УДК 519.68

Д.В. Боженко, магістр
О.П. Кравченко, д.т.н., проф.
В.О. Сільченков, магістр
Східноукраїнський національний університет імені Володимира Даля

ОЦІНКА ЕФЕКТИВНОСТІ ЕВРИСТИЧНИХ АЛГОРИТМІВ РОЗВ'ЯЗАННЯ ЕКСТРЕМАЛЬНИХ ЗАДАЧ

Розглянуто граф великої розмірності, на ребрах якого задано набір характеристик. Наведено алгоритм зведення задачі оптимізації, основні етапи рішень і методи побудови наближених рішень.

Вступ. Автомобільні перевезення здійснюються у складних умовах експлуатації з конкретними обмеженнями руху (тривалістю, перепускною здатністю, дорожніми знаками тощо). Вибрати коротший шлях візуально можливо тільки між двома найближчими пунктами. Якщо ж пункти досить далеко віддалені один від одного, то виникають різноманітні варіанти маршрутів руху, які необхідно порівняти (рис. 1), щоб вибрати найкращий. Наукову основу для розв'язання цієї задачі надає теорія графів.

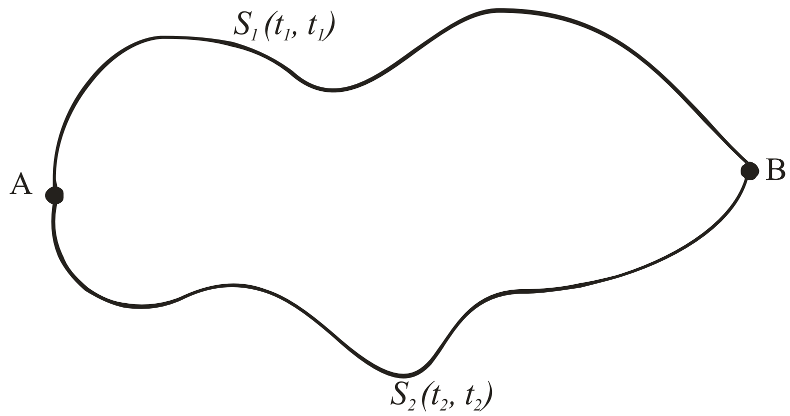

Рис. 1. Варіант маршрутів

Виклад основного матеріалу. В наш час розроблені і використовуються різноманітні алгоритми і програмні продукти визначення найкоротших відстаней з використанням ЕОМ.

Для розв'язання задачі підготовлюється інформація про відстані між пунктами дорожньої мережі. З цією метою складається модель, яка являє собою графічне зображення. Основні перехрестя створюють вершини (вузли) мережі. Допустиме число вершин і ребер визначається об'ємом оперативної пам'яті електронно-обчислювальних машин, на яких виконуються розрахунки. Але інколи виникає потреба визначення найкоротших відстаней на транспортній мережі з кількістю вершин (вершинами виступають пункти призначення одного міста, міста однієї області, країни тощо) у декілька тисяч, а інколи десятків і сотень тисяч. Аналіз публікацій показує, що найбільша кількість подібних задач відноситься до проблем розв'язання екстремальних задач на графах великої розмірності [1, 2, 3, 4]. При цьому в пропонованих методах немає чіткого критерію оцінки ефективності функціонування евристичних алгоритмів розв'язання екстремальних задач.

Оптимізаційні завдання на графах великої розмірності, що не мають ефективних алгоритмів знаходження точного рішення

Як приклад розглянуто завдання побудови оптимальних маршрутів руху автомобілів. Задана мережа доріг з великою кількістю вузлів: перехресть і точок обслуговування, через які повинні пройти маршрути руху транспорту. Мережі доріг ставиться у відповідність орієнтований граф, вершинами якого є вузли даної мережі, а ребрами – відрізки доріг між вузлами. Кожному ребру приписується довжина – відстань між відповідними вузлами мережі. Точки обслуговування трактуються як відмічені вершини з вагами, що характеризують дану точку. Вагою може бути, наприклад, кількість контейнерів або об'єм вантажу, які повинна зібрати машина в цій точці. Шукається набір оптимальних маршрутів, що починаються і закінчуються в заданих точках і обмежених сумарною кількістю вагів (наприклад, кількістю збираних однією машиною контейнерів) і деякою функцією від довжин ребер графа, яка може враховувати фізичну довжину маршруту (кілометраж), або час руху транспорту, або вартісні характеристики маршруту руху.

