

УДК 681.3

МАТЕМАТИЧНЕ І КОМП'ЮТЕРНЕ МОДЕЛЮВАННЯ ПРОЦЕСУ ОПЕРАТИВНОГО ПЛАНУВАННЯ НА ДІЛЯНЦІ З ВИКОРИСТАННЯМ МЕТОДІВ МУРАШИНИХ АЛГОРИТМІВ

Мацулевич О.Є., к.т.н.

e-mail: oleksandr.matsulevych@tsatu.edu.ua

Алексеев А.В., здобувач вищої освіти

e-mail: skoda.zp.ua@gmail.com

Хиль Д.А., здобувач вищої освіти

e-mail: hdaniil082@gmail.com

Ювов Д.О., здобувач вищої освіти

e-mail: denisiovov02@gmail.com

Таврійський державний агротехнологічний університет Імені Дмитра Моторного

Актуальність та постановка задачі. Проблеми оперативного планування вивчаються вже тривалий час, і є достатні успіхи в цьому напрямку. Невивченим залишається рух партій деталей безпосередньо у виробничому середовищі, у виробничій ділянці відповідно до технологічного маршруту. Із впровадженням у виробництво нового технологічного обладнання, постає проблема використання всіх його можливостей. Актуальним завданням є побудова оптимальних розкладів роботи технологічної ділянки, відповідно до технологічного маршруту.

Створення програмних комплексів для моделювання й керування роботою виробничих ділянок, складання близьких до оптимальних розкладів роботи встаткування, є актуальним науково-технічним завданням.

Основні матеріали досліджень.

1. Математична постановка задачі

Характеристики технологічних операцій.

Для календарного планування технологічний процес розчленовано на технологічні операції. Вважатимемо, що у даному виробничому ділянці обробляється n партій деталей d_i ($i = 1, 2 \dots, n$) (партія сприймається як єдине ціле). Позначимо деяку довільну операцію, яку потрібно виконати над деталлю d_i , через O_{ij} ($j = 1, 2, \dots, m_i$), де m_i – загальна кількість операцій, яку потрібно виконати над d_i .

Кожна операція O_{ij} однозначно визначається парою символів $O_{ij} = (l_{ij}, T_{ij})$,

Де l_{ij} – номер групи обладнання, на якому може бути виконано операцію O_{ij} ; T_{ij} – тривалість виконання операції на деякому еталонному для цієї групи обладнання робочому місці.

Технологічний маршрут.

Під технологічним маршрутом деталі зазвичай розуміють порядок проходження деталлю робочих місць у процесі обробки або послідовність виконуваних операцій

$$M_i = (O_{i1}, O_{i2}, \dots, O_{imi}) \quad (1)$$

При послідовному виконанні операцій передбачається суворе впорядкованість технологічного маршруту. Однак можна припустити, що це часто і є насправді, що порядок виконання операцій змінюється (не є суворим), тобто упорядкованість виконання операцій часткова. Операція O_{ij} має виконуватися без перерви від початку. Якщо позначити через t_{ij} – час початку обробки операції O_{ij} , а через $*t_{ij}$ – момент закінчення обробки операції, то для еталонного верстата завжди має виконуватися

$$* tij = tij + Ttl. \quad (2)$$

Очевидно, що час початку обробки операції має залежати від часу виконання попередніх. Зокрема, для технологічного маршруту, заданого у вигляді рівняння (1), завжди має бути

$$tij < tij+1 \quad (3)$$

У випадку можна вважати, що відомий алгоритм обчислення можливого часу початку обробки операції, якщо відомі часи виконання попередніх операцій.

Робочі місця. Нехай вся ділянка складається з P робочих місць Rp ($p = 1, 2, \dots, P$). Ці робочі місця об'єднуються у групи обладнання Γl ($l = 1, 2, \dots, L$), причому групи обладнання можуть складатися тільки з одного верстата, а кожне робоче місце може входити до різних груп обладнання. Кожне робоче місце Rp має деякий коефіцієнт переробки норм gr по відношенню до еталонного робочого місця для цієї групи обладнання. Тому реальний час виконання операції Oij на робочому місці Rp із групи обладнання з номером lij .

$$Tijrp(lij).$$

Реальні характеристики виконання операції пов'язані співвідношенням

$$* tij = tij + Tij(p), \quad (4)$$

де $Tij(p) = Tijrp(lij)$.

