

Шевченко Д. С.,
Шевченко А. С.

ТРАНСПОРТНА ЗАДАЧА З ОБМЕЖЕННЯМИ НА ВАНТАЖОПІДЙОМНІСТЬ, ЧАС ПЕРЕВЕЗЕННЯ ТА КІЛЬКІСТЬ ТРАНСПОРТНИХ ЗАСОБІВ

У роботі запропоновано мета-евристичний метод вирішення задачі пошуку плану перевезення продукції з урахуванням обмеженої вантажопідйомності транспортних засобів, обмеженого часу доставки та кількості транспортних засобів. Розроблений метод ґрунтується на існуючих: методі заощадження Кларка-Райта та методі імітації відпалу. В роботі продемонстровані результати розрахункових експериментів, що були отримані завдяки створеному програмному забезпеченню.

Ключові слова: задача маршрутизації транспортних засобів, оптимальний план, мета-евристичні алгоритми, вартість маршруту.

1. Вступ

Робота присвячена дослідженню моделей, що будуються при плануванні поставок підприємства, та методів їх розв'язання. Для ефективного функціонування підприємства плануванню поставок повинна приділятися велика увага, у зв'язку з чим підсистема планування поставок є однією із основних складових будь-якої ERP системи. У своїй діяльності підприємство часто обмежено рядом ресурсів. Саме тому у роботі розглядається задача пошуку оптимального плану поставок товарів клієнтам, які мають різне територіальне положення при обмежених часу перевезення, вантажопідйомності та кількості транспортних засобів.

2. Аналіз літературних даних і постановка проблеми

Задача маршрутизації транспорту (Vehicle Routing Problems, VRP) — задача комбінаторної оптимізації, в яких для парку транспортних засобів, розташованих в одному або декількох депо, має бути визначений набір маршрутів до декількох віддалених пунктів-споживачів [1–5].

Задача маршрутизації транспортних засобів з обмеженням вантажопідйомності (CVRP) відрізняються від класичної VRP задачі тим, що з'являється додаткове обмеження про те, що кожен транспортний засіб має фіксовану вантажопідйомність [5, 6]. Якщо парк пункту виробництва має транспортні засоби одного виду, то кажуть про CVRP однорідного парку. Задача CVRP з обмеженим часом доставки відрізняється від задачі CVRP наявністю додаткового обмеження на максимальний час в дорозі транспортного засобу. На практиці це може бути пов'язано з тим, що продукти, що мають невеликий термін споживання мають бути доставлені якомога швидше.

В даній роботі досліджується задача CVRP однорідного парку з обмеженою вантажопідйомністю, обмеженими часом доставки та кількістю транспортних засобів.

Розглянемо математичну постановку задачі. Нехай N — кількість пунктів споживання, які пов'язані з окремим пунктом виробництва. Рішення задачі CVRP

з обмеженим часом доставки можна зобразити у вигляді графа $G=(V, E^*)$, який є об'єднанням K орієнтованих циклів початкового графа G , що мають єдиний перетин у вершині v_0 . Введемо наступні позначення:

- $V=\{v_0, v_1, \dots, v_n\}$ множина вершин, де депо розташоване у вершині v_0 ; множина $V'=V \setminus \{v_0\}$ — множина пунктів призначення;
- $E=\{(v_i, v_j) | v_i, v_j \in V; i \neq j\}$ — множина дуг;
- T — матриця часу t_{ij} між клієнтами v_i та v_j ;
- C — матриця відстані c_{ij} між клієнтами v_i та v_j ;
- $D=\{d_1, d_2, \dots, d_n\}$ — вектор попиту клієнтів;
- R_i — маршрут для автомобіля K_i , $i=1, n$;
- K — кількість транспортних засобів (всі однако-ві). Один шлях призначається для одного автомобіля;
- H — максимальний час доставки товару у пункт споживання;
- x_{ij}^k — індикатор проїзду k -ї машини по дузі (v_i, v_j) ;
- y_i^k — індикатор обслуговування вершини $\{v_i\}$ k -ю машиною.

