

ФРАКТАЛЬНИЙ СПОСІБ ПРОГНОЗУВАННЯ ПОТОКІВ У МУЛЬТИСЕРВІСНИХ МЕРЕЖАХ

© Стрихалюк Б.М., 2009

Проведено фрактальний аналіз параметрів потоків в телекомунікаційних мережах. Здійснено прогнозування часів затримок між вузлами транспортної та проектованої NGN мереж. Проведена оцінка допустимих характеристик потоків у вказаних мережах.

In this paper the parameters of streams for telecommunication nets were used by fractal analysis. Prognostication of times of delays between the knots for transport and designed NGN nets were carried out. The estimation of limit characteristic of streams in these nets were performed.

Важлива властивість, яку мають майже усі фрактали – властивість самоподібності (масштабна інваріантність). Одним з таких самоподібних (фрактальних) процесів є телетрафік.

Уперше самоподібний телетрафік було виявлено групою учених [1], які досліджували Ethernet-трафік у мережі. Вони виявили, що він має властивість самоподібності, тобто виглядає якісно однаково за майже будь-яких масштабів тимчасової осі. При цьому виявилось, що в умовах самоподібного трафіка методи із сучасних телекомунікаційних мереж (пропускної здатності каналів, ємності буферів тощо) ґрунтуються на пуассонівських моделях і формулах Ерланга, які з успіхом використовуються під час проектування телефонних мереж і призводять до недооцінки реального навантаження. Відомі алгоритми оброблення трафіка, створені для роботи з найпростішими потоками, виявляються недостатньо ефективними для потоків із самоподібністю.

Фактично відсутня теоретична база [2–5], що прийшла б на зміну класичній теорії масового обслуговування під час проектування сучасних систем розподілу інформації із самоподібним трафіком. Отже, вивчення самоподібного телетрафіка є доволі важливим напрямком і розвитком ідей фрактального дослідження трафіка і актуальним завданням.

Мета роботи – сформулювати основні ідеї та провести аналіз прогнозування мережевого телекомунікаційного трафіка як базової концепції розробленого алгоритму в умовах самоподібного трафіка.

1. Фрактальний аналіз часових характеристик потоків мультисервісних мереж

Неформально самоподібний (фрактальний) процес можна визначити як випадковий процес, статистичні характеристики якого проявляють властивості масштабування. Самоподібний процес істотно не змінює виду при розгляді у різних масштабах за шкалою часу. Зокрема, на відміну від процесів, що не мають фрактальних властивостей, не відбувається швидкого "згладжування" процесу за усереднення за шкалою часу – процес зберігає схильність до сплесків.

Актуальність постановки завдання прогнозування і її рішень полягає у тому, що дані прогнозу про пропускну здатність дають змогу одержати додаткові відомості для розв'язання завдання керування, а саме – формування алгоритму запобігання перевантаженням та оптимального вибору маршруту. Розв'язання зазначеного завдання, як правило, зводиться до визначення алгоритму з адаптивним механізмом переналаштування окремих мережевих компонентів.

За прогнозу оцінка процесу формується не на кінцевому відрізку спостереження, а поза ним, на деякому часовому інтервалі. Попередньо одержимо результати для безперервного часу, а потім

узагальнимо їх на процеси у дискретному часі. Виразимо коефіцієнт кореляції через кореляційну функцію $k_2(t_1, t_2)$ і дисперсію D_{t_1} випадкового процесу у такий спосіб [4]:

$$r(t_1, t_2) = \frac{k_2(t_1, t_2)}{D_{t_1}}, \quad (1)$$

які визначають

$$k_2(t_1, t_2) = \int_{-\infty}^{\infty} \int_{-\infty}^{\infty} x_1^0 x_2^0 p(x_1, t_1; x_2, t_2) dx_1 dx_2, \quad D_{t_1} = \int_{-\infty}^{\infty} x_1^0{}^2 p(x_1, t_1) dx_1,$$

де $x_1^0 = x_1 - \mu_1$, $x_2^0 = x_2 - \mu_2$ – центрована складова; μ_1, μ_2 – математичне очікування випадкового процесу для t_1, t_2 моментів часу відповідно; $p(x_1, t_1; x_2, t_2)$ і $p(x_1, t_1)$ – двовимірна й одновимірна густина ймовірностей.