Хоча завдання коефіцієнта переробки норм для кожного робочого місця — питання нелегке, і можна сперечатися про достовірність таких нормативів, проте такими коефіцієнтами часто-густо користуються на практиці і для розрахунків. Для спрощення вирішення завдань календарного планування вважатимемо, що у кожному робочому місці неспроможна виконуватися більше однієї операції одночасно. Цю умову можна сформулювати і інакше: ні для яких двох операцій $Oi1j1$ і $Oi2j2$, що виконуються на тому самому робочому місці, не може виконуватися нерівність

$$ti1j1 < ti2j2 < *ti1j1 \quad (5)$$

Завдання оперативного планування полягають у тому, щоб для виробничої ділянки із заданими технологічними маршрутами обробки деталей побудувати певний календарний план, що задовольняє сформульовані умови. Очевидно побудова такого графіка еквівалентна визначенню чисел tij — моментів початку операції Oij . Таким чином, величини tij є невідомими в нашому завданні і їх слід знайти, виходячи з наведеного формулювання задачі з урахуванням обмежень (3) - (5).

Сукупність чисел $\{tij\}$ ($i = 1, 2, \dots, n; j = 1, 2, \dots, mi$), що задовольняють сформульованим умовам та обмеженням, називатимемо надалі календарним планом роботи виробничої ділянки, або його графіком і позначати символом G . Графіком $G(i)$ обробки деталі di будемо називати сукупність чисел $\{tij\}$ ($j = 1, 2, \dots, mi$), (тобто при фіксованому індексі i).

Критерії оптимальності. Неважко зрозуміти, що існує безліч графіків, що задовольняють сформульованим умовам і обмеженням. Наприклад, якщо $G \{tij\}$ — графік, то $G = \{tij+h\}$ — теж графік ($h > 0$ довільно).

Таким чином, виникає завдання про побудову деякого найкращого графіка відповідно до обраного критерію.

Для вирішення завдань оптимального календарного планування необхідно задатися деякою числовою функцією F (функцією-критерієм), визначеною на всіх графіках G і ставити у відповідність кожному графіку G певне число $F(G)$. Причому найкращому графіку має відповідати екстремальне значення функції F .

Загальне завдання полягає в тому, щоб побудувати графік, що задовольняє всім сформульованим в задачі умовам і обмеженням, на якому функція $F(G)$ досягає свого екстремального значення:

$$F(G) = \text{extr } F(G).$$

Зауважимо, що у різних виробничих умовах можуть вибиратися різні функції-критерії. Візьмемо для простоти суворо впорядкованість операцій на технологічному маршруті.

Введемо такі визначення. Якщо за умовами завдання $V_i < t_{i1}$; $B_p(O) < t_{ij}$, то V_i - час готовності деталі d_i ; $B_p(O)$ - час готовності робочого місця R_p для всіх O_{ij} з прив'язкою до робочого місця R_p . Бажано, щоб $t_{imi} < D_i$, де D_i – необхідний термін завершення обробки деталі d_i (на відміну від реального моменту t_{imi}). Величину $Z_t = \max \{0, t_{imi} - D_i\}$ назвемо загальною затримкою обробки деталі d_i $\Delta_{ij} = t_{ij} - t_{ij-1}$ - пролежуванням операції O_{ij} ,

