УДК 004.728 : 519.87

Г.А. Кучук[1], А.А. Коваленко[2]

[1] *Харківський університет Повітряних Сил імені Івана Кожедуба, Харків*
[2] *Харківський національний університет радіоелектроніки, Харків*

ВИКОРИСТАННЯ МЕТОДІВ ЗМІНИ ПРОСТОРУ РІШЕНЬ ДЛЯ ОПТИМІЗАЦІЇ УПРАВЛІННЯ ТРАФІКОМ МУЛЬТИСЕРВІСНИХ МЕРЕЖ

Розглянуто алгоритми, що реалізують окремий клас методів дискретної оптимізації – методів зміни простору рішень, котрі базуються на попередньому розширенні із наступним послідовним звуженням множини альтернатив задачі. Виходячи із потреб систем управління трафіком мультисервісних мереж, основним критерієм оптимізації обрано обчислювальну складність алгоритму. Наведено загальні принципи побудови таких алгоритмів, а також проаналізовано два основних підкласи: алгоритми відсікання та алгоритми кінцевого розширення із наступним звуженням.

Ключові слова: *мультисервісна мережа, алгоритм, метод, множина альтернатив, простір рішень.*

Вступ

Задачі оптимізації різного рівня складності безперервно виникають і повинні оперативно вирішуватися в сучасних високошвидкісних мультисервісних мережах. Переважно, вирішення таких задач реалізується комутаційними пристроями і зводиться до класу завдань управління трафіком.

У роботі [1] були представлені результати аналізу існуючих комбінаторних алгоритмів вирішення завдань дискретної оптимізації. Також було показано, що для задач невеликої розмірності, що виконуються на комутаційних вузлах мультисервісних мереж, у багатьох випадках перевагу мають алгоритми обмеженого перебору на решітках і на деревах. У роботах [2 – 11] розглядаються алгоритми дискретної оптимізації для різноманітних задач великої розмірності. Оскільки основним критерієм при виборі алгоритмів для оптимізації трафіку мультисервісних мереж є обчислювальна складність, то в даній статті ми зупинимося на принципах вибору найменш витратних алгоритмів – зміни множини альтернатив задачі.

Метою даної статті є проведення аналізу алгоритмів зміни множини альтернатив задачі (попереднього розширення із наступним послідовним звуженням), основною умовою при реалізації яких є обмеження на час пошуку рішення.

1. Загальні принципи

На відміну від комбінаторних алгоритмів оптимізації [1], в яких множина цілочисельних альтернатив піддається послідовному звуженню на основі скороченого перебору, в даному класі алгоритмів послідовному звуженню піддається тільки заздалегідь розширена множина допустимих альтернатив, від якої на кожній ітерації послідовно відсікається певна підмножина альтернатив. При цьому основна увага приділяється спрощенню подальшого вирішення оптимізаційної задачі. Таким чином, для розширення існують такі шляхи: зняття обмежень на цілочисельність та спрощення існуючих обмежень. Отже, можна сформулювати досить загальний алгоритм реалізації методів зміни простору рішень.

При рішенні оптимізаційної задачі $\min\limits_{\vec{x}\in\Im_\beta} f(\vec{x})$ на дискретній множині $\Im_\beta$ існує можливість її заміни задачею вигляду $\min\limits_{\vec{x}\in\Im'_\beta} f_m(\vec{x})$ на деякому розширенні множини $\Im'_\beta$ ($\Im_\beta \subseteq \Im'_\beta$), до того ж функція $f_m(\vec{x})$ є мінорантою функції $f(\vec{x})$ на $\Im'_\beta$, тобто

$$\forall\left(\vec{x}\in\Im_\beta\right)\ \left(f_m(\vec{x})\le f(\vec{x})\right). \qquad (1)$$

На кроці 1 знаходимо для множини $\Im_\beta^{[1]} = \Im'_\beta$ таке значення: $\vec{x}^{[1]} = \arg\min\limits_{\vec{x}\in\Im_\beta^{(n)}} f_m(\vec{x})$.

