

УДК 681.324 (043.3)

О.В. Воробйов

Харківський університет Повітряних Сил ім. І. Кожедуба, Харків

## МЕТОД ПЕРЕРОЗПОДІЛУ ОБЧИСЛЮВАЛЬНОГО РЕСУРСУ КРИТИЧНОЇ ДІЛЯНКИ МЕРЕЖІ ПЕРЕДАЧІ ДАНИХ АСУ

*Запропонований метод перерозподілу обчислювального ресурсу, завдяки якому здійснюється мінімізація часу передачі пакетів даних на критичній ділянці МПД АСУ за рахунок перерозподілу обчислювального ресурсу критичної ділянки мережі в умовах обмеженої пропускної спроможності його елементів на основі врахування властивостей самоподібності інформаційних потоків на вході критичної ділянки та емпіричної умовної ймовірності зміни їхньої інтенсивності.*

*оперативність обміну інформацією, мережа передачі даних, самоподібний телекомунікаційний трафік, обчислювальний ресурс, масштабна інваріантність, довготривала кореляційна залежність, прогнозування, перерозподіл обчислювального ресурсу*

### Вступ

Вивчення структури й озброєння армій європейських держав, досвід локальних війн та сучасні тенденції розвитку оперативного мистецтва дають можливість вважати, що однією з задач нападаючої сторони буде превентивне виведення з ладу серверних центрів та каналів зв'язку мереж передачі даних (МПД) автоматизованих систем управління (АСУ). Це може призвести до втрати каналів зв'язку та утворення критичних ділянок МПД, пропускна спроможність яких буде визначати пропускну спроможність всіх маршрутів, що проходять через ці ділянки. Отже, для кожного віртуального каналу, який проходить через критичну ділянку, буде зменшуватися розмір обчислювального ресурсу, що виділяється. Це призведе до переважань, затримок пакетів даних в черзі на обслуговування або до відкидання пакетів за відсутності вільної буферної пам'яті на вході критичної ділянки МПД.

Теоретичні та експериментальні дослідження інформаційних потоків сучасних МПД з комутацією пакетів, які проводяться останнім часом, показують, що для процесів передачі даних характерними є виявлені на практиці властивості самоподібності або масштабної інваріантності статистичних характеристик [8 – 13].

Наукова суперечність полягає в тому, що існуючі методи розподілу обчислювального ресурсу не враховують властивостей самоподібного телекомунікаційного трафіка МПД АСУ.

Зменшення часу передачі можливе за рахунок раціонального використання обчислювального ресурсу на основі його перерозподілу між інформаційними потоками на вході критичної ділянки МПД АСУ відповідно до прогнозованих значень змін їх інтенсивності. Це дозволить мінімізувати час передачі пакету даних на критичній ділянці.

Таким чином, актуальною науковою задачею є мінімізація часу передачі пакетів даних на критичній ділянці МПД АСУ за рахунок перерозподілу обчислювального ресурсу критичної ділянки мережі в умовах обмеженої пропускної спроможності його елементів на основі врахування властивостей самоподібності інформаційних потоків на вході критичної ділянки та емпіричної умовної ймовірності зміни їхньої інтенсивності.

Побудова коректних моделей методів перерозподілу обчислювального ресурсу вимагає використання тих моделей, які можуть точно описувати статистичні характеристики реального трафіка. Якщо моделі некоректно відображають реальну картину, то їхнє використання може призводити до переоцінки або недооцінки ефективності цих методів, як це відбувається в сучасних МПД у разі вияву властивостей самоподібності мережного трафіка. Для вирішення задач підвищення ефективності функціонування МПД, а, зокрема, для підвищення оперативності інформаційного обміну за рахунок мінімізації часу передачі пакету даних, необхідно вирішити задачу прогнозування поведінки трафіка на основі моделі його поведінки в мережі.

### 1. Моделювання самоподібного трафіка на вході критичної ділянки мережі

В роботах [1 – 3, 7] досліджено характерні особливості телекомунікаційного трафіка критичної ділянки МПД АСУ. На основі порівняльної оцінки існуючих методів моделювання проведено класифікацію моделей самоподібних процесів та визначено множину основних параметрів трафікових процесів.

Було вдосконалено розширену ON/OFF-модель трафіка для критичної ділянки МПД за рахунок врахування ієрархічної структури ON-періодів активності об'єднаного трафіка  $N$  джерел [10].

Задамо для  $j$ -го джерела ( $j = \overline{1, N}$ ) розбиття  $n_j^{(on)}$  ON-періодів (рис. 1):

$$\Omega_j^{(on)} = \left\{ t_{j,i}^{(0)}, \Delta t_{j,i}, i = \overline{1, n_j^{(on)}} \right\}, \quad (1)$$

де  $j$  – індекс джерела;  $i$  – інтервал активності  $j$ -го

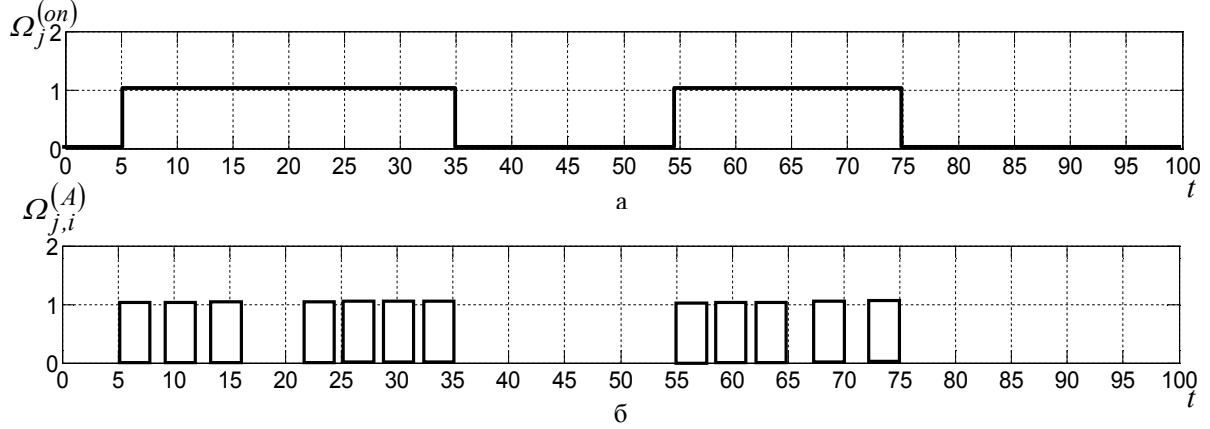


Рис. 1. Ієрархічна структура ON/OFF-модель трафіка критичної ділянки МПД:

а – ON-інтервали активності  $j$ -го джерела; б – інтервали передачі груп пакетів в  $i$ -х інтервалах активності

Задамо розбиття активності цього ж джерела в  $i$ -му ON-інтервалі (рис. 1, б):

$$\Omega_{j,i}^{(A)} = \left\{ t_{j,i,k}^{(0)}, \delta t_{j,i,k}, i = \overline{1, n_{j,i}^{(A)}} \right\}, \quad (2)$$

де  $k$  – інтервал передачі групи пакетів в  $i$ -й інтервал активності;  $n_{j,i}^{(A)}$  – кількість груп пакетів, що передані в  $i$ -й ON-інтервал  $j$ -м джерелом з початковим часом  $t_{j,i,k}^{(0)}$  та тривалістю передачі  $\delta t_{j,i,k}$ .