Запишемо такі функції-критерії з урахуванням введених позначень:
завдання мінімізації сумарної затримки деталей

$$Z = \min \sum Z_i;$$

завдання мінімізації максимальної затримки деталей

$$Z = \max Z_i;$$

завдання мінімізації сумарного пролежування деталей та, отже, суми виробничих циклів деталей

$$\Delta = \min \sum \Delta_i$$

завдання мінімізації загального часу завершення всієї обробки деталей

$$T = \min [\max * t_{imi}]$$

завдання максимізації загального завантаження ділянки в період часу, починаючи з моменту a до моменту b

$$T(a, b) = \sum TP(a, b);$$

Мінімізація часу очікування обслуговування, тобто забезпечення комплектного випуску деталей, покращення структури штучно-калькуляційного часу:

$$K_1 = \min_i \left(\sum_{i \in I_s} W_{ij} \right),$$

де W_{ij} – інтервал часу між закінченням $(j-1)$ -ї та початком j -ї операції i -ої деталі;

I_s – безліч деталей замовлення s .

Мінімізація простоїв обладнання (максимальне завантаження):

$$K_2 = \min(q_{ik} - \sum_{i \in I_s} F_{iks}),$$

де q_{ik} - трудомісткість операції i -тої деталі на k -тому верстаті,

$F_i = (W_{ij} + p_i)$ - тривалість проходження i -тої деталі в системі, включаючи час простою;

$p_i = \sum p_{ij}$ - загальна тривалість всіх операцій i - тієї деталі;

p_{ij} – тривалість виконання операції;

G_i - безліч операцій i - тієї деталі.

Мінімізація часу виконання всіх робіт з комплекту деталей:

$$K_3 = \min_s \left(\sum_{i \in I_s} R_{ik} - \sum_{i \in I_s} F_i \right),$$

де R_{ik} – обсяг робіт, який необхідно виконати з i -ї деталі замовлення s .

2. Мурашиний алгоритм (МА)

2.1. Загальні положення

Основна ідея цього алгоритму є моделювання поведінки мурах, колективної адаптації. Колонія є системою з дуже простими правилами автономного поведінки особин. Однак, незважаючи на примітивність поведінки кожної окремої мурашки, поведінка всієї колонії виявляється досить розумною. Таким чином, основою поведінки мурашиної колонії служить низькорівнева взаємодія, завдяки якому, в цілому, колонія є розумною багатоагентною системою. Взаємодія визначається через хімічну речовину – феромона, що відкладається мурахами на пройденому шляху. При виборі напрямку руху мураха виходить не тільки з бажання пройти найкоротший шлях, але і з досвіду інших мурах, інформацію про яку отримуємо через рівень феромонів ребрах. З часом відбувається процес випаровування феромонів, яке є негативним зворотним зв'язком.

2.2. Властивості мураха

1. Кожна мураха має власну «пам'ять», в якій зберігатиметься список міст J_i, k , які необхідно відвідати мурашкою k , що знаходиться в місті i .

2. Мурахи мають «зір», обернено пропорційний довжині ребра:

$$\eta_{ij} = 1/D_{ij}.$$

3. Кожна мураха здатна вловлювати слід феромона, яке визначатиме бажання мурахи пройти по цьому ребру. Рівень феромону в момент часу t на ребрі D_{ij} відповідатиме $\tau_{ij}(t)$.

4. Імовірність переходу мурахи з вершини i у вершину j визначатиметься таким співвідношенням:

$$\begin{cases} P_{ij,k}(t) = \frac{[\tau_{ij}(t)]^\alpha \cdot [\eta_{ij}(t)]^\beta}{\sum_{l \in J_{i,k}} [\tau_{il}(t)]^\alpha \cdot [\eta_{il}(t)]^\beta}, j \in J_{i,k}, \\ P_{ij,k}(t) = 0, j \notin J_{i,k} \end{cases} \quad (6)$$

де α, β - емпіричні коефіцієнти. Незавжди помітити, що цей вираз має ефект «колеса рулетки». Кількість феромону, що відкладається:

$$\Delta \tau_{ij,k}(t) = \begin{cases} \frac{Q}{L_k(t)}, (i, j) \in T_k(t), \\ 0, (i, j) \notin T_k(t) \end{cases} \quad (7)$$

де Q – параметр, має значення порядку довжини оптимального шляху, $L_k(t)$ – довжина маршруту $T_k(t)$.

