Например, тепловой (фононный) компьютер, в котором информацию переносят не электроны (как в обычном компьютере), а фононы [3]. Тепло в транзисторе передается квантами колебаний кристаллической решетки (фононами). Исследователи утверждают, что потенциальный тепловой компьютер будет требовать сравнительно мало энергии и сможет питаться, например, остаточным теплом, производимым другими устройствами. В оптическом компьютере (такие уже созданы) функцию тока выполняет свет, также под воздействием единичного фотона (и его характеристик, например, частоты и поляризации) возможно изменение состояния электронного устройства.

Миниатюризация размеров транзисторов привела и решение проблем диссипации энергии привели к идеям создания *четвертичных* цифровых сигналов, так как энергетическое состояние элементарных частиц описывается четырьмя квантовыми числами.

Также есть направления связанные с использованием сверхпроводников, в которых течение электрического тока происходит без заметной диссипации энергии. Но такие материалы и их технологии получения пока являются дорогими.

Поэтому в дальнейшем, по общему мнению специалистов, существующие в промышленности технологии не смогут обеспечить некоторого прогресса, поскольку в значительной мере они уже исчерпали свои возможности эволюционного совершенствования. Дальнейшее освоение наноэлектронии потребует создания принципиально новых физических основ и технологий производства элементной базы. Но пока фундаментальные исследования только нащупывают возможные пути продвижения массовых нанотехнологий в информационные системы.

Литература

1. Красников Г. Я. Наноэлектроника: состояние, проблемы и перспективы развития / Г. Я. Красников, Н. А. Зайцев // Нано-и микросистемная техника. – 2009. – № 1. – С. 2-5.

2. Актуальные проблемы нано- и микроэлектроники: тезисы докладов Всероссийской научной школы. – Тамбов : изд-во Першина Р.В., 2011. 114 с.

3. Прогресс: лента новостей науки, 2012 [Електронний ресурс]: российский сайт новостей науки. // – Режим доступу : http://lenta.ru/science/.

4. Мурашко И.А. Методы оценки рассеиваемой мощности в цифровых КМОП схемах/ И.А. Мурашко // Доклады Белорусского государственного университета информатики и радиоэлектроники (БГУИ), январь-март. – 2007. – № 1 (17). – С. 100-108.

5. Zhirnov V. V., Cavin R. K. Emerging research nanoelectronic devices: the choice of information carrier // ECS Transactions. – 2007. – V.11. – P. 17-28.

6. Magen N., Kolodny A., Weiser U., Shamir N. Interconnect-power dissipation in a Microprocessor // SLIP ’04, February 14-15, 2004, Paris., France

УДК 621.391; 681.324.06

Григорович В.В., к.т.н. *(Державний університет інформаційно-комунікаційних технологій)*

ДО ПИТАННЯ УДОСКОНАЛЕННЯ МЕТОДІВ ПАРАМЕТРИЧНОГО ПРОГРАМУВАННЯ ПРИ СИНТЕЗІ СИСТЕМ ЗВ'ЯЗКУ

Григорович В.В. До питання удосконалення методів параметричного програмування при синтезі систем зв'язку. Досліджуються методи рішення задачі параметричного лінійного програмування і побудови ефективного алгоритму рішення цієї задачі. Алгоритм дозволяє визначити інтервали стійкості оптимального функціонування даної системи зв'язку, а також оцінити надійність функціонування складної мережі зв'язку, основні характеристики елементів якої задані.

Ключові слова: ТЕЛЕКОМУНІКАЦІЇ, ІНТЕРВАЛ СТІЙКОСТІ, НАДІЙНІСТЬ

Григорович В.В. К вопросу усовершенствования методов параметрического программирования при синтезе систем связи. Исследуются методы решения задачи параметрического линейного программирования и построения эффективного алгоритма решения этой задачи. Алгоритм позволяет определить интервалы стойкости оптимального функционирования данной системы связи, а также оценить надежность функционирования сложной сети связи, основные характеристики элементов которой заданы.
Ключевые слова: ТЕЛЕКОММУНИКАЦИИ, ИНТЕРВАЛ СТОЙКОСТИ, НАДЕЖНОСТЬ

Hryhorovych V.V. To question of improvement of methods of self-reactance programming at synthesis of communication systems. The methods of decision of task of the self-reactance linear programming and construction of effective algorithm of decision are investigated. Algorithm allows to find out the intervals of firmness of the optimal functioning of this communication network and to estimate reliability of functioning of communication network with a basic descriptions of elements that are set.
Keywords: TELECOMMUNICATION, INTERVAL OF FIRMNESS, RELIABILITY

