

УДК 621.324

Ю.В. Стасєв¹, В.К. Медведєв², Г.А. Кучук¹¹Харківський університет Повітряних Сил ім. І. Кожедуба²Національна академія оборони України, Київ

УПРАВЛІННЯ РОЗПОДІЛОМ РЕСУРСІВ ЛАНКИ ШИРОКОСМУГОВОЇ ЦИФРОВОЇ МЕРЕЖІ ІНТЕГРАЛЬНОГО ОБСЛУГОВУВАННЯ

Пропонується двохетапний метод розрахунку пропускної здатності окремої ланки широкосмугової цифрової мережі інтегрального обслуговування, враховуючий імовірнісні характеристики ланки першого та другого порядків. На попередніх етапах проводиться розрахунок ймовірності втрати пакетів у межах ланки мережі та аналіз черг статистичного мультиплектора. Послідовне застосування методу дозволить провести оцінку ймовірності втрат для різних користувачів мережі, визначити раціональне завантаження ланок мережі з метою оптимального розподілу мережевих ресурсів.

широкосмугова цифрова мережа інтегрального обслуговування, статистичний мультиплектор, пропускна здатність, імовірнісні характеристики, ланка мережі, мережеві ресурси

Вступ

Постановка проблеми і аналіз літератури.

Проблеми інтеграції різних видів зв'язку, включаючи інформаційний, системний і мережевий аспекти, вже протягом ряду років є найактуальнішими у області телекомунікації [1]. Розширення потреб користувачів у нових видах зв'язку із високими швидкостями передачі інформації, що вимагає суттєво великих значень пропускної здатності, призвело до того, що в даний час багато мережевих операторів почали перехід до широкосмугових мультисервісних телекомунікаційних мереж, які реалізують другий рівень інтеграції і забезпечують користувачів широкосмуговими видами зв'язку: аудіо, відео, передача даних, мультимедіа тощо. Міжнародний союз електров'язку рекомендував при побудові таких мереж використовувати концепцію широкосмугової цифрової мережі інтегрального обслуговування (ШЦМІО), що є мережею пакетної комутації по віртуальних каналах. На сьогодні проводяться інтенсивні дослідження у області теорії побудови й експлуатації ШЦМІО [1, 2]. Серед комплексу проблем, які вирішуються в цій області, однією з основних є проблема оптимальної, з погляду розподілу мережевих ресурсів, побудови вузла комутації (ВК).

Інтеграція різних видів зв'язку у ШЦМІО в системному аспекті базується на АТМ-технології, яка забезпечує єдиний метод передачі інформації безвідносно до її джерела та використовує принцип асинхронно-часового мультиплексування [3]. Всі види інформації відображаються в стандартній формі пакетами фіксованої довжини (АТМ-чарунками). Ці пакети в асинхронному режимі шляхом статистичного мультиплексування заповнюють середовище передачі. У ШЦМІО реалізується комутація пакетів по віртуальних каналах. Інформаційні пакети, що

надходять по статистично ущільнених вхідних лініях, на вузлі комутації повинні бути перерозподілені по аналогічних витікаючих лініях. Ця операція здійснюється в режимі швидкої комутації пакетів (ШКП) із застосуванням різних засобів комутації: багатоланкових комутаційних систем, загальної ширини або пам'яті, комутаційних торів тощо.

Проте фундаментальною проблемою при створенні ШЦМІО залишається проблема забезпечення раціонального використання її ресурсів і необхідної якості обслуговування користувачів [2 – 4]. Вирішення цієї проблеми вимагає, насамперед, розробки методу розрахунку пропускної здатності ШЦМІО й оцінки якості обслуговування користувачів. Враховуючи структурну складність ШЦМІО, доцільно спочатку вирішити дану проблему стосовно окремої ланки ШЦМІО. Маючи у розпорядженні такий метод, можна розрахувати пропускну здатність всієї мережі.

