

ДОСЛІДЖЕННЯ ЕФЕКТИВНОСТІ АЛГОРИТМУ ПОБУДОВИ ДОПУСТИМОГО РОЗКЛАДУ ДЛЯ ОДНОГО ПРИЛАДУ З РІЗНИМИ ДИРЕКТИВНИМИ ТЕРМІНАМИ ЗА КРИТЕРІЄМ МІНІМАЛЬНОГО СУМАРНОГО ВИПЕРЕДЖЕННЯ

О.А. Халус

Національний технічний університет України «Київський політехнічний інститут імені Ігоря
Сікорського»,
вул. Політехнічна, 41, Київ, 03056, Україна; e-mail: selena.ua@gmail.com

У даній статті досліджується алгоритм складання допустимого розкладу виконання робіт за критерієм мінімального випередження для задач одного приладу в теорії розкладів. Запропоновано удосконалення даного алгоритму. У ході досліджень було розроблено програмну систему для перевірки достовірності роботи алгоритмів. Порівнюються розклади складені алгоритмом та сформовані повним перебором. Для різних характеристик розкладу підраховано відсотковий фактор помилки при складанні розкладу досліджуваним алгоритмом. Об'єкт дослідження – процес оптимізації розкладів та їх дослідження. Мета роботи – підвищення ефективності процесу побудови допустимих розкладів для одного приладу при наявності штрафів за закінчення роботи до директивного терміну її виконання. Для ефективної організації виробництва та планування роботи підприємства необхідно використовувати відповідні економіко-математичні методи, зокрема методи теорії розкладів. У наш час задачі теорії розкладів мають велике прикладне значення. Швидкий розвиток зв'язку і техніки все частіше викликає необхідність побудови розкладів, що зв'язані з функціонуванням промислових підприємств і сферою обслуговування, освітою, транспортом і багатьма іншими областями. Проблематика теорії розкладів охоплює дослідження обчислювальної складності задач, розробку точних, наближених та евристичних алгоритмів їх розв'язання. При цьому більшість праць присвячено розвитку комбінаторних підходів. Однак, як показує практика, можливості комбінаторних алгоритмів суттєво обмежені розмірністю розв'язуваних задач. У зв'язку з цим актуальним є дослідження та покращення алгоритму складання розкладу виконання робіт одним приладом з метою мінімізації сумарного випередження. У дослідженні використовуються методи комбінаторної оптимізації, теорія розкладів, евристичні алгоритми та статистичний аналіз. Наукова новизна отриманих результатів полягає у модифікації існуючого алгоритму побудови розкладу, що мінімізує сумарне випередження для одного приладу та його краща ефективність за існуючі алгоритми.

Ключові слова: ПДС-алгоритм, NP-складні задачі, початок виконання, календарне планування, розклад, один прилад, мінімізація сумарного випередження.

Вступ

Для ефективної організації виробництва та планування роботи підприємства необхідно використовувати відповідні економіко-математичні методи, зокрема методи теорії розкладів. У наш час задачі теорії розкладів мають велике прикладне значення. Швидкий розвиток зв'язку і техніки все частіше викликає необхідність побудови розкладів, що зв'язані з функціонуванням промислових підприємств і сферою обслуговування, освітою, транспортом і багатьма іншими областями [1]. Проблематика теорії розкладів охоплює дослідження обчислювальної складності задач, розробку точних, наближених та евристичних алгоритмів їх розв'язання. При цьому більшість праць присвячено розвитку комбінаторних підходів [2–5]. Але на практиці можливості комбінаторних алгоритмів суттєво обмежені розмірністю розв'язуваних задач. У

зв'язку з цим актуальним є дослідження та покращення алгоритму складання розкладу виконання робіт одним приладом з метою мінімізації сумарного випередження.

У статті розглядається задача побудови допустимого розкладу для одного приладу з різними директивними термінами виконання робіт з мінімальним сумарним випередженням. А також ефективний ПДС-алгоритм, запропонований в [6]. Запропоновано нові перестановки, що покращують алгоритм. Для застосування алгоритму на практиці, необхідно кількісно визначити ефективність алгоритму, за можливістю виділити окремі класи розкладів, для яких алгоритм не дає оптимального розв'язку, а також оцінити відносну похибку у випадку неточності вихідного розкладу алгоритму. Для сформованої системи генерації допустимих розкладів з різним директивним вікном [7], оцінено результат роботи алгоритму на генерованих допустимих розкладах.