2.1. Математична модель задачі. Цільова функція:

$$\sum_{i \in N} \sum_{j \in N} \sum_{k \in K} c_{ij} x_{ij}^k \rightarrow \min. \quad (1)$$

Обмеження:

$$\sum_{k \in K} y_i^k = 1, \quad i \in N, \quad (2)$$

$$\sum_{i \in N} x_{ij}^k = y_j^k, \quad j \in N, k \in K, \quad (3)$$

$$\sum_{i \in N} x_{ij}^k = y_i^k, \quad i \in N, k \in K, \quad (4)$$

$$\sum_{i \in N} d_i y_i^k \leq Q, \quad k \in K, \quad (5)$$

або

$$\sum_{j=0}^n \sum_{i=0}^n d_j(R_k) \cdot x_{ij} \leq Q, \quad k = \overline{1, K},$$

$$\sum_{i \in N} x_{i0}^k \leq 1, k \in K, \quad (6)$$

$$\sum_{i \in N} x_{0j}^k \leq 1, k \in K, \quad (7)$$

$$\sum_{i=0}^n \sum_{j=1}^n t_{ij}(R_k) \cdot x_{ij} \leq H, k = \overline{1, K}. \quad (8)$$

У цьому формулюванні, цільова функція виражається формулою (1), яка свідчить, що загальна відстань подолана машинами мінімізується. Обмеження (2) означає, що кожен клієнт повинен бути обслугований один раз однією машиною, де $y_i^k = 1$ свідчить про обслуговування i -го клієнта машиною k , та $y_i^k = 0$ означає, що клієнт i не обслуговується машиною k .

Обмеження (3) і (4) гарантують, що кожен клієнт відвідується і залишається тим самим транспортним засобом, де $x_{ij}^k = 1$, якщо транспортний засіб k подорожує від клієнта i до клієнта j , та $x_{ij}^k = 0$, якщо навпаки.

Обмеження (5) гарантує, що загальний попит на доставку товару для транспортного засобу не перевищує місткість транспортного засобу. Обмеження (6) і (7) гарантують, що одна машина буде призначена на один маршрут (обмеження, що гарантують побудову орциклів).

Коли $c_{ij} = c_{ji}$ для всіх $(v_i, v_j) \in E$ задача вважається симетричною і тоді зазвичай заміняють E множиною ребер $E = \{(v_i, v_j) | v_i, v_j \in V; i < j\}$.

З кожною вершиною v_i пов'язана деяка кількість товару (попит) d_i . Таким чином задача VRP полягає у визначенні набору автомобільних маршрутів мінімальної загальної вартості, що починаються і закінчуються в депо, так, щоб кожна вершина відвідувалась тільки один раз одним транспортним засобом.

Очевидно, нижню межу кількості вантажівок, необхідних для обслуговування клієнтів, можна розрахувати за такою формулою:

$$b(V) = \sum_{k_i \in K} d_i / C.$$

Маршрутом в даному формулюванні вважається впорядкована множина вершин $R_i = \{v_0, v_1, \dots, v_{m+1}\}$, де $v_i \in V$ та $v_0 = v_{m+1}$. Обмеження (8) забезпечує той факт, що тривалість маршруту не буде перевищувати критичне значення.

Маршрут R_i вважається прийнятним, якщо транспортний засіб зупиниться рівно один раз у кожного клієнта, загальний попит на доставку товару для транспортного засобу не перевищує місткість транспортного засобу та загальний час, проведений в дорозі, не перевищує максимально допустимого значення. Вартість кожного маршруту R_i визначається за формулою:

$$C(R_i) = \sum_{i=0}^m c_{i,i+1}.$$

Можливий розв'язок вирішуваної задачі складається з: — переліку маршрутів — R_1, \dots, R_m , що є розбиттям множини V ;

— перестановки σ_i , де $R_i \cup \{v_0\}$ визначає порядок клієнтів на маршруті i .

На сьогоднішній день існує велика кількість методів вирішення задачі маршрутизації транспортних

засобів [2–4]. Серед них точні підходи, евристики та мета-евристики. Особливу увагу приділяють саме мета-евристичним алгоритмам, оскільки якість отримуваних рішень виходить вище, ніж в отриманих класичними евристичними алгоритмами. Найвідомішими алгоритмами є:

- 1) мурашковий алгоритм (Ant Algorithms);
- 2) програмування в обмеженнях (Constraint Programming);
- 3) детермінований відпал (Deterministic Annealing);
- 4) генетичні алгоритми (Genetic Algorithms);
- 5) імітація відпалу (Simulated Annealing);
- 6) табу пошук (Tabu Search).