Нехай сигнал x_1 є відомим, і тому відповідна йому густина імовірності приймає дельта-утворювальний вигляд:

$$p(x_1, t_1) = \delta(x - x_1).$$

Використовуючи фільтрувальні властивості дельта-функції, кореляційна функція і дисперсія набудуть вигляду:

$$k_2(t_1, t_2) = x_1^0 \int_{-\infty}^{\infty} x_2^0 p(x_2, t_2 | x_1, t_1) dx_2, \quad D_{t_1} = x_1^0{}^2,$$

де $p(x_2, t_2 | x_1, t_1)$ – умовна густина ймовірності.

На основі властивостей фрактального броунівського руху одержимо прогнозовану оцінку ОН інтервалів (тривалість пачок пакетів) до моменту часу t_2 за відомим значенням характеристик у момент часу $t_1, t_2 > t_1 > 0$. Як вихідна для одержання прогнозу розглядається співвідношення

$$\hat{x}_2^0 = r(t_2, t_1) x_1^0,$$

де \hat{x}_2^0 – оцінка прогнозу процесу в момент часу t_2 .

Для фрактального броунівського руху коефіцієнт кореляції (1) має такий вигляд [4]:

$$r_H(t_1, t_2) = \frac{k_{2H}(t_1, t_2)}{D_H(t_1)} = \frac{1}{2} \frac{[t_1^{2H} + t_2^{2H} - |t_2 - t_1|^{2H}]}{t_1^{2H}} = \frac{1}{2} [1 + S_{1,2}^{2H} - |S_{1,2} - 1|^{2H}],$$

де $S_{1,2} = t_2/t_1$.

Оптимальний у середньоквадратичному змісті прогноз фрактального броунівського руху $\hat{B}_H(t_2)$ згідно з відомим значенням $B_H(t_1)$ (останньому, вимірюваному в момент t_1) описується таким співвідношенням:

$$\hat{B}_H(t_2) = M\{B_H(t_2) | B_H(t_1)\} = \frac{1}{2} [1 + S_{1,2}^{2H} - |S_{1,2} - 1|^{2H}] B_H(t_1).$$

Розглядаючи випадкову зміну РГТ-затримки як приріст фрактального броунівського руху $B_H(t_{n+1}) - B_H(t_n)$, коефіцієнт кореляції приросту можна подати у вигляді:

$$r_H(1, \Delta) = \frac{M\{T_n T_{n+1}\} - (T_0 + \Delta T_{cp})^2}{M\{T_n^2\} - (T_0 + \Delta T_{cp})^2} = \frac{M\{[B_H(t_n) - B_H(t_{n-1})][B_H(t_{n+1}) - B_H(t_n)]\}}{M\{[B_H(t_n) - B_H(t_{n-1})]^2\}},$$

де $\Delta = T_0 + \Delta T_{cp}$ – час доставки пакета (прогнозований); T_0 – середній час доставки пакета; ΔT_{cp} – зміна (приріст) середнього часу доставки.

Для стаціонарного процесу приросту статистики інваріантні до початкового часового відліку за $n = 1$ можна записати

$$r_H(1, \Delta) = \frac{M\{[B_H(t_1)B_H(t_2)]\} - M\{B_H^2(t_1)\}}{M\{B_H^2(t_1)\}},$$

де $t_2 - t_1 = \Delta$. Після розрахунків [4]

$$r_H(1, \Delta) = 2^{2H-1} - 1.$$

Оцінка прогнозу затримки набуде такого вигляду:

$$T_{n+1} = r_H(1, \Delta)[T_n - (T_0 + \Delta T_{cp})] + T_0 + \Delta T_{cp}, \quad (2)$$

тобто прогнозування часу доставки відбувається з врахуванням попередніх часових параметрів.