Розглянемо завдання, яке характеризується наступними умовами:

– заданий орієнтований граф $G = (V,E)$ великої розмірності $|V| \sim 10^6$;
– на ребрах графа заданий набір характеристик;
– на графі G виділена підмножина вершин $V' \subset V,\ |V'| \sim 10^3$;
– задані характеристики вершин V';
– задана цільова функція F;
– необхідно знайти набір маршрутів, що мінімізують значення цільової функції;
– задані обмеження на побудову набору маршрутів у вершинах V';
– задані обмеження на окремі маршрути у вигляді функцій характеристик ребер і виділених вершин, що входять в даний маршрут.

Щоб не ускладнювати викладення поставленого завдання, розглядатимемо тільки завдання складання оптимального розкладу роботи агентів.

Даний орієнтований граф $G = (V,E)$, на ребрах якого визначені дві невід'ємні вагові функції: довжина і час руху по ребру.

Є виділена множина вершин $C = \{c_1 \ldots, c_n\} \subset V$ – місцезнаходження клієнтів. Для кожного клієнта (отже, для кожної вершини c_i, $i = \overline{1, n}$) заданий набір невід'ємних чисел-характеристик об'єкта буде:

$$c_i^{\gamma} = \left(\gamma_i^1, \gamma_i^2, \ldots\ldots, \gamma_i^q\right), \tag{1}$$

інтервал часу роботи

$$c_i^{\tau} = \left(\tau_i^1, \tau_i^2\right), \tag{2}$$

і час, необхідний для надання послуги τ_i^{ε}.

Кожен агент починає свою роботу в деякій заданій наперед точці s_j і закінчує роботу в точці f_j; $s_j, f_j \in V$, $j = \overline{1, m}$. Безліч всіх цих точок позначимо $A = \{s_1, f_1, \ldots, s_m, f_m\} \subset V$. Для агента заданий набір невід'ємних чисел – обмеження на сумарні характеристики об'єктів $a_i^{\alpha} = \left(\alpha_i^1, \alpha_i^2, \ldots\ldots, \alpha_i^q\right)$ і інтервал часу роботи $a_i^{\tau} = \left(\tau_i^1, \tau_i^2\right)$.

Характеристикою ребра $e \in E$ назвемо вектор $\boldsymbol{e}$, $e \in \mathrm{R} \times \mathrm{R}$, $e = (e^d, e^t)$, де e^d, e^t – довжина і час руху.

Маршрутом j-го агента r_j назвемо послідовність вершин, через які проїжджає агент, час прибуття агента в кожну вершину і безліч клієнтів, яких він обслужив (агент може проїхати через виділену вершину, але не обслуговувати її). Таким чином, маршрут r_j задається наступними наборами (3, 4, 6, 7):

$$v_j^0 = s_j\ ,\ v_j^{l_j} = f_j\ ,\ v_j^i \in V\ ,\ i = \overline{0, l_j}\ , \tag{3}$$

$$\left(e_j^1,\ldots,e_j^{l_j}\right), \tag{4}$$

де

$$e_j^i = \left(v_j^{i-1}, v_j^i\right) \text{ і } e_j^i \in E\ ,\ i = \overline{1, l_j}\ , \tag{5}$$

$$\left(t_j^0,\ldots,t_j^{l_j}\right), \tag{6}$$

де t_j^i означає час прибуття агента у вершину v_j^i, $i = \overline{0, l_j}$,

$$C_j = \left\{c_j^{k_1},\ldots,c_j^{k_{n_j}}\right\} \subset C\ , \tag{7}$$

де k_i – номер вершини маршруту, в якій відбувається обслуговування клієнта, тобто

$$c_j^{k_i} = v_j^{k_i}\ . \tag{8}$$

Розкладом R назвемо безліч маршрутів руху агентів $\{r_1 \ldots, r_m\}$.

