УДК 519.8
DOI https://doi.org/10.32782/2663-5941/2023.2.1/24

Івохін Є.В.
Київський національний університет імені Тараса Шевченка

Гавриленко В.В.
Національний транспортний університет

Омецинська Н.В.
Таврійський національний університет імені В.І. Вернадського

Івохіна К.Є.
Національний транспортний університет

Рудоман Н.В.
Національний транспортний університет

ПРО ОДИН ПІДХІД ДО РОЗВ'ЯЗАННЯ ЗАДАЧІ КОМІВОЯЖЕРА ЗА ДОПОМОГОЮ МЕТОДУ ОРЛІНА ОПТИМІЗАЦІЇ ПОТОКІВ ДАНИХ

У статті розглянуто методику послідовного застосування потокових схем розподілу однорідного ресурсу для розв'язання задачі комівояжера, яка формулюється як задача пошуку маршруту відвідування заданої кількості міст без повторень з мінімальною відстанню руху або тривалістю пересування. Ставиться завдання формалізації алгоритму розв'язання задачі комівояжера за допомогою методу потокового розподілу ресурсу і використання схеми backtracking (повернення). Запропоновано використання методу Орліна оптимізації розподілу потоку на графі. Коротко викладено зміст методу Орліна, описано схему формалізації процедури використання методу з реалізацією схеми backtracking для розв'язання задачі комівояжера з мінімальною тривалістю руху за маршрутом. Звертається увага, що використання алгоритмів на основі схем пошуку з поверненням при розв'язанні практичних задач суттєво обмежується невисокою швидкістю роботи та підвищеними вимогами до обчислювальних ресурсів. Запропоновано варіант прискорення швидкості роботи розробленого алгоритму, який полягає у залученні жадібної методики у процедурі вибору ділянок маршруту: планування кожного наступного етапу пересування визначається на основі вибору найбільш швидкого напряму руху. Застосування жадібного підходу дозволяє отримати конструктивну схему розв'язання задачі комівояжера. Наведено результати роботи запропонованого алгоритму для обчислення розв'язків задачі комівояжера з мінімізацією тривалістю руху, проведено порівняння отриманих розв'язків з розв'язками, знайденими іншими точними та евристичними методами. Проведено аналіз впливу жадібного підходу на швидкість роботи розробленого алгоритму. Зроблено висновки й спрогнозовано подальший розвиток розглянутої методики для розв'язання задачі комівояжера з урахуванням суб'єктивного сприйняття плину часу та динамічної задачі комівояжера.

Ключові слова: *задача комівояжера, метод розподілу ресурсів, алгоритм Орліна, схема з поверненням, жадібний підхід.*

Вступ. Останнім часом більшість світових компаній зіткнулися з перебоями в логістиці, спричиненими пандемією та війною в Україні. Через санкції та події, які зв'язані з пандемією, менеджери логістичних компаній відчули серйозні збої у визначенні шляхів та обсягів перевезень, оскільки згадані процеси виявили слабкі сторони традиційних існуючих у логістиці ланцюгів поставок.

Відсутність вертикального бачення виробничих процесів та зв'язків, застарілі процеси управління попитом, недостатня стійкість до змін попиту та несподівані збої через залежність від ручних зусиль у логістичних операціях зруйнували ланцюжок поставок.

Компанії, що займаються логістикою, наразі змушені проаналізувати свої логістичні процеси. Ясно, що зміни в поведінці та очікуваннях клієнтів навряд чи зможуть усунути ці несподівані проблеми логістики, покупці очікували швидшої доставки та зручних можливостей відстеження товарів.

Стає зрозумілим, що компаніям необхідно швидко оптимізувати управління логістикою. Залежно від поставленої задачі, існує багато різних математичних підходів до різних логістичних проблем, такі як лінійне програмування, оптимізація мереж, аналіз рішень, генетичні алгоритми та інше.

Проблеми логістиці мають свої труднощі, деякі з яких вирішуються завдяки роботі менеджерського відділу, а інші передбачають аналіз та оптимізацію логістичних операцій, включаючи планування, координацію та контроль руху та зберігання товарів, послуг і інформації, оптимізацію потоків у мережі [1-3]. Завдяки методам і моделям імітаційного моделювання можна створювати комп'ютерні моделі логістичної системи та використовувати їх для тестування різних сценаріїв та оптимізації продуктивності системи.