Випаровування феромону визначається наступним виразом:

$$\tau_{ij}(t+1) = (1-p) \cdot \tau_{ij}(t) + \sum_{k=1}^m \Delta \tau_{ij,k}(t), \quad (8)$$

де m – кількість мурах, p – коефіцієнт випаровування ($0 \leq p \leq 1$).

3. Модифікації мурашиного алгоритму (МА)

3.1. «Елітні» мурахи

Елітою називаються мурахи, чиї маршрути кращі за інші. Розроблено наступну модифікацію, засновану на знаннях про «елітних» мурах. Ця модифікація не враховує кількості елітних мурах. Вираз (7) для еліти набуває вигляду:

$$\Delta \tau_e(t) = A^e \cdot \frac{Q}{L^*(t)}, \quad (9)$$

де A^e - "авторитет" елітних мурах. Таким чином, ми можемо регулювати вплив елітних мурах за допомогою коефіцієнта A^e . Оптимальне значення A^e в основному залежатиме від розмірності графа, чисельності колонії, часу життя. Його значення багато в чому визначає швидкість збіжності. Це дуже важливо, оскільки в реальних ситуаціях найчастіше доводиться балансувати між якістю рішення та часом роботи.

3.2. Початкове розташування колонії

У простому МА прийнято вважати, що у кожній вершині спочатку знаходиться по одному мураху. У цій роботі представлені такі стратегії початкового розташування:

1. «Ковдра» – реалізація стандартного розміщення мурах, у кожній вершині перебувати по одному мурахі. Тоді складність даного алгоритму виражається наступною залежністю – $O(t \cdot n^3)$, оскільки $n=m$;

2. «Дробовик» – випадковий розподіл мурах на вершини графа, причому необов'язково, щоб чисельності колонії та вершин збігалися;

3. «Фокусування» - вся колонія знаходиться в одній вершині;

4. «Блукаюча колонія» – у час часу, тобто. на кожній ітерації, вся колонія переміщається до випадково обраної вершини.

Зазначимо, що назви перших трьох запозичені з назв стратегій формування початкової популяції в генетичних алгоритмах (ГА), що також належать до класу алгоритмів «природних обчислень». У ході виконаних експериментальних

досліджень було з'ясовано, що збіжність МА та якість рішення сильно залежать від початкового розташування колонії.

3.3. Шаблони

Технологія виділення шаблонів давно застосовується у ГА. Шаблонами, інакше схемами називаються фрагменти рішень. У ГА шаблони формуються згідно з формою подання структури хромосоми. Наприклад, $***1*110*$ чи $0***0*****$ – схеми, де $*$ означає, що у цій позиції може бути будь-який елемент.

У цій роботі досліджувалась можливість застосування шаблонів у МА. На відміну від ГА тут ми розглядатимемо лише одну єдину схему для маршрутів усіх мурах. Актуальність формування схеми пояснюється великими тимчасовими витратами на складні математичні обчислення при знаходженні ймовірностей переходу з однієї вершини в інші як видно з (6). Складність алгоритму знаходження наступної вершини – $O(n*k)$, де n – число вершин, а k – деякий коефіцієнт більший 1. Це, як було зазначено вище, такими складними математичними операціями, як зведення речовинного числа ступінь. Маючи шаблон, ми отримуємо наступну вершину за $O(1)$.

Кодування шаблону є наступним. Нехай ϵ вектор B розмірністю n , де n число вершин у графі. Тоді B_i міститиме номер вершини, в яку необхідно перейти з вершини i . Таким чином, досліджуваний шаблон є набір «будівельних» блоків. Розглянемо наступний приклад:

i	1	2	3	4	5	6	7
B_i	7	6	*	*	*	3	*

На основі B ми можемо скласти такі «будівельні» блоки: (1-7), (2-6-3). Таким чином, потрапляючи у вершину 2, мурашка без зайвих передрахувань переходить у вершину 6, а потім у 3. З 7 відповідно в 1.