Маршрут r_j називається коректним, якщо виконані наступні обмеження:

сумарні за характеристиками:

$$\sum_{i=1}^{n_j} \left(c^{\gamma}\right)_j^{k_i} \le a_j^{\alpha}\ ; \tag{9}$$

за інтервалом часу роботи агента:

$$t_j^i \in a_j^{\tau}\ ,\ \ i = \overline{0, l_j}\ ; \tag{10}$$

за інтервалом часу роботи клієнта:

$$t_j^{k_i} \in \left(c^{\tau}\right)_j^{k_i}\ ,\ \ i = \overline{1, n_j}\ ; \tag{11}$$

за часом руху по ребрах графа:

для всіх

$$1 \le i \le l_j \begin{cases} \left(e^t\right)_j^i \le t_j^i - t_j^{i-1} - \tau_j^{i-1}, & якщо\left(i-1\right) \in \left\{k_1,\ldots,k_{n_j}\right\} \\ \left(e^t\right)_j^i \le t_j^i - t_j^{i-1} & інакше. \end{cases} \tag{12}$$

Розклад R назвемо коректним, якщо

– всі маршрути руху агентів коректні;

– $C = C_1 \cup \ldots \cup C_m$ (обслужені всі клієнти);

– $C_i \cap C_j = \varnothing$, $i \ne j$ (ніякі два агенти не обслуговують одного клієнта).

Серед всіх коректних розкладів необхідно вибрати оптимальне. Для цієї мети введемо деяку цільову функцію *F(R).* Вважатимемо, що розклад R_1 більш оптимальний, ніж розклад R_2, якщо $F(R_1) < F(R_2)$. Тим самим завдання оптимізації зводиться до пошуку такого коректного розкладу, який мінімізує цільову функцію.

Цільова функція вибирається з додаткових міркувань. Зазвичай при розв'язанні оптимізаційних завдань на складання розкладу ми маємо обмеження за часом і намагаємося зменшити сумарні транспортні витрати.

Можливо, є і інші вимоги до розкладу, наприклад рівномірна завантаженість агентів. Тому зазвичай цільова функція залежить від характеристик ребер, від сумарних характеристик об'єктів, що входять в маршрути розкладу.

Планування перевезень дрібнопорційних вантажів за розвізно-збірочним маршрутом тривіальним методом

Розв'язання задачі планування перевезень дрібнопорційних вантажів за збиральним маршрутом при умові наявності одного постачальника і чотирьох одержувачів вантажів (рис. 2, табл. 1).

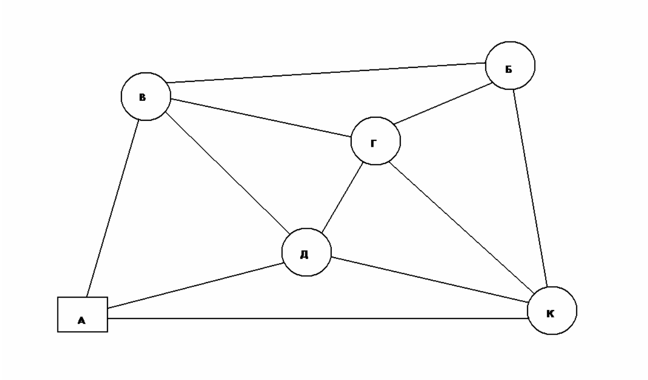

Рис. 2. Схема тригопунктів:
А – відправник; Б, В, Г, Д, К – отримувач

Таблиця 1

Вихідні дані

Пункти	А	Б	В	Г	Д	К
А	0	30	10	25	7	14
Б	30	0	20	16	31	20
В	10	20	0	15	18	29
Г	25	16	15	0	18	21
Д	7	31	18	18	0	11
К	14	20	29	21	11	0
Разом	86	117	92	95	85	95

Розв'язання задачі відшукання оптимального варіанта найкоротшого об'їзду тригопунктів розглянемо на прикладі доставки вантажів з бази в п'ять магазинів одним автомобілем.

Розташування бази А і магазинів Б, В, Г, Д і К, а так само відстані між ними показані на схемі (рис. 2). Базу – пункт відправлення вантажу і магазини – пункти отримання для зручності називатимемо тригопунктами або просто пунктами.

Одним з найбільш простих наближених методів розв'язання задачі раціонального об'їзду точок в маршруті (це завдання називається завданням комівояжера) є метод сум.

Як вихідні дані для цього методу необхідна матриця найкоротших відстаней між пунктами маршруту. У підсумковому рядку цієї так званої симетричної матриці проставимо суму відстаней по кожному стовпцю. Задачу розв'язуємо в декілька кроків (етапів).