Тоді ієрархічну модель трафіка  $j$ -го джерела можна задати як

$$C_{j,i,k}(t) = \sum_{l=0}^{l_{j,i,k}} \left( \left( A_j \cdot (1 - \alpha_{j,i}) + \frac{2\alpha_{j,i} \cdot A_j}{T_T} \cdot \left( t - l \left( t_{j,i,k}^{(0)} + \frac{2\alpha_{j,i} \cdot A_j}{\gamma_{j,i,k}} + T_T \right) \right) \right) \times \right. \\ \times \left( \text{Hv} \left( \left( t_{j,i,k}^{(0)} + \frac{2\alpha_{j,i} \cdot A_j}{\gamma_{j,i,k}} + T_T \right) \cdot l + \frac{2\alpha_{j,i} \cdot A_j}{\gamma_{j,i,k}} \right) - \text{Hv} \left( \left( t_{j,i,k}^{(0)} + \frac{2\alpha_{j,i} \cdot A_j}{\gamma_{j,i,k}} + T_T \right) \cdot l + \frac{2\alpha_{j,i} \cdot A_j}{\gamma_{j,i,k}} + T_T \right) \right) + \\ \left. + \left( (t - t_{j,i,k}^{(0)}) \cdot \gamma_{j,i} + A_j \cdot (1 - \alpha_{j,i}) - l \cdot \left( t_{j,i,k}^{(0)} + \frac{2\alpha_{j,i} \cdot A_j}{\gamma_{j,i,k}} + T_T \right) \right) \times \right. \\ \left. \left( \text{Hv} \left( \left( t_{j,i,k}^{(0)} + \frac{2\alpha_{j,i} \cdot A_j}{\gamma_{j,i,k}} + T_T \right) \cdot l \right) - \text{Hv} \left( \left( t_{j,i,k}^{(0)} + \frac{2\alpha_{j,i} \cdot A_j}{\gamma_{j,i,k}} + T_T \right) \cdot l + \frac{2\alpha_{j,i} \cdot A_j}{\gamma_{j,i,k}} \right) \right) \right), \quad (4)$$

де  $t_{j,i,k}^{(0)}$  – початок процесу;  $\gamma_{j,i,k}$  – коефіцієнт зміни швидкості;  $l_{j,i,k}$  – кількість інтервалів зростання швидкості передачі при передачі  $j$ -м джерелом на  $i$ -му інтервалі активності в межах

$$\left[ t_{j,i,k}^{(0)}, t_{j,i,k}^{(0)} + \delta t_{j,i,k} \right];$$

джерела (ON-період);  $t_{j,i}^{(0)}$  – початок  $i$ -го ON-інтервалу довжиною  $\Delta t_{j,i}$ . На рис. 1, а зображене розбиття на інтервали активності  $j$ -го джерела трафіка, яке характеризує послідовність ON/OFF-періодів моделі самоподібного трафіка на вході критичної ділянки мережі передачі даних АСУ.

$$G_j(\Omega_j^{(on)}, \Omega_{j,i}^{(A)}) = G_{ON}(\Omega_j^{(on)}) \cdot G_A(\Omega_{j,i}^{(A)}). \quad (3)$$

Враховуючи, що функція Хевісайда має властивість  $[\text{Hv}(t) - \text{Hv}(t + \Delta t)] \cdot [\text{Hv}(t) - \text{Hv}(t + \delta t)] = \text{Hv}(t) - \text{Hv}(t + \delta t)$  для випадку  $\delta t < \Delta t$ , а також те, що  $T_T \ll \delta t < \Delta t$  ( $T_T$  – час такту оберту пакету даних), зміну швидкості передачі, обумовлену управлінням, засновану на зворотному зв'язку між одержувачем та джерелом в межах заданого розбиття  $\Omega_{j,i,k}^{(A)}$  (рис. 2) можна описати наступним виразом:

$A_j$  – доступна швидкість передачі для  $j$ -го джерела;  $\alpha_{j,i}$  – коефіцієнт, враховуючий варіації зміни швидкості передачі.

Удосконалена розширена ON/OFF-модель трафіка окремого  $j$ -го джерела на  $i$ -му інтервалі активності, яка враховує і ієрархічну структуру ON-періодів активності джерел трафіка і варіації швид-

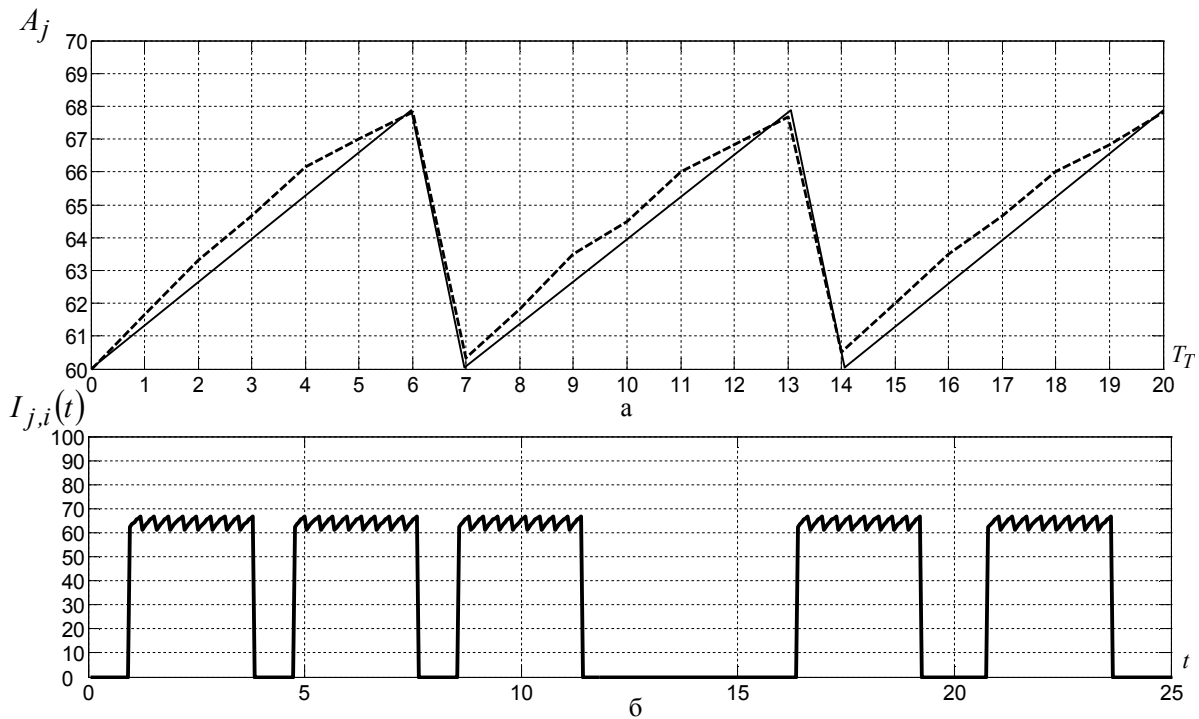


Рис. 2. Графіки: а – зміни швидкості передачі і апроксимуюча крива; б – групи передачі пакетів в періоди активності з урахуванням зміни швидкості передачі

