

ТЕОРИЯ СИГНАЛОВ И ИХ ОБРАБОТКА

УДК 004.738:681.3.025

М. Ю. ОЩЕПКОВ

МОДИФИЦИРОВАННЫЙ АЛГОРИТМ ФОРМИРОВАНИЯ ЗАДЕРЖЕК ВОСПРОИЗВЕДЕНИЯ С АНАЛИЗОМ ДЖИТТЕРА СЕТЕВЫХ ЗАДЕРЖЕК RTP ПАКЕТОВ

При передаче речевого трафика по IP-сетям существенной проблемой является компенсация джиттера сетевых задержек. В состав агентов передачи речевого трафика вводится джиттер-буфер, управляемый алгоритмами формирования задержки воспроизведения речевых пакетов (playout delay). Одной из задач при формировании задержек воспроизведения является выбор модели сетевых задержек речевых пакетов, на основе которой функционирует playout delay алгоритм. Задержки, возникающие при передаче по сети с коммутацией пакетов, возможно описать, используя теорию регенерирующих стохастических процессов [1, 2].

Регенерирующий процесс определяется следующим образом: пусть $\tau_0 = 0$, $\tau_{i,j} = 1, 2, \dots$ – последовательность положительных чисел, называемых возобновляемой последовательностью, $T_n = \tau_0 + \tau_1 + \tau_2 + \dots + \tau_n$. Процесс $\{R(t), t > 0\}$ называется регенерирующим по отношению к возобновляемой последовательности, если для любых положительных целых m и последовательности $t_1 \dots t_m, 0 < t_1 < t_2 < t_3 < \dots < t_m$ совместное распределение $R(t_1 + T_n) \dots R(t_m + T_n)$ независимо от n . Как видно, регенерирующие процессы имеют множество интервалов T_n , вероятностные свойства процессов остаются неизменными при смещении на интервал T_n . Регенерирующий процесс состоит из множества циклов с длиной цикла $\tau_{i,j} = 1, 2, \dots$. В любой момент времени возможно удалить один или несколько последовательных циклов из выборки без изменения статистических свойств процесса.

Характер процессов обслуживания в очереди заявок возможно определить как регенерирующий. Введем следующие обозначения:

- S_n – время обслуживания n -го пакета;
- W_n – время ожидания обслуживания n -го пакета;
- $\sigma_{(n+1)}$ – интервал между поступлением n -го и $n+1$ пакетов;
- t_n – время поступления n -го пакета
- b_j – длительность j -го периода занятости;
- c_j – длительность j -го цикла занятости;
- m_j – количество пакетов, обслуженных в j -ом цикле.

На рис.1 приведен процесс формирования сетевой задержки. Дисциплину обслуживания очереди примем GI/G/1, при этом S_n и σ_n одинаково распределенные статистически независимые случайные величины.

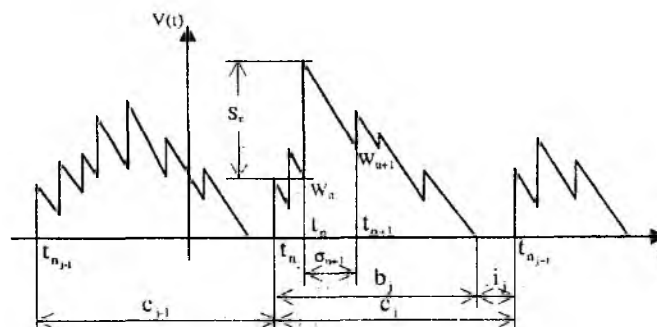


Рис. 1

Как видно из рис. 1:

$$b_j = \sum_{k=n_j}^{n_j+m_j} S_k, \quad (1)$$

$$c_j = \sum_{k=n_j}^{n_j-m_j} \sigma_{k+1}, \quad (2)$$

$$w_{n-1} = [w_n + s_n - \sigma_{n+1}], \quad n = 1, 2, \dots \quad (3)$$

Задержка в очереди заявок $V(t)$:

$$V(t) = [w_n + s_n - (t - t_n)], \quad t_n < t < t_{n+1}. \quad (4)$$

Процесс $V(t)$ можно определить [3] как стационарный, состоящий из нестационарных циклов занятости, то есть при масштабах анализа, эквивалентных длительности c_j , $V(t)$ является нестационарным, при масштабах, больших длительности c_j , процесс можно считать стационарным.