Вступ і постановка задачі. При розробці систем зв'язку необхідно знати, як змінюються основні характеристики системи при зміні параметрів окремих елементів (каналів) зв'язку. При деяких спрощеннях можна вважати, що параметри елементів системи змінюються лінійним чином залежно від зміни деякого числового параметра $\mu \geq 0$. В такому випадку задача маршрутизації в мережі (знаходження оптимальних шляхів передачі повідомлень) зводиться до задачі параметричного лінійного програмування. Тобто, досліджується питання про знаходження шляху, що сполучає дане джерело повідомлення і даний адресат та володіє максимальною надійністю при виконанні заданого обмеження на сумарний час затримки в передачі повідомлення. При цьому передбачається, що надійності окремих елементів мережі і відповідні часи затримок змінюються в заданих межах лінійним чином. Рішення поставленої задачі в повному об'ємі дозволяє вказати всі базисні оптимальні щляхи, тобто описати весь спектр оптимальних шляхів і сам процес заміни одного оптимального шляху на інший у всьому діапазоні зміни надійності і часів затримок окремих елементів в мережі. Зокрема, рішення вказаної задачі дозволяє з'ясувати, як змінюється оптимальний шлях передачі повідомлення, якщо деякі елементи мережі виходять з ладу. Дійсно, в останньому випадку варто покласти граничне значення надійності відповідного елементу рівним нулю (або час затримки в передачі повідомлення цим елементом рівним нескінченності).

Алгоритм оптимальної маршрутизації. Проаналізуємо вирішення задачі вибору оптимального шляху, що має мінімальний сумарний час затримки за умови, що його надійність буде не нижче заданої величини. Алгоритм пристосований до завдання з одним джерелом повідомлення і одним адресатом. Його можна застосовувати багатократним повторенням у тому випадку, коли кількість джерел повідомлень та адресатів є будь-яке кінцеве число. Таким чином, можна буде отримати всю множину оптимальних шляхів (маршрутів), обслуговуючих всі задані джерела і адресати. Потрібно лише зазначити, що в постановці і рішенні останньої задачі фактично передбачається, що пропускна спроможність елементів мережі настільки велика, що передача серії повідомлень не впливає на час затримки кожного з них в будь-якому елементі мережі (відсутності черг).

В статті досліджуються методи рішення задачі параметричного лінійного програмування і побудови ефективного алгоритму рішення цієї задачі. Основну увагу приділено маршрутизації в мережі зв'язку, коли є обмеження на сумарний час передачі повідомлення між заданими вузлами зв'язку, методу управління системою зв'язку і методу її аналізу, що базується на введенні одного управляючого параметра. Передбачається, що характеристики окремих елементів системи лінійно залежать від цього параметра.

Нехай задана інформаційна мережа з N вузлів (пунктів зв'язку). Припустимо, що в цю мережу входить одне джерело з номером $i=1$ і один адресат з номером $i=N$, а також $N-2$ проміжних вузлів зв'язку з номерами $i=2,3...N-1$. задана надійність P_{ij} $(0 \leq P_{ij} \leq 1)$ для будь-якої лінії зв'язку, що сполучає вузол зв'язку i з вузлом зв'язку j, а також величина t_{ij} затримки в передачі повідомлення по даній лінії. Відзначимо, що у разі, коли лінія зв'язку, що сполучає вузол зв'язку i з вузлом зв'язку j відсутня, слід вважати $P_{ij} = 0$ і $t_{ij} = \infty$.

Якщо існує шлях, що сполучає джерело і адресат, який проходить через проміжні вузли зв'язку $i_1, i_2, \ldots i_k$ то надійність *P* цього шляху можна обчислити по формулі

$$P = P_{1,l_1} \times P_{i_1,i_2} \times \ldots \times P_{i_{n-1},k} \times P_{i_n,N},$$

а час затримки в передачі повідомлення по даному шляху дорівнює $t_{1,l_1} + t_{i_1,i_2} + \ldots + t_{i_{n-1},k} + t_{i_n,N}$.