Мета статті – розробка методу розрахунку пропускної здатності окремої ланки широкосмугової цифрової мережі інтегрального обслуговування, який враховує імовірнісні характеристики ланки першого та другого порядків, фактори мультисервісного обслуговування і структуру трафіка, а також ефект резервування ресурсів ланки як найбільш перспективного методу управління розподілом ресурсів ШЦМІО.

1x Розрахунок ймовірності втрати пакетів у межах ланки ШЦМІО

Залежно від вибраних засобів комутації ШЦМІО при використанні ШКП виникають ситуації, коли пакет не може бути негайно переданим у витікаючу лінію через передачу в даний момент по цій лінії іншого пакета і повинен чекати відповідного моменту передачі в буфері, який розрахований на зберігання L пакетів. Якщо буфер переповнюється, то можлива

втрата пакетів, тобто обслуговування пакетів на вузлі ШКП здійснюється системою масового обслуговування (СМО) з втратами й очікуванням.

Розглянемо завдання оцінки ймовірності втрат пакетів у багатокаскадній системі ШКП, визначивши її базовий комутаційний елемент (БКЕ) як елемент, що має n входів з буферами місткості L_i ($i=\overline{1,n}$) і m виходів, що є входами в комутаційну систему (КС) ШКП. Структура системи ШКП може бути різною (рис. 1), при цьому, якщо система має S каскадів, віртуальний канал передачі міститиме S буферів з $L_\Sigma^{(S)} = \sum_{i=1}^n L_i$ місцями очікування.

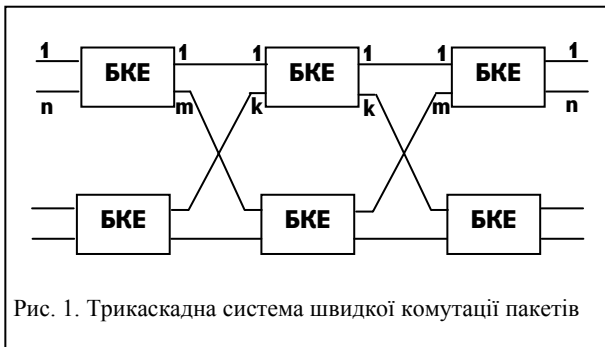


Рис. 1. Трикаскадна система швидкої комутації пакетів

Втрати пакетів у даній моделі виникають при переповненні будь-якого буфера. Оскільки втрати пакетів можливі, коли буфер підключається через КС до однієї з витікаючих з БКЕ ліній, то оцінку ймовірності втрат у БКЕ можна звести до розрахунку ймовірності втрат в однолінійній системі масового обслуговування (СМО) з буфером кінцевої місткості. Оскільки всі пакети мають однакову довжину і закон надходження пакетів в СМО є довільним, то використовуючи позначення Кендалла [5], на БКЕ ланки ШЦМІО можна розглядати СМО вигляду $GI/D/1/L_\Sigma^{(S)}$.

Нехай навантаження, що надходить, задається інтенсивністю навантаження λ і коефіцієнтом дисперсії k_D ($k_D = \sigma^2 / \lambda, \sigma^2$ – дисперсія). Апроксимуємо дану систему одноканальною системою $M/D/1/L_A$ з пуасонівським навантаженням та L_A місцями очікування, ймовірність втрат у якій визначається як [2]:

$$P_A = 1 - (\lambda + P_0)^{-1}, \quad (1)$$

де стаціонарна ймовірність відсутності в ланці оброблених пакетів P_0 визначається за допомогою системи рівнянь Колмогорова [1]:

$$P_j = (k_0)^{-1} \left(P_j - k_j P_0 - \sum_{i=1}^j (k_{j+1-i} P_i) \right); \quad (2)$$

$$k_j = (j!)^{-1} \lambda^j e^{-\lambda}.$$

Розглянемо пуасонівську однолінійну систему $M/D/1/L_A$. Підберемо в ній таку кількість місць очі-