Розроблено такі стратегії формування шаблону:

1. Статичний шаблон – формування шаблону перед початком роботи МА з урахуванням знань про довжини ребер. Нехай заздалегідь вказано число фіксованих ребер: $1 \leq E_s \leq n$, де n – число вершин. Тоді шаблон заповнюємо інформацією про E_s ребрах мінімальної довжини. При $E_s = n$ зводиться до алгоритму найближчого сусіда.

2. Динамічний шаблон – формування шаблону під час роботи МА. Шаблон заповнюється інформацією про E_s ребрах, на яких відкладено найбільшу кількість феромонів.

3.4. Випрямлення

Ця модифікація пов'язана з використанням часткового перебору в отриманому рішенні. Для цього випадково вибирається частина рішення, який буде маршрутом заданої довжини l (кількість вершин). Розглянемо на прикладі.

Позиції	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
Вершини	1	6	9	3	7	8	4	2	10	5	1

Нехай $l = 5$, а вибраний маршрут подається як частина рішення з 4 позиції по 8:

3	7	8	4	2
---	---	---	---	---

Далі, використовуючи алгоритм перебору на основі методу «гілок та кордонів», отримуємо найкоротший маршрут на заданій множині вершин. Таким чином, виникає ефект випрямлення на ділянці рішення. Кінцеве рішення являє собою маршрут:

Позиції	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
Вершини	1	6	9	3	8	4	7	2	10	5	1

У МА «випрямлення» виступає як інтелектуальний блок (назвемо його «випрямляч») або чорного ящика, на вході якого подається підграф з вихідним безліччю вершин і відносинами між ними (вагами ребер), а на виході отримуємо найкоротший обхід цих вершин. На рис. 1 відображено розглянутий вище приклад. Жирними лініями виділено ребра, що входять до підграфу («область випрямлення»).

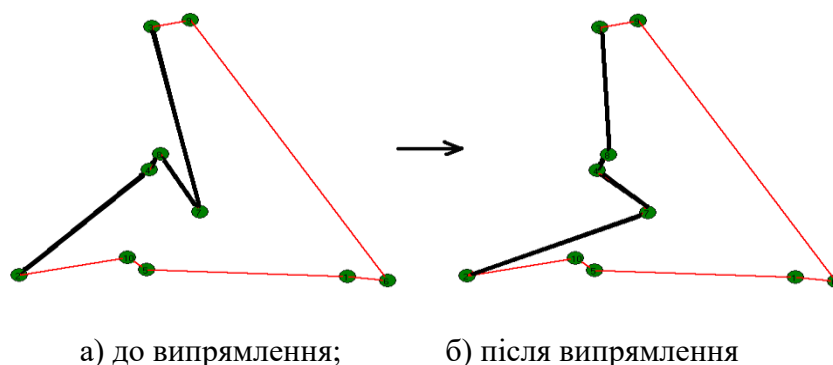


Рисунок 3.1 – Приклад використання випрямлення

Визначимо вплив «випрямлячів» на ВСА всього алгоритму. Псевдокод модифікованого МА має такий вигляд:

1. Введення матриці відстаней D
2. Ініціалізація параметрів алгоритму – α, β, Q, A^e, l
3. Ініціалізація ребер – присвоєння видимості η_{ij} та початкової концентрації феромону
4. Модифікована стратегія початкового розміщення мурах
5. Вибір початкового найкоротшого маршруту T^* та визначення L^*
6. Цикл за часом життя колонії $t = 1, t_{max}$
7. Цикл по всіх мурах $k=1, m$
8. Побудувати маршрут T на основі (6) та шаблону та розрахувати довжину L
9. Проміжне випрямлення T та перерахунок L
10. Якщо $L < L^*$, то $L^*=L$ та $T^*=T$
11. Кінець циклу по мурах
12. Цикл по всіх ребрах графа
13. Оновити сліди феромону на ребрі на основі (8)
14. Кінець циклу по ребрах
15. Формування шаблону
16. Оновити сліди феромону «еліти» (9)
17. Кінець циклу за часом
18. Додаткове випрямлення T^* та перерахунок L^*

