

цих перешкод на польові пристрої, які перебувають у зоні впливу електромагнітного поля.

Список літератури

1. Бухгольц В.П., Красовский Г.А., Штанке А.Э. Путевые датчики контроля подвижного состава на рельсовом транспорте. - М.: Транспорт, 1976. - 96 с.
2. Счетчики осей в системах железнодорожной автоматики и телемеханики: учеб. Пособие / А.Г. Кириленко, А.В. Груша. – Хабаровск: Изд-во ДВГУПС, 2003. 75с.: ил.
3. Пат. 21955 Україна, МКІ⁶ В 61 L 1/08, В 61 L 1/16. Колійний індуктивний датчик: Пат. 21955 Україна, МКІ⁶ В 61 L 1/08, В 61 L 1/16 / М.М. Бабаєв, О.Ф. Демченко, Л.О. Ісаєв, А.А. Прилипко, Ю.В. Соболев (Україна). -№ 94086638; Заявл. 11.08.94; Опубл. 30.04.98, Бюл.№ 2. – 3с.: 1 іл.
4. Иванов – Смоленский А.В. Универсальный метод расчета электромагнитных процессов в электрических машинах. М.: Энергоатомиздат. 1986. – 215 с.
5. Бессонов Л.А. Теоретические основы электротехники. Электромагнитное поле: Учебник для вузов - М.: Высшая школа, 1973. – 750 с.
6. Тетельбаум И.М., Тетельбаум Я.И. Модели прямой аналогии. – М.: Наука. 1979. – 384 с.
7. Домбровский В.В. Справочное пособие по расчету электромагнитного поля в электрических машинах. – Л. Энергоатомиздат. 1983. – 256 с.
8. Устройство для защиты напольных приборов автоматики и телемеханики от влияния магнитного поля рельса: А.с. 1567434 СССР, МКИ В 61 L 1/16 /Ю.В. Соболев, Е.В. Анцифров, М.М. Бабаев, В.Ф. Жильцов, В.М. Крашенинников, Ю.Д. Левичев, А.А. Прилипко, Н.П. Савинов, В.М. Соколов (СССР). - № 4448025/27-11; Заявлено 03.05.88; Опубл. 30.05.90, Бюл. № 20.

УДК 621.396

Тимошенко Є. В., аспірант (УкрДАЗТ)

ДОСЛІДЖЕННЯ МОДЕЛІ РОЗПОДІЛУ ІНФОРМАЦІЙНО-РОЗРАХУНКОВИХ ЗАВДАНЬ В КЛАСТЕРІ GRID СИСТЕМИ НА ОСНОВІ РІШЕННЯ ЗАДАЧІ ПРО ПРИЗНАЧЕННЯ

Формулювання проблеми та аналіз досліджень. Архітектура кластера являє собою сукупність робочих станцій або оснащених відповідним програмним забезпеченням [1] персональних комп'ютерів, що

об'єднані у розподілену обчислювальну систему за допомогою стандартної мережевої технології (*Fast Ethernet, Gigabit Ethernet, Myrinet* чи ін.) та представляють з точки зору користувача єдиний апаратний ресурс. При об'єднанні таким чином комп'ютерів різної архітектури кластер є гетерогенним [2]. Концепція *Grid* значною мірою подібна до кластерної технології та є, поєднанням за допомогою мережі *Internet*, глобальним об'єднанням розподілених по всьому світу персональних комп'ютерів. На відміну від кластерів система *Grid* не схожа на єдиний комп'ютер, а служить спрощеним засобом розпаралелювання обчислень. Низька доступність кожного вузла *Grid*, тобто неможливість гарантувати його роботу в заданий момент часу (вузли підключаються й відключаються в процесі роботи), обумовлює важливість розв'язання проблеми оптимального розподілу інформаційно–розрахункових завдань в умовах взаємодії системи *Grid* та кластера, що перманентно до неї входить [3].