Задача лінійного програмування. Щоб сформулювати дану задачу знаходження оптимального (з максимальною надійністю) шляху від джерела до адресата як задачу лінійного програмування, введемо змінні величини x_{ij} $(1 \le i, j \le N)$, які набувають значення $x_{ij} = 1$, якщо повідомлення передається від вузла *i* до *j* вузла, і $x_{ij} = 0$ – якщо повідомлення не передається від вузла *i* до *j* вузла. Крім того, вважатимемо змінні x_{ij} рівними нулю при $1 \le i \le N$. Введемо також змінні y_{ij} $(1 \le i, j \le N)$ рівні 1, якщо повідомлення проходить через вузол *i*, і $y_{ij} = 0$ - якщо повідомлення не проходить через вузол *i*. Очевидно задача має зміст якщо y_{11}=1 та y_{NN}=1. Для кожного вузла зв'язку з номером *i*: $2 \le i \le N-1$ виконуються співвідношення:

$$\sum_{j=2}^{N} x_{ij} = y_{ij}; \qquad \sum_{j=1}^{N-1} x_{ji} = y_{ii} = y_{ii} (2 \le i \le N-1), \tag{1}$$

Крім того, при *i=1* і *i = N* справедлива рівності:

$$\sum_{j=2}^{N} x_{ij} = y_{ij}; \qquad \sum_{j=1}^{N-1} x_{jN} = y_{NN} \tag{2}$$

Якщо тепер позначити $x_{ij} = 1 - y_{ij}$, то з (1) і (2) отримаємо:

$$\sum_{j=1}^{N} x_{ij} = 1, 1 \le i \le N-1; \qquad \sum_{j=1}^{N} x_{ij} = 1, 2 \le i \le N.$$

Сформуємо матрицю $\{C_{ij}\}$ $1 \le i \le N-1, 2 \le j \le N$ за правилом: $C_{ij} = \begin{cases} -LnP_{ij}, при P_{ij} > 0 \\ +\infty, при P_{ij} = 0 \end{cases}$,

якщо $i \ne j$ і $C_{ij} = 0$ $(2 \le i \le N-1), C_{ij} = C_{NN} = C_0$, де C_0 – достатньо велике позитивне число (наприклад, $C_0 = 2N^2 \times \max|lnC_{ij|}|)$. При такому виборі матриці $\{C_{ij}\}^{i \ne j}$ дана задача маршрутизації в заданій мережі стає задачею лінійного програмування, що полягає в наступному: потрібно знайти мінімум лінійної форми

$$\sum_{i=1}^{N-1} \sum_{j=2}^{N} c_{ij} x_{ij} \to min, \tag{3}$$

за умов

$$\sum_{j=1}^{N} x_{ij} = 1, 1 \le i \le N-1; \quad \sum_{j=1}^{N} x_{ij} = 1, 2 \le i \le N, \tag{4}$$

$$x_{ij} \ge 0, 1 \le i \le N-1, 2 \le j \le N, \qquad \textbf{(5)} \qquad \sum_{i=1}^{N-1} \sum_{j=2}^{N} t_{ij} x_{ij} \le T. \qquad \textbf{(6)}$$

Остання умова (6) в задачі (3)…(6) означає, що сумарний час затримки по шляху, що сполучає джерело повідомлення з адресатом, не повинен перевершувати заданої величини *T*. Завдання (3)…(5) є частковим випадком відомої транспортної задачі і для її рішення можуть бути використані стандартні алгоритми.

Розглянемо ефективний метод рішення задачі (3)…(6), який полягає у зведенні цієї задачі до задачі вигляду (3)…(5) з новою цільовою функцією (3), яка залежить від деякого параметра $\lambda \ge 0$. Цей метод дозволяє таким чином звести задачу (3)…(6) до рішення простішої задачі, що допускає використання відомих алгоритмів рішення транспортної

задачі. Крім того, цей метод дозволяє знайти інтервали стійкості базисів оптимальних шляхів, що і представляє інтерес при проектуванні і аналізу систем зв'язку. Перш ніж перейти до рішення задачі (3)…(6), зупинимося на простішому завданні (3)…(5). Введемо вектор подвійних змінних $\{U_1, U_{2,\ldots,} u_{N-1}, V_{2,} V_{3,\ldots,} V_N\}$. Тоді задача (3)…(5) буде наступною:

$$\sum_{i=1}^{N-1} U_i + \sum_{j=2}^{N} V_j - max \qquad \textbf{(7)} \qquad \text{за умови} \qquad U_i + V_j \le C_{ij}, 1 \le i \le N-1, 2 \le j \le N. \qquad \textbf{(8)}$$

Величини U_i і V_j – це потенціали задачі (3)…(5). Оскільки алгоритм рішення задачі (3)…(5) базується на використанні методів параметричного програмування, проаналізуємо деякі з них.