Залучення математичних підходів для розв'язування логістичних задач набуває широкого впровадження, конкретний зміст якого залежить від характеру проблеми та наявних даних. Іноді вдається знайти нетипові методики розв'язання відомих задач, однією з яких є задача комівояжера.

Постановка задачі комівояжера та аналіз останніх публікацій.

За змістом задачі комівояжера (TSP, Travelling Salesman Problem) необхідно скласти маршрут руху в рамках заданої сукупності зв'язаних між собою пунктів (міст), що утворюють транспортну мережу конкретного регіону [4]. Особливістю задачі є те, що маршрут повинен містити усі пункти, що прописані у завданні, причому, кожен з пунктів потрібно відвідати не більше одного разу. Зрозуміло, що такі подорожі забирають багато часу, тому логічно, що необхідно скласти маршрут таким чином, щоб відстань, яку потрібно подолати, або час подолання були мінімальними (в якості критерію може також розглядатися знаходження шляху з найменшими витратами).

Задача комівояжера – комбінаторна задача, для розв'язання якої можуть бути використані методи математичного програмування. Щоб навести задачу до загального вигляду, пронумеруємо міста числами (*1, 2, 3, ..., n*), а маршрут комівояжера опишемо циклічною перестановкою номерів $t = (j_1, j_2, ..., j_n, j_1)$, причому усі $j_1, ..., j_n$ – різні номери. Номер j_1, який повторюється з початку й у кінці, показує, що перестановка є циклічною [5].

Сукупність міст можна розглядати у вигляді вершин деякого графу з заданими відстанями (або часом пересування) між усіма парами вершин c_{ij}, які утворюють матрицю $C=(c_{ij})$, $i,j=\overline{1,n}$. Будемо вважати матрицю симетричною. Тоді формальне завдання полягає у тому, щоб знайти найкоротший маршрут (за часом або довжиною) t, який проходить через кожне місто та закінчується в точці відправлення. У такій постановці задача називається замкненою задачею комівояжера (TSP), яка є відомою задачею математичного цілочисельного програмування.

Сформулюємо математичну модель задачі TSP. Нехай $I=\{1,...,n\}$ – множина індексів вершин графу задачі. Цільова функція – сумарна відстань або час проходження маршруту, що включає у себе усі вершини графа задачі. Параметрами задачі є елементи матриці $C=(c_{ij})$, $i, j \in I$.

Змінними задачі є елементи бінарної матриці переходів між вершинами $X = \{x_{ij}\}$, $i, j \in I$, які дорівнюють 1, якщо у побудованому маршруті для задачі присутнє ребро (v_i, v_j), 0 – інакше [6]. Оптимальним є найкоротший за відстанню або за часом маршрут:

$$E = \sum_{i \in I} \sum_{j \in I, j \neq i} c_{ij} x_{ij} \to \min \quad (1)$$

з обмеженнями

$$\sum_{j \in I, j \neq i} x_{ij} = 1,\ i \in I,$$
$$\sum_{i \in I, j \neq i} x_{ij} = 1,\ j \in I, \quad (2)$$
$$v_i - v_j + n x_{ij} \le n - 1,\ 1 \le i \neq j \le n.$$

Остання нерівність забезпечує зв'язність маршруту обходу вершин, він не може складатися з двох і більше незв'язаних частин.

Алгоритми, що дозволяють вирішити проблему знаходження оптимального маршруту, розподіляють на точні та евристичні. Точні методи гарантують знаходження оптимального розв'язку задачі за певний час або з урахуванням певних ресурсних обмежень. В цьому випадку пошук розв'язків виконується на основі методів оптимізації, таких як лінійне програмування, динамічне програмування або метод гілок та меж [7]. Однак, точні методи доцільно використовувати лише до задач невеликого масштабу (наприклад, з метою первинного проектування транспортної мережі малих розмірів), оскільки для їх реалізації необхідні великі обчислювальні потужності.

З іншого боку, евристичні методи — це алгоритми, які не гарантують знаходження оптимального розв'язку, а натомість спрямовані на швидкий пошук локально оптимального розв'язку. Традиційно використовуються підходи «спроб і помилок», наприклад випадковий пошук або жадібний алгоритм, щоб швидко дослідити простір рішень і знайти перспективний розв'язок [8].