Постановка завдання. На основі імітаційної комп'ютерної моделі взаємодії *Grid* системи та кластера з відчужуваними обчислювальними ресурсами, дослідити продуктивність запропонованої паралельної рангової процедури розподілу розрахункових завдань у кластері [4]. А саме: у ході експерименту перевірити ступінь обчислювальної та часової складності програмного алгоритму, що реалізує процедуру оптимального розподілу завдань. Для створених на основі згаданої рангової процедури спрощених (наближених) алгоритмів розподілу завдань, з'ясувати ступінь залежності кількості неточних рішень та їхньої відносної похибки від розміру кластера *Grid* системи (кількості змінних задачі розподілу).

Математична модель задачі. Перед початком розв'язування задачі, відповідне програмне забезпечення (серверне, розрахункове, резервне й т.д.) кластеру *Grid* системи розміщується на мережевих комп'ютерах, що є вузлами розподіленої обчислювальної системи структура якої “накладається” на фізичну структуру мережі. Після цього задача розподіляється на підмножину інформаційно–розрахункових завдань які спрямовуються у обчислювальні вузли кластеру, що відповідають їхнім характеристикам. Такий розподіл завдань дуже близький до задачі про призначення, компонування та розміщення [5, 6]. Відомі методи рішення даної задачі на основі угорського методу [7] дуже важко піддаються ефективному розпаралелюванню. Тому у моделі запропоновано використовувати процедуру основану на ідеї рангового підходу [4]

У черзі на заняття п'яти обчислювальних ресурсів кластера (R_1, R_2, R_3, R_4, R_5) беруть участь дев'ять завдань ($Z_1, Z_2, Z_3, Z_4, Z_5, Z_6, Z_7, Z_8, Z_9$).

Вартість призначення кожного завдання, на відповідний ресурс, подані у вигляді матриці

$$C = \begin{pmatrix} 4 & 12 & 1 & 5 & 9 & 11 & 7 & 2 & 10 \\ 8 & 3 & 15 & 6 & 13 & 2 & 4 & 1 & 7 \\ 5 & 11 & 2 & 16 & 8 & 9 & 5 & 17 & 3 \\ 10 & 7 & 4 & 13 & 3 & 1 & 9 & 15 & 2 \\ 14 & 9 & 3 & 2 & 12 & 7 & 11 & 4 & 6 \end{pmatrix}.$$

Потрібно визначити яке завдання, на який обчислювальний елемент варто призначити для виконання, таким чином, щоб сумарна вартість призначення всіх завдань виявилася мінімальною. При цьому вартістю у розподіленій системі керування, як правило, є тимчасова затримка, пов'язана з виконанням завдань і пересиланням інформації необхідної для виконання даного завдання.

Змінні задачі. При умові, що $i=1,2,\dots,9$ та $j=1,2,\dots,5$ ведемо змінні x_{ij} , які можуть приймати одне з двох значень:

$x_{ij}=0$, якщо i -е завдання (Z_i) не приймається на обслуговування j -м обчислювальним вузлом кластеру (R_j);

$x_{ij}=1$, якщо i -е завдання (Z_i) приймається на обслуговування j -м обчислювальним ресурсом (R_j);

Обмеження на змінні задачі. Очевидно, що всі змінні задачі приймають тільки два значення 0 та 1. Крім того, тому що кожне завдання може бути обслуговане тільки одним обчислювальним ресурсом, а всі вузли кластеру *Grid* системи мають бути задіяні, то змінні повинні задовольняти наступним обмеженням:

$$\sum_{i=1}^9 x_{ij} = 1, \quad j = 1, 2, \dots, 9; \tag{1}$$

$$\sum_{j=1}^5 x_{ij} = 1, \quad i = 1, 2, \dots, 5.$$

Інакше кажучи, в матриці (x_{ij}) сума елементів по кожному рядку й сума елементів по кожному стовпцю повинні дорівнювати одиницям. Виконання цієї умови означає, що призначення завдань повинно бути здійснене таким чином, щоб у матриці (x_{ij}) , що представляє рішення задачі, було б по одній одиниці в кожному рядку й по одній одиниці в кожному стовпці. Інші елементи матриці повинні дорівнювати нулю.