Але жоден з алгоритмів в чистому вигляді не враховує всі обмеження задані в задачі CVRP. Саме тому в роботі запропонований мета-евристичний метод, що ґрунтується на ітеративному вирішенні задачі для множини не обслугованих пунктів без врахування обмеження на кількість транспортних засобів. Дана ідея була взята зі статті [7]. Таким чином, якщо на першій ітерації для знайденого плану перевезень транспортних засобів вистачає для всіх сформованих маршрутів, то розв'язок знайдено. Якщо ж транспортних засобів не вистачає, то для множини не обслугованих пунктів знову вирішується задача маршрутизації без обмежень на транспортні засоби. Тобто не обслуговані в першу чергу пункти-споживачі, будуть обслуговані у другу чергу, а не обслуговані в другу — в третю і т. д.

Для задач, що вирішуються на кожній ітерації (без обмеження на кількість транспортних засобів), був розроблений мета-евристичний метод, що базується на поєднанні двох методів: модифікованого метода Кларка-Райта та методу імітації відпалу.

2.2. Загальний алгоритм побудови розв'язку задачі CVRP для обмеженої кількості транспортних засобів.

Поточна множина замовлень N' . Множина доступних транспортних засобів K' . Множина маршрутів $M = \{\}$.

1. Знайти рішення для N' із необмеженою кількістю транспортних засобів. Множина M' складається з нових знайдених маршрутів.
2. Впорядкувати множину нових знайдених маршрутів M' за важливістю.
3. Спробувати знайти для всіх маршрутів, починаючи з найбільш важливих, вільні ТЗ серед K' .
4. Видалити відібрані у п. 4 транспортні засоби з множини K' та розподілені замовлення з множини N' . Додати до множини M множину M' : $M = M \cup M'$.
5. Якщо множина $N' \neq \{\}$, то перейти до п. 1. Інакше кінець роботи.

2.3. Знаходження розв'язку для CVRP з необмеженою кількістю транспортних засобів. Розроблений метод базується на двох етапах: на першому етапі застосовується алгоритм заощаджень Кларка-Райта з власною модифікацією; на другому етапі до знайденого розв'язку застосовується метод імітації відпалу.

Етап 1. Алгоритм заощаджень Кларка-Райта (CW) є найбільш широко використовуваною евристикою для розв'язання CVRP завдяки простоті своїй реалізації та ефективній швидкості розрахунків. CW також широко застосовується в якості основного алгоритму в багатьох комерційних підсистемах, що пов'язані з маршрутизацією. Але сам алгоритм CW без яких-небудь покращень забезпечує розв'язок, яке знаходиться далеко від оптимального. Можна зробити висновок, що цей алгоритм доречно застосовувати в якості початкового розв'язку

CVRP задачі. Також важливо відмітити, що алгоритм Кларка-Райта працює з необмеженою кількістю транспортних одиниць обмеженої вантажопідйомності.

Основна ідея [8] полягає в процесі злиття дрібних маршрутів в більш великі, що проводиться до тих пір, поки є можливість зменшити загальну вартість об'їзду. Особливу роль в цьому алгоритмі грає поняття «заощадження» (saving) — це зниження загальної вартості розв'язку, отримуване при об'єднанні двох маршрутів. Розглянемо ситуацію, коли маршрут $(0, \dots, i, 0)$ і маршрут $(0, j, \dots, 0)$ можуть бути об'єднані в єдину послідовність $(0, \dots, i, j, \dots, 0)$. Збереженням є зміна відстані, рівна $s_{ij} = c_{i0} + c_{j0} - c_{ij}$, якщо вона більша нуля, де c_{ij} — відстань між відповідними вершинами. До загальної схеми алгоритму додана умова: об'єднання маршрутів відбувається лише тоді, коли загальний час в дорозі не перевищує заданого в умові максимального значення.

2.4. Алгоритм побудови початкового рішення задачі CVRP для необмеженої кількості транспортних засобів.