Мета роботи

Метою дослідження є підвищення ефективності процесу побудови допустимих розкладів для одного приладу за критерієм мінімізації сумарного випередження.

Для досягнення поставленої мети повинні бути вирішені наступні *задачі*:

- удосконалити алгоритм побудови оптимального розкладу по критерію сумарного випередження з моментом запуску r ;
- удосконалити модифікований алгоритм знаходження розкладу за критерієм мінімального випередження;
- розробити програмний продукт, що генерує роботи для алгоритмів, збирає статистичну інформацію, таку як час прогону, відхилення від оптимуму, а також може точно розв'язувати поставлену задачу для розкладів невеликої розмірності.

Основна частина

Задано множину незалежних робіт $J = \{1, 2, \dots, n\}$, кожна з яких складається з однієї операції. Для роботи $j \in J$ відомі тривалість виконання l_j та директивний термін виконання d_j . Роботи поступають до системи одночасно. Переривання у виконанні робіт не допускаються. Процес виконання робіт є неперервним: після виконання по порядку першої роботи одразу ж починається виконання другої до тих пір, поки не будуть виконані усі роботи. Необхідно знайти впорядкуванням такий розклад, що сумарне випередження директивних термінів буде мінімальним серед усіх допустимих розкладів [8].

Введемо позначення:

C_j – момент завершення виконання завдання j ;

E_j – значення випередження для j -ої роботи: $E_j = \max\{0, d_j - C_j\}$;

$E(\sigma)$ – значення сумарного випередження розкладу σ ;

T_j – значення запізнення для j -ої роботи: $T_j = \max\{C_j - d_j, 0\}$;

l_j – значення тривалості роботи, що стоїть у розкладі на позиції j ;

r – момент початку виконання робіт.

В допустимому розкладі $d_j \geq C_j \forall j$, тобто $E_j = d_j - C_j$.

В [9, 10] наведено Алгоритм А визначення самого пізнього моменту початку виконання робіт у системі $n | 1 | r \rightarrow \max$, при якому розклад залишається допустимим. В [11] запропоновано Алгоритм А1 побудови оптимального розкладу за критерієм сумарного випередження з моментом запуску r .

Відповідно до алгоритму А1 можна побудувати допустимий розклад для будь якого моменту r між 0 та r_{\max} . Мінімальне випередження, яке знаходяться у задачі, буде розташовано серед усіх розкладів, побудованих Алгоритмом А1. Проте перебір усіх можливих r може зайняти неприйнятний час.

Для знаходження розкладу за критерієм мінімального випередження створено Алгоритм А2 [6].

В результаті дослідження роботи Алгоритму А2 [7], було виявлено, що існують випадки, коли результати відхилені від оптимальних.

Результат роботи Алгоритму А2 базується на багаторазовому використанні Алгоритму А1 – побудови оптимального за критерієм мінімального випередження розкладу для довільного моменту початку виконання робіт r . Покажемо, що Алгоритм А1 не завжди буде оптимальний розклад.

Нехай для моменту r побудовано розклад σ згідно Алгоритму А1. Відповідно на кожній позиції, починаючи з останньої, знаходиться робота мінімальної тривалості, що задовольняє (2.3) та (2.4) евристики 2 [6]. Нехай розклад σ має вигляд $\{j_1, j_2, \dots, j_n\}$, де j_i – робота, яка має свій директивний термін виконання та тривалість.

Вставка роботи j_y на позицію x ($y > x$) в розкладі σ – процес зсуву усіх робіт з позицій $[x \dots y)$ на одну позицію вправо, на позицію x ставиться робота j_y .

Приклад: нехай маємо розклад $\sigma_1 = \{j_1, j_2, j_3, j_4, j_5\}$. Після вставки роботи 4 на позицію 2, розклад буде мати вигляд $\sigma_2 = \{j_1, j_4, j_2, j_3, j_5\}$.

На основі розкладу σ будуюмо новий розклад σ_{ik} , що утворений вставкою роботи l на позицію k . Припустимо, що новий розклад є допустимим, тобто не порушується жоден з директивних термінів. Оцінимо зміну сумарного випередження після процедури вставки.

