

ЗАСТОСУВАННЯ МЕТОДУ МОДЕЛЮВАННЯ КОЛОНІЇ МУРАХ ДО РОЗВ'ЯЗАННЯ КОМБІНАТОРНИХ ЗАДАЧ ПЛАНУВАННЯ ВИКОНАННЯ ЗАМОВЛЕНЬ МЕТАЛУРГІЙНИМИ ПІДПРИЄМСТВАМИ

*Державний вищий навчальний заклад «Національний гірничий університет», Дніпропетровськ, Україна

Анотація. Розглянуто задачу планування виконання замовлень металургійними виробництвами з урахуванням чинника втрати часу на переналаштування обладнання, який раніше не розглядався. Отримано зведений критерій оптимізації та цільову функцію мінімізації втрат від послідовного виконання комплексу завдань. Для задачі запропонований алгоритм розв'язання в реальному часі на основі моделювання мурашиної колонії.

Ключові слова: оптимізація, послідовність, замовлення, алгоритм, мурашина колонія.

Аннотация. Рассмотрена задача планирования выполнения заказов металлургическими производствами с учетом фактора потери времени на перенастройку оборудования, который ранее не рассматривался. Получены сводный критерий оптимизации и целевая функция минимизации потерь от последовательного выполнения комплекса задач. Для задачи предложен алгоритм решения в реальном масштабе времени на основе моделирования колонии муравьев.

Ключевые слова: оптимизация, последовательность, заказ, алгоритм, муравьиная колония.

Abstract. The problem of scheduling the execution of metallurgical industries orders was considered. It was accounted the time loss factor of equipment reconfiguring that was not regarded before. Combined optimization criterion and the objective function to minimize the loss of consistent implementation of complex tasks were received. Solution algorithm in real-time based on ant colony modeling was suggested for the problem.

Keywords: optimization, consistency, order, algorithm, ant colony.

1. Вступ

Будь-яке металургійне підприємство, орієнтоване на виробництво готової продукції, має доволі значний її сортамент. Трубопрокатні та сортопрокатні підприємства в цьому відношенні відрізняються особливим різноманіттям.

Для прикладу, ВАТ «Інтерпайп-НТЗ», що спеціалізується на випуску труб та залізничних колес, виробляє і постачає понад 1200 типорозмірів сталевих труб діаметром від 10 до 377 мм з більш, ніж 50 марок сталі та за кількома технічними умовами, вітчизняними та зарубіжними стандартами [1]. ПАТ «ЄВРАЗ-ДМЗ ім. Петровського», що спеціалізується на виготовленні сортового прокату, пропонує своїм клієнтам близько 80 найменувань сортового прокату та до 20 видів заготовок з 45 марок сталі [2]. Деякі підприємства в Україні пропонують до 1000 найменувань готової продукції з понад 200 різних марок сталі [3]. Навіть такі спеціалізовані підприємства, як сталеливарний завод «Інтерпайп-сталь», що був уведений у експлуатацію в 2012 році і спеціалізується на виготовленні циліндричної трубної та колісної заготовки методом безперервної розливки сталі, може випускати продукцію дев'яти діаметрів з понад 30 марок сталі [4].

Широкий сортамент готової продукції обумовлює необхідність складання місячних, тижневих, добових планів випуску продукції, а інколи – при дрібносерійному виробництві – навіть позмінних. У [5] наведено приклад обробки замовлень ВАТ «Донецький металургійний завод», що також випускає прокатну продукцію широкого профілю. Статистичні дані свідчать, що кількість клієнтів на місяць, а тим більше за рік, може вимірюватись сотнями, кількість замовлень – тисячами або й десятками тисяч.

Але, незважаючи на стабілізацію економічних зв'язків у галузі в ХХІ столітті та загальний підйом оборотів металургійного виробництва, прибуток від діяльності металовиробників залишається на низькому рівні. Іноді фактори, обумовлені випадковим характером надходження замовлень, призводять до перевищення собівартості над відпускнуою ціною. Це пов'язано насамперед із тим, що ключовою ланкою будь-якого металургійного заводу є плавильний цех (конверторний, мартенівський чи електрична піч).

З одного боку, агрегати, що виплавляють і розливають сталь, як правило, повинні працювати у безперервному режимі, видаючи сталь для наступної обробки. З іншого боку, замовлення надходять випадковим чином, їх обсяги також носять імовірнісний характер. Отже, існує небезпека виникнення двох небажаних ситуацій: відмови в обслуговуванні замовлення через неможливість його виконання у зазначений термін та накопичення так званих внутрішніх запасів [6] або незавершеного виробництва. Фактично ці запаси є замороженими коштами підприємства. Критичні ситуації того чи іншого виду можуть виникати як для окремих видів продукції, так і для кількох одночасно, враховуючи широкий асортимент продукції. Отже, актуальною для кожного металургійного підприємства є задача побудови оптимального плану обробки замовлень з метою мінімізації незавершеного виробництва, випадків відмови в обслуговуванні та максимізації прибутку підприємства [7].

2. Постановка задачі

Розглянемо математичну постановку задачі. Кожне замовлення Ω має кілька атрибутів, ключовими з яких є його об'єм, вид продукції, ціна, час виконання, а також додаткові логістичні вимоги щодо пакування, маркування, сертифікації та супроводу вантажу. Представимо це у вигляді сукупності числових характеристик:

$$\Omega = \langle C, P, W, T, Tx, Dx \rangle, \quad (1)$$

де C – ціна за тону продукції, P – собівартість виконання замовлення з урахуванням додаткових вимог, W – обсяг замовлення у тоннах, T – час, що дається на виконання замовлення, Tx – (може бути відсутній) додатковий час, упродовж якого замовлення може бути виконано з певним штрафом Dx , після цього часу замовлення вважається втраченим.