Евристичні методи є більш гнучкими і можуть бути застосовані до проблем більшого масштабу, але розв'язок, який вони пропонують, може бути не оптимальним. Серед таких евристичних методів уваги заслуговують також методи, що імітують біологічні (мурашиний алгоритм та генетичний алгоритм [9, 10]) або фізичні процеси (метод імітації відпалу [11]).

Постановка завдання. При формуванні маршруту необхідно звернути увагу на те, що кожний наступний етап руху можна обирати на основі послідовного залучення методів оптимізації розподілу однорідного ресурсу, одним з найефективніших серед яких є метод Орлина [12]. Тоді завдання даного дослідження можна сформулювати у вигляді формалізації алгоритму розв'язання задачі комівояжера за допомогою методу потокового розподілу ресурсу і використання схеми з поверненням (backtracking).

Розглянемо застосування методу для нашої задачі. Цей метод дозволяє розв'язати задачу розподілу однорідного ресурсу з проміжними пунктами у вигляді орієнтованого графа $G(V,E)$ без петель та паралельних ребер, що задається сукупністю непорожньої множини V вершин і множини E ребер:

$$E \subset \underset{v_i, v_j \in V, i \neq j}{\{v_i, v_j\}} = \langle V, E \rangle, \; G(V,E) = \langle V, E \rangle, \; V \neq \varnothing, \quad (3)$$

де $V = \{v_1, v_2, ..., v_N\}$, $E = \{e_1, e_2, ..., e_M\}$, N та M – загальна кількість вершин і ребер графа відповідно. При цьому передбачається, що множина V вершин графа $G(V,E)$ представлена сукупністю підмножин, що не перетинаються:

1. V_s – підмножина початкових вузлів (вершин) графа;

2. V_p – підмножина проміжних вузлів (вершин) граф;

3. V_e – підмножина кінцевих вузлів (вершин), тобто, $V = V_s \cup V_p \cup V_e$, за умови, що $(V_s \cup V_p) \cap V_e = \varnothing$ і $|V_s| = N_1$, $|V_p| = N_2$, $|V_e| = N_3$, $N = N_1 + N_2 + N_3$, а під вагою ребер розуміється час на подолання відповідного етапу маршруту.

Позначимо $V_d = V_s \cup V_p$. Тоді вага ребер з множини E, які виходять з з вершин підмножини V_d, визначається величиною $E' = \{e'_1, e'_2, ..., e'_K\}$ відповідних коефіцієнтів розподілу часу на проходження маршруту, де K – кількість вершин графа $G(V,E)$, що належать підмножині V_d, тобто $|V_d| = K = |V_s| + |V_p| = N_1 + N_2$. Нехай $F(i) \subset E$ – підмножина ребер графа $G(V,E)$, які виходять з i-ї вершини, причому $E = \bigcup_{i=1}^{N} F(i)$ і $\bigcap_{i=1}^{N} F(i) = \varnothing$.

Тоді задача оптимального розподілу однорідного ресурсу – це задача визначення ваги ребер, які виходять з вершин підмножини V_d, з урахуванням критерію

$$f\left(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K\right) = (-1)\sum_{k=1}^{N_3} t_k\left(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K\right) \to \min_{\substack{e'_1, ..., e'_K \\ T_1, ..., T_{N_1}}} \quad (4)$$

та обмеженням на коефіцієнти розподілу, яке задається співвідношенням:

$$\sum_{j=1}^{J_k} e'^k_j = 1, \quad (5)$$

де $e'^k_j \in F(k)$, $0 \le e'^k_j \le 1$, $j = \overline{1, J_k}$, $J_k = |F(k)|$, $F(k) \subset E$, $k = \overline{1, K}$.