19. Вивести найкоротший маршрут T^* та його довжину L^*

Звідси видно, що ВСА як $O(t^*(m^*(n2+l!)))$ або $O(t^*m^*n2 + t^*m^*l!))$, тоді ВСА модифікованого МА буде вище стандартного в K разів, де

$$K = \frac{t \cdot m \cdot n^2 + t \cdot m \cdot l!}{t \cdot m \cdot n^2} = 1 + \frac{t \cdot m \cdot l!}{t \cdot m \cdot n^2} = 1 + \frac{l!}{n^2}, \quad (10)$$

Тобто. при $n=100$, $l=8-9$ ВСА згідно з (10) збільшиться в середньому лише у 2 рази. Вираз (10) є верхньою оцінкою відносного збільшення ВСА, оскільки використовується не повний перебір, а перебір на основі методу «гілок та кордонів». Таким чином, використання часткового перебору не вимагає великих тимчасових витрат, але значно покращує рішення мурах, одержувані на початковій стадії адаптації. Вираз (10) підтверджено експериментальними дослідженнями. Виділено два види «випрямлення»: проміжне та додаткове. Проміжне «випрямлення» докладно розглянуто вище. Він застосовується до проміжних рішень, одержуваних мураками протягом життя колонії. Додаткове «випрямлення» застосовується після закінчення часу життя колонії та застосовується лише до кращого рішення T^* . Однак, на відміну від проміжного «випрямлення», тут «випрямляч» застосовується неодноразово до різних ділянок маршруту. Вибір ділянок маршруту може бути як довільним, і вибірковим з урахуванням якогось алгоритму чи закономірності. У роботі пропонується вибирати ділянки рішення, починаючи з першої позиції до $n-l$ з кроком $l/2$. Для попереднього прикладу такими ділянками будуть:



Рисунок 3.2 – Вибір ділянок маршруту для додаткового випрямлення

Для додаткового випрямляча можна індивідуально вибирати значення l^* - довжини ділянки перебору. Отже, має сенс застосовувати кілька видів «випрямлячів».

4. Адаптація мурашиного алгоритму до завдання оперативного планування виробництва.

Для вирішення задачі методами мурашиних алгоритмів необхідно привести завдання до виду графа. Для задач календарного планування можна скласти наступний граф:

Вершини – одиниця устаткування (верстат, машина) у якому виконуються операції над деталлю.

Ребра – сумарний час, який очікуватиме деталь до переходу до наступної вершини. Це час обробки на поточному устаткуванні + час очікування на звільнення наступного обладнання (час переналагодження обладнання, час переходу ...).

Таким чином, для i -ї деталі з технологічним маршрутом (ТМ) можна отримати:

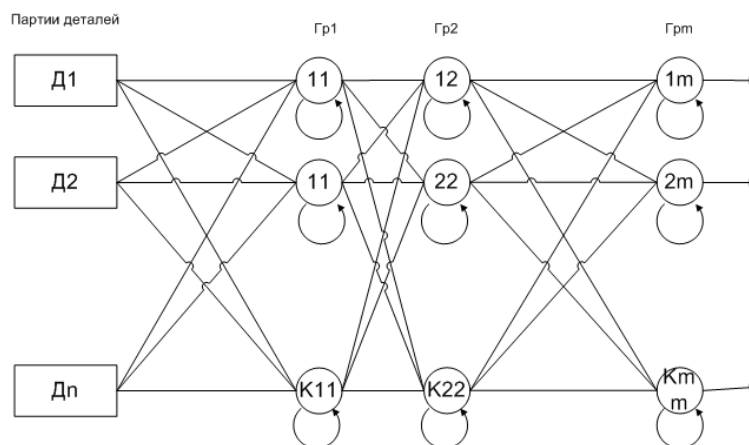


Рисунок 4.1 – Направлений граф для оперативного планування виробничої ділянки

Експериментально необхідно визначити параметри мурашиного алгоритму:

$\alpha, \beta, Q, A^e, l, t$, початкова концентрація феромону.