Якщо $x_\beta^{[1]} \in \Im_\beta$, то рішення знаходимо при $f_m\left(\vec{x}^{[1]}\right) = f\left(\vec{x}^{[1]}\right)$. Якщо ж $f_m\left(\vec{x}^{[1]}\right) < f\left(\vec{x}^{[1]}\right)$ пара $\left(\vec{x}^{[1]}, f\left(x^{[1]}\right)\right)$ є початковим наближенням ($\vec{x}^p = \vec{x}^{[1]}$); надалі, проводиться звуження множини $\Im_\beta^{[1]}$ шляхом віднімання з нього деякої множини $D^{[1]}\left(\vec{x}^{[1]}\right)$:

$$\Im_\beta^{[2]} = \Im_\beta^{[1]} \setminus D^{[1]}\left(\vec{x}^{[1]}\right), \qquad (2)$$

де для множини $D^{[1]}\left(\vec{x}^{[1]}\right)$ справедливо таке:

$$\vec{x}^{[1]} \in D^{[1]}\left(\vec{x}^{[1]}\right),\ \vec{x}^{[1]} \notin \Im_\beta,\ \Im_\beta \cap D^{[1]}\left(\vec{x}^{[1]}\right) = \varnothing. \qquad (3)$$

На кроці k, маючи множину $\Im_\beta^{[k]}$, відому із попереднього кроку, знаходимо значення

$$\vec{x}^{[k]} = \arg\min\limits_{\vec{x}\in\Im_\beta^{[k]}} f_m(\vec{x}). \qquad (4)$$

Рішення задачі виходить при виконанні умов:

$$\vec{x}^{[k]} \in \Im_\beta \text{ і } f_m\left(\vec{x}^{[k]}\right) = f\left(\vec{x}^{[k]}\right). \qquad (5)$$

Якщо $f_m\left(\vec{x}^{[k]}\right) > f\left(\vec{x}^{[k]}\right)$, то існує оптимальне значення $\vec{x}^p$ з попередніх кроків, що і є рішенням.

Якщо $f_m\left(\vec{x}^{[k]}\right) < f\left(\vec{x}^{[k]}\right)$, то пара $\left(\vec{x}^{[k]}, f\left(\vec{x}^{[k]}\right)\right)$ є новим рекордним значенням, тобто потрібно здійснити звуження множини $\Im_\beta^{[k]}$ таким чином:

$$\Im_\beta^{[k+1]} = \Im_\beta^{[k]} \setminus D^{[k]}\left(\vec{x}^{[k]}\right). \qquad (6)$$

Класифікація алгоритмів зміни простору рішень, згідно з якою проведені подальші дослідження, наведена на рис. 1.

Рис. 1. Класифікація алгоритмів зміни простору рішень

2. Алгоритми відсікання

Розглянемо задачу такого вигляду:

$$f(\vec{x}) \to \max_{\vec{x}\in\Im_\beta},$$
$$\Im_\beta = \left\{\vec{x} \in R^n \mid A\vec{x} \le \vec{b},\ x_j \in N\left(j = \overline{1,n}\right)\right\}, \qquad (7)$$
$$N = \{0,1,\dots,n\}.$$

Введемо таку допоміжну задачу:

$$f(\vec{x}) \to \max_{\vec{x}\in\Im'_\beta},$$
$$\Im'_\beta = \left\{\vec{x} \in R^n \mid A\vec{x} \le \vec{b},\ x_j \ge 0\left(j = \overline{1,n}\right)\right\}. \qquad (8)$$

