

ТЕХНІЧНІ НАУКИ**Антиков Д.В.***студент,**Національний технічний університет України**«Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського»***МОДИФІКАЦІЯ АЛГОРИТМУ ЗНАХОДЖЕННЯ РОЗКЛАДУ
ВИКОНАННЯ РОБІТ ДЛЯ ОДНОГО ПРИЛАДУ З МЕТОЮ
МІНІМІЗАЦІЇ СУМАРНОГО ВИПЕРЕДЖЕННЯ**

Теорія розкладів – відносно молода наука, що постійно знаходить застосування у сучасних реаліях життя. З кожним роком все більш ефективні та швидкі алгоритми замінюють повільні та менш ефективні. Особливе місце в теорії розкладів займають задачі для одного приладу. Отримані результати можуть бути використані для побудови більш складних багатоприладних систем. Задачі для одного приладу є теоретичними моделями багатьох задач, що можна зустріти на практиці.

У роботі проведений аналіз недоліків алгоритму А2 [1, с. 30]. Запропоновано модифікацію алгоритму, що збільшує його точність, а також проведено статистичний аналіз ефективності отриманого алгоритму.

Постановка задачі: Задано множину незалежних завдань $J = \{1, 2, \dots, n\}$, кожне з яких складається з однієї операції. Для завдання $j \in J$ відома час виконання l_j та директивний термін виконання d_j . Завдання поступають до системи одночасно. Переривання у виконанні завдань не допускаються. Процес виконання завдань є неперервним: після виконання по порядку першого завдання одразу ж починається виконання другого і т.д. до тих пір, поки не будуть виконані усі завдання. Необхідно знайти впорядкуванням такий розклад, що сумарне випередження директивних термінів буде мінімальним серед усіх допустимих розкладів.

Введемо позначення:

C_j – момент завершення виконання завдання j ;

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

$E(r)$ – значення сумарного випередження розкладу для моменту початку виконання r ;

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

l_j – час виконання завдання, що стоїть у розкладі на позиції j ;

r – момент початку виконання завдань.

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

Алгоритм А2 спочатку знаходить максимальний час початку виконання робіт r_{max} за алгоритмом А [2, с. 99]. На основі алгоритму А1 можна

побудувати близький до оптимального за критерієм мінімального випередження розклад для будь-якого конкретного часу початку виконання розкладу r . Алгоритм враховує лише обмінні операції у розкладі, доведення його ефективності базується на відсутності ефективних обмінів – обмінів, що призводять до зменшення сумарного випередження у розкладі. Множина дискретних часів початку виконання робіт, серед яких шукається оптимум за критерієм мінімізації сумарного випередження, визначається послідовно, на основі вже існуючого, складеного алгоритмом А1 розкладі, починаючи з r_{max} за виразом:

$$\Delta = \min_{2 \leq i \leq n} \left\{ C_{j_i}^{r_{i-1}} - \max_{s/l_s < l_{j_i}^{r_{i-1}}, d_s < C_{j_i}^{r_{i-1}}} \{d_s\} \right\} \quad (1)$$

Де Δ – мінімальний час зміни структури розкладу на основі дослідження ефективних обмінів складеного впорядкування. У [3, с. 3] наведені результати ефективності алгоритму А2 для різних параметрів генератора [3, с. 2] та різної кількості робіт у розкладі, що генеруються.

Модифікація алгоритму базується на пошуку та аналізі ефективних вставок робіт у розкладі.

Визначення. Вставка роботи j_y на позицію x ($y > x$) в розкладі σ – процес зсуву усіх робіт з позицій $[x, y)$ на 1 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 $\sigma_2 = \{j_1, j_4, j_2, j_3, j_5\}$.

Нехай для моменту r побудовано розклад σ згідно алгоритму А1. Відповідно на кожній позиції, починаючи з останньої, знаходиться робота мінімальної тривалості, що задовольняє умові алгоритму А1. Нехай σ має вигляд $\{j_1, j_2 \dots j_n\}$, де j_i – конкретна робота з директивним терміном виконання та своєю тривалістю.

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

$$\begin{aligned}
 E_{lk} &< E \\
 E + \sum_{i=k}^{l-1} l_i - l_i(l-k) &< E \\
 \sum_{i=k}^{l-1} l_i &< l_i(l-k) \\
 \frac{\sum_{i=k}^{l-1} l_i}{l-k} &< l_i
 \end{aligned} \tag{2}$$

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

Умова (2) не суперечить результатам виконання алгоритму A1 і може бути перевірена після виконання алгоритму A1. Можна показати, що якщо на складеному алгоритмом A1 розкладі провести ефективну вставку, то неможливо знайти в ньому нові ефективні обміни, але можуть бути випадки, що стає доступною нова ефективна вставка.