Розглянемо наступне завдання параметричного програмування: для кожного λ з деякої множини визначити вектор x_λ, що перетворює в мінімум лінійну форму

$$\sum_{j=1}^{N} c_j x_j = \sum_{j=1}^{N} \left(c_j + \lambda c_j^{'}\right) x_j - min, \qquad \textbf{(9)}$$

за умов $\sum_{j=1}^{N} a_{ij} x_j = b_j; i = 1, 2, \ldots, m,$ **(10)** та $x_i \ge 0, j = 1, 2, \ldots, n.$ **(11)**

Досліджуємо, як змінюється рішення задачі (9)…(11) із зміною параметра λ. Користуючись будь-яким алгоритмом методу послідовного поліпшення задачі, вирішимо завдання при деякому $\lambda = \lambda_0$. Після кінцевого числа кроків прийдемо до оптимального плану завдання (випадок 1) або переконаємося в необмеженості лінійності форми (1) з множини завдання (випадок 2). Розглянемо кожен з цих випадків окремо.

1. Обчислимо оцінки $\Delta_j(\lambda)$ векторів A_j відносно знайденого оптимального для $\lambda = \lambda_0$ базису $A_{j_1}, \ldots, A_{im}$ задачі $\Delta_j(\lambda) = c_j(\lambda) - \sum_{S=1}^{m} c_{i_s}(\lambda) x_{i_s j} = \{c_j^{'} - \sum_{S=1}^{m} c_{i_y}^{'} x_{i_s j}\} + \lambda = \{c_j^{''} - \sum_{S=1}^{m} c_{i_s}^{''} x_{i_s j}\}$.

Введемо позначення: $\Delta_{ji} = c_j^{'} - \sum_{s=1}^{m} c_{i_s}^{'} x_{i_s j}, \Delta_j = c_j^{''} - \sum_{y=1}^{m} c_{i_y}^{''} x_{i_y j}.$ Тоді $\Delta_j(\lambda) = \Delta_{i1} + \lambda \Delta_{j2}$.

Оскільки ми маємо справу з оптимальним для $\lambda = \lambda_0$ базисом, то $\Delta_j(\lambda_0) \ge 0, j = 1, 2, \ldots, n$.

Тобто наступна система нерівностей (12) є спільною:

$$\Delta_{ji} + \lambda \Delta_{j2} \ge 0, j = 1, 2, \ldots, n, \qquad \textbf{(12)}$$

Для всіх $\Delta_{j2} < 0$ нерівності системи (12) можуть бути переписані у вигляді $\lambda \le -\frac{\Delta_{j1}}{\Delta_{j2}}$, а для всіх $\Delta_{j2} > 0$ – $\lambda \ge -\frac{\Delta_{j1}}{\Delta_{j2}}$.

Введемо позначення:

$$\underline{\lambda} = \begin{cases} \max(-\frac{\Delta_{j1}}{\Delta_{j2}}) \\ -\infty, \text{если все } \Delta_{j2} \le 0 \end{cases}; \qquad \textbf{(13)} \qquad \overline{\lambda} = \begin{cases} \min(-\frac{\Delta_{j1}}{\Delta_{j2}}) \\ +\infty, \text{если все } \Delta_{j2} \ge 0 \end{cases}. \qquad \textbf{(14)}$$

Даний базис $A_{i1,\ldots,} A_{im}$ за визначенням є оптимальним для тих значень λ, які задовольняють системі нерівностей (12). Отже, множина оптимальності даного базису складається зі всіх тих кінцевих значень λ, для яких справедлива умова $\underline{\lambda} \le \lambda \le \overline{\lambda}$. Таким чином, числа $\underline{\lambda}$ і $\overline{\lambda}$ повністю характеризують множину оптимальності **E** даного базису, а саме: якщо $\lambda = 0$, то $\mathbf{E}(\underline{\lambda}, \overline{\lambda})$ – порожня множина; *якщо* $\underline{\lambda} = \overline{\lambda}$, то $\mathbf{E}\left(\underline{\lambda}, \overline{\lambda}\right)$ – точка

$\lambda = \underline{\lambda} = \overline{\lambda}$; *якщо* $-\infty < \underline{\lambda} < \overline{\lambda} < +\infty$, то $\mathbf{E}\left(\underline{\lambda}, \overline{\lambda}\right)$ – відрізок $[\underline{\lambda}, \overline{\lambda}]$; *якщо* $\underline{\lambda} = -\infty$, $\overline{\lambda} < \infty$, то $\mathbf{E}(\underline{\lambda}, \overline{\lambda})$ – промінь $[-\infty, \overline{\lambda}]$; *якщо* $-\infty < \underline{\lambda}, \overline{\lambda} = \infty$, то $\mathbf{E}(\underline{\lambda}, \overline{\lambda})$ – промінь $[\underline{\lambda}, \infty]$; *якщо* $\underline{\lambda} = -\infty, \overline{\lambda} = \infty$, то $\mathbf{E}(\underline{\lambda}, \overline{\lambda})$ – вся пряма.