Перший крок: знаходимо в таблиці три стовпці з найбільшою сумою в кожному. Такими стовпцями будуть Б – сума 117, Г – сума 95, В – сума 92 і К – 95; таких стовпців опинилося чотири, а нам слід прийняти три.

Приймаємо Б, Г, В (стовпці вибираємо довільно, можна було прийняти Б, Г, К, на кінцевий результат це не впливає). Для того, щоб маршрут виявився замкнутим, позначимо його БГКБ.

Другий крок: наступний стовпець, що має максимальне сумарне значення відстаней, буде А, зі значенням суми 86. Для того, щоб визначити, між якими пунктами його включити, розбиваємо маршрут на відрізки БГ, ГК і КБ і відшукуємо можливий найкоротший приріст відстані при включенні пункту А між вантажопунктами Б і Г, Г і К, К і Б.

Величину приросту відстані – $lпв$ визначаємо за формулою:

$$\Delta l_{пв} = l_{ПС} + l_{СВ} - l_{ВП,}$$

де індекси при відстанях l означають:

П – перший сусідній пункт;

У – другий сусідній пункт;

З – середній (включений) пункт.

Для випадку включення пункту А (середнього) між першим (Б) і другим (Г) пунктами останній вираз приймає вигляд:

$$\Delta l_{БГ} = l_{БА} + l_{АГ} - l_{ГБ} = l_{АВ} + l_{ВБ} + l_{АД} + l_{ДГ},$$

де $\Delta l_{БГ}$ – приріст відстані при заїзді в пункт А, при виході з пункту Б в пункт Г;

$l_{БА}$, $l_{АГ}$ – відстані між пунктами Б і А, А і Г відповідно:

$l_{БА} = \Delta l_{БГ} + l_{ГД}\, l_{ГД} + l_{ДА}$ – відстань між пунктами Б і А.

Підставимо у формулу величини відстаней між пунктами:

$$\Delta l_{БГ} = 30 + 25 - 16 = 39.$$

Включимо пункт А між Г і К. Тоді:

$$\Delta lГК = lГА + lАК - lКГ = lАД + lДГ + lАК - lКГ = 7 + 18 + 14 - 21 = 18.$$

При включенні пункту А між К і Б отримаємо:

$$\Delta lКБ = lКА + lАБ - lБК = lКА + lАВ + lВБ - lБК = 14 + 10 + 20 - 20 = 24.$$

Зі всіх розглянутих варіантів найменший приріст відстані $\Delta l_{ГК} = 18$. Тому пункт А включаємо в маршрут між пунктами Г і К. Виходить маршрут БГАКБ.

Третій крок: відшукуємо в підсумковому рядку симетричної матриці наступне за величиною значення. Таким буде стовпець Д з величиною суми 85.

Розглянемо, між якими пунктами маршруту БГАКБ слід включити пункт Д. Розбиваємо маршрут БГАКБ на відрізки БГ, АК, КБ і ГА.

Визначаємо величину приросту відстані для маршрутів БДГ АДК, КДБ, ГДА:

$$АДК - l_{АК} = 7 + 11 - 17 = 1;$$

$$КДБ - l_{КБ} = (11 + 18 + 16) - 20 = 25;$$

$$ГДА - l_{ГА} = 18 + 7 - (18 + 7) = 0;$$

$$БДГ - l_{БГ} = 20 + 11 - 16 = 15.$$

Найменший приріст відстані отриманий при включенні пункту Д між пунктами Г і А. Тому новий маршрут матиме наступний вигляд – БГДАКБ.

Четвертий крок: залишається визначити, куди включити пункт В. Розбиваємо маршрут БГДАКБ на відрізки БГ, ГД, ДА, АК, КБ. Визначимо приріст відстані l для маршрутів:

$$БВГ - l_{БГ} = 20 + 15 - 16 = 19;$$

$$ГВД - l_{ГД} = 15 + 18 - 18 = 15;$$

$$ДВА - l_{ДА} = 18 + 10 - 7 = 21;$$

$$АВК - l_{АК} = 10 + 18 + 11 - 14 = 25;$$

$$КВБ - l_{КБ}\ 11 + 18 + 20 - 20 = 29.$$

Найменший приріст відстані отриманий при включенні пункту В між пунктами Г та Д. Таким чином, остаточний найкоротший шлях об'їзду тригопунктів буде АКБГВДА (БГВДАКБ).