2. Прогнозування часу затримки в мультисервісних мережах

Оскільки в мережі відбуваються зміни трафіка, які через певний період часу стають відомими усім вузлам мережі, то прогнозування трафіка є важливим і може оптимізувати вибір маршруту. Водночас необхідно здійснити прогноз трафіка за час перебування інформаційних пакетів у мережі. Отже, в дослідженні фрактальної самоподібності важливим є визначення показника H Херста.

Зазначимо, що за $0.5 < H < 1$, говорять про персистентне поведіння процесу, або про те, що процес має тривалу пам'ять. У випадку $0 < H < 0.5$, говорять про антиперсистентний процес. За $H = 0.5$ відхилення процесу від середнього є дійсно випадковим та не залежить від попередніх значень [4]. Проаналізувавши на основі R/S статистики трафік транспортної мережі у м. Львові і визначивши показник Херста у межах $0,654 < H < 0,786$, можна зробити висновок про антиперсистентність процесу. Зауважимо, що показник Херста необхідно визначати для кожної пари взаємодіючих вузлів і цей коефіцієнт відрізнятиметься залежно від пріоритетності обслуговування для транспортної та NGN мереж.

Враховуючи результати вимірів показників Херста, проведено прогнозування часу затримки між вузлами АТС 267 та АТС 75 у м. Львова для телефонної мережі та спроектованої мережі NGN (табл. 1, 2, 3).

Таблиця 1

Прогнозований час затримки в телефонній мережі між АТС 267 та АТС 75 у м. Львова

$\frac{K}{n}$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
1	1.128	1.252	1.342	1.413	1.47	1.519	1.561	1.598	1.632	1.662
2	0.651	0.727	0.778	0.818	0.852	0.88	0.904	0.926	0.945	0.963
3	0.572	0.635	0.684	0.72	0.75	0.775	0.797	0.816	0.833	0.848

Таблиця 2

Прогнозований час затримки в NGN мережі між вузлами МАК 267 та МАК 75 у м. Львова, коли центральним Soft switch є ОПТС1

$\frac{K}{n}$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
1-1	0.1	0.111	0.118	0.125	0.13	0.134	0.138	0.141	0.144	0.147
1-2	0.067	0.074	0.079	0.083	0.087	0.09	0.092	0.094	0.096	0.098
1-3	0.058	0.064	0.068	0.072	0.075	0.077	0.079	0.081	0.083	0.084
2-2	0.066	0.073	0.078	0.082	0.085	0.088	0.09	0.092	0.094	0.096
2-3	0.057	0.063	0.067	0.071	0.74	0.076	0.078	0.08	0.082	0.083
3-3	0.056	0.063	0.066	0.069	0.72	0.075	0.077	0.078	0.08	0.082

Таблиця 3

Прогнозований час затримки в NGN мережі між вузлами МАК 267 та МАК 75 у м. Львова, коли центральним Soft switch є ОПТС2

$\frac{K}{n}$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
1-1	0.272	0.3	0.321	0.338	0.351	0.363	0.373	0.382	0.39	0.397
1-2	0.256	0.283	0.303	0.319	0.332	0.343	0.352	0.361	0.368	0.375
1-3	0.252	0.278	0.298	0.313	0.326	0.337	0.346	0.354	0.361	0.368
2-2	0.181	0.2	0.214	0.225	0.235	0.242	0.249	0.255	0.26	0.265
2-3	0.174	0.192	0.206	0.216	0.225	0.232	0.239	0.244	0.249	0.254
3-3	0.143	0.158	0.169	0.177	0.185	0.191	0.196	0.201	0.205	0.209

Зі збільшенням кількості послідовних викликів час затримки збільшується і корелюється з відповідним показником Херста. Зазначимо, що користуючись цими коефіцієнтами, можна прогнозувати часові властивості потоків.

