

АНАЛІЗ ЕВРИСТИЧНОГО АЛГОРИТМУ МІНІМІЗАЦІЇ СУМАРНОГО ВИПЕРЕДЖЕННЯ І ЗАПІЗНЕННЯ ЗАВДАНЬ НА ОДНОМУ ПРИЛАДІ З НАЛАГОДЖЕННЯМИ, ЗАЛЕЖНИМИ ВІД ПОСЛІДОВНОСТІ

Мельник Олена

Державний вищий навчальний заклад «Ужгородський національний університет»

Анотація

Розглянуто актуальну задачу складання розкладів груп на одному приладі з часами налагодження сімейств, залежних від послідовності. Проведено дослідження властивостей евристичного алгоритму розв'язання цієї задачі, оцінено його ефективність порівняно з методом гілок і границь.

Abstract

Research analysis actual problem of schedule groups stowage on the one machine with sequence depending family debugging time. Studied and appraised efficiency of properties of the heuristic algorithm applicable to the problem in comparison to the branch and bound method.

Вступ

Технології управління і планування повинні забезпечувати найповніше завантаження устаткування, економію енергоресурсів за рахунок ефективного використання приладів, максимальне скорочення виробничого циклу виготовлення виробів тощо. Необхідність урахування часу налагодження приладів зумовлена широким колом практичних задач складання розкладів. Більшість відомих методів і алгоритмів розв'язання задач складання розкладів відносно директивних строків одним приладом з налагодженнями оснований на методі гілок та границь, методах динамічного або цілочисельного програмування і дають змогу розв'язати задачі планування лише для невеликої кількості завдань [1]. Питання розв'язання задач оптимізації одним приладом з налагодженнями евристичними методами та для задач розмірності понад 20 досліджені недостатньо.

Постановка задачі

Множина з n незалежних завдань $J = \{j_1, j_2, \dots, j_n\}$ повинна бути призначена на виконання без переривань на одному приладі, який може працювати не більш ніж з одним завданням одночасно. Прилад та завдання передбачаються безупинно доступними з моменту часу нуль, а простої приладу не допускаються. Завдання j , де $j = 1, 2, \dots, n$, вимагає часу виконання p_j і в ідеалі повинно бути закінчене у свій директивний термін d_j . Для окремих завдань задано час налагодження s_{ij} . Це означає, що в розкладі, в якому завдання j виконується відразу після завдання i , повинен бути час налагодження s_{ij} одиниць часу між моментами завершення завдання i , позначеним через c_i , та часом початку завдання j , що дорівнює $c_j - p_j$. Упродовж періоду налагодження жодне інше завдання не може виконуватися приладом. Тривалості налагодження залежні від послідовності, тому що вони залежать і від i , й від j . Мета полягає в тому, щоб знайти розклад, який мінімізує сумарне випередження і запізнення всіх завдань:
$$\sum_{j=1}^n (E_j + T_j).$$

Алгоритм розв'язання задачі побудований на основі методу, викладеного в [2].

Блок 1. Побудова початкової послідовності. На множині $J = \{j_1, j_2, \dots, j_n\}$ без врахування налагоджень розв'язується задача мінімізації сумарного випередження та запізнення завдань одним приладом [3]. Отримуємо послідовність σ^R .

Блок 2. У послідовності σ^R для завдань, щодо яких задані налагодження приладу, включаємо значення налагоджень. Отримуємо послідовність σ^{R1} .

Блок 3. Локальний пошук кращого розв'язку. У послідовності σ^{R1} знаходимо завдання j , виконання якого вимагає максимального часу налагодження приладу: s_{kj} , де завдання k займає позицію, що безпосередньо передує завданню j .

Блок 4. Знаходимо в σ^{R1} завдання i , для яких $s_{ij} < s_{kj}$. Організуємо список S цих завдань, упорядкований за неспаданням значень часу налагодження.

Блок 5. Будуємо нові поточні послідовності завдань. Завдання j з позиції $k+1$ за допомогою відповідного оператора переносимо на позицію $i+1$, на якій налагодження для завдання j мінімальне. У зв'язку зі зміною послідовності змінюємо значення налагоджень: налагодження завдання j на новій позиції i налагодження завдання, що безпосередньо слідує за новою позицією завдання j . Перераховуємо тривалість виконання завдань і визначаємо значення функціоналу. Аналогічно будуємо наступну поточну послідовність, переставляючи в послідовності σ^{R1} завдання j після наступного завдання зі списку S і виконуючи всі процедури, описані в блоці 5. Така побудова поточної послідовності виконується, поки не буде переглянутий весь список можливих позицій перестановки завдання j .

Блок 6. З усіх побудованих поточних послідовностей вибираємо послідовність із найменшим значенням функціоналу, позначимо її σ^{R2} . У цій послідовності завдання j позначається з метою виключення його з подальшого розгляду. Здійснюємо перехід на блок 1, розглядаючи в якості σ^{R1} послідовність σ^{R2} . У послідовності σ^{R2} знаходимо непомічене завдання j , виконання якого вимагає максимального часу налагодження приладу, і виконуємо блоки 3–5. Якщо в черговій поточній послідовності відсутні непомічені завдання, що вимагають налагодження, то алгоритм закінчує роботу.