Найменша довжина маршруту складе:

$$l_{М} = \Delta_{БГ} + \Delta_{ГВ} + \Delta_{ВД} + \Delta_{ДА} + \Delta_{АК} + \Delta_{КБ} = 16 + 15 + 18 + 7 + 14 + 20 = 90 \text{ км}.$$

Ділянка ДА буде холостим пробігом.

Планування перевезень дрібнопорційних вантажів за збиральним маршрутом генетичним методом

Змінними є варіанти маршрутів об'їзду тригопунктів, а функцію, яку можна мінімізувати, – зменшення пробігу автомобіля.

Будемо розглядати кожен варіант маршрутів як індивідуума, а зниження пробігу автомобіля – прилаштування цього індивідуума.

Тоді під час еволюції прилаштування індивідуума буде зростати, а тому будуть з'являтися все більш оптимальні маршрути. Зупинивши еволюцію в певний момент і обравши найліпшого індивідуума, буде отримано досить непогане рішення.

Під час розв’язання за допомогою генетичного методу наведеної вище задачі було отримано оптимальний маршрут АДГВБКА з загальною довжиною 94 км.

Імітаційне моделювання оцінки ефективності евристичних алгоритмів розв’язання екстремальних задач на графах великої розмірності

При розв’язанні оптимізаційних задач використовуються генетичні, еволюційні і градієнтні методи. Але наскільки вони будуть ефективними, залежить від того, як вони будуть реалізовані. Тому з'являється необхідність визначення доцільності використання того або іншого евристичного методу, а також слід провести дослідження його порівняльної ефективності. Сувору математичну оцінку точності різних евристичних алгоритмів провести не є можливим теоретичним шляхом у зв'язку з інтуїтивним характером наукових методів. Отже, необхідні дані можна отримати лише експериментально. Оскільки постановка подібного експерименту на підприємстві автомобільного транспорту пов'язана із значними витратами часу, засобів і коштів (рис. 3), то залишається метод машинної імітації, тобто чисельний метод проведення експерименту на ЕОМ за допомогою математичної моделі системи.

Цей метод широко застосовується в тих випадках, коли теоретичне вивчення об'єкта дослідження або неможливе, або вимагає значних зусиль. Метод машинної імітації особливо ефективний при вивченні задач, вхідні параметри яких є імовірнісними величинами. Практично будь-яку складну задачу такого вигляду може бути розв’язано лише за допомогою такого методу. До таких задач відноситься і досліджувана проблема визначення порівняльної ефективності різних евристичних методів розв’язання різних екстремальних задач на графах великої розмірності. При цьому для оцінки ефективності евристичного алгоритму необхідно отримані з його допомогою результати порівняти з «еталонним» розв'язанням, отриманим суворим класичним методом, що гарантує знаходження математичного оптимуму.