Якщо в момент прийняття рішень розглядається m заявок, що очікують виконання, то скінченна множина можливих рішень S складається з усіх можливих перестановок послідовності обробки цих замовлень:

$$S = \{s_j = (\Omega_{1,j}, \Omega_{2,j}, \dots, \Omega_{m,j}), j = \overline{1, M}\}, \quad (2)$$

де j -тий варіант перестановки s_j замовлень, описаних згідно з (1), $M = m! = |J|$ – загальна кількість таких варіантів, що дорівнює можливій кількості перестановок на $J = \{1, \dots, m\}$.

Враховуючи (2), задача оптимізації плану виконання замовлень при широкому сортаменті готової продукції має вигляд

$$s^* = \arg \min_{s_j \in S} F(s_j), \quad (3)$$

де $F(s_j)$ – цільова функція оптимізації, що має часовий або (частіше) матеріальний вимір і включає розглянуті нижче чотири види небажаних втрат.

У деяких джерелах не вводять різницю між Tx та T , вважаючи T так званим директивним часом [8], після якого замовлення втрачає актуальність. На практиці величина запасу часу $\Delta t = Tx - T$ становить кілька діб і дозволяє в разі прийнятних величин штрафу відтермінувати виконання замовлень з меншим прибутком замість відмовитись від них.

Докладну класифікацію задач теорії розкладів наведено у [9]. Автори розглядають такі основні критерії класифікації: кількість процесорів обслуговування, критерій оптимальності та характер надходження замовлень (детермінований, стохастичний, нестохастичний). З огляду на наявність у будь-якому металургійному виробництві згаданого вище плавильного агрегату, зазвичай єдиного на все підприємство, найбільшу увагу привертають моделі однопроцесорних розкладів з мінімізацією сумарного або зваженого запізнення виконання всіх завдань, що позначається відповідно $1||\sum T_i$ та $1||\sum w_i T_i$.

Найповніше задачі згаданих класів розглянуті в [10], де перелічені відомі методи точного знаходження оптимального розв'язку, з'ясовані їх обмеження та недоліки, а також запропонований ПДС-алгоритм (точний алгоритм з поліноміальною та декомпозиційною експоненційною складовими), який дозволяє вирішувати в реальному масштабі часу задачі розмірністю до 10^3 .

3. Врахування переналаштування обладнання

Опис (1) не в повній мірі відображає сутність процесів у технологічному процесі багатостадійного металургійного виробництва [11] з широким асортиментом продукції. Велику роль відіграють втрати робочого часу на переналаштування обладнання з випуску одного виду продукції на інший. Особливо це помітно у трубопрокатному виробництві, коли технологічний процес складається з послідовних операцій, що ілюструється табл. 1. Подібні таблиці, які мають назву маршрутів прокатки, містять вимоги до параметрів готового виробу. Вони пов'язують вид продукції з технологічними операціями щодо її виготовлення та конкретних замовлень. Маршрути прокатки, до яких включають повний перелік налаштувань обладнання, будують при плануванні виробництва [12].

Таблиця 1. Технологічні операції виробництва безшовних труб та їх варіативні параметри

№ з/п	Назва технологічної операції	Параметри, що змінюються залежно від замовлення
1	Виробництво сталі в печі (конвертері)	
2	Розкислення та легування	Марка сталі
3	Розливка заготовок	Діаметр заготовки
4	Розкроювання передільних заготовок	Довжина заготовки, мірність готової продукції
5	Нагрівання заготовок	
6	Прошивка заготовки	Діаметр труби
7	Прокатка заготовки	Товщина стінки труби
8	Розкроювання труб	Довжина і мірність готової продукції
9	Загартування й відпускання труб	Механічні властивості
10	Фінальна обробка труб	Наявність різьби, муфт, покриття стінок, пакування, маркування

Зрозуміло, що попередні операції є визначальними для тих, що йдуть за ними. В [11, 13] авторами обґрунтована необхідність врахування вимог і особливостей більш пізніх операцій при плануванні ранніх. Дослідження технологічних процесів на об'єктах, що розглядалися, показали, що перехід з одного діаметра заготовки на інший (операція 3 в табл. 1) потребує значно більше часу (до 480 хвилин), ніж перехід до інших механічних властивостей чи покриття (в межах кількох хвилин).

Кожна комбінація параметрів, що описують готову продукцію в замовленні, визначається певним стандартом – вітчизняним чи міжнародним. Застосовуючи згадані стандарти для множини $G = \{1, \dots, K\}$ найменувань готової продукції даного підприємства з урахуванням його технологічних можливостей, легко отримати матрицю $Q_{n \times n}$ часових витрат

при переході від виготовлення одного виду продукції до іншого. Очевидно, якщо доповнити нею опис (1), отримаємо сукупність замовлень:

$$\Omega = \langle C, Q, P, W, T, Tx, Dx \rangle. \quad (4)$$

При цьому $q_{a,b}$ може показувати як час переходу від виконання a – того замовлення до b -того, так і матеріальні витрати на здійснення такого переходу. Відповідна складова матеріальних витрат від втрати часу на переходи має бути включена до складу цільової функції $F(s_j)$, що входить до (3).

Так само мають бути враховані економічні витрати на виконання операцій, що виконуються залежно від конкретного замовлення (приклад – операції 9 та 10 в табл. 1). Пропонується включити їх у собівартість продукції за замовленням p_i , яка надалі пов'язується саме із замовленням $i = \overline{1, m}$, а не з видом продукції $g = \overline{1, g_{\max}}$.