Нехай випередження розкладу σ рівне E , тоді розклад σ_{ik} буде мати випередження рівне $E_{ik} = E + \sum_{i=k}^{l-1} l_i - l_i(l-k)$. Робота, яка вставляється, збільшує сумарне випередження на значення, рівне тривалості усіх робіт, що знаходяться між початковою та кінцевою точкою вставки, а кожна робота, що зсувається на одну позицію вправо зменшує сумарне випередження на тривалість роботи, що вставляється. Інші роботи не впливають на нове випередження, адже їхні часи початку виконання залишаються незмінними. Таким чином, можна знайти умову того, що випередження нового розкладу, отриманого вставкою роботи, буде менше вихідного випередження.

$$E_{ik} < E$$

$$E + \sum_{i=k}^{l-1} l_i - l_i(l-k) < E$$

$$\sum_{i=k}^{l-1} l_i < l_i(l-k)$$

$$\frac{\sum_{i=k}^{l-1} l_i}{l-k} < l_i \tag{1}$$

Тобто випередження розкладу зменшиться, якщо середня тривалість зсунутих робіт буде меншою за тривалість роботи, що вставляється.

Неможливо побудувати розклад, який для обраних робіт l та k буде покращуватися вставкою після реалізації алгоритму А1, якщо $l-k=1$. У цьому випадку вставка перетворюється в обмін сусідніх елементів. Якщо допустимість не порушується, то умовою покращення сумарного випередження є тривалість лівого

елемента менша за тривалість правого, згідно формули (1), а це суперечить (2.3), (2.4) евристики 2 [6]. При $l-k > 1$ можна підібрати такі розклади, що вставка буде покращувати випередження.

Провівши ряд експериментів, маємо відносне покращення результату роботи алгоритму A1 на 10%. Розглянемо перебір моментів змін структур алгоритмом A2, адже розглядаються лише обмінні процеси між елементами розкладу, що не покривають усі варіанти змін у розкладі з часом. Відповідно, момент початку виконання розкладу, при якому досягається мінімальне сумарне випередження може навіть не бути розглянутим алгоритмом A2.

Як було показано вище, для розкладу, побудованого для моменту початку виконання робіт r можна інколи знайти вставки робіт, що не будуть порушувати допустимість отриманого розкладу, та зменшать результуюче сумарне випередження.

Лема 1. Якщо для моменту початку виконання робіт r за алгоритмом A1 побудовано розклад, та існують покращуючі вставки, то після реалізації максимально ефективної з них у розкладі можуть з'явитися нові обміни, що зменшать сумарне випередження та не будуть порушувати умову допустимості.

Доведення. Нехай розклад $\sigma = \{j_1, j_2, \dots, j_n\}$ для моменту початку виконання робіт r впорядкований згідно алгоритму A1. Нехай існує максимальна ефективна вставка з місця 1 на місце k . Після вставки розклад приймає вигляд $\sigma = \{j_1, j_2, \dots, j_{k-1}, j_k, j_{k+1}, \dots, j_{l-1}, j_{l+1}, j_{l+2}, \dots, j_n\}$.

Твердження 1. Робота j_{l-1} має більшу або рівну тривалість з j_l .

Припустимо, що тривалість j_l більша, ніж продовжність j_{l-1} . Час закінчення роботи j_l у σ та j_{l-1} у σ_1 співпадають. Тоді за алгоритмом A1 у розкладі σ робота j_{l-1} має стояти пізніше. Але це не так. Дійшли протиріччя. Твердження доведено.

Твердження 2. Робота j_k має меншу або рівну тривалість з j_l .

Припустимо, що робота j_k має більшу тривалість, ніж j_l . При цьому виконується нерівність (2.7), оскільки вставка є ефективною. Зменшення сумарного випередження при вставці роботи j_l на місце роботи j_k : $\Delta_1 = (l-k)l_{j_l} - \sum_{i=k}^{l-1} l_{j_i}$. Розглянемо вставку роботи j_l на місце j_{k+1} . Зменшення сумарного випередження у цьому випадку: $\Delta_2 = (l-k-1)l_{j_l} - \sum_{i=k+1}^{l-1} l_{j_i} = \Delta_1 - l_{j_l} - l_{j_k} > \Delta_1$. Тоді ця вставка є більш ефективною за максимальну. Прийшли до протиріччя. Твердження доведено.

Розіб'ємо σ_1 на три частини:

- частина робіт, які задіяні при операції вставки: $\{j_l, j_k, j_{k+1}, \dots, j_{l-1}\}$;
- частина робіт після частини 1: $\{j_{l+1}, j_{l+2}, \dots, j_n\}$;
- частина робіт до частини 1: $\{j_1, j_2, \dots, j_{k-1}\}$.

