

3. *Diaz M.* Petri Nets: Fundamental Models, Verification and Applications. – 2010, John Wiley & Sons. – 768 p.
4. *James L. Peterson A.* Note on Colored Petri Nets, Information Processing Letters, Vol. 11, № 1, (August 1980), pp. 40-43.
5. *Ивченко Г. И., Каушанов В. А., Коваленко И. Н.* Теория массового обслуживания. – М., 1982.
6. *Жерновий Ю. В.* Марковські моделі масового обслуговування. – Львів, 2004.
7. *Оре О.* Теория графов / О. Оре. - 2-е изд.. - М. : Наука, 1980. - 338 с.
8. *Уилсон Р.* Введение в теорию графов : пер. с англ. / Р. Уилсон. - М. : Мир, 1977. - 208 с.
9. *Hejlsberg A., Torgersen M., Wiltamuth S., Golde P.* C# Programming Language, The, 4th Edition. – 2011, Addison-Wesley. – 864 p.
10. *Zelinsky A., Teslyuk V., Karkulyovsky V.* Informational Model Development for the Constraint Satisfaction Problem Solutions Subsystem Based on XML Format // Proc. of the V-th International Conference of Young Scientists (MEMSTECH'2010) – Lviv – Polyana, 2010. – P.18.
11. *Denysyuk P., Teslyuk V., Khimich I., Farmaga I.* XML application for microfluidic devices description // Proc of the IX-th Intern. Conf. on The Experience of Designing and Application of CAD Systems in Microelectronics (CADSM'2007). – Lviv – Polyana, Ukraine, 2007. – P. 567 – 569.

Поступила 9.10.2013р.

УДК 621.518

І.Г. Цмоць, В.О. Парубчак, В.Я. Антонів
Національний університет “Львівська політехніка”

ПАРАЛЕЛЬНО-ВЕРТИКАЛЬНЕ СОРТУВАННЯ ОДНОВИМІРНИХ МАСИВІВ ДАНИХ МЕТОДОМ ЗЛИТТЯ З ВИКОРИСТАННЯМ ПІДРАХУНКУ

Сформовано вимоги, запропоновано принципи побудови, розроблено метод і НВІС-структуру для паралельно-вертикального сортування одновимірних масивів даних злиттям з використанням підрахунку.

Requirements have been formed, principles of construction have been proposed, the method and VLSI-structure for parallel-vertical sorting of one-dimensional data sets using mergesort with calculation have been developed.

Постановка проблеми

Розвиток інформаційних технологій характеризується розширенням галузей застосування, в значній частині яких вимагається паралельне сортування в реальному часі одновимірних масивів даних великої розрядності.

Забезпечити таке сортування даних можливо спеціалізованими засобами, архітектура яких апаратно відображають структуру алгоритму сортування і орієнтована на НВІС-реалізацію. Реалізація високоефективних спеціалізованих засобів сортування потребує широкого використання сучасної елементної бази, розроблення нових методів, алгоритмів і НВІС-структур. Режим реального часу та НВІС-реалізація алгоритмів сортування з високою ефективністю використання обладнання забезпечується розпаралелюванням і конвеєризацією процесів сортування, апаратним відображенням структури алгоритмів у архітектуру, яка адаптована до інтенсивності надходження потоків даних. Орієнтація структури засобів сортування на НВІС-реалізацію вимагає зменшення кількості виводів інтерфейсу та реалізацію алгоритмів на базі однотипних процесорних елементах з регулярними та локальними зв'язками. Забезпечити ці вимоги можна використанням паралельно-вертикальних методів, алгоритмів і НВІС-структур для сортування даних.

Для переходу від алгоритмів сортування до НВІС-архітектур доцільно використовувати методи просторово-часового відображення таких алгоритмів у паралельні однорідні структури з високою ефективністю використання обладнання. Процес відображення алгоритмів сортування у паралельні спеціалізовані НВІС-архітектури є складним і вимагає взаємної адаптації до НВІС-реалізацій як алгоритмів, так і структур.