Пропонується прийняти, що замовлення одного клієнта k на різні види продукції є різними замовленнями i_k і не можуть виконуватись одночасно. Так само замовлення на однакову продукцію g , що надійшли від різних клієнтів, є окремими замовленнями i_g . Отже, серед m замовлень всі є різними за логічним перетином клієнта та виду продукції.

Враховуючи перелічені припущення, цільова функція оптимізації набуває вигляду

$$F(s_j) = \sum_{i=1}^{m1} F_{H,i}^j + \sum_{i=m1+1}^{m1+m2} F_{T,i}^j + \sum_{i=m1+m2+1}^{m1+m2+m3} F_{L,i}^j + F_Q^j \rightarrow \min, \quad (5)$$

де $m = m1 + m2 + m3$ – загальна кількість замовлень, $m1$ – кількість замовлень, що виконуються за час $x_i \leq T_i$, $m2$ – кількість прострочених замовлень, що виконуються за час $T_i < x_i \leq Tx_i$, $m3$ – кількість невиконаних замовлень, що виконуються за час $x_i > Tx_i$, $F_{H,i}^j$, $F_{T,i}^j$, $F_{L,i}^j$ – додаткові витрати підприємства при j -тому порядку виконання замовлень відповідно від наявності незавершеного виробництва, прострочування терміну виконання замовлення та від втрати замовлення (відмови у виконанні), F_Q^j – додаткові витрати, обумовлені зупинками для переналаштування обладнання за таких же умов.

Послідовність виконання замовлень s_j , що є параметром оптимізації в задачі (3), визначає всі види витрат. Тому надалі записуємо формули, опускаючи індекс j і розуміючи, що всі види витрат розраховуються при поточній послідовності s_j .

4. Складові цільової функції та обмеження постановки задачі

Додаткові витрати підприємства від наявності незавершеного виробництва оцінюються для кожного замовлення за формулою

$$F_{H,i} = \max\{0; \alpha \cdot w_i (c_i - p_i)(T_i - x_i)\}, \quad (6)$$

де x_i – час, за який планується закінчити виконання i -того замовлення, T_i – час, через який клієнт планує отримати й сплатити i -те замовлення, c_i – відпускна ціна тонни продукції за i -тим замовленням, грн/тонну, p_i – собівартість тонни продукції за i -тим замовленням, грн/тонну, w_i – обсяг i -того замовлення, тонн, $\alpha > 0$ – коефіцієнт дисконтування оборотних коштів, в.о./добу.

Слід відзначити, що ціна за тону одиниці продукції є ринковим параметром, індивідуальним для кожного замовлення, тому застосування фіксованої величини норми прибутку для певного виду продукції $\forall g \in G: (c - p)_j = const$ неможливо.

Додаткові витрати підприємства від перевищення терміну виконання замовлення оцінюються за формулою

$$F_{T,i} = \max\{0; Dx_i \cdot w_i \cdot c_i(x_i - T_i)\} | x_i \leq Tx_i, \quad (7)$$

де Dx_i – відносна до ціни продукції величина штрафу за кожен день перевищення директивного терміну виконання i -того замовлення, в.о./добу, Tx_i – крайній час, через який i -те замовлення втрачається. Решта позначень – аналогічні (6).

Зрозуміло, що в разі, коли клієнт згоден чекати достатньо довго, але існує щоденний штраф, межа Tx_i може бути розрахована автоматично з виконання умови $Dx_i \cdot w_i \cdot c_i(Tx_i - T_i) = w_i \cdot (c_i - p_i)$. Тобто, при відомому фіксованому Dx_i замовлення слід включати до виробничого плану (4), якщо

$$Tx_i \leq T_i + \left\lfloor \frac{1 - p_i / c_i}{Dx_i} \right\rfloor. \quad (8)$$

Додаткові витрати підприємства від втрати замовлення – це той прибуток, який міг бути отриманий від замовлення, яке не увійшло до плану через неможливість виконати його у відведений термін. Вони оцінюються за формулою

$$F_{L,i} = w_i(c_i - p_i) | x_i > Tx_i. \quad (9)$$

Нарешті, додаткові втрати металургійного підприємства, обумовлені витратами часу на переналаштування обладнання, пропонується розраховувати за формулою

$$F_Q = \sum_{i=1}^{m_1+m_2-1} q_{i,i+1} \frac{w_i(c_i - p_i) + w_{i+1}(c_{i+1} - p_{i+1})}{x_i + x_{i+1}}, \quad (10)$$

де $q_{i,i+1}$ – час переналаштування.

Запис (10) пов'язує час, який проходить у неробочому режимі між виконанням замовлень i та $i+1$, з середнім очікуваним прибутком від виконання двох цих замовлень. Щоб компенсувати час у чисельнику, отриману величину відносять до середньої тривалості виконання замовлень i та $i+1$.

5. Особливості постановки задачі у порівнянні з відомими

Подібні моделі знайшли широке застосування у сучасних моделях керування підприємством, зокрема, MRP II (Manufacturing Resource Planning), ERP (Enterprise Resource Planning) та APS (Advanced Planning and Scheduling System) [15], які передбачають вирішення багатокритеріальної задачі керування послідовностями виконання замовлень. При цьому критеріями оптимізації розкладу можуть бути один або декілька:

- максимальна частка замовлень, виконаних у відповідності з встановленими термінами $x_i = T_i$ (виконання «точно в термін»);
- мінімальне середнє запізнення виконання всього переліку робіт;
- мінімальний обсяг незавершеного виробництва упродовж усього періоду планування (так звана «робота без внутрішнього складу»);
- мінімальний час неробочого стану обладнання;
- мінімізація кількості замовлень, які не прийняті до виконання.