кості передачі, обумовлені управлінням, заснованим на зворотному зв'язку між одержувачем та джерелом, в межах інтервалу  $[t_{j,i}^{(0)}, t_{j,i}^{(0)} + \Delta t_{j,i}]$ , має наступний вигляд:

$$I_{j,i}(t) = \sum_{k=0}^{n_{j,i}^{(A)}} C_{j,i,k}(t). \quad (5)$$

Тоді можна написати вираз для удосконаленої розширеної ON/OFF-моделі об'єднаного трафіка для критичної ділянки МПД, в якому враховується і ієрархічна структура ON – періодів активності джерел трафіка і варіації швидкості передачі обумовлені управлінням, заснованим на зворотному зв'язку між одержувачем та джерелом:

$$I(t) = \sum_{j=0}^N \sum_{i=0}^{n_j^{(on)}} I_{j,i}(t), \quad (6)$$

де  $N$  – кількість джерел об'єднаного трафіка на

вході критичної ділянки МПД АСУ;  $I(t)$  – інтенсивність об'єднаного трафіка вході критичної ділянки МПД АСУ з наступними обмеженнями:

$$T_T \cdot I_{j,i,k} < \delta t_{j,i,k}; \quad I(t) \leq I_{max};$$

$$\sum_{k=0}^{n_{j,i}^{(A)}} \delta t_{j,i,k} \leq \Delta t_{j,i}; \quad \alpha_{j,i} \ll 1; \quad \sum_{i=0}^{n_j^{(on)}} \Delta t_{j,i} \leq T_j,$$

де  $T_j$  – час, потрібний для передачі інформації від  $j$ -го джерела на критичній ділянці;  $I_{max}$  – максимально допустима швидкість передачі на критичній ділянці [15].

На основі отриманих виразів була побудована схема імітаційного моделювання в середовищі «Матлаб 7.1». Отримані трафікові процеси відповідають теоретичним даним та адекватно відображають статистичні характеристики самоподібних процесів (рис. 3).

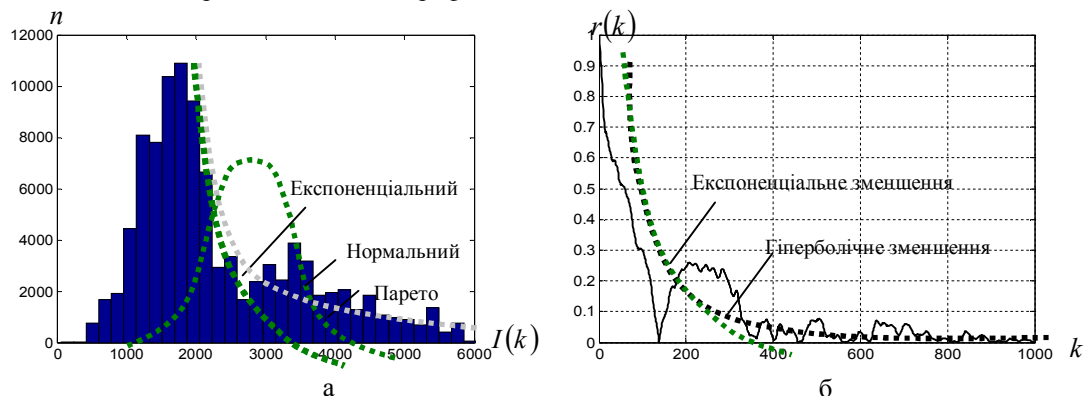


Рис. 3. Графіки статистичних характеристик отриманої моделі: а – гістограма; б – автокореляційна функція

Критерієм наявності властивостей самоподібності в реальному телекомунікаційному трафіку в запропонованому методі прийнято значення показника Херста  $H$  [5]. На основі аналізу АКФ та зміни дисперсії в було встановлено, що параметр Херста для запропонованої моделі приймає значення  $H \approx 0,85$ , що кількісно узгоджується з результатами теоретичних та експериментальних досліджень, отриманих іншими авторами. Було встановлено, що основними властивостями вхідного трафікового процесу є масштабна інваріантність, довготривала залежність АКФ та розподіл з «важким хвостом».

Показано, що запропонована модель самоподібного трафіка, на відміну від існуючих аналогів, в середньому на 20% (за методом найменших квадратів) ближче до статистичних характеристик реального трафіка на вході критичної ділянки МПД АСУ.

Це дозволяє визначити основні параметри трафікового процесу та перейти до розгляду методу перерозподілу обчислювального ресурсу критичної ділянки мережі передачі даних в умовах обмеженої пропускної спроможності.

## 2. Спосіб пропорційного розподілу обчислювального ресурсу між потоками службового та інформаційного трафіка

На основі проведеного моделювання трафікового процесу та його основних параметрів для підвищення оперативності обміну інформацією в умовах обмеженої пропускної спроможності критичних ділянок МПД АСУ найбільш раціонально використовувати методи, які ґрунтуються на врахуванні властивостей самоподібного трафіка, що дає можливість прогнозування його поведінки.