Особливості алгоритму для цього типу завдань:

Існує пріоритет запуску деталей (терміни коли деталі мають бути готові). Це пропонується передбачити за рахунок початкового розташування колонії мурах. У ході проведених експериментальних досліджень над мурашиними алгоритмами було з'ясовано, що збіжність МА та якість рішення сильно залежать від початкового розташування колонії. Необхідно вибрати деякий коефіцієнт, на який буде множитись пріоритет групи деталей, таким чином отримаємо кількість мурах на початковому розташуванні.

Не завжди технологічний процес суворо регламентує послідовність завдань обробки деталей. Це означає, що деталь A необхідно обробити на 1-й групі обладнання в першу чергу, або можна на 3-й, а обробка на 2-й групі обладнання, наприклад, може відбуватися тільки після обробки на 1-й. Отримуємо маршрути: 1-2-3, або 3-1-2.

У класичній задачі комівояжера, на якій пояснюється робота мурашиного алгоритму, мурашка має властивість «пам'ять», яку зберігає міста, в яких він уже був.

В даному випадку пропонується дати мурахі «знання» про те, які міста йому потрібно відвідати, точніше в якій послідовності деталь повинна потрапити на певну групу обладнання.

У зв'язку з цим виникає потреба доповнити всі групи деталей (яких n , рис. 4.1), абстрактними групами деталей з відповідним пріоритетом.

Допустимо, $D1$ (рис. 4.1) має технологічні маршрути, описані вище: 1-2-3, 3-1-2.

«Знання» групи деталей $D1$ будуть: 1-2-3.

Необхідно створити $D1^*$, зі знанням: 3-1-2.

Т.я. на виробничій ділянці, не може бути великої кількості груп однорідного устаткування, і, різних технологічних маршрутів однієї групи деталей може бути багато, описане застосування «знань» не сильно ускладнить завдання.

Після проходження одного циклу алгоритму. Потрібно перерахувати граф. Ребро до групи обладнання якого перейшла група деталей за результатами циклу, дорівнює:

$$T_{осв} = T_{осв} + T_{нал} + k \cdot T_{обр} + T_{-}, \quad (12)$$

де

$T_{осв}$ – час, коли звільниться група обладнання для обраної групи деталей

$T_{нал}$ - час, необхідний для переналагодження обладнання

k – кількість деталей, у групі деталей

$T_{обр}$ – час, необхідний обробки однієї деталі цьому обладнанні

T_{-} – інші витрати часу

Також, після перерахунку, необхідно перевірити абстрактні групи деталей для обраної групи. Якщо продовження, після поточної ітерації, «знань» збігаються – необхідно видалити абстрактні групи деталей даної.

Висновки. На основі приведених у роботі досліджень розроблено укрупнений алгоритм роботи:

1. Введення матриці відстаней D
2. Ініціалізація параметрів алгоритму – α, β, Q, Ae, l , «знання»
3. Ініціалізація ребер – присвоєння видимості η_{ij} та початкової концентрації феромону
4. Модифікована стратегія початкового розміщення мурах, згідно з пріоритетом деталей
5. Поки не будуть знайдені всі маршрути
6. Цикл по всіх мурах $k=1, m$
7. Побудувати маршрут T на основі (6) та «знання» та розрахувати довжину L
8. Проміжне випрямлення T та перерахунок L
9. Якщо $L < L^*$, то $L^*=L$ та $T^*=T$
10. Кінець циклу по мурах
11. Вибір найкращого маршруту
12. Перерахунок графа
13. Перевірка абстрактних груп деталей
14. Оновити сліди феромону «еліти» на основі (9)
15. Кінець циклу
16. Розрахунок критерію оптимізації
17. Якщо не виконано критерій зупинки – Перехід до 2, інакше вихід.