Достоинством данного подхода является возможность определения стационарного распределения сетевой задержки $P_\infty(x) = P(V(\infty) < x)$ через распределение задержки в течении цикла занятости $P_t = P(V(t) < x)$, $t \in [t_{n_j}, t_{n_{j+1}}]$.

К недостаткам данного подхода относятся:

- предпосылка о независимости интервалов поступления пакетов;
- изменение характера процесса при переполнении очереди заявок.

В [3] выдвигается предположение о фрактальном характере процесса формирования задержек в очереди заявок и предлагается использовать автокорреляционную функцию C_2 вида:

$$C_2(\tau) = \left\{ E \left[X(t+\tau) - X(t) \right]^2 \right\}^{\frac{1}{2}}, \quad (5)$$

где: $X(t)$ – сетевая задержка.

В [3] показано, что для одноструктурного нестационарного процесса $C_2(\tau)$ имеет вид:

$$C_2(\tau) = \tau^H, \quad (6)$$

где: H – параметр Херста.

Но при $\tau > \tau_B$ характер процесса изменяется на стационарный, и $C_2(\tau)$ остается постоянной. Физически $C_2(\tau)$ представляет собой СКО значения джиттера задержек пакетов, передаваемых с интервалом τ , и обозначается [3] Deviation Lag Function (DLF).

Кроме того, если фоновый трафик относится к процессам с памятью (например, преобладает TCP трафик), то на меньших масштабах он ведет себя как fBm процесс, а на больших – как шум с ПСЗ. Если преобладает UDP трафик, то поведение процесса определяется как броуновское движение и белый шум соответственно.

Как показано в [3] аппарат DLF возможно использовать для прогнозирования времени обращения сегмента (RTT) TCP протокола. Используя неравенство Чебышева

$$P[|\delta X(\tau)| > \delta X_B] \geq \frac{C_2^2(\tau)}{\delta X_B^2}, \quad (7)$$

где: δX – джиттер задержки пакетов, передаваемых с интервалов τ ; δX_B – граница интервала изменения джиттера.

$$P[X(t_1) - kC_2(t_2 - t_1) < X(t_2) < X(t_1) + kC_2(t_2 - t_1)] \geq 1 - \frac{1}{k^2}, \quad (8)$$

где: k – коэффициент.

Главной целью предсказания RTT является формирование значения таймера повторной передачи (RTO) для агентов протокола TCP. В [3] доказана эффективность метода DLF для TCP протокола. В данной работе делается попытка оценить эффективность DLF для формирования задержек воспроизведения при передаче речевого трафика.

Был использован следующий подход: значения DLF таблиц формировались на основе речевых потоков, передаваемых по общему маршруту, Web трафик использовался в качестве фонового, моделирование проводилось на пакете Network Simulator в соответствии с методиками [4, 5].

В предлагаемом алгоритме задержка воспроизведения формируется для всех пакетов одной РА, то есть необходимо определить наибольшую предполагаемую сетевую задержку в течение длительности РА. При передаче речи в течение РА интервалы между передачей РП являются постоянными (например, 20 мс). Зная параметры распределения длительности РА, необходимо определить максимальное значение из массива оценок d_k^i для всех пакетов k -ой РА:

$$p_k = t_k^1 + \max \{kC_2(\Delta t \cdot s)\}, \quad s = 1 \dots N_k, \quad (9)$$

где: Δt – интервал между передачей РП в течение РА; N_k – ожидаемое количество пакетов в k -ой РА.