Розглянемо тепер завдання (9)…(11) при різних значеннях λ. При цьому природно вважати $\overline{\lambda} - \infty$, тобто передбачати, що серед чисел Δ_{j2} є негативні. Хай k – один з індексів, визначених співвідношенням

$$\overline{\lambda} = \min_{\Delta_{j2} < 0}\left(-\frac{\Delta_{j1}}{\Delta_{j2}}\right) = -\frac{\Delta_{j1}}{\Delta_{j2}}, \Delta_{k2} < 0. \qquad \textbf{(15)}$$

Очевидно, що $\Delta_{k2}\left(\overline{\lambda}\right) = 2$. Розглянемо наступні дві можливості:

***а*).** Всі компоненты x_{ik} розкладання вектора умов A_k по векторах базису непозитивні. За цієї умови лінійна форма завдання для $\lambda > \overline{\lambda}$ необмежена в області свого визначення. Дійсно, в цьому випадку $\Delta_k(\lambda) = \Delta_k\left(\overline{\lambda}\right) + \left(\lambda - \overline{\lambda}\right)\Delta_{k2} = \left(\lambda - \overline{\lambda}\right) < 0$ при $\lambda - \overline{\lambda}$. Ця нерівність разом з умовою $x_{in} \le 0$ і є ознакою нерозв'зності завдання для методу поліпшення плану.

б) Принаймні одна із складових вектора x_{ik} позитивна. Вирішуючи задачу методом поліпшення плану, вводимо в базис вектор A_k, для якого $\Delta_k\left(\overline{\lambda}\right) = 0$ і виключаємо вектор A_r, для якого $\dfrac{x_{r_0}}{x_{r_k}} = \min\limits_{x_{ik} > 0}\dfrac{x_{i_0}}{x_{i_k}}$, $x_{r_k} > 0$. Новий базис є оптимальним принаймні для $\lambda = \overline{\lambda}$.

Насправді, по формулах, що зв'язують параметри двох послідовних ітерацій методу поліпшення плану, отримуємо: $\Delta_j^{'}(\lambda) = \Delta_j(\lambda) - \dfrac{x_{r_j}}{x_{r_k}}\Delta_k(\lambda), j = 1, 2, \ldots n.$

При цьому маємо: $\Delta_j^{'}(\lambda) = \Delta_j\left(\overline{\lambda}\right) \ge 0, j = 1, 2, \ldots, n.$

Отже, при $\lambda = \overline{\lambda}$ наведені нижче нерівності (16) спільні:

$$\Delta_{j1}^{'} + \lambda\Delta_{j2} \ge 0, j = 1, 2, \ldots n \qquad \textbf{(16)}$$

Можна показати, що нерівності (16) можуть бути спільні і при $\lambda > \overline{\lambda}$, проте, будь-які $\lambda < \overline{\lambda}$ не задовольняють системі (16). Тоді, якщо $\lambda < \overline{\lambda}$ і індекс визначається умовою (15), то:

а) якщо $x_{i_k} \le 0$ $(i = 1, 2, \ldots m)$, то лінійна форма (9) не обмежена на множині(10)…(11) для всіх $\lambda > \overline{\lambda}$;

б) якщо деякі з чисел x_{i_k} позитивні, то вводячи в наявний базис вектор A_k по звичайних правилах методу поліпшення плану, приходимо до нового базису, лівий кінець $\underline{\lambda}'$ множини оптимальності якого рівний $\overline{\lambda}$.

Таким чином, процес дослідження параметричного завдання для $\lambda > \overline{\lambda}$ зводиться до руху по базисах її сусідніх планів, причому права границя множини оптимальності попереднього базису є лівою границею для множини оптимальності подальшого базису. Процес обривається пошуком променя, що є або множиною оптимальності останнього базису, або множиною, в кожній внутрішній точці якого завдання нерозв'язне.