У зв'язку з цим особливої актуальності набуває проблема розробки нових ефективних методів, алгоритмів і структур сортування, орієнтованих на НВІС-реалізацію.

Аналіз остатніх досліджень та публікацій

Аналіз методів паралельного сортування одновимірних масивів даних [1-9] показує, що найбільше орієнтованими на апаратну реалізацію є методи сортування підрахунком і злиттям.

Метод паралельного сортування підрахунком передбачає порівняння кожного x_j числа масиву $\{x_j\}_{j=1}^m$ з всіма іншими числами. Паралельний алгоритм сортування підрахунком виконується у два етапи. На першому етапі, шляхом одночасного попарного порівняння кожного x_j числа з усіма іншими числами масиву, визначається кількість чисел більших $Q_{j\bar{0}}$, менших $Q_{j\bar{m}}$ та рівних g_j числу x_j . У відсортованому масиві число x_j та рівні з ним числа розташовуються на місцях від $(Q_{j\bar{0}}+1)$ до $(Q_{j\bar{0}}+g)$ [2,3].

Паралельний алгоритм сортування методом підрахунку характеризується високою швидкістю. Недоліком такого алгоритму є неоднорідність, велика кількість виводів інтерфейсу та значні апаратні затрати необхідні для його реалізації.

Однорідними є паралельні алгоритми сортування методом злиття [2,9], які ґрунтуються на операціях попарного порівняння та перестановки чисел:

$$y = \begin{cases} 0, & \text{коли } a_1 \leq a_2 \\ 1, & \text{коли } a_1 > a_2 \end{cases}, \quad b_1 = \begin{cases} a_1, & \text{коли } y = 1 \\ a_2, & \text{коли } y = 0 \end{cases}, \quad b_2 = \begin{cases} a_1, & \text{коли } y = 0 \\ a_2, & \text{коли } y = 1 \end{cases}, \quad (1)$$

де y – результат порівняння двох чисел; a_1, a_2 – числа, які порівнюються; b_1, b_2 – виходи більшого та меншого чисел. Такі операції реалізуються процесорними елементами (ПЕ), які об'єднуються в блоки сортування (БС). В кожному блоці БС $_i$ із двох упорядкованих масивів розміром 2^{i-1} методом злиття утворюється упорядкований масив розміром 2^i . Кожний блок БС $_i$, де $i=1, \dots, K$, реалізуються на трьох блоках типу БС $_{i-1}$. Кількість типів блоків БС в першу чергу залежить від розміру масиву сортування.

Паралельні алгоритми сортування методом злиття у порівнянні з паралельними алгоритми сортування методом підрахунку є одноріднішими, але мають меншу швидкодію та вимагають велику кількість виводів інтерфейсу, що ускладнює їхню НВІС-реалізацію.

Формування цілі статті

Метою роботи є розробка на основі методів злиття та підрахунку паралельно-вертикального методу сортування одновимірних масивів чисел великої розрядності, алгоритмів і НВІС-структур для їх реалізації.

Виклад основного матеріалу

Формування вимог до засобів паралельного сортування одновимірних масивів даних. Однією з найширше розповсюджених вимог, що ставиться до засобів паралельного сортування одновимірних масивів даних є забезпечення високої швидкодії. Подібна проблема виникає, як правило, при використанні таких засобів для сортування інтенсивних потоків одновимірних масивів даних в реальному часі. Для забезпечення реального часу необхідно, щоб час сортування T_c не перевищував час надходження даних $T_{нд}$, тобто:

$$T_c \leq T_{нд}. \quad (2)$$

Крім того, такі засоби повинні мати високу ефективність використання обладнання. Однією з умов досягнення високої ефективності використання обладнання є узгодження інтенсивності сортування $D_c = \frac{sn_s}{T_k}$ з

інтенсивністю надходження вхідних даних $P_d = kn_k F_d$, де k – кількість каналів надходження вхідних даних, n_k – розрядність каналів надходження даних, F_d – частота надходження даних, s – кількість каналів сортування даних, n_s – розрядність каналів сортування даних; T_k – конвейрний такт роботи пристрою сортування.