Введена множина $\Im'_\beta$ є розширенням початкової множини $\Im_\beta$ до R^n. Цілочисельний багатогранник $M^{ц}_{\Delta'_\beta}$ множини $\Im_\beta$ може бути визначений як опукла оболонка, натягнута на множину цілочисельних точок $\Im_\beta$, тобто:

$$\Im_\beta \subset M^{ц}_{\Im'_\beta} \subseteq \Im'_\beta.$$

У методі відсікань будується вкладена послідовність багатогранників

$$\Im_\beta^{[1]} \subset \Im_\beta^{[2]} \subset \dots \subset \Im_\beta^{[k]} \subset \dots \subset \Im_\beta^{[s]}, \qquad (9)$$

де $\Im_\beta^{[1]} = \Im'_\beta$, а всі наступні множини формуються відсіканням визначеної множини $D^k\vec{x}^{[k]}$ від множини $\Im_\beta^{[k]}$ відповідно до (6) при умові

$$\vec{x}^{[k]} = \arg\max_{\vec{x}\in\Im_\beta^{[k]}} f(\vec{x}).$$

Всі такі множини містять опуклий цілочисельний багатогранник $M^{ц}_{\Im'_\beta}$. Оскільки мінорантна функція $f_m(\vec{x})$ збігається з $f(\vec{x})$, звуження згідно з (9) здійснюється до отримання цілочисельного рішення на певному етапі s (тобто вершина багатогранника $\Im_\beta^{[s]}$, яка відповідає екстремуму, збігається з однією з вершин цілочисельного опуклого багатогранника).

Реалізація відсікання на кожному кроці заснована на відсікаючій гіперплощині (додаткове лінійне обмеження, наприклад, отримане в результаті рішення задачі (8)). Якщо деякий компонент x'^{*}_ℓ n'-вимірного вектора-рішення є цілочисельним, то можна отримати такий вираз:

$$\sum_{L=1}^{n'} a_\ell^{(1)} x'_L = b^{(1)}. \qquad (10)$$

У такому виразі $a_\ell^{(1)} = 1$, а всі коефіцієнти при змінних ненульових компонентах $\vec{x}'^{*}$ дорівнюють нулю; таким чином, значення $b^{(1)}$ співпадає з x'^{*}_ℓ і є нецілочисельним.

Позначимо найбільші цілочисельні значення, які є меншими чисел $a_\ell^{(1)}\left(\ell = \overline{1,n'}\right), b^{(1)}$ як $[\![a_\ell^{(1)}]\!]\left(\ell = \overline{1,n'}\right), [\![b^{(1)}]\!]$ і представимо початкові числа у вигляді суми цілочисельних значень і відповідних дробових частин:

$$\begin{aligned} a_\ell^{(1)} &= [\![a_\ell^{(1)}]\!] + \left\{a_\ell^{(1)}\right\}, \quad \left(\ell = \overline{1,n'}\right); \\ b^{(1)} &= [\![b^{(1)}]\!] + \left\{b^{(1)}\right\}. \end{aligned} \qquad (11)$$

Можна стверджувати, що будь-який з векторів $\vec{x} \in \Im_\beta$, що задовольняють (10) на вимогу цілочисельності, також задовольняє такому виразу, який є додатковим обмеженням:

$$\sum_{\ell=1}^{n'}\left([\![a_\ell^{(1)}]\!]\right)x_\ell \le [\![b^{(1)}]\!]. \qquad (12)$$

Для зручності практичного використання виразу (12) вводиться додаткова змінна $x_{n'+1}$:

$$\sum_{\ell=1}^{n'}\left([\![a_\ell^{(1)}]\!]\right)x_\ell + x_{n'+1} = [\![b^{(1)}]\!]. \qquad (13)$$

Після віднімання (10) з (13) із врахуванням (11) можна отримати

$$x_{n'+1} = -\left\{b^{(1)}\right\} - \sum_{\ell=1}^{n'}\left(-\left\{a_\ell^{(1)}\right\}\right)\cdot x_\ell. \qquad (14)$$

Вираз (14) є визначальним для відсікання Гоморі [9], що забезпечує:

- відсікання області з цілочисельним оптимальним рішенням допоміжної задачі (8);

- відсутність в області цілочисельного рішення задачі, що відсікається (7).