Список використаних джерел:

1. Шкурба В.В., Болдирева В.А., В'юн А.Ф., Єфетова К.Ф., Лещенко В.А., Подчасова Т.П., ТурЛ. П. Планування дискретного виробництва в умовах АСК. – К.: Техніка, 2014, 296 с.
2. Крушевський А.В. Довідник по економіко-математичним моделям та методам. – К.: Техніка, 2012. – 208 с.
3. Чолак А.І., Мацулевич О.Є. Оптимізація роботи виробничої ділянки на основі оперативного планування. *Збірник наукових праць магістрантів та студентів «Інформаційні технології проектування»*. – Мелітополь: ТДАТУ, 2014. – С. 111-116.2014
4. Alrefo, I.F., Rawashdeh, M.O., Matsulevych, O., Vershkov O., Halko, S., Suprun, O. Designing the functional surfaces of camshaft cams of internal combustion engines. *Naukovyi Visnyk Natsionalnoho Hirnychoho Universytetu*, 2024, (3), pp 72–78. DOI: <https://doi.org/10.33271/nvngu/2024-3/072>
5. Alrefo, I.F., Matsulevych, O., Vershkov, O., Halko, S., Suprun, O., Miroshnyk, O. Designing the working surfaces of rotary planetary mechanisms.

Naukovyi Visnyk Natsionalnoho Hirnychoho Universytetu, 2023, 4, pp. 82-88. DOI: <https://doi.org/10.33271/nvngu/2023-4/082>. ISSN 2071-2227, E-ISSN 2223-2362. (Q3).

6. Мацулевич О.Є. Застосування спеціалізованої PLM-системи Technologi CS при розробці автоматизованої системи ведення конструкторсько-технологічних баз даних підприємства сільськогосподарського машинобудування. *Праці Таврійського державного агротехнологічного університету: Наукове фахове видання / ТДАТУ; Запоріжжя : ТДАТУ, 2024. Вип. 24, том. 1.*

УДК 514.182.7

ЗАСТОСУВАННЯ МЕТОДИКИ ПОЕТАПНОЇ ТЕХНОЛОГІЧНОЇ ПІДГОТОВКИ ВИРОБНИЦТВА ПРОМИСЛОВИХ ВИРОБІВ В СИСТЕМІ UNIGRAPHICS

Мацулевич О.Є., к.т.н.

e-mail: oleksandr.matsulevych@tsatu.edu.ua

Вершков О.О., к.т.н.

e-mail: oleksandr.vershkov@tsatu.edu.ua

Михайленко О.Ю., старший викладач

e-mail: olena.mykhailenko@tsatu.edu.ua

Щербаков Ю.Ю., здобувач вищої освіти

e-mail: yrasherbakov9013@gmail.com

Таврійський державний агротехнологічний університет Імені Дмитра Моторного

Актуальність та постановка проблеми. Технологічна підготовка виробництва (ТПВ) – це сукупність взаємопов'язаних процесів, що забезпечують технологічну готовність підприємств до випуску виробів заданої якості при встановлених термінах, обсязі та витратах.

Вихідними даними для технологічної підготовки виробництва є:

- а) комплект креслеників на новий виріб;
- б) програма випуску виробу;
- в) термін запуску виробів у виробництво;
- г) організаційно-технічні умови, що враховують можливості придбання комплектуючих виробів, а також обладнання і оснащення на інших підприємствах.

Технологічна підготовка виробництва (ТПВ) включає:

- а) забезпечення технологічності конструкцій виробів;
- б) проектування технологічних процесів;
- в) конструювання та виготовлення засобів технологічного оснащення.

Найбільш відповідальною частиною технологічної підготовки виробництва є проектування технологічних процесів та конструювання технологічного оснащення з оформленням комплексу необхідної технологічної документації. Ці елементи ТПВ охоплюють основне коло питань технологічної підготовки виробництва і вирішальним чином впливають на терміни підготовки і освоєння нових виробів, підвищення їх якості.

На основних стадіях ТПВ виконуються наступні види робіт:

- а) проектування технологічних процесів виготовлення деталей;
- б) проектування технологічних процесів складання вузлів і вироби в цілому;