$C_2(\tau)$ определяется [3]:

$$C_2(i) = \sqrt{\frac{1}{N} \sum_{n=1}^L \sum_{j \in \{\tau, \tau_{n+j} - t_n, \dots, 0 < j < L-n\}} (X(t_{n+j}))X(t_{n+j})}, \quad (10)$$

где: L – размер выборки задержек.

При реализации алгоритма необходимо определить детали, связанные с формирования массивов $C_2(\tau)$:

- количество и значения τ_i ;
- период обновления значений массивов $C_2(i)$.

Распределение длин τ_i выбираем с учетом (8):

$$\tau_i = \tau_{i-1} + 2^{i-1} \tau_1, \quad 2 \leq i \leq N_\tau, \quad (11)$$

где: N_τ – количество элементов таблицы C_2 .

В используемой модели $N_\tau = 8$, $\tau_1 = 0,01$, $k_d = 2$. Период обновления массивов C_2 примем за 100, что при 5-ти источниках соответствует 4 мс.

Топология моделируемой сети приведена на рис. 2.

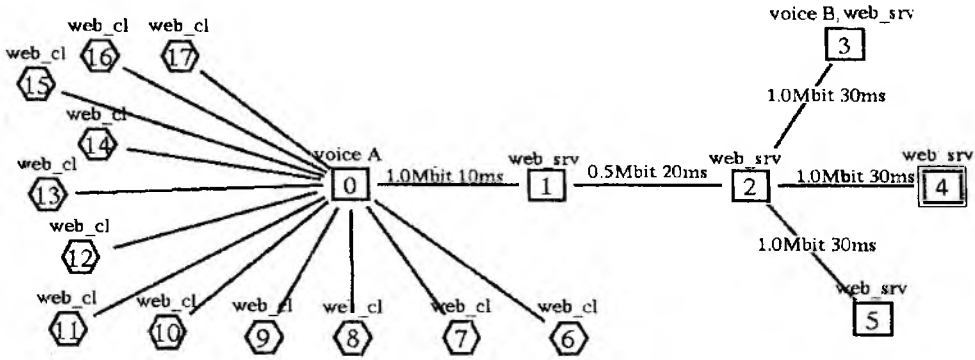


Рис. 2

В узле 0 расположен Узел Доступа (УД), в котором находятся речевые источники (сторона А) и подключаются web-клиенты (узлы web_cl) по несимметричным каналам 33,6К/56К. Web серверы расположены в узлах 1, 2, 3, 4, 5. В узле 3 находятся речевые источники (сторона В). Данная модель соответствует УД с подключением пользователей для передачи данных по модемам канала ТЧ через ТФоп, а также передачи речевого трафика между двумя шлюзами VoIP.

Количество каналов данных – 12, количество дуплексных речевых каналов – 5.

Параметры речевых источников соответствуют использованию кодека G.711, модель речевого источника описана в [4].

Целью моделирования было определение эффективности исследуемого алгоритма. При оценке эффективности сравнивались характеристики $L-D$ исследуемого и предварительно-оптимального алгоритмов [6]. Под оптимальным понимается алгоритм, работающий в offline режиме и формирующий задержку по заданному значению коэффициента потерь речевых пакетов p . После окончания k -ой РА, определяется оптимальная задержка D_{opt_k} [6]:

$$D_{opt_k} = \min d_k^j, j = 1 \dots N_k \text{ при условии:}$$

$$\left[\frac{1}{N} \sum_{i=1}^N I(d_k^i < d_k^j) \right] > (1-p),$$

где I – индикаторная функция.

Одной из задач является определение влияния переменных алгоритма на отношение задержки-потери (L-D), что позволяет определить эффективность исследуемого алгоритма. На рис.2 приведены зависимости L-D исследуемого алгоритма (DLF) от значения параметров k , L (в значениях длительности анализируемого интервала lag) и τ_1 , а также алгоритмов concord, concord multi flow[5] и алгоритма 1 (regressive) [7].