кування L_A , при якій система при інтенсивності навантаження λ матиме таку ж ймовірність втрат, як і система $M/D/1/L_\Sigma^{(S)}$. При цьому ймовірність втрат у даній системі дорівнює [2]:

$$P_M = \lambda^{L_A} \left(P_{\lambda,1}^{-1} + \lambda (1 - \lambda^{L_A}) (1 - \lambda)^{-1} \right), \quad (3)$$

де $P_{\lambda,1}$ – ймовірність втрат, що визначається за першою формулою Ерланга при місткості пучка каналів $V = 1$ і навантаженні λ .

Прийнявши $P_M = P_A$ і використовуючи вирази (1) і (3), можна від системи $M/M/1/L_A$ перейти до системи $M/D/1/L_A$, яка при одній і тій же інтенсивності матиме такі ж втрати.

Систему $M/M/1/L_A$ можна, у свою чергу, використовувати для наближеної оцінки ймовірності втрат у системі $GI/M/1/L_A$ за допомогою k_D -апроксимації Вітта [8], згідно з якою імовірнісна поведінка N -лінійної системи $GI/M/N/L_A$ при великих навантаженнях може бути приблизно описана пуасонівською системою, на яку надходить навантаження $\lambda_{eq} = \lambda / \omega^2$, що обслуговується $V_{eq} = V / \omega^2$ приладами і має $L_{eq} = L_\Sigma^{(S)} / \omega^2$ місць очікування, де:

$$\omega = \frac{k_D - 1 + C}{C}; \quad C = \frac{\lambda k_D - U}{\lambda k_D + U}, \quad (4)$$

а значення параметра U , які можна визначити методом лінійної регресії, знаходяться в межах від 0,2 до 0,9 Ерл.

Після перетворень виразів (1) – (4) одержуємо

$$P_A = (\lambda_{eq})^{L_A / \omega} \left(P_{(\lambda_{eq}, V_{eq})}^{-1} + (\lambda_{eq})^{L_A / \omega + 1} (1 - \lambda_{eq})^{-1} \right), \quad (5)$$

де ймовірність втрат на пучку $V_{eq} = V / \omega^2$

$P_{(\lambda_{eq}, V_{eq})} = P(\lambda_{eq}, V_{eq})$ обчислимо за допомогою інтегрального представлення формули Ерланга [8]:

$$P(\Lambda, V) = \Lambda^V \left(e^\Lambda \Gamma(V+1, \Lambda) \right)^{-1}, \quad (6)$$

$\Gamma[V+1, \Lambda]$ – неповна гамма-функція, що дорівнює значенню визначеного інтеграла

$$\Gamma(V+1, \Lambda) = \int_{\Lambda}^{\infty} e^{-t} t^V dt,$$

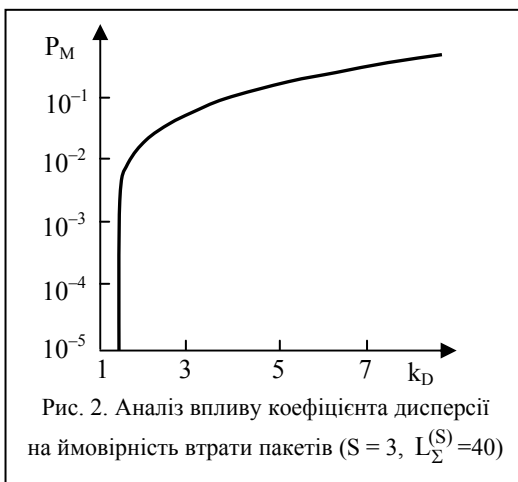
після представлення якого у вигляді безперервного дробу і підстановки результату у вираз (6) одержимо наступне рекурентне співвідношення для розрахунку значення ймовірності втрат на пучку:

$$P_i(\lambda_{eq}, V_{eq}) = \frac{\lambda_{eq} - V_{eq} / (1 + \theta_i)}{\lambda_{eq}},$$

де $\theta_n = 0$; $\theta_{i-1} = i \left(\lambda_{eq} + (i - V_{eq}) (1 + \theta_i)^{-1} \right)^{-1}$.