Цільова функція. Остаточна математична модель задачі у загальному вигляді записується так:

$$E = \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n x_{ij} c_{ij} \rightarrow \min, \quad (2)$$

при обмеженнях:

$$x_{ij} \in \{0, 1\}, \quad i = 1, 2, \dots, m, \quad j = 1, 2, \dots, n; \quad (3)$$

$$\sum_{i=1}^m x_{ij} = 1, \quad j = 1, 2, \dots, n;$$

$$\sum_{j=1}^n x_{ij} = 1, \quad i = 1, 2, \dots, m.$$

Результати модельного експерименту. Оцінка ефективності запропонованої паралельної рангової процедури розподілу розрахункових завдань у кластері проводилася за наступними показниками: обчислювальна (N_{eo}) й часова (T, c) складність виконання алгоритму, кількість наближених рішень ($K_n, \%$) та їхня відносна похибка ($\delta S, \%$). Результати дослідження представлені у вигляді графіків (рисунки 1, 2, 3 та 4), що наочно відображають характер зміни значення цих показників в залежності від кількості змінних задачі (n), яка є відповідною розмірові кластеру *Grid* системи, що моделюється. Для побудови кожної точки графіків проведено рішення 60 тестових задач, що дало змогу отримати данні з високою довірчою ймовірністю 0,95.

За для більшої об'єктивності порівняння та аналізу часової (рисунок 1) та обчислювальної (рисунок 2) складності запропонованого точного алгоритму на основі методу рангового підходу, зображення його графіку (МРП) поєднане на одній координатній площині із зображеннями графіків процедур наближеного рішення при пошуку, якого локальні екстремуми виділяються в кожній підмножині (П 2) та на ярусах (П 1). Графік МРП апроксимований за кубічним законом. Апроксимаційна крива (*cubic*) на рисунках 1 та 2 показана тонкою пунктирною лінією, та характеризується коефіцієнтами функцій $y=1,21e+4 \cdot x^3 + 4,76e+4 \cdot x^2 + 6,43e+4 \cdot x + 2,99e+4$ (графік обчислювальної

складності) та $y=1,23 \cdot x^3+4,88 \cdot x^2+6,61 \cdot x+3,07$ (графік часової складності) відповідно.

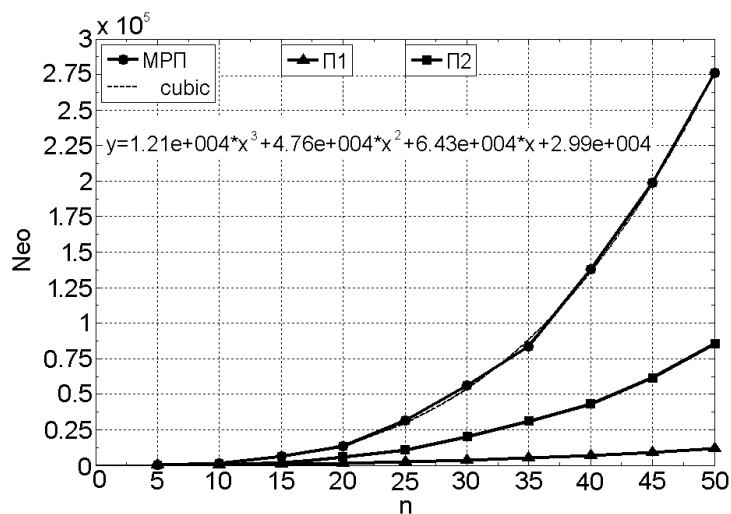


Рисунок 1 – Обчислювальна складність запропонованого алгоритму

В експериментальному дослідженні, обчислювальна складність паралельної рангової процедури розподілу розрахункових завдань у кластері та процедур наближеного рішення вимірювались у кількості елементарних операцій (N_{co}) додавання та порівняння, які знадобилось зробити програмному алгоритму для оптимального розв'язання задачі розмірністю n . Часова складності виміряна у секундах витрачених на вирішення цього ж завдання.