Запропоновано подальший розвиток способу динамічної зміни швидкості передачі вхідних інформаційних потоків на критичній ділянці на основі прогнозування його інтенсивності. Відмінністю цьо-

го способу є те, що пропонується зміна швидкості передачі об'єднаних потоків даних і службової інформації з метою забезпечення пропорційного перерозподілу між ними обчислювального ресурсу критичної ділянки. Необхідність такого перерозподілу обумовлена тим, що в ході бойових дій вивід зі строю компонентів МПД АСУ призводить до значного росту обсягу службової інформації (службова інформація – інформація, спрямована на забезпечення функціонування мережі в умовах швидкої зміни її структури), що може призвести до ситуації коли службова інформація маючи високий пріоритет буде використовувати значну частину обчислювального ресурсу [16 – 17]. В такому випадку оперативність обміну даними в МПД АСУ не буде відповідати заданим вимогам. Розглянемо критичну ділянку, де  $R_{кд}$  – пропускна спроможність критичної ділянки,  $R_{сл}$  – обчислювальний ресурс критичної ділянки, наданий трафіку службової інформації, обчислювальний ресурс критичної ділянки, наданий об'єднаному трафіку даних;  $(R_{д}^{(0)}, R_{сл}^{(0)})$  – початковий (у момент часу  $t_0$ ) реальний розподіл обчислювального ресурсу критичної ділянки за умовою  $R_{д}^{(0)} + R_{сл}^{(0)} < R_{кд}$  (рис. 3). Пошук оптимальної робочої точки розподілу обчислювального ресурсу критичної ділянки для потоків даних є різницею  $R_{д}^{(0)} = R_{кд} - R_{сл}^{(0)}$  і знаходиться для кожного віртуального з'єднання виконанням ітерацій, що включають послідовність зміни фаз адитивного збільшення швидкості передачі та мультиплікативного зменшення при втраті пакету даних. Таким чином, недоліком такого способу є втрата пакетів даних, крім того, враховуючи, що потоки службової інформації і потоки даних мають самоподібну структуру, знаходження оптимальної точки може стати нескінченним процесом, протягом якого постійно втрачаються пакети даних (рис. 4, а).

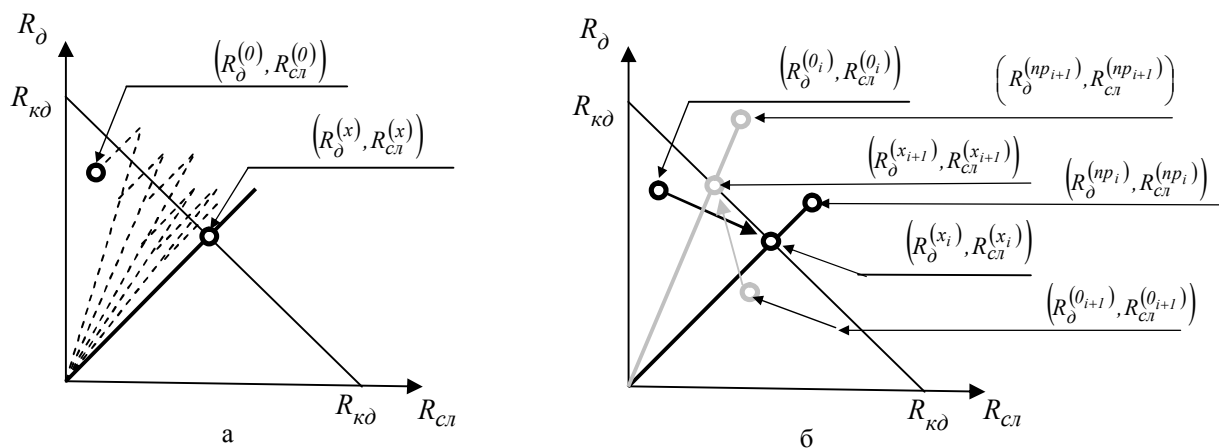


Рис. 4. Знаходження оптимальної робочої точки для віртуального каналу критичної ділянки мережі

Запропонований спосіб передбачає знаходження оптимальної робочої точки на основі прогнозування значень інтенсивності об'єднаних потоків даних на вході критичної ділянки. Для цього на основі аналізу статистичних характеристик вхідні потоки перевіряються на наявність властивостей самоподібності. Для цього розраховується значення параметру Херста. Для вхідного потоку  $\lambda^{(m)}(\tau)$  агрегованого по  $m_1$  та  $m_2$  розраховується як

$$\sigma^2[\lambda^{(m)}] \sim m^{-\beta}.$$

Розраховані значення апроксимуються прямою (a,b) і знаходиться

$$H = \frac{2-\beta}{2} = 1 - \frac{\beta}{2}, \quad (7)$$

де

$$\beta = \frac{a}{b},$$

$$b = \log(m_k),$$

$$a = \log(\sigma^2(\log(m_1))) - \log(\sigma^2(\log(m_k))).$$

Якщо значення показника Херста  $0,75 \leq H < 1$ , проводиться прогнозування трафіка, інакше застосовується стандартний метод.

Запропонований **спосіб прогнозування зміни інтенсивності трафіка** на вході критичної ділянки МПД на основі розрахунку умовної ймовірності квантованих значень інтенсивності.

Нехай  $w\{L_2 | L_1 = \ell\}$  для  $\ell \in [1,10]$  щільності умовних ймовірностей для деяких інтервалів часу  $T_1, T_2$ . Щоб оцінити  $w\{L_2 | L_1 = \ell\}$  з ряду інтенсивності  $\lambda_j^i$ , для кількості рівнів квантування  $h = 10$  значення максимальної інтенсивності ділянки, що тестується,  $\tau$  квантується на 10 порогів прогнозування. При цьому  $\lambda_j^i$  сегментується на  $N$  інтервалів, що не перекриваються тривалістю  $T_1 + T_2$ . Для кожного інтервалу  $j \in [1, N]$  розраховуємо сукупну послідовність  $L_1, L_2$  на підінтервалах тривалістю  $T_1, T_2$ . Оцінюємо умовні ймовірності  $w\{L_2 | L_1 = 1\}$ , ...,  $w\{L_2 | L_1 = 10\}$  та отримуємо матрицю умовних ймовірностей переходів значень інтенсивності

$$\begin{vmatrix} w_{11} & \dots & w_{110} \\ \dots & & \\ w_{101} & \dots & w_{1010} \end{vmatrix}$$

в кожному з інтервалів, що характеризують поріг прогнозування. Відповідно до результатів оцінки  $w\{L_2 | L_1 = l\}$  прогноуються значення інтенсивності  $\lambda_j^i$  інформаційного потоку на вході критичної ділянки [5, 6].

Після проведення прогнозування з'єднання визначає прогнозоване співвідношення службового трафіка і трафіка даних  $(R_d^{(прі)}, R_{сл}^{(прі)})$  (рис. 4, б), причому, зважаючи на те, що самоподібні процеси мають дуже змінну структуру, перерозподіл співвідношення необхідно проводити постійно, в залежності від прогнозованих значень інтенсивності і пропорційно до попереднього співвідношення. Враховуючи значення  $R_{кд}$ , необхідно знайти оптимальну робочу точку  $(R_d^{(x_i)}, R_{сл}^{(x_i)})$ . Координати цієї точки знаходимо з виразів:

$$R_d^{(x_i)} = \frac{R_{кд}}{R_d^{(прі)} + R_{сл}^{(прі)}} \cdot R_d^{(прі)};$$

$$R_{сл}^{(x_i)} = \frac{R_{кд}}{R_d^{(прі)} + R_{сл}^{(прі)}} \cdot R_{сл}^{(прі)},$$

де  $R_d^{(прі)}$  – прогнозоване значення інтенсивності трафіка даних на  $i$ -му інтервалі;  $R_{сл}^{(прі)}$  – прогнозоване значення інтенсивності службового трафіка на  $i$ -му інтервалі;  $(R_d^{(x_i)}, R_{сл}^{(x_i)})$  – реальні координати оптимальної робочої точки  $i$ -му інтервалі.