Розглянемо частину 2. Обмін місцями робіт цієї частини та робіт будь-якої іншої не може бути ефективним навіть, якщо при цьому не порушується допустимість, адже це буде суперечити складеному алгоритмом A1 розкладу σ .

Розглянемо частину робіт 1. Обмін робіт цієї частини та робіт частини 2 не може бути ефективним, по причинах описаних в обміні частини 2. Розглянемо обміни серед елементів частини 1. Розглянемо роботи $\{j_k, j_{k+1}, \dots, j_{l-1}\}$. Зміна порядку в цьому впорядкуванні не може бути ефективною, адже порушить порядок, складений алгоритмом A1 у більш вільних умовах. Розглянемо обмін $\{j_k, j_{k+1}, \dots, j_{l-1}\}$ та j_l . У цьому випадку, якщо розклад не втрачає допустимості, а тривалість роботи більша за продовжність j_l , ефективний обмін можливий без порушення властивостей розкладу, складеного алгоритмом A1.

Внесемо зміни до алгоритмів A1 та A2, щоб враховувати можливості ефективних вставок.

Крок 1. Реалізувати Алгоритм А1.

Крок 2. Визначити найкращу ефективну вставку за виразом

$$\max_{l, k | l > k, \forall i \in k \dots l-1: d_i - C_i > l_i} \left\{ l_l(l-k) - \sum_{i=k}^{l-1} l_i \right\}. \quad (2)$$

якщо така вставка існує,

то провести цю вставку, перейти до кроку 3

інакше КІНЕЦЬ.

Крок 3. Визначити найкращий ефективний обмін для вставленої роботи

$$\max_{\substack{j | l_j < l_k, \forall i \in j+1 \dots k-1: d_i - C_i \geq l_k - l_j, d_j \geq C_k, j < k \\ l_k < l_j, \forall i \in j+1 \dots k-1: d_i - C_i \geq l_j - l_k, d_k \geq C_j, j > k}} \left\{ (l_j - l_k)(l - k) \right\}. \quad (3)$$

Перейти до **Кроку 2.**

Ознаки оптимальності допустимого розкладу (2.8) та (2.9) [6] справедливі і для модифікованого алгоритму. Зміни в алгоритмі стосуються вибору часу зміни структури, що буде включати не лише майбутні обміни, а й майбутні вставки.

Крок 1. Побудувати розклад, оптимальний за критерієм мінімального випередження для моменту запуску r_{\max} та 0. Визначити відповідні їм сумарні випередження $E(r_{\max})$ та $E(0)$.

якщо виконується рівність $E(r_{\max}) + nr_{\max} = E(0)$,

то КІНЕЦЬ – отриманий для r_{\max} розклад оптимальний.

інакше вважаємо: $l = 0$ – порядковий номер зміни структури розкладу;

$$r_0 = r_{\max}.$$

Крок 2.

2.1 $l = l + 1$.

2.2 Знайти довжину l -го інтервалу Δ_l за формулою:

$$\Delta = \min \left\{ \min_{2 \leq i \leq n} \left\{ C_{j_i}^{r_i} - \max_{\substack{s | l_s < l_i^{n-1}, d_s < C_{j_i}^{n-1}}} \{ d_s \} \right\}, \min_{\substack{3 \leq i \leq n, 1 \leq k < i-1 \\ \sum_{o=k}^{i-1} l_{j_o} < l_{j_i} (i-k)}} \left\{ \max_{k \leq m < i} (C_{j_m}^{r_i} - d_{j_m}) + l_{j_i} \right\} \right\} \quad (4)$$

2.3 Зсунути поточну послідовність робіт на величину $\Delta_l : r_i = r_{i-1} - \Delta_l$.

2.4 Побудувати для моменту запуску r_l оптимальний за критерієм мінімального випередження розклад.

2.5 якщо не виконується рівність : $E(r_l) + nr_l = E(0)$,

то перейти до п.2.1.

інакше (виконується ознака оптимальності 2). Знайти: $E(r_{opt}) = \min_{1 < l < k} E(r_l)$

Асимптотична складність алгоритму не змінюється і залишається $kO(n^2)$. Але фактично ми розширюємо коло пошуку оптимальних розв'язків на кожному кроці, тому модифікований алгоритм буде працювати дещо повільніше звичайного Алгоритму А2.