Ймовірність втрат, визначену в (3), можна використовувати для наближеної оцінки ймовірності втрат у системі $GI/D/1/L_{\Sigma}^{(S)}$, з навантаженням (λ, k_D) , що надходить.

Аналіз виразів (3) – (6) дозволяє зробити висновок про те, що ймовірність втрати пакета для системи ШКП істотно залежить від коефіцієнта дисперсії навантаження, що надходить, особливо при малих втратах. Навіть порівняно невелике збільшення коефіцієнта дисперсії k_D призводить до різкого зростання втрат пакетів у системі (рис. 2), а неврахування другого моменту навантаження при проектуванні вузлів ШКП може призвести до різкого погіршення якості обслуговування в умовах, коли навантаження, що надходить, навіть трохи відрізняється від пуасонівського.



2x Аналіз черг с2а2ис2ичного мультимплексора ланки ШЦМІп

Статистичний мультиплексор (СМ) – це керований буферний накопичувач, на який надходять пакети від генераторів пакетів. Застосування статистичного мультиплексування можливо тільки при переході до асинхронного способу передачі інформації, що дозволяє врахувати статистичні особливості цифрових потоків, створюваних окремими класами користувачів, і здійснити статистичне ущільнення тракту передачі. Організація доступу користувачів до загального каналу зв'язку через мультиплексор призводить до необхідності вирішення при цьому таких задач:

- побудова класифікації користувачів за структурою створюваного ними навантаження;
- оцінка швидкості передачі, що надається заданій групі користувачів різних класів, необхідної для того, щоб гарантувати нормовану якість обслуговування, яка виражається в термінах ймовірності втрат пакетів і їх затримки;
- створення процедури управління навантаженням користувачів, що включає дві такі частини:

- *індивідуальне управління* – спостереження за навантаженням окремого користувача і перевірка відповідності його заявленому класу, а також згладжування цього навантаження так, щоб зміна його параметрів не здійснювала надмірного впливу на втрати пакетів інших користувачів;

- *інтегральне управління* – управління з'єднаннями, тобто процедура ухвалення рішення про те, чи може бути встановлено ще одне з'єднання і чи не приведе це до збільшення втрат і/або затримок пакетів понад нормованих.

Якщо T – середня тривалість активного періоду джерела, Λ_p – інтенсивність генерування пакетів в активному стані, S – середня тривалість паузи між періодами активності, D – тривалість детермінованого обслуговування у фіктивній СМО, то берстність (відношення максимальної інтенсивності надходження пакетів до середньої) розраховується як

$$B = (T + \Lambda_p) / \Lambda_p.$$

При достатній місткості накопичувача середню інтенсивність потоку пакетів, які вже були обслужені СМО, можна прийняти рівною інтенсивності їх надходження, тобто рівною $\lambda(T + \Lambda_p) / \Lambda_p$.

З іншого боку, у періоди зайнятості пакети виходять із системи з інтенсивністю $1/D$. Позначивши відповідні характеристики потоку пакетів як $T_{L_{\Sigma}B}, \Lambda_{L_{\Sigma}B}, S_{L_{\Sigma}B}, B_{L_{\Sigma}B}$ і прийнявши додатково умову, що в періоди активності джерело генерує пакети через детермінований час, одержимо:

$$T_{L_{\Sigma}B} = T\lambda D; \Lambda_{L_{\Sigma}B} = 1/D;$$

$$S_{L_{\Sigma}B} = S + T(1 - \lambda D), B_{L_{\Sigma}B} = B/\lambda D,$$

а середній час очікування дорівнює

$$W_{L_{\Sigma}B} = T(\lambda T - 1)2.$$

Звідси видно, що пульсуючий потік згладжується, якщо швидкість обслуговування менше швидкості генерації пакетів в активному стані користувача.