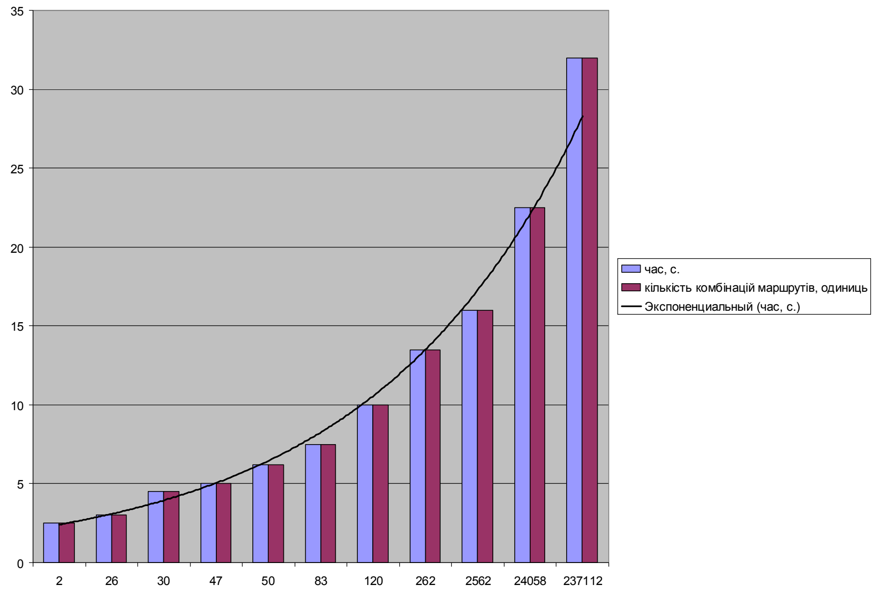

Рис. 3. Витрати машинного часу на огляд всіх існуючих комбінацій маршрутів

Замість того, щоб вводити конкретні дані, узяті із практики роботи автотранспортних підприємств, представляється можливим оцінювати параметри розподілу цих величин, формувати початкові дані для розв’язання задачі заданої розмірності шляхом генерування випадкових величин за отриманими імовірнісними законами розподілу. Ефективність такої організації експерименту при оцінці евристичних алгоритмів в порівнянні з експериментом на конкретних реальних даних не викликає сумнівів.

Результати розв’язання задач за допомогою класичних методів є незалежними від початкових даних, тоді як вживані евристичні методи доцільні лише за певних видів початкових даних. При добутку чисельних експериментів на машині дані генеруються відповідно до деякого імовірнісного закону. Отже, для того, щоб максимально наблизити умови, в яких відбуватиметься експеримент, до тих, які існують насправді, необхідно зібрати і обробити відповідну статистичну інформацію з підприємств автомобільного транспорту, що діють.

Вирівнювання дослідного розподілу будь-якої теоретичної кривої має бути перевірено за допомогою відомих критеріїв (критерії Колмогорова, Романовського, Пірсону та ін.).

Для генерації даних можливе використання стандартної підпрограми генерації псевдовипадкових чисел, що входить в математичне забезпечення ЕОМ. На основі згаданої процедури генерування нормально розподіленою випадковою можна усунути за допомогою методу зворотного перетворення. Можна побудувати алгоритми генерування будь-якого емпіричного розподілу. Математично це виражається таким чином. Якщо генеруються рівномірно розподілені випадкові числа і ставляться у відповідність, тобто

$$\tau = F(x) = \int_{\infty}^{x} f(x)dt , \tag{13}$$

то

$$P(X \le x) = F(x) = P[\tau \le F(x)] = P[F^{-1}(\tau \le x)]. \tag{14}$$

Отже, є випадкова величина з функцією щільності вірогідності $f(x)$.

Машинний імітаційний експеримент передбачає організацію і проведення трьох основних комплексів операцій:

– формування вихідного графа заданої розмірності;

– реалізація рішення, побудованого на вихідному графі;

– оцінка ефективності кожного з досліджуваних алгоритмів за частинними критеріями і формування комплексної оцінки ефективності.

Весь експеримент може бути реалізований повністю в автоматичному режимі за наявності машинних програм. Проте може виявитися доцільнішим автоматизований режим із виконанням частини операцій за участю людини. Така організація експерименту буде гнучкішою, оскільки дозволить оперативно втручатися в хід експерименту в міру необхідності.

Очевидно, що ефективність евристичних алгоритмів не може бути оцінена за допомогою будь-якого одного частинного критерію, оскільки потенційна сфера їх використання – оперативне планування автомобільних перевезень – пред'являє величезний перелік вимог до можливих алгоритмів розв’язання комплексів планових задач. Виходячи з аналізу частинних критеріїв для оцінки ефективності вирішення транспортної задачі з урахуванням цих вимог, можуть бути розглянуті наступні критерії:

відносний показник точності алгоритмів

$$\Delta_k = \left| \frac{F_i - F_e}{F_e} \right| . \tag{15}$$

Тобто відносна величина відхилення значень цільової функції, отриманого при реалізації *i*-го алгоритму, від значень цільової функції, отриманого за допомогою «еталонного» алгоритму.

Відносний показник часу реалізації алгоритму

$$\tau_k = \left| \frac{T_i - T_e}{T_e} \right| , \tag{16}$$

де T_i, T_e – абсолютний час реалізації евристичного і «еталонного» алгоритмів відповідно.

Відносний показник трудомісткості реалізації алгоритму

$$\psi_k = \left| \frac{N_i - N_e}{N_e} \right| , \tag{17}$$

де N_i, N_e – кількість еквівалентних обчислювальних операцій, необхідних для реалізації «еталонного» алгоритму.