Задача, що описується рівняннями (2)–(9), передбачає одночасне зважене за сукупним матеріальним показником виконання більшості згаданих критеріїв. Альтернативами, які будуть оцінюватись за зведеним критерієм мінімуму сукупних додаткових втрат від виробничої діяльності (5), будуть послідовності обслуговування замовлень s_j .

При цьому задача, що традиційно [10] належить до класу комбінаторних оптимізаційних задач теорії розкладів, має ознаки іншої відомої комбінаторної задачі – побудови маршруту руху комівояжера (Travelling salesman problem, TSP) [16], а саме – її незамкненого варіанту. Оскільки час переналаштування з одного виду продукції на інший найчастіше обумовлений роботою автоматизованих технічних систем, матриця Q , що містить витрати часу на переналаштування, буде симетричною. Водночас для матриці Q виконується умова трикутника $q_{ab} \leq q_{a,c} + q_{c,b}$, що є ознакою метричності розв’язуваної задачі.

Як метрику пропонується застосовувати так звану максимальну метрику [17], яка враховує лише найбільшу відстань по координатах. Останніми виступають окремі ділянки технологічного процесу. Вибір метрики обумовлений тим, що переналаштування обладнання на різних ділянках може виконуватись персоналом одночасно, при цьому лімітуватиме завжди лише одна ділянка – з найбільшим часом переналаштування.

При розв’язанні задачі TSP для даного випадку слід враховувати, що одночасно від різних замовників можуть надходити замовлення на ідентичну продукцію з однаковими умовами виготовлення. В цьому випадку метрична відстань між такими замовленнями буде дорівнювати нулю, що не властиво для класичної постановки задачі [17]. Щоб не порушувати математичну цілісність, пропонується замість нульового часу переналаштування використовувати наперед відому малу величину $q_{i,j}^0 = 0,01 \cdot \min\{q_{i,j}\}$.

6. Алгоритм розв’язання задачі

Для розв’язання задачі комівояжера традиційно використовуються як точні, так і наближені методи. Оскільки задача є NP-складною, починаючи з певної межі використання точних алгоритмів, які передбачають повний перебір варіантів, ускладнено [18], то як альтернатива може бути запропонований мурашиний алгоритм (ant colony optimization – ACO), який складається з чотирьох основних кроків [19]: створення пошукових агентів, пошуку рішення, оновлення феромону та додаткової дії (опціонально).

Стартова точка, куди вміщується мураха, як і загальна кількість пошукових агентів, залежать від обмежень, накладених умовами завдання. Занадто численна колонія призводить до швидкого посилення субоптимальних маршрутів, а коли мурах мало, виникає небезпека втратити кооперативність поведінки через обмежену взаємодію. Традиційно кількість мурах призначають рівною кількості вершин графа, а кожна мураха починає маршрут зі своєї випадково обраної вершини. Перехід мурахи між вершинами визначається трьома складовими: пам’яттю мурахи (tabu list), видимістю та віртуальним слідом феромону.

Tabu list (пам’ять мурахи) – це список відвіданих мурахою вершин, заходити в які ще раз не можна. Використовуючи його, мураха гарантовано не виконає одне й те саме замовлення двічі. На практиці використовується $J_{i,k}$ – список вершин (замовлень), які ще необхідно відвідати мурасі k , що знаходиться у вершині i .

Видимість – величина, зворотна відстані: $\eta_{ij} = 1/D_{ij}$, де D_{ij} – відстань між вершинами i і j . Видимість – це локальна статична інформація, що виражає евристичне бажання відвідати вершину j з вершини i (чим ближче вершина, тим бажаніше її відвідати).

Віртуальний слід феромону на ребрі (i, j) представляє підтвержене мурашиним досвідом бажання відвідати вершину j з вершини i . На відміну від видимості слід феромону є більш глобальною і динамічною інформацією – вона змінюється після кожної іте-

рації алгоритму, відображаючи придбаний мурахами досвід. Кількість віртуального феромону на ребрі (i, j) на ітерації t позначимо через $\tau_{ij}(t)$. На початку оптимізації кількість феромону приймається рівним невеликому позитивному числу τ_0 .

Імовірність переходу k -того мурахи у вершину j з вершини i на t -тій ітерації визначається співвідношенням

$$P_{ij,k}(t) = \begin{cases} \frac{[\tau_{ij}(t)]^\alpha \cdot [\eta_{ij}(t)]^\beta}{\sum_{l \in J_{i,k}} [\tau_{il}(t)]^\alpha \cdot [\eta_{il}(t)]^\beta}, & \text{if } j \in J_{i,k} \\ 0, & \text{if } j \notin J_{i,k} \end{cases}, \quad (11)$$

де α та β – два параметри, що регулюють ваги сліду феромону і видимості при виборі маршруту. При $\alpha = 0$ алгоритм вироджується до жадібного алгоритму (буде обрано найближчу вершину). Якщо $\beta = 0$, працює лише феромонне посилення, що призводить до швидкого виродження усіх маршрутів, крім одного субоптимального рішення.

Правило (11) визначає лише ширину зони наступної вершини; в загальну зону усіх вершин кидається випадкове число, яке і визначає вибір мурахи. Правило (11) не змінюється в ході алгоритму, але у двох різних мурах значення ймовірності переходу будуть відрізнятися, оскільки вони мають різний список відвіданих вершин.