Під час проведених розрахунків у транспортній мережі, враховуючи самоподібність, коефіцієнт Херста був однаковий між взаємодіючими вузлами класу АТС, іншим для вузлів класу ОПТС. Для NGN-мережі кожен фізичний канал, на відміну від віртуального з'єднання, має різні коефіцієнти Херста. Проведення розрахунків для систем, в яких існує множина віртуальних каналів, коефіцієнт Херста є різний для кожного каналу, і розрахунок на перший погляд складний. Отже, визначаючи прогнозований час затримки на ділянках, що відрізняються коефіцієнтами Херста, необхідно визначити зміну пропускну здатності. Після чого, використовуючи відповідний алгоритм маршрутизації, проводиться вибір шляху та перерахунок розподілу навантаження між віртуальними каналами в шляху.

З вищеприведеного спостерігаємо важливість прогнозування пропускну здатності, яка для якісного зв'язку повинна бути в певних, визначених межах.

3. Дослідження та прогнозування трафіка мультисервісних мереж

Одним із важливих завдань, що розв'язується на етапі проектування корпоративної обчислювальної мережі, є визначення вимог щодо пропускну здатностей каналів зв'язку. Очевидно, що ці вимоги істотно залежать від навантаження, що створюється пакетами даних, які передаються, і обмежень, що накладаються на величину затримки високопріоритетних пакетів, до яких належать, наприклад, мовні пакети.

Розглянемо випадок, коли обмеження задані на середній час затримки мовних пакетів, що мають найвищий (перший) пріоритет, у вигляді: $\bar{\tau} < \tau^*$. Припустимо, що розміри пакетів усіх типів однакові ($l_i=1$ для усіх $i = \overline{1, n}$), а частка мовних пакетів у загальному навантаженні становить s ($0 < s < 1$), тобто $\lambda_i = ks$.

Згідно з теорією масового обслуговування [6] найпростішим випадком є система М/М/1, система з пуассонівським входним потоком заявок, експонентним законом розподілу часу обслуговування й одним сервером. Вона містить буфер, що може зберігати чергу нескінченної довжини, стан якої може бути ототожнений з кількістю заявок, що містяться в черзі у кожен момент часу:

$$N_i^q = \frac{\rho}{1-\rho},$$

де $\rho = \lambda_i / \mu_i = \lambda_i l_i / L_i^B$ – коефіцієнт завантаження; λ – інтенсивність надходження пакетів на вузол; $\mu = L_i^B / l_i$ – інтенсивність обслуговування пакетів у вузлі.

Час затримки пакета у вузлі, який належить системі М/М/1, становить

$$t_i^B = (N_i^q l_i + h) \frac{1}{L_i^B} = \left(\frac{\rho}{1-\rho} l_i + h \right) \frac{1}{L_i^B}.$$

Враховуючи, що допустимий час затримки $\tau_i > t_i^B$, тоді

$$\tau_i > \frac{l_i}{(1-\rho)L_i^B}.$$

Отже, пропускну здатність каналу зв'язку повинна вибиратись з умови

$$L_i^B > l_i \left(\frac{1}{\tau_i} + \lambda_i \right). \quad (3)$$

Вираз у правій частині нерівності (3) є нижньою межею пропускну здатності V_k каналу зв'язку, потрібного для передачі мовних пакетів із заданою якістю в мережі з пріоритетним управлінням. У процесі проектування корпоративної мережі переважно достатньо складно задати частку мовних пакетів у загальному навантаженні. У той самий час ця частка протягом доби може змінюватись у значних межах. У зв'язку з цим пропонується оцінювати необхідну пропускну

здатність для всього діапазону зміни k . Для цього розглянемо граничні випадки, коли $k \rightarrow 0$ і $k \rightarrow 1$. Тоді з (3) отримаємо нижню і верхню межі пропускної здатності каналу зв'язку:

$$L_i^B \min = 1 \cdot \frac{1}{\tau_i}; \quad L_i^B \max = 1 \cdot \left(\frac{1}{\tau_i} + \Lambda \right).$$

Можна показати, що останній вираз для $L_i^B \max$ відповідає необхідній пропускній здатності за безпріоритетного керування трафіком у вузлах мережі. Тоді ефект від введення пріоритетного управління становитиме $\delta = (L_i^B \max - L_i^B) / L_i^B$. У табл. 4 наведені результати розрахунку пропускної здатності каналу зв'язку за різних значень параметрів навантаження і обмежень на затримку пакетів.