Якщо початкова робоча точка має координати  $(R_d^{(0)}, R_{сл}^{(0)})$ , необхідно знайти вектор  $\varpi_i$  переміщення від початкової точки  $(R_d^{(0)}, R_{сл}^{(0)})$  до  $(R_d^{(x_i)}, R_{сл}^{(x_i)})$ , якій розраховується за допомогою виразу:

$$\begin{aligned} \varpi_i = & R_d^{(0_i)} + \\ & + \frac{R_{кд} \cdot R_d^{(прі)} - R_d^{(0_i)} (R_d^{(прі)} + R_{сл}^{(прі)})}{R_{кд} \cdot R_{сл}^{(прі)} - R_{сл}^{(0_i)} (R_d^{(прі)} + R_{сл}^{(прі)})} \times \\ & \times (R_{сл}^{(прі)} - R_{сл}^{(0_i)}). \end{aligned} \quad (8)$$

Таким чином, повторюються розрахунки для наступного кроку  $i+1$ . Отже, пошагова зміна співвідношення наданих для службових потоків і потоків даних ілюструється на рис. 5.

За рахунок заміни пріоритетним розподілом обчислювального ресурсу його пропорційним розподілом, збільшення обсягів службових потоків даних на критичній ділянці обмежується по швидкості передачі, що дає можливість мінімізації втрат пакетів, отримання оптимального розподілу обчислювального ресурсу між всіма існуючими з'єднаннями та стабільності функціонування алгоритму управління перевантаженнями та дозволяє перейти до розробки методу перерозподілу обчислювального ресурсу для підвищення оперативності обміну інформацією на критичній ділянці МПД АСУ [11].

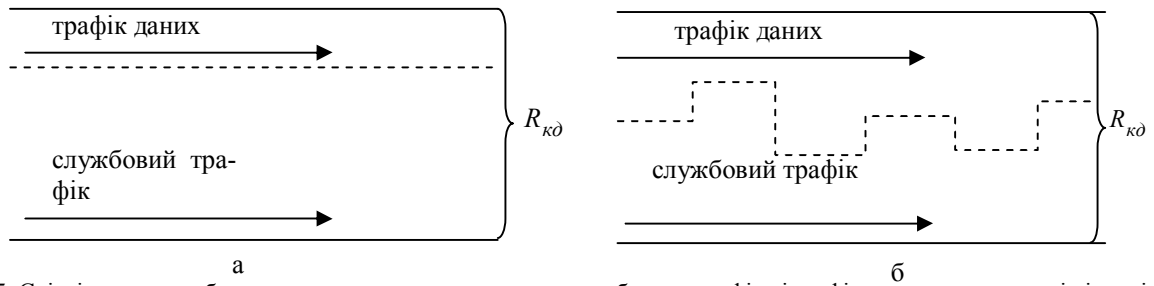


Рис. 5. Співвідношення обчислювального ресурсу наданого службовому трафіку і трафіку даних на критичній ділянці МПД АСУ: а – при збереженні пріоритетності; б – при пропорційному співвідношенні

### 3. Метод перерозподілу обчислювального ресурсу критичної ділянки мережі

Запропоновано метод перерозподілу обчислювального ресурсу для критичної ділянки МПД АСУ. Суть методу – мінімізація часу передачі пакету даних на критичній ділянці МПД АСУ за рахунок більш раціонального використання обчислювального ресурсу при виявленні властивостей самоподібності трафіка на основі прогнозування його поведінки. Інакше ця задача може бути сформульована як задача збільшення коефіцієнта використання ресурсів, що виділяються, з економією загальної пропускної спроможності на критичній ділянці, розв'язання якої мінімізує цільову функцію при заданих обмеженнях.

Враховуючи можливість перерозподілу обчислювального ресурсу на основі прогнозу інтенсивності потоку  $\lambda_{\text{прог}}$  на вході критичної ділянки ( $\lambda_{\text{прог}}$  – прогнозоване значення інтенсивності), розглянута така характеристика, як  $R_{\text{дод}}$  – додаткова пропускна спроможність, яка отримана на інтервалі часу  $\tau \ll t$ .  $\tau$  – інтервал часу, на якому прогнозується значення інтенсивності  $\lambda_{\text{прог}}$ , та відповідно до якого пропускна спроможність перерозподіляється на ньому так, що виконується умова

$$\min(R_{\text{прог}}(\tau)) \rightarrow \max(\lambda_{\text{прог}}(\tau)), \quad (9)$$

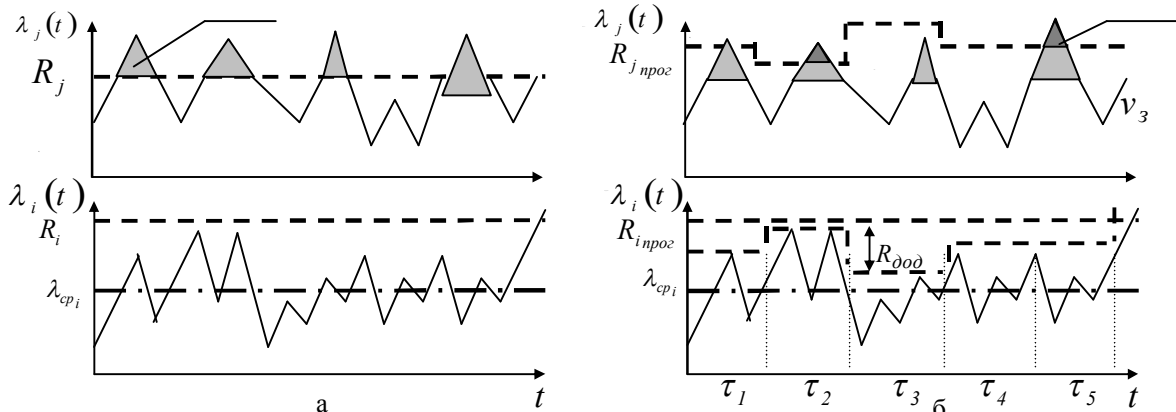


Рис. 6. Графіки, що ілюструють принцип перерозподілу обчислювального ресурсу МПД АСУ: а – статично задані значення  $R_i, R_j$ ; б – перерозподіл обчислювального ресурсу з отриманням  $R_{\text{дод}}$ , за рахунок чого зменшується обсяг втраченої або затриманої інформації  $v_3$

де  $R_{\text{прог}}$  – обчислювальний ресурс (пропускна спроможність), перерозподілений для інформаційного потоку з інтенсивністю  $\lambda_{\text{прог}}$ .