Для знаходження розв'язку оптимізаційної задачі (4) у вигляді вектор-функції

$$t\left(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K\right) =$$

$$\left(t_1\left(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K\right), ..., t_{N_3}\left(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K\right)\right),$$

k-й елемент якої характеризує час, що витрачається для переміщення в k-у вершину ($k = \overline{1, N_3}$), введемо позначення. Орієнтований граф $G(V,E)$ будемо задавати у вигляді матриць інцидентності для прямого H^{in} і оберненого H^{out} потоків розмірностей $N \times M$ та $M \times N$ відповідно, елементи яких визначаються у вигляді:

$$H^{in}_{i,m} = \begin{cases} 1, \text{ якщо вузол } v_i \text{ інцидентний ребру } e_m \text{ і є його кінцем} \\ 0, \text{в протилежному випадку} \end{cases}; \quad (6)$$

$$H^{out}_{m,i} = \begin{cases} -1, \text{ якщо вузол } v_i \text{ інцидентний ребру } e_m \text{ і є його початком} \\ 0, \text{в протилежному випадку} \end{cases}; \quad (7)$$

$$i = \overline{1, N}, m = \overline{1, M}.$$

Для орієнтованого графа $G(V,E)$ визначимо матрицю S^r розмірності $N \times N$, яка є матрицею інцидентності для шляху кратності r (r задає кількість ребер, проходячи через які з вершини v_i є шлях у вершину v_j). Матриця S^r визначається рівністю:

$$S^r = \left(H^{in}\left(-H^{out}\right)^T\right)^r. \quad (8)$$

Розглянемо векторну функцію $w\left(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K\right) = (w_1\left(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K\right), ..., w_N\left(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K\right))$, j-й елемент якої визначає обсяг часу, що витрачається на переміщення в j-у вершину графа $G(V,E)$, $j = \overline{1, N}$:

$$w_j\left(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K\right) =$$

$$= \left[\sum_{p=1}^{N}\left(H^{in} * diag\left(\gamma_R\left(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K\right)\right) * \left(-H^{out}\right)^T\right)\right]_j + w'_j\left(T_1, ..., T_{N_1}\right), \quad (9)$$

де сума у першому доданку береться за усіма N елементами j-го рядка матриці $H^{in} * diag\left(\gamma_R\left(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K\right)\right) * \left(-H^{out}\right)^T$, вектор-функція $w'\left(T_1, ..., T_{N_1}\right) = (w'_1(T_1, ..., T_{N_1}), ..., w'_N(T_1, ..., T_{N_1}))$ розмірності N визначає величини часового ресурсу, що формується початковими вершинами графа $G(V,E)$, вектор-функція $\gamma_R(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K) = (\gamma^1_R(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K), ..., \gamma^N_R(T_1, ..., T_{N_1}, e'_1, ..., e'_K))$ розмірності N, елементи якої обчислюються рекурентно за формулою

$$\gamma_r^m\left(T_1,...,T_{N_1},e'_1,...,e'_K\right)= \\ =\left[\sum_{q=1}^{M}\left(\beta\left(e'_1,...,e'_K\right)H^{in}diag\left(\gamma_{r-1}\left(T_1,...,T_{N_1},e'_1,...,e'_K\right)\right)\right)\right]_m+\gamma_1^m\left(T_1,...,T_{N_1},e'_1,...,e'_K\right), \quad (10)$$

$r=\overline{2,R}$, $m=\overline{1,N}$, а сума у першому доданку береться за усіма M елементами m-го рядка матриці $\beta\left(e'_1,...,e'_K\right)H^{in}diag\left(\gamma_{r-1}\left(T_1,...,T_{N_1},e'_1,...,e'_K\right)\right)$.

В рекурентному виразі (10) початкові значення елементів вектор-функції $\gamma_1\left(T_1,...,T_{N_1},e'_1,...,e'_K\right)$ і елементи матричної функції $\beta\left(e'_1,...,e'_K\right)$ визначаються співвідношеннями:

$$\gamma_1^m\left(T_1,...,T_{N_1},e'_1,...,e'_K\right)=\left[\sum_{p=1}^{N}\left(\beta(e'_1,...,e'_K)*diag(v'(T_1,...,T_{N_1}))\right)\right]_m, \ m=\overline{1,N};$$

$$\beta\left(e'_1,...,e'_K\right)=[\left(-H^{out}\right)*diag\left(E'\left(e'_1,...,e'_K\right)\right)]^T. \quad (11)$$

Тоді елементи векторної функції $w\left(T_1,...,T_{N_1},e'_1,...,e'_K\right)$ визначають елементи вихідної векторної функції $t\left(T_1,...,T_{N_1},e'_1,...,e'_K\right)$, яка є розв'язком задачі оптимізації (4):

$$t_k\left(T_1,...,T_{N_1},e'_1,...,e'_K\right)=w_{Q_k}\left(T_1,...,T_{N_1},e'_1,...,e'_K\right) \quad (12)$$

де Q – вектор розмірності N_3, елементи якого визначають номери вершин графа $G(V,E)$, що складають підмножину V_e кінцевих пунктів переміщення, $k=\overline{1,K}$.