Таблиця 4

Розрахунок пропускної здатності каналу зв'язку за різних значень параметрів навантаження для системи М/М/1

τ^* , мс	Λ , с ⁻¹	k	Пропускні здатності			Ефект δ , %
			L_i^B , кбіт/с	$L_i^B \min$, 10 ⁻⁶ кбіт/с	$L_i^B \max$, кбіт/с	
150	10	0,10	0,51	3	5,12	900
	50	0,10	2,56	3	25,60	900
	20	0,20	2,05	3	10,24	400
	30	0,30	4,61	3	15,36	233
	40	0,50	10,24	3	20,48	100
	50	0,99	25,34	3	25,60	1
300	10	0,10	0,51	2	5,12	900
	20	0,20	2,05	2	10,24	400
	30	0,30	4,61	2	15,36	233
	40	0,50	10,24	2	20,48	100
	50	0,99	25,34	2	25,60	1

Для якісної передачі мовного трафіка допустима затримка становить $\tau^* = 150-300$ мс. Якщо для передачі мовного трафіка використовуються N послідовних каналів зв'язку, то, очевидно, що затримка у кожному каналі не повинна перевищувати τ^*/N .

Аналіз отриманих результатів показує, що:

- зменшення допустимої затримки не вимагає збільшення пропускної здатності каналу;
- із збільшенням навантаження (інтенсивності Λ) не збільшується ефект від введення пріоритетного управління трафіком;
- із зменшенням частки k мовних пакетів у загальному навантаженні цей ефект збільшується.

Під час використання одноканальної системи М/М/1 ймовірність звільнення обслуговуючого пристрою сходиться до стаціонарного типу і за $\rho < 1$ описується в стаціонарному режимі. Цією одноканальною системою добре описувати поведінку мережі в неперевантаженому режимі.

Для типу М/М/1 з детермінованим законом тривалості обслуговування, для якого $\overline{\tau_{обс}^2} = 1/\mu^2$, кількість пакетів у черзі становить

$$N_i^ч = \frac{\rho^2}{2(1-\rho)}.$$

Розв'язуючи квадратне рівняння $\tau_i > \tau_i^B$, пропускна здатність каналу зв'язку повинна задовольняти умову:

$$L_i^B > \frac{l_i}{2} \left\{ \frac{1}{\tau} + \lambda_i + \sqrt{\left(\frac{1}{\tau} + \lambda_i \right)^2 + \frac{2\lambda_i}{\tau}} \right\}.$$

Отримаємо нижню і верхню межі пропускної здатності каналу зв'язку:

$$L_i^B \min = 1 \cdot \frac{1}{\tau_i}, \quad L_i^B \max = \frac{1}{2} \left\{ \frac{1}{\tau_i} + \Lambda + \sqrt{\left(\frac{1}{\tau_i} + \Lambda \right)^2 + \frac{2\Lambda}{\tau_i}} \right\}.$$

Нехай довжина пакета буде змінною, так що l_i може змінюватись від 8 до 128 байтів. Результати обчислення подано в табл. 5.