Неважко переконатися, що, використовуючи при виборі вектора, що виключається з базису, правило методу поліпшення плану, що дає повну гарантію від зациклення, ми рухатимемося по різних базисах завдання. Отже, в процесі аналізу параметричного завдання повернення до вже пройденого базису неможливе, і весь процес має кінцеве число ітерацій.

До цього ми розглядали завдання при значеннях λ, розташованих правіше $\overline{\lambda}$ – правої границі оптимальності вихідного базису.

Аналіз завдання (9)…(11) для $\lambda < \bar{\lambda}$ проводиться аналогічно. Різниця лише в тому, що співвідношення (15) замінюється на співвідношення $\underline{\lambda} = \max_{\Delta_{j2}>0}(-\frac{\Delta_{j1}}{\Delta_{j2}}) = -\frac{\Delta_{k1}}{\Delta_{k2}}, \quad \Delta_{k2} > 0.$

Випадок T повністю розглянутий.

Висновки. Досліджений алгоритм дозволяє оцінити в цілому надійність функціонування складної мережі зв'язку, основні характеристики елементів якої задані, доцільно до використання при аналізі складних систем зв'язку, а також підвищити якість проектних розробок для таких мереж.

Література

1. Кривуца В.Г. Імітаційне моделювання та прогнозування: підручник для ВНЗ / В.Г. Кривуца. – К.,1999.–150с.

2. Стеклов В.К. Оптимізація та моделювання пристроїв і систем зв’язку : підручник для ВНЗ / В.К. Стеклов, Л.Н. Беркман, Є.В. Кільчицький. – К.: Техніка, 2004. – 576 с.

3. Кривуца В.Г., Барковський В.В., Беркман Л.Н. Математичне моделювання телекомунікаційних систем / В.Г. Кривуца, В.В. Барковський, Л.Н. Беркман. – К.: ДП «ДВІА Зв'язок», 2007. – 270с.

УДК 621.396.662.072.078

Варфоломеєва О.Г., к.т.н.; **Жураковський Б.Ю.,** к.т.н.; **Гладких О. В.**
(Державний університет інформаційно-комунікаційних технологій);
Хахлюк О.А. *(Алкатель-Луцент)*

ОПТИМАЛЬНИЙ ПРИЙОМ БАГАТОПОЗИЦІЙНИХ СИГНАЛІВ НА БАЗІ РАНГОВИХ МЕТОДІВ

Варфоломеєва О.Г., Жураковський Б.Ю., Гладких О.В., Хахлюк О.А. Оптимальний прийом багатопозиційних сигналів на базі рангових методів. Розглянуто рішення задачі мінімізації помилкових тривог за допомогою ранжування. Критерієм вибору є не тільки дослідження заданих інваріантних властивостей рівня неправдоподібних тривог до виду розподілу, але і максимально можливе зберігання інформації про сигнал, що дає змогу практично повного відновлення вихідної інформації.

Ключові слова: ОПТИМАЛЬНИЙ ПРИЙОМ, БАГАТОПОЗИЦІЙНИЙ СИГНАЛ, РАНГОВИЙ МЕТОД

Варфоломеева О.Г., Жураковский Б.Ю., Гладких О.В., Хахлюк А.А. Оптимальный прием многопозиционных сигналов на базе ранговых методов. Рассмотрено решение задачи минимизации ошибочных тревог с помощью ранжирования. Критерием выбора является не только исследование заданных инвариантных свойств уровня ложныхтревог к виду распределения, но и максимально возможное хранение информации о сигнале, который дает возможность практически полного возобновления исходной информации.

Ключевые слова: ОПТИМАЛЬНЫЙ ПРИЕМ, МНОГОПОЗИЦИОННЫЙ СИГНАЛ, РАНГОВЫЙ МЕТОД

Varfolomeieva O.H., Zhurakovskyi B.Iu., Hladkykh O.V., Khakhliuk O.A. The optimal reception of multiposition signals on the base of grade methods. The decision of task of minimization of erroneous alarms is considered by means of ranging. The criterion of choice is not only research of the set invariant properties of level of unlikely alarms to the type of distribution but also maximally possible storage of information about a signal that gives an opportunity practically complete renewal of initial information.

Keywords: OPTIMAL RECEPTION, MULTIPOSITION SIGNAL, GRADE METHOD

Сучасні телекомунікаційні системи мають низку властивостей, до яких можна віднести ієрархічну структуру зв’язків підсистем, складність поведінки системи, зумовлену характером випадкових зовнішніх впливів, тобто випадковий характер зовнішніх впливів та стійкість щодо зовнішніх завад. Відсутність інформації про апріорний розподіл імовірностей