Крок 1. Будується система маятникових маршрутів (зірка), на кожному з яких передбачається обслуговування одного пункту. Для кожного такого R_i -го маршруту призначається обсяг перевезень d_j , $j = 1, n$, n — кількість пунктів споживання на маршруті.

Крок 2. Розраховується виграш для всіх можливих варіантів попарного об'єднання маршрутів, утворених відповідно до кроку 1.

Виграш розраховується за формулою:

$$s_{ij} = c_{0i} + c_{j0} - c_{ij},$$

де c_{0i} — відстань від депо до i -го пункту; c_{ij} — відстань від i -го пункту до j -го пункту; c_{j0} — відстань від j -го пункту до депо.

Варіантність попарного об'єднання пунктів описується трикутною матрицею, і відповідно загальна кількість варіантів визначається виразом $n(n-1)/2$.

Крок 3. Значення заощаджень упорядковуються в порядку зменшення: починаючи з найбільшого значення виграшу у списку (найбільше s_{ij}).

Крок 4. Знаходиться максимальний виграш від можливого попарного об'єднання вихідних маршрутів на другому кроці: $\max_{ij} s_{ij} = s_{rs}$, де r, s — пункти, за якими може бути розглянуто об'єднання маршрутів.

Якщо максимальний виграш нульовий або негативний, то рішення закінчено, інакше об'єднуємо пункти v_i та v_j та переходимо на крок 5.

Крок 5. Перевіряємо можливість об'єднання пунктів споживання, визначених на кроці 4, використовуючи наступні обмеження:

$$\sum_{i \in N} d_i y_i^k \leq Q, k \in K,$$

$$\sum_{i=0}^n \sum_{j=1}^n t_{ij}(R_k) \cdot x_{ij} \leq H, k = \overline{1, K}.$$

Якщо результати перевірки задовольняють обмеженням, то формується новий об'єднаний маршрут, що складається з двох поєднаних пунктів із знайденим максимальним виграшем. Отриманий маршрут має вигляд $0-i-j-0$. Для нового маршруту призначається транспортний засіб.

Крок 6. Дані про маршрут запам'ятовуються. Здійснюється коректування поточних значень параметрів у зв'язку з об'єднанням маршрутів. Переходимо на крок 2.

Етап 2. На другому етапі до знайденого початкового рішення застосовується метод імітації відпалу. Алгоритм імітації відпалу один з найвідоміших локальних пошукових алгоритмів розв'язання задачі глобальної оптимізації, особливо дискретної та комбінаторної оптимізації [8–10].

Основна ідея алгоритму: запобігати локальним максимумам за рахунок «поганих» кроків на початкових етапах роботи алгоритму.

Основні ітерації. На кожному кроці, алгоритм емуляції відпалу розглядає деякі сусідні стани s' поточного стану s , та імовірно вирішує переходити до стану s' чи залишатися в поточному стані s . Ці ймовірнісні переходи у підсумку призводять до того, що система переходить до стану з найменшою енергією. Як правило, цей етап повторюється, поки система не досягне стану, що є досить хорошим для програми, або поки не вичерпаються час та комп'ютерна пам'ять.

2.5. Загальна схема методу імітації відпалу для вирішуваної задачі. Метод імітації відпалу будує послідовність планів оптимізаційного завдання, починаючи з початкового плану x_0 і на t -й ітерації переходячи від плану x_{t-1} до плану x_t . На кожній з ітерацій метод діє таким чином. Спочатку явно або неявно для плану x_{t-1} будується так званий окіл $N(x_{t-1})$ — дискретна випадкова величина, що задає множину «сусідніх» до x_{t-1} планів і для кожного з сусідніх планів — вірогідність його вибору.

Потім, з врахуванням вірогідності вибору, з околиці випадковим чином вибирається план x . Нехай $f(x)$ — вартість плану x . Якщо $f(x) \leq f(x_{t-1})$, то в якості x_t обирається план x . Інакше x_t задається за правилом

$$x_t = \begin{cases} x, & \text{з імовірністю } p_t, \\ x_{t-1}, & \text{з імовірністю } 1 - p_t, \end{cases}$$

де p_t — вірогідність переходу до гіршого рішення на t -й ітерації — деяка функція від t , x і x_{t-1} .