Після завершення маршруту кожна мураха відкладає на ребрі феромон у кількості

$$\Delta\tau_{ij,k}(t) = \begin{cases} \frac{Q}{L_k(t)}, & \text{if } (i, j) \in T_k(t) \\ 0, & \text{if } (i, j) \notin T_k(t) \end{cases}, \quad (12)$$

де $T_k(t)$ – маршрут, пройдений мурахою k на ітерації t , $L_k(t)$ – довжина цього маршруту, Q – регульований параметр, $Q \approx L^*$.

Для дослідження всього простору рішень необхідно забезпечити зменшення в часі кількості відкладеного на попередніх ітераціях феромону. Правило його «випаровування» має вигляд

$$\tau_{ij}(t+1) = (1 - \rho) \cdot \tau_{ij}(t) + \sum_{k=1}^m \Delta\tau_{ij,k}(t), \quad (13)$$

де m – кількість мурах, $\rho \in [0,1]$ – коефіцієнт випаровування феромону.

Отже, загальний алгоритм методу моделювання мурашиної колонії має такий вигляд:

Крок 1. Введення матриці відстаней D .

Крок 2. Ініціалізація параметрів алгоритму α , β , ρ та Q .

Крок 3. Ініціалізація ребер присвоєння видимості η_{ij} та концентрації феромону τ_0 .

Крок 4. Вибір початкового найкоротшого маршруту T^* та визначення L^* .

Крок 5. Розмістити m мурах у випадково обраних вершинах.

Крок 6. Цикл за часом життя колонії $t \leftarrow 1..t_{\max}$.

Крок 6.1. Цикл по всіх мурашках $k \leftarrow 1..m$.

Крок 6.1.1. Побудувати маршрут T_k за (11) і розрахувати довжину L_k .

Крок 6.1.2. Застосувати до маршруту локальний пошук.

Крок 6.1.3. Виділення феромону за (12).

Крок 6.2. Якщо $L_k < L^*$, то $L^* = L_k$ і $T^* = T_k$.

Крок 6.3. Цикл по всіх ребрах графа

Крок 6.3.1. Оновити сліди феромону на ребрі за (13).

Крок 7. Виведення T^* та L^* .

Крок 8. Завершення алгоритму.

Як видно з наведеного алгоритму, після того, як був побудований маршрут, отримане рішення може бути додатково покращено одним із методів локальної оптимізації – крок 6.1.2. Найбільш поширеними серед них є $2-opt$ та $3-opt$ [18].

В одній з найпродуктивніших версій мурашиного алгоритму (Min-Max Ant System, MMAS) підвищення концентрації феромонів відбувається тільки на кращих шляхах з пройдених мурахами [20]. Така велика увага до локальних оптимумів компенсується введенням обмежень на концентрацію феромонів на ребрах ($\tau_{\min} \leq \tau_{ij} \leq \tau_{\max}$), які досить ефективно захищають алгоритм від передчасної збіжності до субоптимальних рішень.

Замість (13) автори пропонують таке правило поновлення феромону:

$$\tau_{ij}(t+1) = (1 - \rho) \cdot \tau_{ij}(t) + \Delta \tau_{ij,best}(t), \quad (14)$$

де $\Delta \tau_{ij,best}(t) = 1 / L^{best}(t)$.

При цьому на кожній ітерації виконується перевірка, чи на всіх ребрах значення феромону знаходиться в припустимих межах:

$$\tau_{ij}(t) = \begin{cases} \tau_{\min}, & \text{if } \tau_{ij}(t) < \tau_{\min} \\ \tau_{ij}(t), & \text{if } \tau_{\min} \leq \tau_{ij}(t) \leq \tau_{\max} \\ \tau_{\max}, & \text{if } \tau_{ij}(t) > \tau_{\max} \end{cases} \quad ? \quad (15)$$

Після кожної ітерації алгоритму лише одна мураха залишає за собою слід. Цим єдиним може бути як кращий на поточній ітерації $L^{best}(t) = L^{ib}(t)$ або ж найбільш успішний за весь час роботи алгоритму $L^{best}(t) = L^{gb}(t)$. Автори [20] пропонують доволі складний механізм переходу від $L^{ib}(t)$, що переважно використовується на перших ітераціях до $L^{gb}(t)$ – на останніх.

Замість емпіричного правила вибору кращої мурахи пропонується використовувати формулу на основі закону розподілу ймовірностей Коші:

$$P_{term}(t) = \frac{1}{\pi} \operatorname{arctg} \left(\frac{t - t_{\max}/2}{t_{\max}/10} \right) + 1/2, \quad (16)$$

де t_{\max} – обрана наперед кількість поколінь життя колонії.

Якщо випадкова рівномірно розподілена величина $U(0;1)$ виявляється менша за $P_{term}(t)$, то застосовується краща мураха за всю історію $L^{gb}(t)$, інакше – краща на поточній ітерації $L^{ib}(t)$. Застосування (16) дозволяє плавно змінювати технологію глобального пошуку на початкових кроках та технологію елітизму [21] на заключних.

Іншим механізмом, що унеможливує передчасну збіжність алгоритму, є оператор диверсифікації. Він використовується через кожні $t_{\max}/10$ або $t_{\max}/5$ ітерацій і полягає в повторній ініціалізації феромону на всіх ребрах в разі, якщо за час з останньої ініціалізації не сталося покращання глобального кращого рішення. При ініціалізації концентрація феромонів на всіх ребрах встановлюється рівною максимальному значенню, що визначається за формулою через коефіцієнт випаровування і поточне оптимальне рішення:

$$\tau_{\max} = \frac{1}{\rho \cdot L^*}. \quad (17)$$

Мінімальне значення концентрації феромону на ребрі (15) обчислюється через (17):

$$\tau_{\min} = \frac{\tau_{\max}}{2 \cdot n}, \quad (18)$$

де n – кількість вершин (завдань, що плануються у розкладі).