Виходячи з (9), визначено умову, необхідну при перерозподілі обчислювального ресурсу з урахуванням прогнозування значення інтенсивності інформаційного потоку (трафіка) на вході критичної ділянки МПД АСУ:

$$\Delta\lambda_{\text{ку}} = \sum_{i=1}^{N_{\text{вк}}} \left( (R_{\text{вид}}^{(i)} + R_{\text{дод}}^{(i)}) - \lambda_{\text{прог}}^{(i)} \right) \rightarrow 0, \quad (10)$$

де  $R_{\text{вид}}^{(i)}$  – виділена пропускна спроможність (ПС) для  $i$ -го віртуального каналу МПД, який проходить через критичну ділянку ( $i = \overline{1, N}$ );  $R_{\text{дод}}^{(i)}$  – додаткова пропускна спроможність для  $i$ -го віртуального каналу МПД, який проходить через критичну ділянку;  $\lambda_{\text{прог}}^{(i)}$  – прогнозована інтенсивність для  $i$ -го віртуального каналу МПД, який проходить через критичну ділянку.

Інформаційні потоки, що мають інтенсивності  $\lambda_i$  та  $\lambda_j$ , надходять на вхід критичної ділянки (рис. 6), причому інформаційний потік з інтенсивністю  $\lambda_i$  має найвищий пріоритет. Пропускна спроможність  $R_i$  для нього відповідає максимальному значенню  $\lambda_i$ .

Інформаційному потоку з інтенсивністю  $\lambda_j$  надається обчислювальний ресурс  $R_j$ , тобто виконується умова  $R_{\text{кд}} = R_i + R_j$ . При цьому  $\lambda_{j_{\text{max}}} > R_j$ , чим обумовлено втрату пакетів даних або їх затримку  $v_3$  (рис. 4, а).

На рис. 6, б ілюструється перерозподіл обчислювального ресурсу. Завдяки пульсуючій структурі трафіка маємо можливість виділення для інформаційного потоку з інтенсивністю  $\lambda_j$  додаткового обчислювального ресурсу:

$$R_{\text{дод}} = R_i - R_{\text{прог}} \quad (11)$$

Таким чином, при тому, що загальний обчислювальний ресурс  $R_{\text{кд}}$  залишається незмінним, пропускна спроможність критичної ділянки МПД АСУ збільшується. Отриману додаткову пропускну спроможність  $R_{\text{дод}}$  можливо використовувати або для збільшення швидкості передачі інформаційного потоку з інтенсивністю  $\lambda_j$ , або для створення нового віртуального з'єднання на критичній ділянці мережі, або для передачі службової інформації, обсяг якої збільшується при зміні структури МПД АСУ, а сумарна інтенсивність може бути в 3 – 4 рази більше, ніж сумарна інтенсивність потоків даних. Тоді, якщо  $R_{\text{дод}}$  – значення додаткової ПС, наданої для потоку з інтенсивністю  $\lambda_j$  час передачі пакета даних на критичній ділянці МПД АСУ розраховується за допомогою виразу:

$$T_{j_{\text{кд}}} = t_{j_{\text{к}}} + \frac{V_{j_{\text{р}}}}{(R_j + R_{\text{дод}}) \cdot (1 - k_{\text{зс}})} \cdot (n_{j_{\text{о}}} + 1) \quad (12)$$

Аналіз чинників зниження оперативності обміну інформацією в якості показника ефективності задачі підвищення оперативності обміну інформацією в МПД АСУ дозволяє вибрати цільову функцію мінімізації часу передачі пакету даних на критичній ділянці, що визначається виразом

$$\sum_{i=1}^{N_{\text{БК}}} T_{\text{кд}}^{(i)} \cdot \Omega \rightarrow \min, \quad (13)$$

де  $\Omega$  – множина варіантів перерозподілу обчислювального ресурсу на критичній ділянці між віртуальними каналами.

Або, з урахуванням (10), для визначення часу передачі пакету на критичній ділянці цільова функція буде мати вигляд:

$$\sum_{i=1}^{N_{\text{БК}}} \left( t_{\text{к}}^{(i)} + \frac{1}{1 - k_{\text{зс}}} \cdot \frac{V_{j_{\text{р}}}}{R_{\text{вид}}^{(i)} + R_{\text{дод}}^{(i)}} \cdot (n_{\text{о}}^{(i)} + 1) \right) \rightarrow \min \quad (14)$$

При цьому необхідно враховувати наступні обмеження:

$$\Delta \lambda_{\text{кв}} = \sum_{i=1}^{N_{\text{БК}}} \left( (R_{\text{вид}}^{(i)} + R_{\text{дод}}^{(i)}) - \lambda_{\text{прог}}^{(i)} \right) \cdot \Omega \rightarrow 0;$$

$$\sum_{i=1}^{N_{\text{БК}}} (R_{\text{вид.}\Omega}^{(i)} + R_{\text{дод.}\Omega}^{(i)}) \leq k_{\text{зс}} \cdot R_{\text{кв}}; \quad \sum_{i=1}^{N_{\text{БК}}} \lambda_{\text{вх}}^{(i)} \gg R_{\text{кв}},$$

де  $\lambda_{\text{вх}}^{(i)}$  – інтенсивність інформаційного потоку  $i$ -го віртуального каналу.

Таким чином, розроблено метод перерозподілу обчислювального ресурсу для підвищення оперативності обміну інформацією в МПД АСУ, який дозволяє мінімізувати час передачі пакета даних для цієї ділянки [16].

#### 4. Результати експериментальних досліджень

Проведено експериментальні дослідження реального телекомунікаційного трафіка, розробленої моделі трафіка на вході критичної ділянки МПД АСУ, імітаційної моделі прогнозування трафіка, управління інтенсивністю та розподілом виділених пропускних спроможностей на критичній ділянці МПД в умовах обмеженої пропускної спроможності [14].

Результати проведеного порівняльного аналізу статистичних характеристик реального трафіка та трафікового процесу, отриманого за допомогою вдосконаленої моделі показали, що запропонована модель адекватно відображає характер реального трафіка.

На рис. 7 представлені результати апроксимації досліджуваного реального трафіка розподілом Парето ( $\alpha = 1,1; k = 20$ ).

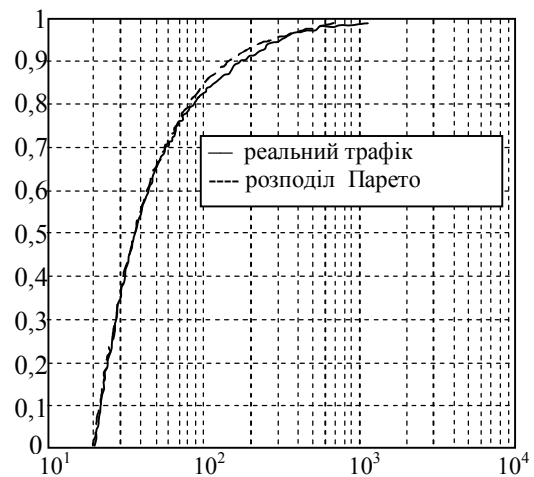


Рис. 7. Результат апроксимації реального трафіка розподілом Парето

В результаті експериментального дослідження реального телекомунікаційного трафіка встановлено, що він має властивості самоподібності. Показник Херста, отриманий різними способами, знаходиться в межах  $H = 0,82 \div 0,84$ .