Якщо $\Pi(z) = a_0 + a_1z + \dots + a_nz^n$ (n – максимальна кількість встановлених з'єднань) – твірна функція (ТФ) кількості пакетів, що надходять за такт (час видачі в канал одного пакета), обрана так, щоб були рівними хоч би перші моменти сумарної кількості пакетів, що генеруються всіма джерелами за період часу, характерний для періодичних змін в інтенсивності трафіка, тобто, наприклад, за усереднений інтервал часу між початками двох періодів активності, і якщо накопичувач для чарунок має необмежену місткість, то достатньо точна оцінка зверху середньої тривалості очікування W дорівнює

$$W = \max_{z \in [0,1]} (\Pi(z) / (2\rho(1-\rho))); \quad \rho = \Pi'(1);$$

ТФ розподілу тривалості очікування пакетів розраховується як

$$W(z) = (1-\rho) \frac{\Pi(z)-1}{\rho(z-\Pi(z))},$$

а ТФ розподілу довжини черги в мультиплексорі має такий вигляд:

$$Q(z) = (1-\rho) \frac{\Pi(z)z(-1)}{z-\Pi(z)}.$$

Підставивши вираз $\Pi(z)$ у вираз (4), можна одержати рекурентну процедуру розрахунку розподілу довжини черги ($q_i = P\{\zeta = i\}$, ζ – випадкова величина, що характеризує довжину черги $k \geq 1$):

$$Q_0(z) = Q_0(z); q_0 = Q_0(0);$$

$$Q_k(z) = (Q_{k-1}(z) - q_{k-1})/z; q_k = Q_k(0),$$

вид розподілу кількості пакетів у черзі при обмеженій місткості накопичувача L

$$q_k^{(L)} = q_k \left(\sum_{i=0}^L q_i \right)^{-1}, \quad q \in \overline{0, L}$$

і ймовірність втрати пакетів дорівнює

$$P_{CM} = 1 - (1 - q_0^{(L)})/\rho,$$

причому на значення P_{CM} сильно впливають кореляційні властивості потоку, що надходить, а найкращим чином оцінити вплив корельованості потоку на значення ймовірності можна, вибравши при визначенні $\Pi(z)$ даний інтервал тривалості як характеристичний.

Зхп цінка пропускної здатності ланки ШЦМІп

Дослідження показали, що пропускна здатність ШЦМІО залежить від багатьох чинників, основними з яких є:

- кількість класів користувачів (кількість джерел навантаження);
- величина ширини смуги бітової швидкості передачі (СБШП), необхідна для обслуговування запитів різних класів користувачів;
- характер зміни СБШП за часом (джерела навантаження з СBR (constant bite rate) або VBR (variable bite rate));
- інтенсивності навантажень, що надходять від користувачів;
- прийнята процедура управління доступом заявок (у АТМ це САС – Call Admission Control).

Лише урахування всієї сукупності чинників дозволяє оцінити пропускну здатність мережі, зокрема ймовірності втрат пакетів для окремих класів користувачів, тобто побудувати вектор втрат пакетів. Через структурну складність ШЦМІО доцільно вирішувати проблему розрахунку ймовірності втрат спочатку на одній ланці.

Аналізуючи ланку ШЦМІО, допустимо, що кожен клас користувачів створює навантаження, що надходить, маючи M_i – кількість смуг бітових швидкостей передачі, потрібних для обслуговування користувачів класу K_i . Метод розрахунку пропускної здатності ланки ШЦМІО складається з двох етапів. На першому етапі виконується заміна всіх джерел трафіка VBR на джерела еквівалентного трафіка СBR. Еквівалентність розуміється відносно збереження значення P_A – ймовірності втрат пакетів (у АТМ – АТМ-чарунок). Заміна джерел зводиться до перерахунку ширини смуги бітової швидкості передачі.