Після кожного знаходження кращого рішення значення величин τ_{\max} та τ_{\min} повинні бути перераховані за формулами (17) і (18) відповідно.

Побудови маршруту в MMAS здійснюються на основі правила (11). Але для швидшої побудови маршруту замість списку $J_{i,k}$ (перелік вершин, які ще необхідно відвідати мурасі k , що знаходиться у вершині i) використовується список найближчих вершин – $nlist$. Список $nlist$ – це матриця розміром $n \times n1$, де n – кількість вершин, $n1$ – кількість найближчих вершин. Кожний i -тий рядок цієї матриці містить номери найближчих вершин, впорядкованих за віддаленістю від i -тої вершини. За рахунок того, що список $nlist$ розраховується й формується до початку роботи алгоритму за відомою матрицею відстаней D , значно прискорюється побудова маршруту на етапі вибору наступної вершини.

При побудові маршруту з i -тої вершини, якщо всі вершини з $nlist$ вже відвідані, наступна вершина j , яку потрібно відвідати, буде визначена за правилом

$$j = \max_{j \in J_{i,k}} \{ [\tau_{ij}(t)]^\alpha \cdot [n_{ij}]^\beta \}. \quad (19)$$

Тобто мураха вибирає краще у відповідність з відстанню і рівнем феромонів водночас ребро, що веде з i -тої вершини до решти вершин графа.

7. Результати розв'язання задачі та їх аналіз

Запропонований алгоритм моделювання мурашиної колонії був застосований для вирішення низки задач різної розмірності й складності як теоретичних, так і практичних.

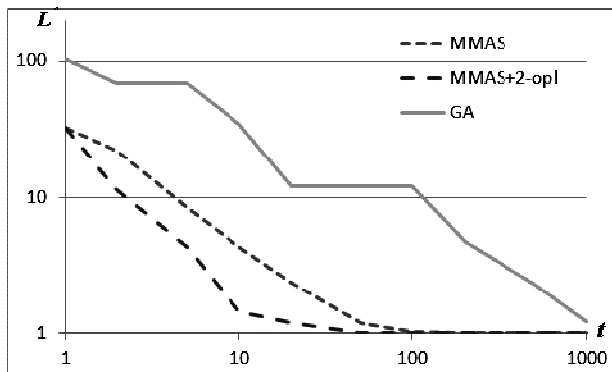


Рис. 1. Зміна кратності оптимального рішення L^* у порівнянні з кінцевим залежно від ітерації t

ніж на 1%. При цьому застосування додаткового алгоритму локальної оптимізації отриманого маршруту призводить до збільшення швидкості сходження алгоритму на початкових ітераціях.

Також слід відзначити, що хоча результат розв'язання відомої задачі за допомогою ГА порівняний за якістю з результатом, що дає запропонований алгоритм MMAS, швид-

Насамперед було розв'язано відому задачу TSP з 100 вершин з відомим точним рішенням [21]. При 10 повторних запусках з обмеженням у часі $t_{\max} = 1000$ поколінь життя мурашиної колонії була оцінена ефективність рішень, отриманих за допомогою запропонованого алгоритму з локальною оптимізацією, без оптимізації, а також виконано порівняння результатів з традиційним генетичним алгоритмом (ГА).

Результати, наведені на рис. 1 та у табл. 2, свідчать, що запропонований алгоритм знаходить рішення, яке відрізняється від глобального оптимуму менше,

кість сходження до глобального рішення у методі моделювання колонії мурах на порядок вища (100 поколінь проти 1000 в ГА до отримання рішення, близького до оптимуму).

Крім цього, були розглянуті різні за природою задачі календарного планування виконання замовлень трьох металургійних підприємств Дніпропетровщини:

– «ІС-місяць» – задача планування місячної виплавки сталевих заготовок на заводі «Інтерпайп-сталь» за даними січня 2013 року – загалом 103 замовлення, різні за логічним поєднанням продукції та замовника (14 марок сталі, 6 діаметрів, 21 довжина);

– «НТЗ-місяць» – задача планування місячного виробництва безшовних труб трубопрокатним цехом №4 ПАТ «Інтерпайп-НТЗ» за даними серпня 2012 року – 215 замовлень (81 діаметр, 32 товщини, 19 марок сталі);

– «ДМЗ-тиждень» – задача планування тижневого виробництва сортового прокату ПАТ «ЄВРАЗ-ДМЗ ім. Петровського» за даними травня 2012 року – 44 замовлення (21 вид прокату, 4 марки сталі, 12 типорозмірів передільної заготовки).

У табл. 2 представлені результати розв'язання задачі комівояжера у закритому варіанті (всі замовлення, що надходять, мають бути виконані). Інакше кажучи, результати роботи алгоритмів у табл. 2 показують їх відносну один одного ефективність щодо розв'язання симетричної задачі TSP.

У свою чергу, розв'язання задачі оптимального календарного планування (3) за запропонованим узагальненим економічним критерієм (5) та складовими цільової функції (6)-(10) з використанням запропонованого модифікованого алгоритму моделювання колонії мурах наведено в табл. 3.

Таблиця 2. Порівняння запропонованого методу рішення задачі з відомими за L^* , хв.