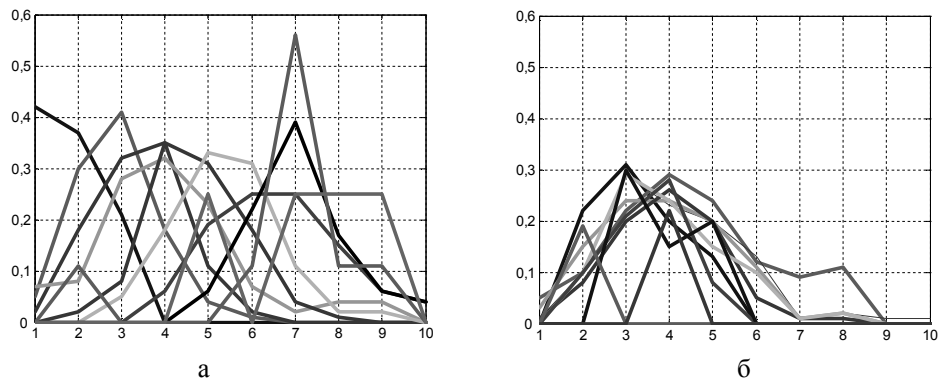


Рис. 8. Графіки щільності розподілу ймовірності переходів: а – реального трафіка; б – тестового процесу

Тобто досліджуваний трафік має довготривалу залежність АКФ та існує можливість скласти прогноз поведінки реального трафіка на наступні часові інтервали.

На рис. 8 представлені графіки щільності розподілу ймовірності переходів значень інтенсивності із стану з рівнем квантування  $L_1 = 1$  до  $L_1 = 10$  для реального трафіка тестового процесу.

Встановлено, що для значення показника Херста  $H = 0,82 \div 0,95$  з ймовірністю  $0,7 - 0,85$  можна передбачити характер поведінки трафіка, який має властивості самоподібності, на вході критичної ділянки МПД АСУ по значенню рівня квантування в попередній період часу, а при значенні  $H = 0,97$  ймовірність прогнозів поведінки трафіка зростає до  $0,85 - 0,95$ . Оскільки тестовий процес характеризується показником Херста  $H = 0,5 \div 0,55$ , то графіки щільності умовної ймовірності рівномірно розподі-

лені по всіх рівнях квантування і прогнозування такого трафіка неможливе.

Таким чином доведено, що прогнозування можливе саме для самоподібного трафіка і не має сенсу при традиційній Пуассонівській моделі телекомунікаційного трафіка (рис. 9).

Як видно з результатів дослідження, застосування розробленого методу перерозподілу обчислювального ресурсу критичної ділянки МПД АСУ приблизно в 1,3 рази мінімізує час передачі пакету даних на критичній ділянці з обмеженою пропускною спроможністю та на 29% знижує кількість втрачених пакетів даних. Під втраченими пакетами маляся на увазі та частина інтенсивності, яка перевершувала значення прогнозованої або заданою статично пропускної спроможності за умови, що сумарна інтенсивність потоків віртуальних каналів, які проходять через критичну ділянку значно перевищує її пропускну спроможність.

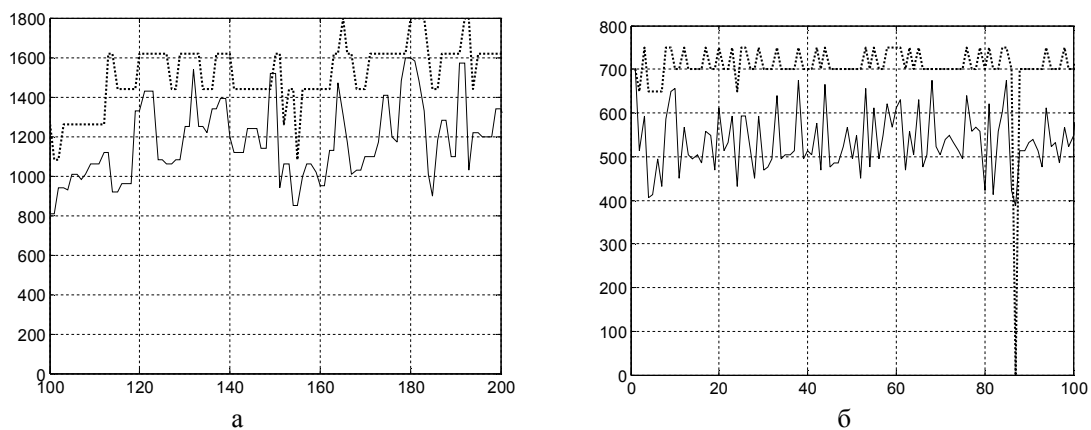


Рис. 9. Результати прогнозування: а – само подібний процес; б – пуассонівський процес; 1 – реальний трафік; б – результат прогнозування

### Висновки

В статті розглянуті питання, присвячені рішення наукової задачі – мінімізації часу передачі пакетів даних на критичній ділянці МПД АСУ за рахунок перерозподілу обчислювального ресурсу критичної ділянки МПД АСУ в умовах обмеженої пропускної спроможності її елементів на основі враху-

вання властивостей самоподібності вхідних інформаційних потоків та емпіричної умовної ймовірності зміни їхньої інтенсивності.

На підставі проведених досліджень зроблені наступні висновки.