Розрахунок пропускної здатності каналу зв'язку за різних значень параметрів навантаження для системи M/D/1

τ^* , мс	Λ , с ⁻¹	k	l_i , байт	Пропускні здатності			Ефект δ ,%
				L_i^B , кбіт/с	$L_{i \min}^B$, 10 ⁻⁶ кбіт/с	$L_{i \max}^B$, кбіт/с	
150	10	0,10	8	0,064	0,43	0,64	900
	20	0,20	16	0,512	0,85	2,56	400
	30	0,30	32	2,304	1,71	7,68	233
	40	0,50	64	10,240	3,41	20,48	100
	50	0,99	128	50,688	6,83	51,20	1
300	10	0,10	8	0,064	0,43	0,64	900
	20	0,20	16	0,512	0,85	2,56	400
	30	0,30	32	2,304	1,71	7,68	233
	40	0,50	64	10,240	3,41	20,48	100
	50	0,99	128	50,688	6,83	51,20	1

Аналіз отриманих результатів показує, що:

- зменшення допустимої затримки не вимагає збільшення пропускної здатності каналу;
- із збільшенням навантаження (інтенсивності Λ) не збільшується ефект від введення пріоритетного управління трафіком;
- із зменшенням частки k мовних пакетів у загальному навантаженні цей ефект збільшується.

Очевидно, що порівняно з одноканальною системою продуктивність багатоканальної є вища. Для системи M/M/m середня кількість пакетів, що очікують черги на обслуговування

$$N_i^q = C(m, A) \frac{A}{1-A},$$

де m – кількість обслуговуючих каналів; $A = m\rho$ – загальне вхідне навантаження; $C(m, A)$ – ймовірність знаходження у системі пакета виявиться у черзі і визначиться згідно з С-формулою Ерланга. Припустивши, що пакет обов'язково виявлять у черзі, тобто $C(m, A) = 1$, тоді пропускна здатність каналу зв'язку повинна вибиратись з умови

$$L_i^B > l_i \left(\frac{1}{\tau_i} + m\lambda_i \right).$$

Звідки отримаємо нижню і верхню межі пропускної здатності каналу зв'язку:

$$L_{i \min}^B = l_i \cdot \frac{1}{\tau_i}; \quad L_{i \max}^B = l_i \left(\frac{1}{\tau_i} + m\Lambda \right).$$

Враховуючи наведені формули, здійснено розрахунки пропускної здатності каналу зв'язку за різних значень параметрів навантаження і обмежень на затримку пакетів (табл. 6).

Таблиця 6

Розрахунок пропускної здатності каналу зв'язку за різних значень параметрів навантаження для системи M/M/m

τ^* , мс	Λ , с ⁻¹	k	l_i , байт	m	Пропускні здатності			Ефект δ ,%
					L_i^B , кбіт/с	$L_{i \min}^B$, 10 ⁻⁶ кбіт/с	$L_{i \max}^B$, кбіт/с	
150	10	0,10	8	2	0,128	0,43	1,28	9,00
	20	0,20	16	2	1,024	0,85	5,12	4,00
	30	0,30	32	2	4,608	1,71	15,36	2,33
	40	0,50	64	3	30,720	3,41	61,44	1,00
	50	0,99	128	3	152,064	6,83	153,60	0,01
300	10	0,10	8	2	0,128	0,21	1,28	9,00
	20	0,20	16	2	1,024	0,43	5,12	4,00
	30	0,30	32	2	4,608	0,85	15,36	2,33
	40	0,50	64	3	30,720	1,71	61,44	1,00
	50	0,99	128	3	152,064	3,41	153,60	0,01

Аналіз отриманих результатів показує, що:

- зменшення допустимої затримки не вимагає збільшення пропускної здатності каналу;
- із збільшенням навантаження (інтенсивності Λ) не збільшується ефект від введення пріоритетного управління трафіком;

- із зменшенням частки k мовних пакетів у загальному навантаженні цей ефект збільшується;
- за однакових параметрів для більшої затримки одержано менше значення для мінімальної пропускної здатності.