Далі, приєднуючи умову (14) до завдання (8), виходить аналогічне нове ітеративне відсікання і т.д. На практиці, при реалізації алгоритмів відсікання застосовуються комбінації процедур симплекс-метода з введенням додаткових відсікаючих обмежень. Кожна з базисних змінних x_j розкладається по небазисних (нецілочисельних рішеннях d_j^0):

$$x_j = d_j^0 - \sum_{k-\text{небазисные}} d_{jk} x_k \;; \qquad (15)$$

вираз для відповідної відсікаючої гіперплощини матиме такий вигляд:

$$x_{n'+1} = -\left\{d_j^0\right\} - \sum_{k-\text{небазисные}} \left(-\left\{d_{jk}\right\}\right) x_k \,, \qquad (16)$$

де $x_{n'+1}$ – змінна, що вводиться замість x_j.

Використання симплекс-процедури направлене на рішення допоміжної задачі (8), яке, у свою чергу, полягає в отриманні цілочисельного рішення. На першому ітеративному кроці по першій з компонент $\vec{x}^*$ з дробовим значенням (x_j) вводиться нова змінна $x_{n'+1}$ і будується обмеження вигляду (16). На подальшому кроці k розв'язується задача лінійного програмування, що формулюється на кроці (k – 1). Ознака закінчення обчислень – отримання цілочисельного рішення.

Основний недолік алгоритмів відсікання – неможливість отримання допустимого рішення до отримання оптимального рішення, що призводить до неможливості переривання обчислень при вичерпанні ліміту часу. Крім того, збіжність алгоритму досить повільна.

3. Алгоритми кінцевого розширення із наступним звуженням

Такі алгоритми ґрунтуються на методі побудови послідовності рішень за умови, що обидві множини, початкова ($\Im_\beta$) і розширена ($\Im'_\beta$), є кінцевими. Як правило, на кожному кроці до звуження розширеної множини відбувається виключення однієї альтернативи:

$$\Im_\beta^{[k]} = \Im_\beta^{[k-1]} \setminus \vec{x}^{[k-1]}. \qquad (17)$$

Таким чином, виходить послідовність елементів $\left\{\vec{x}^{[1]},...,\vec{x}^{[k]}\right\}$ розширення $\Im'_\beta$ $\left(\Im_\beta^{[1]} = \Im'_\beta\right)$ в порядку неспадності значень функції $f(\vec{x})$ або її мінoранти $f_m(\vec{x})$.

В даному випадку має місце такий критерій оптимальності:

- якщо при $f'(\vec{x}) \le f(\vec{x})$ для множини

$$B_k = \left\{\vec{x}^{[1]},...,\vec{x}^{[k]}\right\} \cap \Im_\beta$$

є вірним

$$\exists\left(\vec{x}^{[i]} \in B_k\right)\left(\vec{x}^{[i]} = \underset{\vec{x}\in B_k}{\arg\min}\, f(\vec{x}) \wedge f'\left(\vec{x}^k\right) \ge f\left(\vec{x}^{[i]}\right)\right),$$

то $\vec{x}^{[i]}$ – оптимальне рішення початкової задачі;

- якщо при $f'(\vec{x}) \equiv f(\vec{x})$ має місце

$$\vec{x}^{[k-1]} \notin \Delta_\beta \text{ і } \vec{x}^{[k]} \in \Im_\beta,$$

то $\vec{x}^{[k]}$ – оптимальне рішення початкової задачі (окремий випадок по відношенню до попереднього).