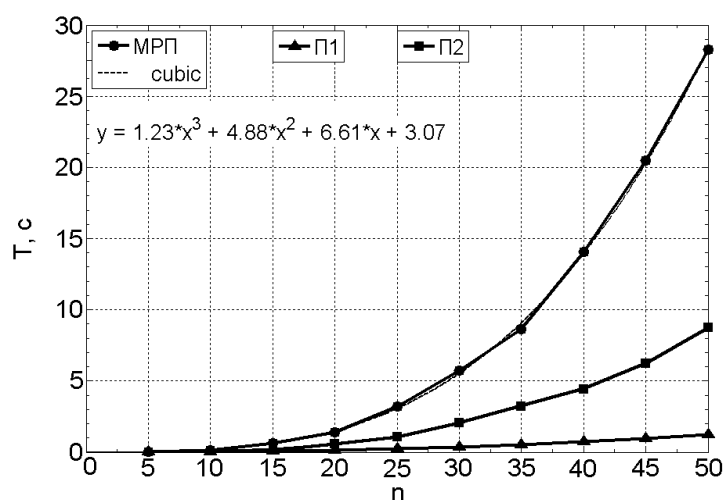


Рисунок 2 – Часова складність запропонованого алгоритму

Для створених на базі точного алгоритму процедур П1 та П2 приближеного рішення задачі про призначення, графіки залежності кількості неточних рішень від числа змінних n завдання представлені на рисунку 3. Кількість неточних рішень виражено у відсотках від загального числа тестових завдань розв'язаних для кожної точки графіка.

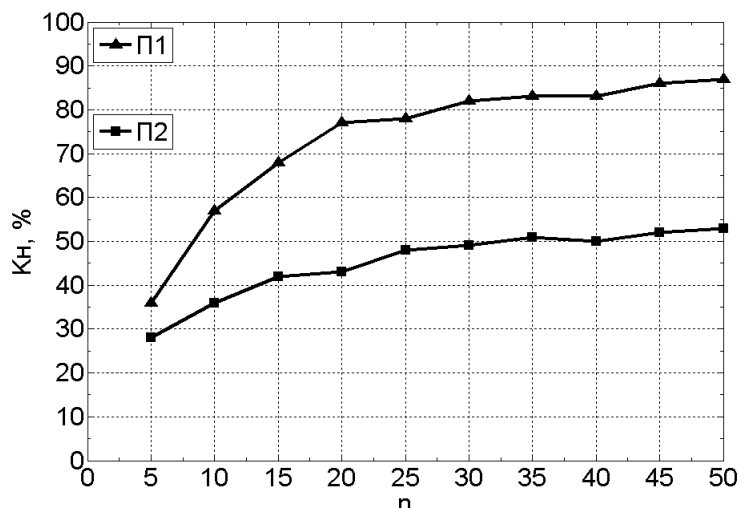


Рисунок 3 – Кількість неточних рішень задачі призначення

Щоб оцінити ступінь неточності наближених алгоритм застосований показник відносної погрішності

$$\delta S = \frac{|E_i(\tilde{\delta}) - E_i(\bar{\delta})|}{E_i(\bar{\delta})}, \quad (4)$$

де $E_i(\bar{\delta})$ - значення цільової функції, що відповідає оптимальному рішенню задачі;

$E_i(\tilde{\delta})$ - допустиме значення цільової функції, при наближеному рішенні задачі.

Очевидно, що значення цієї величини має випадковий характер. Тому для загальної кількісної оцінки відносної погрішності особливо важливо мати уявлення про характер зміни її математичного очікування (рисунок 4а), дисперсії (рисунок 4б) та середнього квадратичного відхилення (рисунок 4в) залежно від розмірності n задачі призначення, що розв'язується в ході моделювання процесу розподілу множини інформаційно-розрахункових завдань у кластері *Grid* системи.

Аналіз отриманих результатів та висновки. Із зображених на рисунку 1 графіків обчислювальної складності видно, що для програмного алгоритму точної процедури залежність N_{eo} від числа змінних n має характер близький до кривої кубічного рівняння. У теж час, для наближеної процедури П2 пошуку екстремуму в підмножині, ступінь зростання N_{eo} істотно менший, а для процедури П1 пошуку екстремуму на ярусі ця залежність практично лінійна. На графіках часової складності (рисунок 2) закономірно простежується аналогічна тенденція. Тимчасова складність паралельної рангової процедури точного рішення прагне до $O(n^3)$. Але важливо те, що часова складність всіх досліджених програмних алгоритмів не перевищує припустимого часу розподілу завдань $T_d=180$ с.

