USA. – [Електрон. ресурс]. – Режим доступа: <http://www.path.berkeley.edu/~hyongla>.

Поступила в редколлегию 2.03.2007

Рецензент: д-р техн. наук, проф. А.И. Стрелков, Харьковский университет Воздушных Сил им. И. Кожедуба, Харьков.