Задача	Точне рішення	Традиційне рішення	Генетичний алгоритм	MMAS	MMAS+2-opt
kroA100	21282	--	21746,0	21420,0	21320,3
ІС-місяць	–	32580	30006	29712	28833
НТЗ-місяць	–	30230	27560	26198	25997
ДМЗ-тиждень	–	12725	12110	11278	11033

Для розглянутих задач, як було сказано раніше, виконання усіх замовлень, що надійшли, часто є неможливим. Тому задачі місячного та тижневого планування були вирішені з урахуванням обмеження ресурсу робочого часу (для місячного планування двозмінної роботи – на рівні 23 040 хвилин, для тижневої тризмінної – 10080 хвилин). Результати, усереднені по 10 запусках алгоритму, наведені у табл. 3.

Таблиця 3. Порівняння запропонованого методу рішення задачі з відомими за зведеним критерієм оптимізації (5), тис. грн

Задача	Традиційне рішення	Генетичний алгоритм	MMAS	MMAS+2-opt
ІС-місяць	3959,6	3901,2	3788,5	3688,4
НТЗ-місяць	3873,3	3792,5	3777,3	3693,0
ДМЗ-тиждень	529,6	512,2	495,3	482,2

Як легко побачити, алгоритм моделювання мурашиної колонії показує значно кращі результати, ніж генетичний алгоритм. При цьому додаткове використання локального пошуку покращує знайдене рішення незначно.

Значно краще дані, представлені у табл. 2 та 3, ілюструють графіки на рис. 2 та 3, де наведені параметри виконання замовлень, представлені у порівнянні з традиційною методикою, що застосовується на виробництві. Час виконання зазначених наборів замовлень та сукупні витрати за критерієм (5) взяті за 100%.

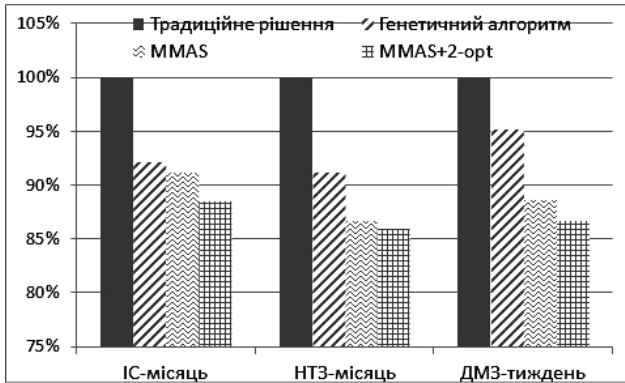


Рис. 2. Порівняна ефективність алгоритмів за критерієм мінімуму часу виконання всіх операцій

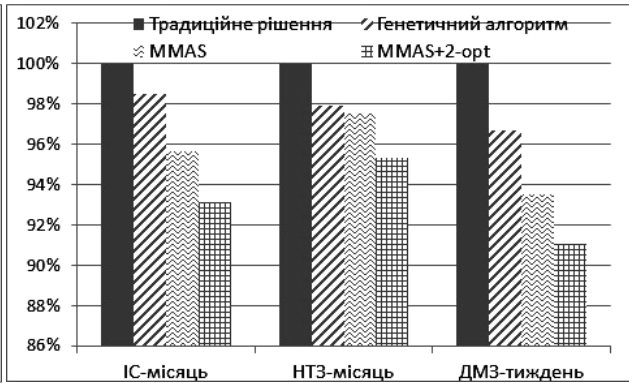


Рис. 3. Порівняна ефективність алгоритмів за зведеним економічним критерієм (5)

Графіки на рис. 2 та 3 показують, що на розглянутих підприємствах існує суттєвий ресурс часу, який використовується в неповній мірі через неоптимальний порядок виконання замовлень. І якщо графік на рис. 2 показує, що запропонований алгоритм може знаходити кращий розв'язок узагальненої задачі TSP при заздалегідь визначеному переліку завдань, які треба впорядкувати, то графік на рис. 3 показує, що далеко не весь цей потенціал може бути використаний.

Пояснення цьому – у структурі обраного критерію оптимізації (5), де негативно на економічні показники діяльності підприємства впливають як завчасне виконання замовлень, так і порушення встановлених термінів. Найбільший ресурс – майже 9,5% – у сортопрокатного виробництва ПАТ «СВРАЗ-ДМЗ ім. Петровського». Найменший – до 5% у трубопрокатного виробництва ВАТ «Інтерпайп-НТЗ».

8. Висновки

Запропоновано математичну модель оптимізаційної задачі побудови плану виконання замовлень широкого сортаменту з урахуванням часу переналаштування обладнання, характерну для металургійних підприємств. Обґрунтовані складові цільової функції та зведений економічний критерій оптимізації.

Задачу вирішено евристичним методом моделювання мурашиної колонії з функцією локального пошуку й операторами інтенсифікації локального пошуку та диверсифікації глобального пошуку як незамкненою задачею комівояжера у максимальній метриці.

Застосування для оптимізації методу моделювання мурашиної колонії у викладеній нотації дозволило будувати в реальному масштабі часу плани, що за часом виконання фіксованого набору завдань на 10–14% кращі, ніж отримані за традиційною методикою. При цьому за зведеним критерієм досягається зменшення витрат від переналаштування обладнання на рівні 180–270 тисяч гривень на місяць, що становить 5–9% від загальних невиробничих витрат підприємства.

Рекомендовані оптимальні налаштування алгоритму при вирішенні задач тижневого та місячного планування виконання замовлень.