Введення мінoранти $f_m(\vec{x})$ дозволяє значно спростити процес вирішення ряду задач. З точки зору алгоритмів, заснованих на використанні мінoранти, з'являється можливість оцінки відхилення досягнутого рекордного значення цільової функції щодо оптимального значення $f\left(\vec{x}^*\right)$. Якщо $\vec{x}^{[i]} = \underset{\vec{x}\in B_k}{\arg\min} f(\vec{x})$ і не виконується одна з вимог $f\left(\vec{x}^{[k]}\right) \ge f\left(\vec{x}^{[i]}\right)$, то є вірним

$$f_m\left(\vec{x}^{[k]}\right) \le f\left(\vec{x}^*\right) \le f\left(\vec{x}^{[i]}\right),$$

де перше значення є найбільшим, що досягнуто мінорантою, друге – невідоме значення цільової функції в точці екстремуму, а третє – найменше досягнуте значення цільової функції. Таким чином, якщо в якості рішення вибирається $\vec{x}^{[i]}$, то відхилення від екстремуму не може перевищити $f\left(\vec{x}^{[i]}\right) - f_m\left(\vec{x}^{[k]}\right)$ і обчислювальний процес може бути зупинений після отримання деякого рекордного значення послідовності оцінки.

Відповідна обчислювальна процедура включає два такі алгоритми:

- алгоритм ψ, що реалізовує послідовний аналіз безлічі рішень $\left\{\vec{x}^{[1]},...,\vec{x}^{[k]}\right\}$ відповідно до критерію оптимальності;

- алгоритм $\Re$, що реалізовує побудову і послідовне розширення множини рішень, а також звуження множини $\Im'_\beta$.

Ефективність обчислень такою процедурою переважно залежить від вибору $\Im'_\beta$, мінoранти $f_m(\vec{x})$ і конкретного алгоритму $\Re$. Проте, навіть при ненайвдалішому формулюванні задачі оптимізації, кількість кроків не перевищить кількість кроків повного перебору. Крім того, на ефективність має позитивний вплив періодичне уточнення значень $\Im'_\beta$ і $f_m(\vec{x})$.

Таким чином, основною проблемою етапу знаходження рішення оптимізаційної задачі є вибір процедури побудови алгоритму $\Re$. Для переходу до розгляду особливостей побудови алгоритму $\Re$ розглянемо типову транспортну задачу (наприклад, про розміщення джерел інформаційних потоків в мережах), котра може бути зведена до таких виразів:

$$\sum_{i=1}^{m} h_i(x_i) + \sum_{i=1}^{m}\sum_{j=1}^{n} c_{ij}x_{ij} \to \min; \qquad (18)$$

$$\begin{cases} \sum_{j=1}^{n} x_{ij} = x_i \; \left(i=\overline{1,m}\right), \; \sum_{i=1}^{m} x_{ij} = b_j \; \left(j=\overline{1,n}\right), \\ x_i \in D_i \; \left(i=\overline{1,m}\right), \; x_{ij} \ge 0 \; \left(i=\overline{1,m}, \; j=\overline{1,n}\right). \end{cases} \qquad (19)$$

де x_i – цілочисельна змінна (кількість об'єктів, що генеруються джерелом, розміщеним у вузлі i), що набуває значень в кінцевій множині D_i; x_{ij} – кількість об'єктів, переміщуваних між вузлами i та j; b_j – загальна кількість об'єктів, які повинні поступити у вузол j; $h_i(x_i)$ – вартість генерації x_i у вузлі i; c_{ij} – вартість переміщення об'єкту між вузлами i та j.

На змінні x_i накладаються обмеження вигляду

$$\sum_{i=1}^{m} x_i = \sum_{i=1}^{m}\sum_{j=1}^{n} x_{ij} = \sum_{j=1}^{n}\sum_{i=1}^{m} x_{ij} = \sum_{j=1}^{n} b_j = b, \qquad (20)$$

де b – загальна кількість об'єктів, що підлягають передачі.