Використання наближених алгоритмів дозволяє значно підвищити оперативність рішення задачі призначення. Але разом із цим й результат такого рішення віддаляється від оптимального (рисунок 4), а кількість неточних рішень асимптотично зростає із збільшення числа змінних задачі (рисунок 3). При цьому точність алгоритму тим менше, чим вище його швидкодія.

У порівнянні з відомими кращими послідовними алгоритмами, що мають часову складність значно вищу за $O(n^3)$, коефіцієнт прискорення одержаний за рахунок використання розглянутого паралельного алгоритму, буде пропорційний n^2 . Однак, при цьому треба мати на увазі, що паралельна реалізація формування всіх множин на ярусі потребує й організації n^2 зв'язків у паралельній структурі, що реалізує даний алгоритм, а при досить великому n це може виявитися технологічно важко реалізованим.

Виходом з даної ситуації може стати використання частотного розділення роботи процесорних елементів, при цьому число зв'язків зменшується до n , але уся система істотно здорожується. Інший вихід, це здійснювати процес формування шляхів на ярусі паралельно послідовно, тобто розпаралелити процес формування шляхів тільки в множинах на ярусі, а самі множини формувати послідовно. При цьому, оскільки досить буде n зв'язків, загальна вартість їхньої організації зменшиться, але коефіцієнт прискорення теж знизиться до n .

Таким чином, у результаті проведеного дослідження обґрунтована доцільність використання, пропонованих паралельних рангових процедур розподілу інформаційно-розрахункових завдань у кластері *Grid* системи. Створюваний на їхній основі апаратно-програмний комплекс здатний у масштабі реального часу здійснювати планування виконання завдань у багатопроцесорній розподіленій обчислювальній системі.