Процес побудови послідовності планів завдання завершається після виконання T ітерацій. Серед всіх побудованих планів x_i обирається план x^* з найменшою вартістю. Цей план і є результатом роботи алгоритму, реалізуючого метод імітації відпалу.

Відмітимо, що описаний алгоритм модифікації дійсно знаходить коректний план перевезення CVRP, оскільки зберігається циклічна структура і вантажопідйомність жодного автомобіля не перевищується.

3. Результати досліджень

Для розв'язання задачі та аналізу ефективності розробленого алгоритму був створений програмний продукт. Використовуючи розроблений програмний продукт, був проведений ряд експериментів. Експерименти проводилися на стандартному тестовому наборі P-nxx-куу, що можна взяти з ресурсу [11].

Табл. 1 містить порівняльну характеристику результатів, отриманих усіма методами, а саме: результати отримані методом Кларка-Райта (CW), методом імітації відпалу враховуючи обмеження на час (SA(CW+H)), методом імітації відпалу не враховуючи обмеження на

час SA(CW). В останньому випадку час, насправді, враховується, але вважається нескінченно великою величиною. Цей аналіз проведений для чіткого розуміння ефективності роботи алгоритму, оскільки логічно, що чим більший час ми задамо, тим гірші будуть результати. Була розв'язана 61 типова задача – у 13-ти прикладах не вистачило від одного до двох транспортних засобів.

Окончание табл. 1

1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
B-n78-k10	77	10	100	9	1221	(1285)	1299	1255	1277
P-n16-k8	15	8	35	10	450	492	538	450	494
P-n19-k2	18	2	160	4	212	219	226	212	219
P-n20-k2	19	2	160	4	216	231	247	216	232
P-n21-k2	20	2	160	5	211	242	278	211	245
P-n22-k2	21	2	160	5	216	(240)	267	216	242
P-n23-k8	22	8	3000	10	529	(537)	545	529	537
P-n40-k5	39	5	40	10	458	499	544	458	501
P-n45-k5	44	5	140	12	510	577	653	510	582
P-n50-k7	49	7	150	11	554	584	616	558	587
P-n50-k8	49	8	150	12	631	644	657	633	645
P-n50-k10	49	10	120	15	696	756	821	703	762
P-n51-k10	50	10	100	15	741	776	813	758	786
P-n55-k7	54	7	80	12	568	603	640	578	609
P-n55-k8	54	8	170	12	576	623	674	578	626
P-n55-k10	54	10	160	14	694	735	778	709	744
P-n60-k10	59	10	115	16	744	805	871	764	818
P-n60-k15	59	15	70	19	968	(1018)	1071	999	1035
P-n65-k10	64	10	120	16	792	844	899	820	860
P-n70-k10	69	10	80	17	827	(891)	960	865	913
P-n76-k4	75	4	130	14	593	675	768	622	695
P-n76-k5	75	5	135	14	627	686	751	659	705
P-n101-k4	100	4	350	16	681	764	857	722	790
E-n22-k4	21	4	6000	7	375	388	401	375	388
E-n23-k3	22	3	4500	12	569	(621)	678	569	624
E-n33-k4	32	4	8000	15	835	841	847	835	841
E-n76-k7	75	7	220	14	682	733	788	690	739
E-n76-k10	75	10	140	18	830	(903)	982	867	925