Тепер можна сформулювати нове завдання, еквівалентне задачі (18) – (19):

$$\begin{cases} f(\vec{x}) = \sum_{i=1}^{m} h_i(x_i) + t(\vec{x}) \to \min_{\vec{x}}, \; \sum_{i=1}^{m} x_i = b, \\ x_i \in D_i \left(i=\overline{1,m}\right), \\ t(\vec{x}) = \min_{\vec{x}} \left\{ \sum_{i=1}^{m}\sum_{j=1}^{n} c_{ij}x_{ij} \middle| \sum_{j=1}^{n} x_{ij} = x_i, \right. \\ \sum_{i=1}^{m} x_{ij} = b_j \; \left(j=\overline{1,n}\right), \; x_{ij} \ge 0. \end{cases} \qquad (21)$$

Така задача відноситься до класу задач каскадного типу і в ході її рішення необхідно проводити заміну функції $t(\vec{x})$ функцією $t_{\Sigma m}(\vec{x}) = \sum_{i=1}^{m} t_{1m}(x_i)$:

$$\begin{cases} t_{1m}(x_i) = \min\left\{ \sum_{j=1}^{n} c_{ij}x_{ij} \middle| \sum_{j=1}^{n} x_{ij} = x_i \left(i=\overline{1,m}\right) \right\}; \\ 0 \le x_{ij} \le b_j \; \left(j=\overline{1,n}\right). \end{cases} \qquad (22)$$

Оскільки обмеження для функції $t(\vec{x})$ жорсткіші, ніж для $t_{\Sigma m}(\vec{x})$, отже $\forall(\vec{x})\left(t_{\Sigma m}(\vec{x}) \le t(\vec{x})\right)$ $f'(\vec{x}) = h(\vec{x}) + t_{\Sigma m}(\vec{x})$ – міноранта $f(\vec{x}) = h(\vec{x}) + t(\vec{x})$.

Таким чином, задача (21) може бути замінена її розширеним аналогом, який розширює область допустимих значень для змінних x_{ij} і дозволяє замінити функцію її мінорантою:

$$\begin{cases} f_m(\vec{x}) = \sum_{i=1}^{m} f_m(x_i) = \sum_{i=1}^{m} h_i(x_i) + \sum_{i=1}^{m} t_{1m}(x_i) \to \min; \\ \sum_{i=1}^{m} x_i = b, \; x_i \in D_i \left(i=\overline{1,m}\right). \end{cases} \qquad (23)$$

Рішення такої задачі можливе за допомогою методів динамічного програмування, зважаючи, що функції $f_m(\vec{x})$ при $i=\overline{1,m}$ можуть бути визначені як $h_i(x_i) + t_i'(x_i)$, причому останній доданок є рішенням задачі (22). Тепер можна перейти до розгляду особливостей побудови безпосередньо алгоритму $\Re$. Відповідно до вищевикладеного, для достатньо великої множини завдань, можливий перехід до їх розширених аналогів вигляду (18) – (19), вирішуваним аналогічно (23). При рішенні задачі (23) повинна виконуватися умова $\sum_{i=1}^{n} x_i = b$ і, тоді, для отримання оптимального рішення $\vec{x}^*$ маємо:

$$\begin{cases} \vec{x}^* = \vec{x}_n = \left(x_1\left(z^{(1)}\right), \ldots, x_n\left(z^{(n)}\right)\right); \\ z^{(n)} = b, \; z^{(k-1)} = z^{(k)} - x_k\left(z^{(k)}\right) \left(k=\overline{n,2}\right). \end{cases} \qquad (24)$$

За умови, що перші h компонент вектору $\vec{x}$ вибираються оптимальним чином, h-оптимальне рішення має такий вигляд, причому значення $x_i\left(z^{(i)}\right)$ беруться з таблиці динамічного програмування:

$$\begin{cases} \vec{x}_h^* = \left(x_1\left(z^{(1)}\right), \ldots, x_h\left(z^{(h)}\right), x_{h+1}, \ldots, x_n\right); \\ z^{(n)} = b - \sum_{i=h+1}^{n} x_i, \; z^{(k-1)} = z^{(k)} - x_k\left(z^{(k)}\right). \end{cases} \qquad (25)$$