Еквівалентну ширину СБШП для i -го класу користувачів із трафіком VBR при заданій ймовірності P_A [6] визначають як

$$k(P_A) = \chi(P_A)M[\zeta] + \eta(P_A)D[\zeta]/C_L \approx \chi(P_A)M[\zeta] + \eta(P_A)M[\zeta](h - M[\zeta])/C_L,$$

де C_L – швидкість передачі на ланці; h – максимальне значення ширини СБШП i -го класу користувачів для нормалізованої бітової інтенсивності навантаження, що створюється цим класом користувачів; $M[\zeta], D[\zeta]$ – відповідно математичне сподівання і дисперсія випадкової величини, що характеризує моменти розподілу ймовірності ширини СБШП за часом; $\chi(P_A), \eta(P_A)$ – коефіцієнти, залежні від ймовірності втрати пакетів.

Величини визначають для різних класів користувачів експериментально, при цьому математичне сподівання визначають не безпосередньо, а через берстність B , яка є найважливішою характеристикою інформації, що передається, яка суттєво впливає на пропускну спроможність ланки і всієї мережі ($B \in [1; 5 \dots 10]$), випадок $B = 1$ відповідає постійній швидкості передачі інформації).

У ланці ШЦМІО швидкість передачі інформації є випадковим процесом $r(t)$. Через фізичні причини завжди існує обмеження максимально допустимої швидкості передачі:

$$r_{\max} = \max_{t \in [0, T]} r(t),$$

де T – даний інтервал часу, на якому середня швидкість передачі інформації дорівнює

$$r_{cp} = \frac{1}{T} \int_0^T r(t) dt = r_{\max} / B.$$

Другий етап методу включає розрахунок імовірнісних характеристик ланки з урахуванням виконаної на першому етапі еквівалентної заміни ширини СБШП. Відповідно до постановки задачі метод будується для двох стратегій управління ресурсом ланки – за відсутності резервування ширини СБШП і при її наявності.

Розглянемо 1 стратегію, коли доступ користувачів до ресурсу ланки не обмежений і резервування ширини СБШП немає. Розподіл ймовірності кількості одночасно зайнятих СБШП на ланці має вигляд [7]

$$f(x | x \in [0, V]; x \in Z) = \frac{\frac{1}{x!} \prod_{j=1}^x \mu(j-1) \sum_{ij=1}^U A_i}{\sum_{k=0}^V \frac{1}{k!} \prod_{j=1}^k \mu(j-1) \sum_{ij=1}^U A_i} \quad (8)$$

Якщо всі користувачі ланки мають необмежений доступ до ресурсу ланки, то ланка є повнодоступним пучком i , отже,

$$\mu(j) = 1 \quad \forall j \in [0, V]; j \in Z,$$

тобто ймовірність втрат пакетів на ланці для користувачів i -го класу можна розрахувати як

$$P_i = \sum_{x=V-M_i+1}^V f(x), \quad i \in \overline{1, U}. \quad (9)$$

Друга стратегія передбачає введення резервування ресурсів ланки для деяких класів користувачів. Розподіл ймовірностей кількості одночасно зайнятих СБШП на ланці ШЦМІО має такий вигляд ($x \in Z, x \in [0, V]$) [9]:

$$f_1(x) = \frac{\frac{1}{x!} \prod_{j=1}^x \mu(j-1) \sum_{ij=1}^U A_i (T_i - x)}{\sum_{k=0}^V \frac{1}{k!} \prod_{j=1}^k \mu(j-1) \sum_{ij=1}^U A_i \tau(C) (T_i - k)}, \quad (10)$$

де коефіцієнт $\tau(C)$ набуває ненульових значень ($\tau(C)=1$) при позитивних значеннях C .