Для статистичного визначення характеристик алгоритму необхідно мати велику вибірку наборів робіт до впорядкування, достовірний алгоритм визначення

мінімального сумарного випередження та автоматизовану реалізацію алгоритмів A, A1, A2. Невпорядковані розклади будемо генерувати, застосовувати на них алгоритм, заснований на повному переборі, а також Алгоритм A2, Алгоритм A2 модифікований. При великій кількості згенерованих розкладів можемо скласти статистику хибності наближеного алгоритму разом з підрахунком відносного α відхилення від оптимального значення. Також можна порівняти час роботи алгоритмів та результати їх роботи на одних і тих самих даних.

Введемо позначення:

- n – кількість робіт у розкладі, що буде згенеровано;
- α – максимальне значення тривалості роботи, що може бути згенерована;
- k – коефіцієнт директивного вікна – в згенерованому допустимому розкладі різниця між директивним терміном кожної роботи та відповідним часом закінчення не буде перевищувати αk ;
- S_i – кінець роботи перших i робіт.

На основі складеного програмного забезпечення можна провести статистичну оцінку хибності та відхилень Алгоритму A2 та Алгоритму A2 модифікованого від оптимальних значень, порівнювати ефективність алгоритму при заданих параметрах розкладу, визначати час роботи алгоритмів. Після збору статистики роботи алгоритмів можна зробити висновок про ефективність евристик. Наступні результати отримані при кількості генерованих розкладів рівній 10^5 .

Інформація про розв'язки алгоритму A2, відмінні від оптимальних, зібрана у наступних таблицях (табл. 1, табл. 2).

Таблиця 1.

Імовірність неоптимальності роботи алгоритму A2 для різних k та n

$k \backslash n$	8	9	10	11	12	13	14
0.5	0.29%	0.44%	0.63%	0.67%	1.01%	1.11%	1.07%
1	2.67%	3.8%	4.93%	5.54%	6.44%	7.48%	8.64%
1.5	5.21%	6.62%	8.25%	10.42%	11.63%	13.18%	15.55%
2	6.14%	8.41%	10.46%	12.47%	14.64%	17.03%	18.89%

Інформація про розв'язки алгоритму A2 модифікованого, відмінні від оптимальних, зібрана у таблиці 2.

Таблиця 2.

Імовірність неоптимальності A2 модифікованого для різних k та n

$k \backslash n$	8	9	10	11	12	13	14
0.5	0.13%	0.17%	0.15%	0.19%	0.18%	0.22%	0.21%
1	1.17%	1.34%	1.78%	1.93%	2.08%	2.2%	2.61%
1.5	2.6%	3.3%	4.18%	4.76%	5.44%	5.86%	7.38%
2	3.66%	4.24%	5.53%	6.88%	7.84%	9.04%	9.72%

На основі зібраної інформації можна зробити висновок, що модифікований алгоритм помиляється значно рідше, проте відхилення від оптимуму у випадку

помилки досягає в середньому більших значень. Але це справедливо лише для невеликих n , для яких можлива точна перевірка розв'язків.

Висновки

В статті запропоновано удосконалений алгоритм побудови оптимального розкладу по критерію сумарного випередження з моментом запуску r , а також модифікований алгоритм знаходження розкладу за критерієм мінімального випередження.

У ході дослідження було виявлено, що запропонований модифікований Алгоритм А2 на розкладах з кількістю робіт, що перевищує 20 стабільно знаходить кращий оптимум за критерієм мінімального сумарного випередження, ніж Алгоритм А2. Асимптотична складність модифікованого Алгоритму та Алгоритму А2 однакова, але додаткові прогони у пошуках ефективних вставок збільшує час виконання алгоритму. На розкладах малої розмірності, алгоритми показують однаково близькі до оптимального рішення у разі помилки, не більше ніж 7%, але модифікований алгоритм помиляється набагато рідше.

Для підтвердження результатів було створено програмний продукт, що генерує роботи для алгоритмів, збирає статистичну інформацію, таку як час прогону, відхилення від оптимуму, а також може точно розв'язувати поставлену задачу для розкладів невеликої розмірності. В результаті кількості рівнів згенерованих розкладів більше, ніж 10^5 , виявили, що Алгоритм А2 та модифікований Алгоритм А2 у 83% співпадає з оптимальним рішенням. Алгоритми працюють за прийнятний час на розкладах розмірністю більше, ніж 1000, а тому можуть використовуватися у реальних промислових задачах.