Побудова послідовності рішень здійснюється в порядку неубування функції $f_m(\vec{x})$. Таким чином, основні кроки алгоритму $\Re$ зводяться до наступних. На першому кроці визначається n-оптимальне рішення $\vec{x}^{[1]} = \vec{x}_n^*$ унаслідок мінімізації на множині (n-1)-оптимальних рішень W_1:

$$\begin{cases} W_1 = \left\{ \left\langle x_1\left(z^{(1)}\right), \ldots, x_{n-1}\left(z^{(n-1)}\right), x_n \in D_n \right\rangle \right\}; \\ \vec{x}_1^{[1]} = \arg\min_{\vec{x} \in W_1} f'(\vec{x}). \end{cases} \qquad (26)$$

На кроці k визначається множина W_k і рішення $\vec{x}^{[k]}$ на основі відомої множини W_{k-1}:

$$W_k = W_{k-1} \setminus \vec{x}^{[k-1]} \cup Q\left(\vec{x}^{[k-1]}\right),$$

$$\vec{x}^{[k]} = \arg\min_{\vec{x} \in W_k} f'(\vec{x}), \quad Q\left(\vec{x}^{[k-1]}\right) \overset{h=\overline{0,p-1}}{=} \qquad (27)$$

$$= \left\{ \left\langle \begin{matrix} x_1\left(z^{(1)}\right), \ldots, x_h\left(z^{(h)}\right); \\ x_{h+1} \in D_{h+1} \setminus x_{h+1}^{[k-1]}, \ldots, x_p^{[k-1]}, \ldots, x_h^{[k-1]} \end{matrix} \right\rangle \right\}.$$

Висновки

В статті розглянуто алгоритми, що реалізують окремий клас методів дискретної оптимізації – методів зміни простору рішень, котрі базуються на попередньому розширенні із наступним послідовним звуженням множини альтернатив задачі.

Виходячи із потреб систем управління трафіком мультисервісних мереж основним критерієм оптимізації обрано обчислювальну складність алгоритму.

Наведено загальні принципи побудови таких алгоритмів, а також проаналізовано два основних підкласи: алгоритми відсікання та алгоритми кінцевого розширення із наступним звуженням. Етапи реалізації алгоритмів, що розглядаються, формуються із мінімальною обчислювальною складністю з метою мінімального використання мережевого ресурсу.

Напрям подальших досліджень – проведення аналогічного аналізу алгоритмів послідовного поліпшення рішень та виявлення класу задач, при реалізації яких вони мають перевагу.