Таблиця 1

Порівняльна характеристика результатів для вирішуваної задачі

Назва еталонного прикладу	Кількість споживачів	Кількість ТЗ	Вантажопідйомність ТЗ	Максимальний час доставки	Оптимальне значення	CW	CW + H	SA(CW)	SA(CW + H)
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
A-n32-k5	31	5	100	16	784	842	904	784	844
A-n33-k5	32	5	100	14	661	713	769	661	715
A-n36-k5	35	5	100	16	799	826	854	799	827
A-n37-k5	36	5	100	14	669	705	743	669	706
A-n37-k6	36	6	100	18	949	975	1002	949	976
A-n39-k5	38	5	100	18	822	898	981	822	902
A-n39-k6	38	6	100	16	831	861	892	831	862
A-n45-k7	44	7	100	23	1146	1200	1257	1146	1202
A-n46-k7	45	7	100	18	914	940	967	914	941
A-n48-k7	47	7	100	21	1073	1110	1148	1073	1111
A-n53-k7	52	7	100	22	1010	1098	1194	1021	1108
A-n54-k7	53	7	100	22	1167	1199	1232	1171	1202
A-n55-k9	54	9	100	20	1073	1098	1124	1073	1099
A-n60-k9	59	9	100	27	1354	1416	1481	1358	1420
B-n31-k5	30	5	100	12	672	677	682	672	677
B-n34-k5	33	5	100	15	788	794	800	788	794
B-n35-k5	34	5	100	18	955	978	1002	955	979
B-n38-k6	37	6	100	16	805	837	870	805	838
B-n39-k5	38	5	100	11	549	564	579	549	564
B-n41-k6	40	6	100	13	829	(852)	893	829	861
B-n43-k6	42	6	100	21	742	936	1181	742	962
B-n44-k7	43	7	100	11	909	928	938	909	924
B-n45-k5	44	4	100	13	751	784	798	751	775
B-n45-k6	44	6	100	49	678	(1356)	2712	678	1695
B-n50-k7	49	7	100	14	741	761	782	741	762
B-n50-k8	49	8	100	7	1312	1351	1384	1318	1351
B-n52-k7	51	7	100	66	747	1652	3653	747	2200
B-n56-k7	55	7	100	44	707	1311	2431	710	1571
B-n57-k9	56	9	100	18	1598	1605	1620	1599	1610
B-n64-k9	63	9	100	13	861	892	909	861	885
B-n66-k9	65	9	100	13	1316	(1398)	1420	1354	1387
B-n67-k10	66	10	100	12	1032	(1127)	1139	1107	1123
B-n68-k9	67	9	100	5	1272	(1339)	1358	1309	1334

На основі результатів було розраховане відхилення еталонного розв'язку від отриманих результатів. Розрахована середня похибка методу (середнє відхилення) становить 8,78 %.

4. Висновки

В даній роботі було досліджено задачу маршрутизації транспортних засобів з обмеженою вантажопідйомністю, обмеженим часом доставки товару та обмеженою кількістю існуючих транспортних засобів; розроблено власний мета-евристичний метод, що ґрунтується на існуючих методи заощадження Кларка-Райта та методи імітації відпаду. На основі розробленого методу було створено програмне забезпечення. Розрахунковий експеримент показав, що розроблений метод знаходить за прийнятний час ефективний розв'язок. Отже, метод може бути використаний у практичних цілях.

Література

1. Кларк, Г. Планування транспортних засобів від центрального депо до ряду пунктів постачання [Текст] / Г. Кларк, Дж. В. Райт // Дослідження Операцій. – 1964. – № 12. – С. 568–581.

2. Гендрау, М. Мета-евристики для транспортної задачі [Текст] / М. Гендрау, Г. Лапорте, Ж.-И. Потвин // Технічний звіт СРТ-963. — Центр досліджень транспорту, Університет Монреалю, 1999.
3. Транспортна задача [Електронний ресурс]. — Режим доступу: \www/ URL: <http://neo.lcc.uma.es/radi-aeb/WebVRP>
4. Сарікліс, Д. Евристичний метод вирішення транспортної задачі [Текст] / Д. Сарікліс, С. Павел // Журнал суспільства дослідження операцій. — 2000. — № 51. — С. 564–573.
5. Ральфс, Т. Задача маршрутизації транспортних засобів з обмеженою вантажопідіймністю та деякі пов'язані проблеми [Текст] / Т. Ральфс, Дж. Хартман, М. Галаті. — Університет індустрії та системної інженерії Лехайгу, Університет Рутгерс, 2001. — С. 1–31.
6. Пічбібула, Т. Покращений алгоритм Кларка-Райта для задачі маршрутизації транспортних засобів з обмеженою вантажопідіймністю [Текст] / Т. Пічбібула, Р. Кавтумача // Наукова Азія. — 2012. — № 38. — С. 307–318.
7. Молчановський, О. І. Побудова початкового розв'язку для задачі маршрутизації транспортних засобів з підбором та доставкою [Текст] / О. І. Молчановський, А. Л. Любонько // Матеріали III Всеукраїнської науково-практичної конференції «Інформаційні технології-2012». — 2012. — С. 256–260.
8. Метод Кларка-Райта [Електронний ресурс]. — Режим доступу: \www/ URL: <http://lib.convdocs.org/docs/index-152162.html?page=4>
9. Метод імітації відпалу [Електронний ресурс]. — Режим доступу: \www/ URL: <http://ru.wikipedia.org/wiki/Simulatedannealing>
10. Розуміння імітації відпалу [Електронний ресурс]. — Режим доступу: \www/ URL: <http://www.heatonresearch.com/node/727>
11. Тестові приклади задач [Електронний ресурс]. — Режим доступу: \www/ URL: <https://www.assembla.com/code/victorillac/git/nodes/5e17b1fcfed9fef7da913a0773279b578d6a911a/Instances/cvrvp/augerat.sol>