Модифікації: Алгоритм A1 після завершення шукає та реалізує ефективні вставки робіт, доки ефективних вставок не залишиться у впорядкуванні; Мінімальний час зміни структури розкладу Δ враховує не лише ефективні обміни, а й ефективні вставки:

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

Перевірку точності будемо проводити так само, як і в [3, с. 2]. результати статистичної перевірки наведені у таблиці 1 (результати у відсотках).

Таблиця 1

Помилки модифікованого алгоритму

| k\n | 7 | 9 | 11 | 12 | 13 | 14 |
|------|------|------|------|------|-------|-------|
| 0.25 | 0.01 | 0.01 | 0.01 | 0.01 | 0.01 | 0.01 |
| 0.5 | 0.01 | 0.06 | 0.11 | 0.13 | 0.12 | 0.12 |
| 0.75 | 0.15 | 0.41 | 0.63 | 0.72 | 0.71 | 0.91 |
| 1 | 0.72 | 1.12 | 1.61 | 1.77 | 2.36 | 2.82 |
| 1.25 | 1.32 | 1.84 | 3.34 | 3.74 | 4.38 | 5.2 |
| 1.5 | 1.72 | 2.76 | 4.44 | 5.03 | 5.81 | 6.94 |
| 2 | 2.16 | 4.12 | 5.74 | 6.90 | 8.55 | 11.45 |
| 2,5 | 2.72 | 4.76 | 8.03 | 8.71 | 11.56 | 12.13 |

Отже отримана модифікація дійсно робить алгоритм точнішим, асимптотично не ускладнюючи складність рішення.

Список використаних джерел:

1. Павлов А.А. Составление допустимого расписания выполнения работ на одном приборе с целью минимизации суммарного опережения работ / А.А. Павлов, Е.А. Халус // Вісник НТУУ «КПІ». Серія «Інформатика, управління та обчислювальна техніка». – К.: «БЕК+», 2014. – №61. – С. 27-34. – Режим доступу: http://it-visnyk.kpi.ua/?page_id=2463
2. Павлов А. А. Исследование свойств задачи календарного планирования для одного прибора по критерию минимизации суммарного опережения заданий при условии допустимости расписания / А. А. Павлов, Е. Б. Мисюра, Е. А. Халус // Вісник Національного технічного університету України «Київський політехнічний інститут». Сер. : Інформатика, управління та обчислювальна техніка. – 2012. – Вип. 56. – С. 98-102. – Режим доступу: http://nbuv.gov.ua/UJRN/Vkpi_iuot_2012_56_15.
3. Антиков Д.В. Эффективность полиномиального алгоритма построения допустимого расклада для одного прибора с известными произвольными директивными терминами с минимальным суммарным опережением в задачах теории раскладов в случае невеликої кількості робіт на приладі / Д.В. Антиков, О.А. Халус // Наукова конференція студентів, магістрів: Інформаційна та обчислювальна техніка ІОТ. – 2017. – С. 122.

Бикова А.О.

студент,

Інститут телекомунікаційних систем,

Національний технічний університет України

«Київський політехнічний інститут імені Ігоря Сікорського»

ДОСЛІДЖЕННЯ ТА РОЗРОБКА АНАЛІЗАТОРА ТРАФІКА ДОМАШНЬОЇ МЕРЕЖІ НА ОСНОВІ RASPBERRY PI ZERO

Пристрій моніторингу мережі може бути дуже корисним доповненням до домашньої мережі. Оскільки все більше пристроїв стають розумними, а світ Інтернету речей все активніше впроваджується в домашні мережі, важливо, щоб власники повідомлялися про появу нових пристроїв в їх мережі та мали можливість відкликати будь-які небажані пристрої, не впливаючи на всю мережу. Небажані пристрої, які підключилися до мережі без згоди, можуть заподіяти багато шкоди. Мета цих досліджень і проекту – зрозуміти важливість інструментів мережевого моніторингу та запропонувати ефективний інструмент моніторингу, враховуючи мережу, що складається з розумних пристроїв.

В ході дослідження різних інструментів і систем мережевого моніторингу було помічено, що саме сам пристрій часто не приймався до уваги. Існуючі інструменти моніторингу мережі були в основному розроблені для інсталяції на комп'ютер користувача і рідко розглядалися як окреме апаратне доповнення до існуючої мережі. Беручи до уваги, що інструмент моніторингу мережі найбільш корисний, коли він здійснює моніторинг протягом всього дня, засіб моніторингу домашньої мережі Raspberry Pi Zero призначений для окремого апаратного доповнення до мережі.