Список литературы

1. *Коваленко, А.А. Выбор комбинаторного алгоритма оптимизации при управлении трафиком мультисервисной сети [Текст] / А.А. Коваленко, А.А. Можаев, Г.А. Кучук // Системи обробки інформації: збірник наукових праць. – Х.: ХУ ПС, 2015. – Вип. 10 (135). – С. 97 – 102.*
2. *Коваленко, А.А. Подходы к синтезу информационной структуры системы управления объектом критического применения [Текст] / А.А. Коваленко // Системи обробки інформації: збірник наукових праць. – Х.: ХУ ПС, 2014. – Вип. 1 (117). – С. 180 – 184.*
3. *Кучук, Г.А. Модель процесса эволюции топологической структуры компьютерной сети системы управления объектом критического применения [Текст] / Г.А. Кучук, А.А. Коваленко, А.А. Янковский // Системи обробки інформації: збірник наукових праць. – Х.: ХУ ПС, 2014. – Вип. 7 (123). – С. 93 – 96.*
4. *Кучук, Г.А. Концептуальний підхід до синтезу структури інформаційно-телекомунікаційної мережі [Текст] / Г.А. Кучук, І.В. Рубан, О.П. Давікоза // Системи обробки інформації : збірник наукових праць. – Х.: ХУ ПС, 2013. – Вип. 7 (114). – С. 106 – 112.*
5. *Кучук, Г.А. Синтез стратифікованої інформаційної структури інтеграційної компоненти гетерогенної складової Єдиної АСУ Збройними Силами України [Текст] / Г.А. Кучук, О.П. Давікоза // Наука і техніка Повітряних Сил Збройних Сил України : науково-технічний журнал. – Х.: ХУ ПС, 2013. – № 3(12). – С. 154-158.*
6. *Олифер, В.Г. Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы [Текст] / В.Г. Олифер, Н.А. Олифер; 4-е изд. – СПб.: Питер, 2010. – 944 с.*
7. *Кучук, Г.А. Управление ресурсами инфотелекоммуникаций [Текст] / Г.А. Кучук, Р.П. Гахов, А.А. Пашнев. – М.: Физматлит, 2006. – 220 с.*
8. *Кучук, Г.А. Інформаційні технології управління інтегральними потоками даних в інформаційно-телекомунікаційних мережах систем критичного призначення [Текст] / Г.А. Кучук. – Х.: ХУ ПС, 2013. – 264 с.*
9. *Зайцев, М.Г. Методы оптимизации управления и принятия решений [Текст] / М.Г. Зайцев, С.Е. Варюхин. – М. : ДЕЛО, АНХ, 2008. – 664 с.*
10. *Коваленко, А.А. Подходы к синтезу технической структуры компьютерной системы, образующей систему управления объектом критического применения [Текст] / А.А. Коваленко // Збірник наукових праць Харківського університету Повітряних Сил. – Х.: ХУ ПС, 2014. – Вип. 1(38). – С. 116 – 119.*
11. *Коваленко, А.А. Подходы к оптимизации распределения задач управления по компонентам компьютерной системы, образующей систему управления объектом критического применения [Текст] / А.А. Коваленко // Наука і техніка Повітряних Сил Збройних Сил України: науково-технічний журнал. – 2014. – № 2(15). – С. 158 – 160.*

Надійшла до редколегії 11.03.2016

Рецензент: д-р техн. наук, проф. О.О. Можаєв, Національний технічний університет «ХПІ», Харків.

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ МЕТОДОВ ИЗМЕНЕНИЯ ПРОСТРАНСТВА РЕШЕНИЙ ДЛЯ ОПТИМИЗАЦИИ УПРАВЛЕНИЯ ТРАФИКОМ МУЛЬТИСЕРВИСНЫХ СЕТЕЙ

Г.А. Кучук, А.А. Коваленко

Рассмотрены алгоритмы, которые реализуют отдельный класс методов дискретной оптимизации – методов изменения пространства решений, базирующихся на предварительном расширения с последующим последовательным сужением множества альтернатив задачи. Выходя из потребностей систем управления трафиком мультисервисных сетей основным критерием оптимизации выбрана вычислительная сложность алгоритма. Приведены общие принципы построения таких алгоритмов, а также проанализированы два основных подкласса: алгоритмы отсечения и алгоритмы конечного расширения с последующим сужением.

Ключевые слова: *мультисервисная сеть, алгоритм, метод, множество альтернатив, пространство решений.*

APPLICATION OF METHODS FOR DECISION SPACE VARIATION IN MULTISERVICE NETWORKS TRAFFIC CONTROL OPTIMIZATION

G.A. Kuchuk, A.A. Kovalenko

The algorithms that implement a separate class of discrete optimization methods – methods for decision space variation, based on preliminary extension and consequent restriction of alternatives set, are considered. Based on requirements of multiservice networks traffic control systems, as the main optimization criterion, computational complexity of an algorithm was chosen. Generic principles for such algorithms construction are presented, as well as two main subclasses are analyzed: cutting-plane algorithms and algorithms for finite enlargement with consequent restriction.

Keywords: *multiservice network, method, alternatives set, decision space.*