Список літератури

1. Pinedo, M.L. Scheduling : Theory, algorithms, and systems / M. L. Pinedo. – New York: Springer Science+Business Media, LLC, 2016. – 554 p.
2. Brucker, P. Scheduling algorithms / P. Brucker. – Berlin: Springer, 2007. – 371 p.
3. Лазарев, А.А. Теория расписаний. Задачи и алгоритмы / А.А. Лазарев, Е.Р. Гафаров. – М.: Моск. гос. ун-т им. М. В. Ломоносова, 2011. – 222 с.
4. Bitran, G.R. Hierarchical production planning: a single stage system / G.R. Bitran, E.A. Haas, A.C. Nah // Operations Research. – 1981. – Vol.29. – Pp. 717-743.
5. Bitran, G.R. Hierarchical production planning / G.R. Bitran, D. Tirupati // Logistics of production and inventory. – Amsterdam, 1993. – Vol.4. – Pp. 523–568.
6. Zgurovsky, M.Z. Optimal scheduling for two criteria for a single machine with arbitrary due dates of tasks / M.Z. Zgurovsky, A.A. Pavlov // Combinatorial optimization problems in planning and decision making : Theory and applications. – 2019. – Ch. 2. – Pp. 17-38.
7. Халус, О.А. Дослідження ефективності задачі складання розкладу виконання робіт на одному приладі з метою мінімізації сумарного випередження при максимально пізньому моменту запуску виконання робіт в допустимому розкладі [Електронний ресурс] / О.А. Халус, Д.В. Антиков // Сучасні методи, інформаційне, програмне та технічне забезпечення систем управління організаційно-технічними та технологічними комплексами: тези допов. міжнар. наук.-техн. конф. (Київ, 27 листопада 2014 р.). – К., 2014. – С. 104-105. Режим доступу: http://nuft.edu.ua/page/51adaed39c2a2/files/konf_apu55.pdf.
8. Павлов, А. А. Составление допустимого расписания выполнения работ на одном приборе с целью минимизации суммарного опережения работ / А.А. Павлов, Е.А. Халус // Вісник Нац. техн. ун-ту України "Київський політехн. ін-т". Сер. : Інформатика, управління та обчислювальна техніка. – 2014. – №61. – С. 27-34.
9. Павлов, А. А. Исследование свойств задачи календарного планирования для одного прибора по критерию минимизации суммарного опережения заданий при условии допустимости расписаний / А.А. Павлов, Е.Б. Мисюра, Е.А. Халус // Вісник Нац. техн. ун-ту України

- "Київський політехн. ін-т". Сер. : Інформатика, управління та обчислювальна техніка. – 2012. – № 56. – С. 98-102.
10. Павлов, А.А. Полиномиальный алгоритм получения допустимого расписания с максимально поздним моментом начала выполнения одним прибором независимых заданий произвольной длительности с разными директивными сроками, при котором все задания остаются незапаздывающими / А.А. Павлов, Е.Б. Мисюра, Е.А. Халус // Інформаційні технології як інноваційний шлях розвитку України у ХХІ столітті : тези І міжнар. наук.-практ. конф. молодих науковців (Ужгород, 06–08 груд. 2012 р.). – 2013. – С. 105-109.
 11. Павлов, О.А. Складання розкладу виконання завдань на одному приладі з метою мінімізації сумарного випередження та знаходження максимального пізнього моменту початку виконання завдань в допустимому розкладі / О.А. Павлов, О.Б. Мисюра, О.А. Халус // Автоматика-2014 : тези допов. 21-ї міжн. конф. (Київ, 23–27 вересня 2014 р.) / Нац. техн. ун-т України "Київський політехн. ін-т". – Київ, 2014. – С. 224–225.