Відносний показник необхідного обсягу пам'яті ЕОМ

$$\vartheta_k = \left|\frac{V_i - V_e}{V_e}\right|, \tag{18}$$

де V_i, V_e – необхідний об'єм пам'яті щодо реалізації евристичного алгоритму і «еталонного» відповідно.

Відносний показник трудомісткості програмування

$$\eta_k = \left|\frac{\Omega_i - \Omega_e}{\Omega_e}\right|, \tag{19}$$

де Ω_i, Ω_e – число машинних команд в програмах евристичного алгоритмування і «еталонного» відповідно.

Висновок. Розв’язана задача планування перевезень дрібнопорційних вантажів за збиральним маршрутом за допомогою тривіального та генетичного методів. Проведено імітаційне моделювання оцінки ефективності евристичних алгоритмів на графах великої розмірності. Отримані результати, перевірені за трьома критеріями, вказують на адекватність використання генетичного методу при умові наявності більше восьми вершин.

ЛІТЕРАТУРА:

1. *Инюхин А.В., Панкратьев Е.В., Чеповский А.М., Чернышев С.В.* Использование Т-системы для преобразования графа дорог в задаче оптимизации маршрутов движения // Высокопроизводительные вычисления и их приложения: Труды Всероссийской научной конференции, 30 октября – 2 ноября 2000 г., г. Черноголовка. – М.: Изд-во Моск. ун-та, 2000. – С. 220–223.
2. *Панкратьев Е.В., Чеповский А.М., Черепанов Е.А., Чернышев С.В.* Нахождение наборов оптимальных маршрутов на больших сетках дорог геоинформационных систем // Проблемы передачи и обработки информации в сетях и системах телекоммуникаций: Материалы 10-й Международной науч.-техн. конф. – Рязань: Рязанская государственная радиотехническая академия, 2001. – С. 240–241.
3. *Thorup M.* Undirected single-source shortest paths with positive integer weights in linear time // Journal of the ACM. – 1999. – Vol. 46, no. 3. – P. 362–394.
4. *Панкратьев Е.В., Чеповский А.М., Черепанов Е.А., Чернышев С.В*. Алгоритмы и методы решения задач составления расписаний и других экстремальных задач на графах больших размерностей // Фундаментальная и прикладная математика. Том 9. – М.: Изд. дом «Открытые системы», 2003. – № 1. – С. 235–251.
5. *Кендалл М., Стьюарт А.* Статистические выводы и связи. — М.: Наука, 1973. – 133 с.

БОЖЕНКО Денис Володимирович – магістр Східноукраїнського національного університету імені Володимира Даля.

Наукові інтереси:

– моделювання транспортних процесів.

КРАВЧЕНКО Олександр Петрович – доктор технічних наук, професор, декан факультету автомобільного транспорту, завідуючий кафедрою організації перевезень та управління на автомобільному транспорті Східноукраїнського національного університету імені Володимира Даля.

Наукові інтереси:

– підвищення ефективності експлуатації автомобільного транспорту.

Тел. 8(0642)419583.

E-mail: op_avto@snu.edu.ua

СІЛЬЧЕНКОВ Володимир Олександрович – магістр Східноукраїнського національного університету імені Володимира Даля.

Наукові інтереси:
– моделювання транспортних процесів.

Подано 07.06.2008

Боженко Д.В., Кравченко А.П., Сильченков В.А. Оценка эффективности эвристических алгоритмов решения экстремальных задач

Боженко Д.В., Кравченко О.П., Сільченков В.О. Оцінка ефективности евристичних алгоритмів розв'язання екстремальних задач

Bozhenko D., Kravchenko A., Sil'chenkov V. Estimation of efficiency of heuristic algorithms of decision of extreme tasks

УДК 519.68

Оценка эффективности эвристических алгоритмов решения экстремальных задач / Д.В. Боженко, А.П. Кравченко, В.А. Сильченков

Рассмотрен граф большой размерности, на ребрах которого задан набор характеристик. Представлен алгоритм решения задачи оптимизации. Представлены основные этапы решения и методы построения приближенных решений.

УДК 519.68

Estimation of efficiency of heuristic algorithms of decision of extreme tasks / D.Bozhenko, A.Kravchenko, V.Sil'chenkov

The count of large dimension is considered, on the ribs of which the set of descriptions is set. The algorithm of decision of task of optimization is presented. The basic stages of decision and methods of construction of close decisions are presented.