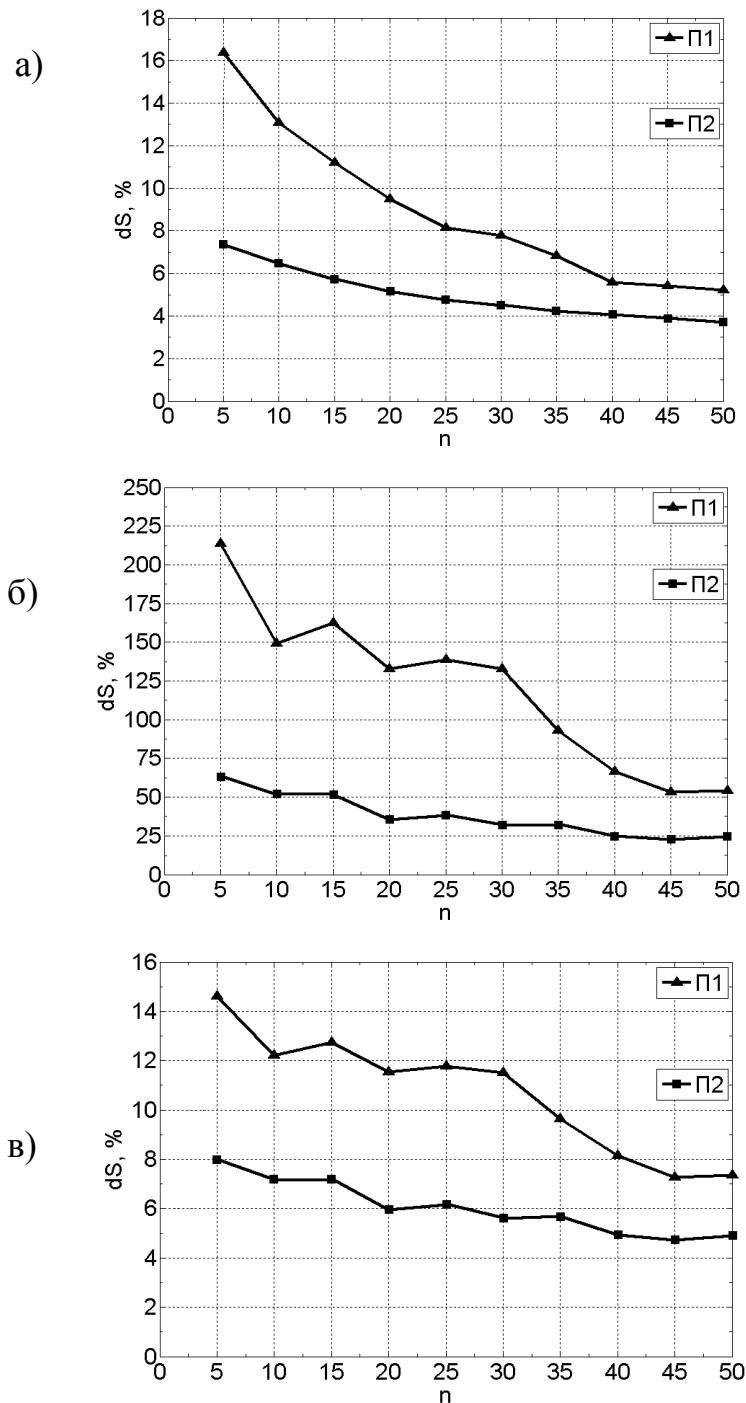


Рисунок 4 – Відносна похибка рішення: а - математичне очікування, б – дисперсія, в - середнє квадратичне відхилення

Використання декількох програмних алгоритмів дозволяє гнучкіше враховувати, як особливість структури кластера, характер розв'язуваної ім

задачі, так і вимоги замовника розрахунків, а значить, підвищує загальну ефективність роботи.

Список літератури

1. Бэбб Р., Мак-Гроу Дж., Аксельрод Т. Программирование на параллельных вычислительных системах / Пер. с англ. – М.: Мир, 1991. – 376 с.
2. Воеводин В.В., Воеводин Вл.В. Параллельные вычисления: Учеб. пособ. для вузов по направлению 510200 «Прикладная математика и информатика». – СПб.: БХВ - Петербург, 2004. – 608 с.
3. Методы и модели планирования ресурсов в Grid – системах / В.С. Пономаренко, С.В. Листровой, С.В. Минухин, С.В. Знахур: Монография. – Х.: ВД «ИНЖЕК», 2008. – 408 с.
4. Листровой С.В., Тимошенко Е.В. Создание основанной на идее рангового подхода процедуры оптимального распределения заданий в Grid системе и исследование эффективности её алгоритма // Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті. – 2007. - № 5, 6. – С. 44-51.
5. Калинин В.Н., Резников Б.А., Варакин Е.И. Теория систем и оптимального управления. – М.: Министерство обороны СССР, 1988. – Ч. 2: Понятия, модели, методы и алгоритмы оптимального выбора. – 589 с.
6. Зайченко Ю.П. Исследование операций. – 3-е изд., перераб. и доп. – К.: Вища школа, 1988. – 552 с.
7. Пападимитриу Х., Стайглиц К. Комбинаторная оптимизация. Алгоритмы и сложность: Пер. с англ. – М.: Мир, 1985. – 512 с.

УДК 656.254.16:621.396.931

Саенко А.С., здобувач (УкрДАЗТ)

ОЦЕНКА ВЛИЯНИЯ ПОГРЕШНОСТИ ПРОГНОЗИРОВАНИЯ ОСЛАБЛЕНИЯ РАДИОСИГНАЛА ПРИ РАСПРОСТРАНЕНИИ, НА СТОИМОСТЬ ПОЛУЧАЕМЫХ КОНФИГУРАЦИЙ ПОДСИСТЕМЫ БАЗОВЫХ СТАНЦИЙ СЕТИ GSM-R

Введение. С позиций внедрения новых систем железнодорожной технологической радиосвязи (ЖТР) рассматривается переход на современный цифровой стандарт GSM-R [1]. Одним из наиболее важных этапов проектирования сети GSM-R, является определение оптимального, по критерию минимальной стоимости, расположения базовых станций