EFFICIENCY RESEARCH OF ALGORITHM FOR A FEASIBLE SCHEDULE CONSTRUCTION BY THE TOTAL EARLINESS MINIMIZATION CRITERION ON SINGLE MACHINE WITH DIFFERENT DUE DATES

E.A. Khalus

National Technical University of Ukraine «Igor Sikorsky Kyiv Polytechnic Institute»,
41, Polytechnic Str., Kyiv, 03056, Ukraine; e-mail: selen.ua@gmail.com

We research a scheduling algorithm for a feasible schedule construction on one machine by the total earliness of jobs minimization criterion. We propose an improvement to this algorithm. During the research, we have developed a software system to verify reliability of the algorithms. We compared the schedules built by the algorithm with those constructed by an exhaustive enumeration. We calculated the percentage of a non-exact schedule construction by the investigated algorithm for different characteristics of the schedule. The object of research is the process of schedules' optimization and their investigation. The purpose of the paper is to increase the efficiency of feasible schedules construction process for one machine in the presence of penalties for jobs completion prior to their due dates. We need to use appropriate economic and mathematical methods, in particular those from scheduling theory, to organize the production and planning on an enterprise efficiently. Scheduling problems have a great application value today. Rapid development of communication and electronics technologies increasingly requires the construction of schedules. The schedules are related to functioning of industrial enterprises and the service sector, education, transport and many other areas. Tasks of scheduling theory include study of the computational complexity of the problems and development of exact, approximation and heuristic algorithms for their solution. Most papers are devoted to combinatorial approaches' development. However, as practice shows, possibilities of combinatorial algorithms are substantially limited by the dimension of the problems they solve. This is why we believe in importance of the research and improvement of the scheduling algorithm to minimize the total earliness of jobs on one machine. We use combinatorial optimization methods, scheduling theory, heuristic algorithms and statistical analysis. The scientific novelty of the results consists in modification to the existing scheduling algorithm that minimizes the total earliness on one machine. New algorithm has better efficiency than the existing ones.

Keywords: PSC-algorithm, NP-hard problems, start of processing, calendar planning, schedule, one machine, total earliness minimization.

**ИССЛЕДОВАНИЕ ЭФФЕКТИВНОСТИ АЛГОРИТМА ПОСТРОЕНИЯ
ДОПУСТИМОГО РАСПИСАНИЯ ДЛЯ ОДНОГО ПРИБОРА С
РАЗЛИЧНЫМИ ДИРЕКТИВНЫМИ СРОКАМИ ПО КРИТЕРИЮ
МИНИМАЛЬНОГО СУММАРНОГО ОПЕРЕЖЕНИЯ**

Е.А. Халус

Национальный технический университет Украины «Киевский политехнический институт имени Игоря Сикорского»,
ул. Политехническая, 41, Киев, 03056, Украина; e-mail: selena.ua@gmail.com

В данной статье исследуется алгоритм составления допустимого расписания выполнения работ по критерию минимального опережения для задач на одном приборе в теории расписаний. Предложено усовершенствование данного алгоритма. В ходе исследований была разработана программная система для проверки достоверности работы алгоритмов. Сравниваются расписания, составленные алгоритмом и сформированные полным перебором. Для различных характеристик расписания подсчитано процентный фактор ошибки при составлении расписания исследуемым методом. Объект исследования – процесс оптимизации расписаний и их исследование. Цель работы – повышение эффективности процесса построения допустимых расписаний для одного прибора при наличии штрафов за окончание работы до директивного срока ее выполнения. Для эффективной организации производства и планирования работы предприятия необходимо использовать соответствующие экономико-математические методы, в частности, методы теории расписаний. В наше время задачи теории расписаний имеют большое прикладное значение. Быстрое развитие связи и техники все чаще вызывает необходимость построения расписаний, связанных с функционированием промышленных предприятий и сферы обслуживания, образованием, транспортом и многими другими областями. Проблематика теории расписаний охватывает исследования вычислительной сложности задач, разработку точных, приближенных и эвристических алгоритмов их решения. При этом большинство работ посвящено развитию комбинаторных подходов. Однако, как показывает практика, возможности комбинаторных алгоритмов существенно ограничены размерностью решаемых задач. В связи с этим актуальным является исследование и улучшение алгоритма составления расписания выполнения работ одним прибором с целью минимизации суммарного опережения. В исследовании используются методы комбинаторной оптимизации, теория расписаний, эвристические алгоритмы и статистический анализ. Научная новизна полученных результатов заключается в модификации существующего алгоритма построения расписания, минимизирующего суммарное опережение для одного прибора, и его лучшая эффективность по сравнению с существующими алгоритмами.

Ключевые слова: ПДС-алгоритм, NP-сложные задачи, начало выполнения, календарное планирование, расписание, один прибор, минимизация суммарного опережения.