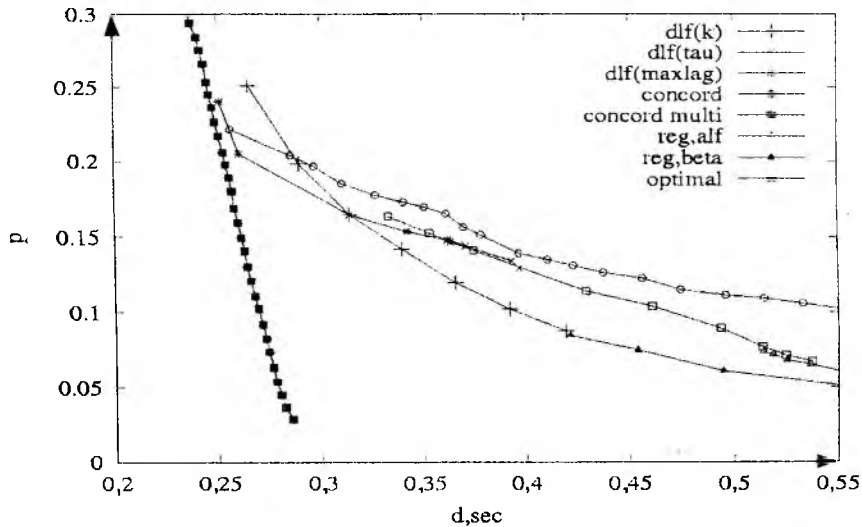


Рис. 3

Как видно, алгоритм DLF является более эффективным в области с меньшими потерями, что объясняется наличием свойств протяженных статистических зависимостей (ПСЗ) сетевого трафика, позволяющих с большей вероятностью предсказать задержку по сравнению с алгоритмами, использующими статистическую обработку массива задержек d_k^j . На рис. 3 видно, что все исследованные алгоритмы в области малых p значительно хуже оптимального. При этом изменение значения τ_1 (от 0,001 до 0,020 сек.) мало влияет на соотношение L-D. Кроме коэффициента k наибольшее влияние оказывает изменение значения анализируемого промежутка \maxlag (при анализе изменение от 0,1 до 1,0 сек.). Для данной топологии достаточный интервал 0,5 сек. Проблема выбора оптимальных значений параметров алгоритма является предметом дальнейших исследований.

Выводы. Предложенный алгоритм практически во всем диапазоне L-D эффективнее аналогов. В дальнейшем необходимо исследовать данный алгоритм в более широком диапазоне сетевых топологий и реальных условиях передачи речевого трафика.

Список литературы: 1. *Cohen J. W.* On regenerative processes in queueing theory. New York: Springer-Verlag, 1976. 257 p. 2. *Kalashnikov V.* Topics on regenerative processes. New York: CRC Press, 1994. 364 p. 3. *Qiong Li, David L. Mills.* On the long-range dependence of packet round-trip delays in Internet // In Proceedings of IEEE ICC'98. Vol. 2. Atlanta, GA, 1998. P. 1185 – 1191. 4. *Ощепков М.Ю.* Методы моделирования речевого канала в сетях с коммутацией пакетов // Радиотехника: Всеукр. межвед. науч.-техн. сб. 2001. №123. С. 68 – 75. 5. *Ощепков М.Ю.* Анализ алгоритмов формирования задержки воспроизведения в случае параллельных речевых потоков // Праці УНДІРТ, 2002. № 4. С. 35 – 37. 6. *J.Rosenber J., Qui L., Schulzrinne H.*, Integrating packet FEC into adaptive voice playout buffer algorithms on the Internet // In Proceedings of the Conference on Computer Communications (IEEE Infocom). Tel Aviv, Israel, 2000. P. 112 – 114. 7. *Ramjee R., Kurose J., Towsley D., Schulzrinne H.A.* Adaptive playout mechanisms for packetized audio applications in wide-area networks // In Proceedings of the Conference on Computer Communications (IEEE Infocom). Toronto Canada. P. 680 – 688.

Харьковский национальный
университет радиоэлектроники

Поступила в редколлегию 03.04.2004