Аналогічно (9) ймовірність втрат пакетів на ланці для користувачів i -го класу розраховується на підставі розподілу (10):

$$P_i = \sum_{x=V-M_i+1}^V f_1(x), \quad i \in \overline{1, U} \quad (11)$$

Запропонований метод дозволяє побудувати алгоритм розрахунку пропускної здатності ланки ШЦМІО, що враховує ймовірнісні характеристики першого і другого порядків. Послідовно застосовуючи даний алгоритм реалізації розрахунку пропускної здатності для окремих ланок мережі, можна оцінити ймовірність втрат для різних класів користувачів мережі від «точки до точки», а також визначити пропускну здатність і допустиме завантаження ланок ШЦМІО, тобто раціонально розподілити мережеві ресурси.

Висновки

У статті розглянуто двохетапний метод розрахунку пропускної здатності окремої ланки широко-смугової цифрової мережі інтегрального обслуговування. На попередніх етапах проводиться розрахунок ймовірності втрати пакетів у межах ланки ме-

режі та аналіз черг статистичного мультиплексора. На першому етапі джерела трафіка VBR замінюються на аналогічні джерела трафіка CBR, причому враховуються ймовірнісні характеристики ланки першого та другого порядків, другий етап – завершальний. Послідовне застосування методу дозволить провести оцінку ймовірності втрат для різних користувачів мережі, визначити раціональне завантаження ланок мережі з метою оптимального розподілу мережевих ресурсів.

Отримані результати можна застосувати безпосередньо при проектуванні мультисервісної широко-смугової телекомунікаційної мережі, у якій доступ користувачів до ресурсу ланки може бути або необмеженим, або обмеженим із введенням резервування ресурсів ланки для пріоритетних класів користувачів, а також для проектування ШЦМІО, у якій користувачам надаються фіксовані бітові швидкості передачі інформації. Напрямок подальших досліджень – розширення методу для ШЦМІО, у яких частина ланок є залежними, та розробка алгоритму, у якому розрахунки для окремих ланок мережі можуть виконуватися паралельно.

Список літера23ри

1. Стеглов В.К., Беркман Л.Н. Телекомунікаційні мережі. – К.: Техніка, 2001. – 392 с.
2. Королєв А.В., Кучук Г.А., Пашиев А.А. Управление сетевыми ресурсами. – Х.: ХВУ, 2004. – 224 с.
3. Кучук Г.А. Метод оценки характеристик АТМ-трафика // Информационно-керуючі системи на залізничному транспорті. – 2003. – № 6 (44). – С. 25-29.
4. Варакин Л.Е. Введение в теорию инфокоммуникаций. Ч. 1. // Электросвязь. – 2000. – № 2 (14). – С. 2-11.
5. Borgonovo F., Fratta L. Policing Procedures: Implications, Definitions and Proposals. Teletraffic and Datatrafic in a Period of Change // ITC-13, Copenhagen, 1991. – P. 859-866.
6. Hiibner F., Tran-Gia P. Quasi-Stationary Analysis of a Finite Capacity. Asynchronous Multiplexer with Modulated Deterministic Input // ITC-13, Copenhagen, 1991. – P. 723-729.
7. Lindberger K. Analytical Methods for the Traffical Problems with Statistical Multiplexing in ATM-Network. Teletraffic and Datatrafic in a Period of Change // ITC-13. Copenhagen, 1991. – P. 807-813.
8. Rasmussen C., Sorensen J.A. Simple Call Acceptance Procedure in an ATM Network, Computer Networks and ISDN Systems // The Intern. Journ. of Computer and Telecommunications Networking. – Vol. 20, N. 1-5, December 1990. – P. 123-136.
9. Ross K.W. Multiservice Loss Models for Broadband Telecommunication Networks. – Springer-London, 1995. – 426 p.

Надійшла до редколегії 17.07.2006

Рецензент: д-р техн. наук, професор В.А. Краснобаєв, Харківський університет Повітряних Сил ім. І. Кожедуба, Харків.