1) проведене дослідження характеристик трафіка на вході критичної ділянки МПД АСУ та існу-



ючих методів розподілу обчислювального ресурсу; зроблено висновок, що існуючі методи розподілу обчислювального ресурсу не враховують властивостей самоподібного трафіка; в умовах швидкої зміни структури МПД АСУ вони не завжди здатні забезпечити заданий час передачі даних і тому, для підвищення оперативності обміну інформацією в МПД АСУ, потрібна розробка нового методу розподілу обчислювального ресурсу з урахуванням властивостей самоподібного трафіка;

2) вдосконалено моделі вхідного трафіка критичної ділянки МПД АСУ, що має властивості самоподібності та враховує управління швидкістю передачі, яке ґрунтується на зворотному зв'язку між одержувачем та джерелом, а також ієрархічну структуру ON/OFF періодів, яка на відміну від аналогів точніше відображає статистичні характеристики реального трафіка на вході критичної ділянки МПД АСУ та дозволяє визначити основні параметри трафікового процесу;

3) досліджені параметри самоподібного трафікового процесу та визначення особливостей перерозподілу обчислювального ресурсу, обґрунтовано, що найкомпактнішим параметром для застосування у розробленому методі, який визначає самоподібність трафікового процесу, є значення показника Херста в межах від 0,75 до 1, що дозволяє перейти до розгляду методу перерозподілу обчислювального ресурсу критичної ділянки мережі передачі даних в умовах обмеженої пропускної спроможності;

4) запропоновано спосіб пропорційного розподілу обчислювального ресурсу КД МПД АСУ за рахунок вдосконалення управління швидкістю передачі інформаційних потоків, що поступають на вхід КД МПД АСУ, на основі прогнозування їхньої інтенсивності; це дозволяє зменшити кількість втрачених пакетів даних на критичній ділянці;

5) розроблено метод перерозподілу обчислювального ресурсу для критичної ділянки МПД АСУ, який враховує властивість самоподібності вхідних інформаційних потоків та щільність розподілу ймовірностей зміни їхньої інтенсивності, обумовлену довготривалою кореляційною залежністю та дозволяє мінімізувати час передачі пакету даних на КД з обмеженою пропускною спроможністю;

6) показано, що вигравш при застосуванні розробленого методу при теоретичних розрахунках складає 25%, а при проведенні імітаційного моделювання 29% з точки зору мінімізації часу передачі пакету даних на критичній ділянці МПД АСУ;

**Напрямок подальших досліджень** є узагальнення оцінки статистичних характеристик реального трафіка, тестових процесів та результатів застосування розробленого методу перерозподілу обчислювального ресурсу з метою оцінки рівня вірогідності та адекватності пропонуємої моделі.

## Список літератури

1. Вороб'єв О.В., Марченко В.П. Критеріальний аналіз в операційних задачах управління // *Моделювання та інформаційні технології: Збірник наукових праць*. – К.: ІПМЕ, 2003. – Вип. 22. – С. 118-120.
2. Вороб'єв О.В., Кучук Г.А., Можжаєв О.О. Метод агрегування фрактального трафіка // *Радіоелектронні і комп'ютерні системи*. – 2006. – № 6 (18). – С. 181-188.
3. Вороб'єв О.В., Кучук Г.А., Можжаєв О.О. Аналіз та моделі самоподібного трафіка // *Авиационно-космическая техника и технология*. – 2006. – Вип. 9 (35). – С. 173-180.
4. Вороб'єв О.В., Подорожняк А.А. Математична модель самоподібного трафіка // *Системі управління, навігації та зв'язку*. – К.: ЦНДИ НІУ, 2007. – Вип. 1. – С. 11-15.
5. Вороб'єв О.В., Можжаєв А.А., Подорожняк А.А. Нейродинамическое прогнозирование телекоммуникационного трафика средств космической связи // *Авиационно-космическая техника и технология*. – 2006. – Вип. 3(32). – С. 67-70.
6. Вороб'єв О.В., Ильина И.В., Коваленко А.А. Управление перегрузками мультисервисной телекоммуникационной сети // *Системи обробки інформації*. – Х.: ХУПС. – 2007. – Вип. 3 (61). – С. 21-23.
7. Вороб'єв О.В. Моделювання самоподібного трафіка синтезом ансамблю стохастичних квазіперіодичних джерел та ON/OFF-моделі // *Озброєння і військова техніка*. – 2006. – № 3 (7). – 97-105.
8. Вороб'єв О.В., Кучук Г.А., Болюбаи О.О. Класифікація потоків інформації, циркулюючих в інформаційно-обчислювальних мережах // *Матеріали Першої НТК Харківського університету Повітряних Сил ім. Івана Кожедуба*. – Х.: ХУПС, 2005. – С. 232.
9. Вороб'єв О.В., Кучук Г.А., Кірвас В.В. Использование данных геоинформационных систем для уменьшения объема передаваемой с БПЛА информации об изображении местности // *Матеріали Другої НТК Харківського університету Повітряних Сил ім. Івана Кожедуба*. – Х.: ХУПС, 2006. – С. 76.
10. Вороб'єв О.В., Кучук Г.А., Кірвас В.В. Аналіз фрактальних властивостей мережевих процесів за допомогою узагальненого броунівського руху // *Матеріали Третьої наукової конференції Харківського університету Повітряних Сил імені Івана Кожедуба*. – Х.: ХУПС, 2007. – С. 93.
11. Вороб'єв О.В. Прогнозування інтенсивності трафіка з динамічним розподілом пропускної спроможності // *Матеріали науково-технічного семінару «Синтез, обробка та відображення інформаційних моделей» (ІнфоСинтез)*. – Системи обробки інформації. – Х.: ХУПС, 2006. – Вип. 5 (54). – С. 216.
12. Вороб'єв О.В., Кучук Г.А., Можжаєв О.О. Забезпечення якості обслуговування в телекомунікаційних мережах з фрактальним характером трафіка // *Матеріали Міжн. НТК «Гарантостроможні (надійні та безпечні) системи, сервіси і технології*. – Полтава: ПВІЗ, 2006. – С. 20.
13. Вороб'єв О.В., Пашинев А.А., Семенов С.Г., Ильина И.В. Метод адаптивной маршрутизации в телекоммуникационных сетях для передачи видеoinформации о воздушной обстановке в режиме реального времени // *Матеріали Міжнародної НТК «Інтегровані комп'ютерні технології в машинобудуванні»*. – Х.: НАУ «ХАИ», 2006. – С. 341.

14. Воробйов О.В., Пашинев А.А., Бохан К.О. Порівняльний аналіз статистичних характеристик реального мережевого фрактального трафіка та його моделі // *Матеріали Шестой международной НТК «Проблемы информатики и моделирования»*. – Х.: НТУ «ХПИ», 2006. – С. 36.

15. Воробьев О.В., Подорожняк А.А. Математическая модель фрактального телекоммуникационного трафика // *Материалы 14-ой международной НПК «Информационные технологии: наука, техника, образование, здоровье»*. – Х.: НТУ «ХПИ», 2007. – С. 37.

16. Воробьев О.В. Оценка качества мультиплексирования в сетях систем оповещения о чрезвычайных

ситуациях // *Материалы Першої НТК «Науково-методичні основи оцінювання та управління техногенною безпекою у разі виникнення надзвичайної ситуації»*. – Х.: НДПКТІМ, 2007. – С. 37-39.

17. Кучук Г.А., Можасв О.О., Любченко Н.Ю. Середні часи і дисперсійні оцінки чекання у чергах // *Системи обробки інформації*. – Х.: ХВУ, 2004. – Вип. 12. – С. 111-117.

Надійшла до редколегії 22.03.2007

**Рецензент:** д-р техн. наук, проф. І.І. Обод, Харківський національний технічний університет «ХПІ», Харків.