Зрозуміло, що такий пошук маршруту передбачає залучення методики з поверненням (backtracking) [13]. Розв'язання задачі на основі застосування backtracking зводиться до послідовного розширення частинного розв'язку. Якщо на черговому кроці розширення провести не вдається, то відбувається повернення до більш короткого частинного розв'язку та продовжується пошук далі. Даний алгоритм дозволяє знайти усі розв'язки поставленої задачі, якщо вони існують. Відомо, що використання алгоритмів на основі схеми пошуку з поверненням при розв'язанні практичних задач суттєво обмежується невисокою швидкістю роботи та значними вимогами до обчислювальних ресурсів. Для прискорення роботи методу намагаються організувати обчислення таким чином, щоб якомога раніше виявляти варіанти, які не є оптимальними, або використовувати при побудові кожного кроку схеми відбору на основі жадібного підходу. Це дозволяє значно скоротити час знаходження розв'язку.

Жадібний підхід формулюється відповідно принципу обирати оптимальний розв'язок на кожному кроці, не зважаючи на попередні кроки, які зроблені, або будуть зроблені попереду. Іншими словами, жадібна методика базується на локально оптимальному виборі із сподіванням, що цей вибір приведе до глобально оптимального розв'язку.

Потрібно зауважити, що не існує можливості перевірки якості застосування жадібних алгоритмів у розв'язуванні конкретної прикладної задачі, однак для задач, в яких послідовність локальних оптимумів прямує до глобального оптимального розв'язку даний підхід є дуже перспективним.

Жадібна методика, що пропонується авторами, передбачає розгляд на кожному етапі формування маршруту найбільш швидкісного за часом напряму руху. Комбінований підхід на основі методу розподілу ресурсу та жадібного вибору напряму руху дозволив реалізувати конструктивну схему розв'язання задачі комівояжера.

В результаті проведених обчислювальних експериментів (див. прикл. у табл. 1) встановлено ефективність використання розробленого алгоритму.

Таблиця 1

Порівняння часу пошуку та розв'язків задачі комівояжера (*N*=10)

Метод розрахунку	Час роботи	Оптимальний розв'язок	Характеристика розв'язку
Повний перебір	30 сек	117 год	Точний
Жадібний алгоритм	17 сек	129 год	Наближений
Метод відпалу	11 сек	142 год	Наближений
Запропонований алгоритм	21 сек	127 год	Наближений

Планується подальше вдосконалення запропонованого підходу на основі впровадження інших принципів жадібного вибору напрямів руху та його застосування для вирішення нечітких та динамічних задач комівояжера.

Висновки. В роботі розглянуто спосіб формалізації алгоритму розв'язання задачі комівояжера за допомогою методу потокового розподілу ресурсу і використання схеми backtracking (повернення). Запропоновано використання методу Орліна оптимізації розподілу потоку на графі. Коротко описано схему формалізації процедури використання методу з реалізацією схеми backtracking для розв'язання задачі комівояжера з мінімальною тривалістю руху за маршрутом. Запропоновано варіант прискорення швидкості роботи розробленого алгоритму, який полягає у залученні жадібної методики у процедурі вибору ділянок маршруту: планування кожного наступного етапу пересування визначається на основі вибору найбільш швидкого напряму руху, що дозволяє отримати конструктивну схему розв'язання задачі

комівояжера. Наведено результати роботи запропонованого алгоритму для обчислення розв'язків задачі комівояжера з мінімізацією тривалістю руху, проведено порівняння отриманих розв'язків з розв'язками, знайденими відомими точними та евристичними методами. Проведено аналіз впливу жадібного підходу на швидкість роботи розроблено алгоритму. Зроблено висновки, запропоновано подальший розвиток запропонованої методики для розв'язання задач комівояжера.