Результати аналізу

Для дослідження та оцінки ефективності алгоритму застосовано методику тестування евристичних алгоритмів на задачах різної складності, запропоновану в [4].

Для визначення впливу діапазону директивних строків R і фактору запізнення T була промодельована робота алгоритму на задачах з параметрами R і T у діапазоні від 0 до 1 з кроком 0.2. Для кожної пари значень критеріїв R і T та розмірності було розв'язано не менш, ніж 20 задач. Це дало змогу визначити такі параметри R і T , при яких алгоритм буде розв'язувати задачі відносно швидко, а також значення параметрів, що є найскладнішими для досліджуваного алгоритму.

У таблицях 1-2 представлено середньоарифметичний час розв'язання задач різної розмірності. З ростом розмірності характеристики будуть такими ж. Тривалості виконання обрані в межах [50, 100]. Кількість завдань, що потребують налагодження, обрана на межі 50%.

З результатів добре видно, що множина розв'язків задач із різними значеннями критеріїв R і T має точку максимуму зі значеннями $R=1.0$; $T=0.6$. Також можна виділити області з локальним максимумом у точках зі значеннями параметрів $R=0.2$; $T=0.6$ і $R=0.8$; $T=0.6$. Це саме ті області, у яких розв'язання задачі є найважчим для алгоритмів. Зі збільшенням розмірності задач різниця у швидкодії між задачами з параметрами, віднесеними до області максимуму, і всіма іншими задачами зростає. Це пояснюється тим, що в більшості областей алгоритм працює поліноміальний час, у той

час як у вищезгаданих максимумах він зростає експоненційно, відповідно різниця збільшується за експоненційним законом.

Таблиця 1 – Середній час розв’язання задач для $n = 10$ (мс)

$R \backslash T$	0	0.2	0.4	0.6	0.8	1
0	0.1	0.1	0.1	0.1	0.1	0.1
0.2	0.2	0.6	0.3	0.1	0.1	0.2
0.4	0.2	22.1	10.9	1.8	0.4	0.4
0.6	0.2	26.3	44.2	47.0	63.3	76.9
0.8	0.2	2.1	2.0	5.1	23.3	68.2
1	0.2	0.4	0.5	0.6	1.1	3.8

Таблиця 2 – Середній час розв’язання задач для $n = 15$ (мс)

$R \backslash T$	0	0.2	0.4	0.6	0.8	1
0	0.2	0.2	0.2	0.2	0.2	0.2
0.2	0.3	0.9	0.4	0.2	0.2	0.3
0.4	0.3	33.2	16.4	2.8	0.6	0.5
0.6	0.3	39.4	66.5	70.8	95.5	116.2
0.8	0.3	3.2	3.0	7.6	35.0	102.5
1	0.3	0.6	0.8	0.9	1.7	5.8

У середньому на розв’язання треба було менше, ніж 0.2 секунди для будь-якого набору з 20 задач. Середня кількість часу, необхідного для оптимального розв’язання алгоритмом гілок і границь, становила не більше 2 хвилин. Однак час, необхідний для оптимального розв’язання, швидко збільшувався при зростанні розмірності. Це вказує на те, що використовувати алгоритм гілок і границь для розв’язання задач більших розмірностей недоцільно.

Для всіх задач з розмірністю 10 алгоритм знайшов оптимальний розв’язок. Середній відсоток відхилення від точного значення для евристичного алгоритму становив близько 8.3% на всіх множинах задач і менше 9% для 8 з 12 множин задач.

Висновки

Дослідження показали, що запропонований алгоритм дає змогу одержати розв’язки задач, наближені до оптимальних з невеликим відхиленням.

Список використаних джерел

1. Baker K.R. Sequencing with earliness and tardiness penalties: a review / Baker K.R., Scudder G.D. // Operations Research. – 1990. – № 38(1). – P. 22–36.
2. Складання розкладів сумарного випередження і запізнення із налагодженнями, що залежать від послідовності / [Ващук Ф.Г., Павлов О.А., Місюра О.Б., Мельник О.О.] // Вісник Національного технічного університету України «КПІ». Інформатика, управління та обчислювальна техніка : зб. наук. пр. – К. : Век+, 2011. - №53. - С.192-194.
3. Згуровский М.З. Принятие решений в сетевых системах с ограниченными ресурсами: Монография. / М.З. Згуровский, А.А. Павлов. – К.: Наукова думка, 2010. – 573 с.
4. Мельник О.О. Система моделювання для дослідження ефективності алгоритмів розв’язання задач планування / О.О. Мельник // Науковий вісник Ужгородського університету. Серія: Математика і інформатика. – 2015. – Вип. №1 (26). – С. 84 – 88.