ТРАНСПОРТНАЯ ЗАДАЧА С ОГРАНИЧЕНИЯМИ НА ГРУЗОПОДЪЕМНОСТЬ, ВРЕМЯ ПОСТАВКИ И КОЛИЧЕСТВО ТРАНСПОРТНЫХ СРЕДСТВ

В работе предложен мета-эвристический метод решения задачи поиска плана перевозки продукции с учетом ограни-

ченной грузоподъемности транспортных средств, ограниченного времени доставки и количества транспортных средств. Разработанный метод основывается на существующих: методе сбережения Кларка-Райта и методе имитации отжига. В работе продемонстрированы результаты расчетных экспериментов, которые были получены с помощью созданного программного обеспечения.

Ключевые слова: задача маршрутизации транспортных средств, оптимальный план, мета-эвристический алгоритмы, стоимость маршрута.

Шевченко Дар'я Сергіївна, кафедра автоматизованих систем обробки інформації та управління, Національний технічний університет України «Київський політехнічний інститут», Україна, e-mail: dashashevchenko1693@gmail.com.

Шевченко Анастасія Сергіївна, кафедра автоматизованих систем обробки інформації та управління, Національний технічний університет України «Київський політехнічний інститут», Україна, e-mail: shvchenkonastya1693@gmail.com.

Шевченко Дарья Сергеевна, кафедра автоматизированных систем обработки информации и управления, Национальный технический университет Украины «Киевский политехнический институт», Украина.

Шевченко Анастасия Сергеевна, кафедра автоматизированных систем обработки информации и управления, Национальный технический университет Украины «Киевский политехнический институт», Украина.

Shevchenko Daria, National Technical University of Ukraine Polytechnic Institute», Ukraine,

e-mail: dashashevchenko1693@gmail.com.

Shevchenko Anastasiia, National Technical University of Ukraine «Kyiv Polytechnic Institute», Ukraine,

e-mail: shvchenkonastya1693@gmail.com

УДК 663.52:681.542.2

Стеценко Д. О.

РОЗРОБКА ІНТЕЛЕКТУАЛЬНИХ АЛГОРИТМІВ КЕРУВАННЯ БРАГОРЕКТИФІКАЦІЙНОЮ УСТАНОВКОЮ

В статті розглянуто брагоректифікаційну установку, як складний об'єкт управління, що працює в умовах невизначеності. Запропоновано один з ефективних підходів до управління на основі інтелектуальних алгоритмів. Обґрунтовано доцільність використання розглянутого підходу для реалізації ефективних стратегій управління. Приведено спосіб вирішення задачі за допомогою інтелектуальних систем.

Ключові слова: брагоректифікаційна установка, нечітка логіка, інтелектуальний алгоритм, лінгвістична апроксимація.

1. Вступ

Підвищення ефективності проходження основних процесів брагоректифікації [1] є однією з головних задач сучасних систем автоматизованого управління брагоректифікаційними установками. БРУ є складним, багатозв'язним об'єктом керування, в якому проявляються синергетичні ефекти функціонування [2] та існує певна ступінь невизначеності в ідентифікації нештатних

ситуацій, які виникають в результаті дії зовнішніх збурень. Для вирішення такої задачі керування необхідно застосувати новітні інтелектуальні технології в обробці показників стану об'єкта та формування керуючих дій.

Таким чином можна зробити висновок, що розглянутий підхід дозволить підвищити основні техніко-економічні показники функціонування процесів брагоректифікації на спиртових заводах України. Цим обґрунтовується актуальність проведення даних досліджень.