Список літератури:

1. Martin Christopher. Logistics and Supply Chain Management. – FT Publishing International, 5th edition, 2016. 328 p.
2. Alan Harrison, Remko van Hoek. Logistics Management and Strategy. – Financal Times Management, 2nd edition, 2005. 308 p.
3. Gianpaolo Ghiani, Gilbert Laporte, Roberto Musmanno. Introduction to Logistics Systems Planning and Control. – John Wiley & Sons, Ltd, 2004. 377 p.
4. Зайченко Ю.П. Дослідження операцій. К.: Видавничий дім «Слово», 2006. 816 с.
5. Гребеннік І.В., Чорна О.С., Макарова Е.Е. Оптимізація лінійних функцій на множині циклічних перестановок з лінійними обмеженнями. *Системи управління, навігації та зв'язку*. 2018. №3(49). С.67-72.
6. Vanderbei R. J. Linear programming: Foundations and extensions. – Springer, 2014. – 414 p.
7. Korte B., Vygen J., Combinatorial Optimization: Theory and Algorithms (Algorithms and Combinatorics). – Springer Berlin, Heidelberg, 2018. 455 p.
8. Larissa T. Moss, Shaku Atre. Business Intelligence Roadmap: The Complete Project Lifecycle for Decision-Support Applications. Addison-Wesley Professional, 2003. – 576 p.
9. Кононюк А.Ю. Нейроні мережі і генетичні алгоритми. К.: «Корнійчук», 2008. 446 с.
10. Ajay D. Kshemkalyani, Mukesh Singhal. Distributed Computing: Principles, Algorithms, and Systems, Cambridge University Press, 2011. 756 p.
11. Rai S., Ettam R. K. Simulation-based optimization using simulated annealing for optimal equipment selection within print production environments// Winter Simulations Conference (WSC), 2013. Pp.1097-1108.
12. Orlin J.B. A Faster Strongly Polynomial Algorithm for the Minimum Cost Flow Problem// Operations Research, 1993. V. 41. – N. 2. Pp.338-350.
13. Watson Des. A Practical Approach to Compiler Construction. Springer, 2017. 254 p.
14. Vasek Chvatal, William J. Cook, George B. Dantzig, Delbert Ray Fulkerson, Selmer M. Johnson. Solution of a large-scale traveling-salesman problem/ In 50 Years of Integer Programming 1958-2008. From the Early Years to the State-of-the-Art, 2010. Pp. 7-28.

Ivohin E.V., Gavrilenko V.V., Ometsynska N.V., Ivohina K.E., Rudoman N.V. ON ONE APPROACH TO SOLVING THE TRAVELING SALESMAN PROBLEM USING THE ORLIN METHOD OF OPTIMIZING DATA FLOWS

The scientific article is devoted to a technique for the sequential application of flow schemes for distributing a homogeneous resource for solving the traveling salesman problem, which is formulated as the problem of finding a route to visit a given number of cities without repetitions with a minimum distance of movement or duration of movement. The task of formalizing the algorithm for solving the traveling salesman problem by the method of streaming resource distribution and using the backtracking scheme (return) is posed. The use of Orlin's method to optimize the flow distribution on the graph is proposed. The content of the Orlin method is briefly outlined, a scheme for formalizing the procedure for using the method with the implementation of the backtracking scheme for solving the traveling salesman problem with the minimum duration of movement along the route is described. Attention is drawn to the fact that the use of algorithms based on backtracking schemes in solving practical problems is significantly limited by low speed and increased resource intensity. A variant of accelerating the speed of the developed algorithm is proposed, which consists in using a greedy technique in the procedure for choosing sections of the route: the planning of each next stage of movement is determined based on the choice of the fastest direction of movement. The application of the greedy approach makes it possible to obtain a constructive scheme for solving the traveling salesman problem. The results of the proposed algorithm for calculating solutions to the traveling salesman problem with minimization of the duration of movement are presented, the obtained solutions are compared with the solutions found by known exact and heuristic methods. The influence of the greedy approach on the speed of the developed algorithm was analyzed. Conclusions are drawn, further development of the proposed technique for solving the traveling salesman problem is proposed, taking into account the subjective perception of the time passage and the dynamic traveling salesman problem based on the annealing method.

Key words: *traveling salesman problem, resource allocation method, Orlin's algorithm, backtracking scheme, greedy approach.*