Нехай розміри пакетів l_i та інтенсивності λ_i усіх типів однакові, тоді розв'язуючи квадратне рівняння $\tau_i > \tau_i^B$, пропускна здатність каналу зв'язку для пакетів найвищого пріоритету повинна вибиратись з умови [7]:

$$L_i^B > \frac{l_i}{2\tau} \left\{ \lambda_i \tau + 1 + \sqrt{(\lambda_i \tau + 1)^2 + \nu \lambda_i \tau} \right\}.$$

Результати розрахунку пропускної здатності каналу зв'язку за різних значень параметрів навантаження і обмежень на затримку пакетів для пріоритетної системи подано у табл. 7, де кількість пріоритетів $\nu=8$.

Таблиця 7

Розрахунок пропускної здатності каналу зв'язку за різних значень параметрів навантаження для пріоритетної системи

τ^* , мс	Λ , с ⁻¹	k	l_i , байт	Пропускні здатності			Ефект δ_i , %
				L_i^B , 10 ⁻³ біт/с	$L_{i \min}^B$, 10 ⁻³ біт/с	$L_{i \max}^B$ біт/с	
150	10	0,10	8	0,584	0,427	1,445	147,31
	20	0,20	16	1,840	0,853	4,405	139,39
	30	0,30	32	5,452	1,707	11,639	113,45
	40	0,50	64	17,620	3,413	28,755	63,19
	50	0,99	128	67,732	6,827	68,267	0,79
300	10	0,10	8	0,354	0,213	1,101	210,76
	20	0,20	16	1,280	0,4267	3,594	180,81
	30	0,30	32	4,113	0,853	9,862	139,77
	40	0,50	64	14,377	1,707	24,985	73,77
	50	0,99	128	59,880	3,413	60,400	0,87

Аналіз отриманих результатів показує, що введення пріоритетного управління трафіком дає змогу знизити вимоги до пропускних здатностей каналів зв'язку, при цьому:

- зменшення допустимої затримки вимагає збільшення пропускної здатності каналу;
- із зменшенням частки k мовних пакетів у загальному навантаженні ефект від введення пріоритетів збільшується.

Отже, запропонована модель пріоритетного управління в каналі зв'язку мультисервісної мережі дає змогу визначити пропускну здатність каналу і оцінити ефект, що досягається за рахунок використання пріоритетного управління трафіком.

Висновки

Здійснено фрактальний аналіз потоків у мультисервісних мережах, а також подано прогноз пропускної здатності, використовуючи показник Херста. Отримано робочі співвідношення прогнозування часів затримок в існуючій мережі, що дає змогу підтримувати задані параметри QoS у мультисервісних мережах. Проведено прогнозування часових параметрів потоків в існуючій транспортній та проектованій мережі NGN, що уможливило оптимізувати розподіл трафіка. Досліджено трафік мультисервісних мереж і доведено, що із зменшенням частки k мовних пакетів у загальному навантаженні ефективність пріоритетного управління трафіком зростає.

1. Leland W.E., Taqqu M.S., Willinger W., and Wilson D.V. On the self-similar nature of ethernet traffic // *IEEE/ACM Transactions of Networking*, – 1994. – V.2(1). – P.1–15. 2. Треногин Н.Г., Соколов Д.Е. Фрактальные свойства сетевого трафика в клиент-серверной информационной системе // *Вестник НИИ СУВПТ*. – 2005. – С. 163–172. 3. Kugiumtzis D., Boudourides M. Chaotic Analysis of Internet Ping Data: Just a Random Generator? // *SOEIS meeting at Bielefeld, March 27-28, 1998*. 4. Громов Ю.Ю. Фрактальный анализ и процессы в компьютерных сетях. – Тамбов: Издательство ТГТУ, 2007. – 108 с. 5. Гученко М. І., Позняк С. В., Конох І. С. Метод прогнозування RTT-затримок різнорідного трафіка в реальному часі // *Проблеми інформатизації та управління*. – 2006. – №2(17). – С. 38–43. 6. Клейнок Л. Вычислительные сети с очередями / Пер. с англ. – М.: Мир, 1979. 7. Алиев Р.Т. Методы управления трафиком в мультисервисных сетях // *Научно-технический вестник СПбГИТМО (ТУ)*. – 2002. – Вып.6. – С.10–13.