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Каталог продукції ПАТ «Інтерпайп-НТЗ» [Електронний документ]. – Режим доступу: <http://www.interpipe.biz/files/General-rus-25112008.pdf>.
2. Демидов В.А. Производство сортового проката в прокатном цехе № 2 [Технологическая инструкция] ТИ-251-СП ПР-02-2005 / Демидов В.А. – Днепропетровск: ДМЗ им. Петровского, 2005. – 260 с.
3. Каталог продукції ПАТ «АрселорМіттал Кривий Ріг» [Електронний документ]. – Режим доступу: <http://www.arcelormittal.com/kryviyrih/index.php?id=56>.

4. Технологічні можливості ЕСПК «Інтерпайп–сталь» [Електронний документ]. – Режим доступу: <http://www.interpipe.biz/ru/company/steel/infrojects>.
5. Селиверстов А.Е. Модель процесса выполнения потребительских заказов на металлургическом предприятии / А.Е. Селиверстов // Новое в экономической кибернетике (сб. науч. ст.) / Моделирование логистических систем. – 2008. – № 3. – С. 15 – 26.
6. Патоков О.Ф. Проблеми інтеграції в управлінні виробництвом: автореф. дис. на здобуття наук. ступеня доктора екон. наук: 08.02.03 / О.Ф. Патоков. – Дніпропетровськ: Дніпропетр. держ. ун-т, 1998. – 32 с.
7. Желдак Т.А. Планування виконання замовлень металургійними підприємствами на основі розв'язків комбінаторних задач / Т.А. Желдак // Матеріали IV Всеукр. наук.-практ. конф. "Інформатика та системні науки" ІСН – 2013, (Полтава, 21–23 березня 2013 р.). – Полтава: Видавництво, 2013. – С. 125 – 128.
8. Павлов А.А. Новый подход к решению задачи «Минимизация суммарного взвешенного опоздания при выполнении независимых заданий с директивными сроками одним прибором» / А.А. Павлов, Е.Б. Мисюра // Системні дослідження та інформаційні технології. – 2002. – № 2. – С. 7 – 32.
9. Optimization and approximation in deterministic sequencing and scheduling: a survey / R.L. Graham, E.L. Lawler, J.K. Lenstra [et al] // Ann. Discrete Math. – 1979. – N 5. – P. 287 – 326.
10. Згуровский М.З. Принятие решений в сетевых системах с ограниченными ресурсами / М.З. Згуровский, О.А. Павлов. – К.: Изд-во "Наукова думка" НАН Украины, 2010. – 576 с.
11. Слесарев В.В. Интегрированные системы управления многоэтапным металлургическим производством на примере прокатки труб / В.В. Слесарев, Т.А. Желдак // Системні технології. – 2011. – № 4. – С. 77–84.
12. Шев'яков В.О. Програмна підтримка прийняття рішень при виборі маршруту прокатки безшовних труб в умовах «НТЗ–Інтерпайп» / В.О. Шев'яков, Т.А. Желдак, Д.М. Гаранжа // Системний аналіз та інформаційні технології: матер. міжнар. наук.-техн. конф. SAIT 2011, (Київ, 23–28 травня 2009 р.) / ННК «ІПСА» НТУУ «КПІ». – К.: ННК «ІПСА» НТУУ «КПІ», 2009. – С. 410.
13. Слесарев В.В. Застосування тензOMETричних датчиків в системі прийняття рішень керування сортопрокатним виробництвом / В.В. Слесарев, Т.А. Желдак, Д.М. Гаранжа // Системні технології. Регіональний міжвузівський збірник наукових праць. – 2012. – № 4 (81). – С. 142 – 150.
14. О'Лири Д. ERP системы. Современное планирование и управление ресурсами предприятия. Выбор, внедрение, эксплуатация / О'Лири Д.; пер. с англ. Ю.И. Водяновой. – М.: ООО «Вершина», 2004. – 272 с.
15. Жураковський Я.Ю. Застосування математичних моделей та методів у системах MRP II, ERP, APS / Я.Ю. Жураковський, О.С. Жураковська // Вісн. Нац. техн. ун-ту України "КПІ". – 2007. – Вип. 47. – С. 324 – 331.
16. Ананий В. Левитин Метод грубой силы: Задача коммивояжера / Ананий В. // Алгоритмы: введение в разработку и анализ = Introduction to The Design and Analysis of Algorithms. – М.: «Вильямс», 2006. – С. 159 – 160.
17. Алгоритмы: построение и анализ = Introduction to Algorithms / Т.Х. Кормен, Ч.И. Лейзерсон, Р.Л. Ривест [и др.]. – [2-е изд.]. – М.: Вильямс, 2006. – 1296 с.
18. Helsgaun K. An effective implementation of the Lin–Kernighan traveling salesman heuristic / K. Helsgaun // European Journal of Operational Research. – 2000. – Vol. 126 (1). – P. 106 – 130.
19. Dorigo M. Ant system: optimization by a colony of cooperating agents / M. Dorigo, V. Maniezzo, A. Colomi // Systems, Man and Cybernetics, Part B: Cybernetics, IEEE Transactions on. – 1996. – Vol. 26 (1). – P. 29 – 41.
20. Stutzle Th. Max-min ant system / Th. Stutzle, H.H. Hoos // Future Generation Computer Systems. – 2000. – Vol. 16 (8). – P. 889 – 914.
21. Dorigo M. Ant colony system: A cooperative learning approach to the traveling salesman problem / M. Dorigo, L.M. Gambardella // Evolutionary Computation, IEEE Transactions on. – 1997. – Vol. 1 (1). – P. 53 – 66.

Стаття надійшла до редакції 03.06.2013