Для НВІС-реалізацій алгоритми сортування повинні бути добре структурованими, орієнтованими на реалізацію на множині взаємозв'язаних процесорних елементів (ПЕ) та забезпечувати детерміноване переміщення даних. Структура та операції, які виконують ПЕ залежить від вимог, що висуваються до часу сортування. При розробці алгоритмів сортування для НВІС-реалізацій потрібно одночасно враховувати багато взаємопов'язаних факторів [2,6,7]. Передусім необхідно, щоб алгоритми сортування були рекурсивними та локально залежними. В рекурсивному алгоритмі всі ПЕ повинні виконувати однакові операції. Ефективність відображення алгоритму

на ПЕ безпосередньо зв'язана з способом декомпозиції розв'язання задачі перетворення на незалежні базові операції, що виконуються паралельно, або на залежні, що виконуються у конвеєрному режимі.

Розробку високоефективних засобів паралельного сортування одновимірних масивів даних великої розрядності можна забезпечити при інтегрованому підході, який охоплює:

- дослідження та розробку методів і алгоритмів для високошвидкісного паралельного сортування одновимірних масивів даних великої розрядності;
- розробку нових алгоритмічних, структурних і схемотехнічних рішень, орієнтованих на НВІС-технології;
- засоби автоматизованого проектування НВІС, які забезпечать зменшення термінів і підвищать якість проектування.

Вартість НВІС для паралельного сортування одновимірних масивів даних в основному залежить від площі кристала, яка визначається як витратами обладнання (кількість транзисторів), так і кількістю зовнішніх виводів, число яких обмежене рівнем технології та розміром кристалу. Орієнтація структур сортування на НВІС-реалізацію вимагає зменшення числа виводів інтерфейсу та кількості з'єднань між ПЕ. Забезпечити ці вимоги можна використанням паралельно-вертикальних методів сортування даних, при яких надходження даних, сортування та видача результатів здійснюється розрядними зрізами.

Для забезпечення високої швидкодії та орієнтації структур паралельного сортування одновимірних масивів даних великої розрядності на НВІС-реалізацію пропонується при їх розробці використовувати такі принципи [2,9]:

- конвеєризації та паралельно-вертикального сортування даних;
- спеціалізації та адаптації апаратних засобів до структури алгоритмів сортування та інтенсивності надходження даних;
- однорідності ПЕ та регулярності зв'язків між ними;
- узгодженості інтенсивності сортування з інтенсивністю надходження даних.

Розробка паралельно-вертикального методу сортування даних злиттям на базі підрахунку. Існуючі паралельні алгоритми сортування методом злиття [1,2,9] ґрунтуються на операціях попарного порівняння та перестановки чисел, тобто базовою операцією є сортування двох чисел $r=2$. Критерієм оцінки їхньої ефективності є час виконання та обчислювальна складність. В основі алгоритмів сортування методом злиття з базовою операцією $r=2$ лежить макрооперація об'єднання двох упорядкованих масивів та у один упорядкований масив. На початку сортування вхідний масив чисел $\{a_j\}_{j=1}^m$ розбивається на $m/2$ груп чисел, в яких виконується об'єднання двох упорядкованих масивів довжиною одиниця (макрооперація

першого типу) в один упорядкований масив розміром 2. У результаті виконання першого об'єднання формуються $m/4$ груп упорядкованих масивів довжиною два (макрооперація другого типу). Кількість об'єднань та кількість використовуваних типів макрооперацій залежить від розміру масиву m та типу базової операції, тобто від значення r . При використанні базової операції з $r=2$ кількість об'єднань (типів мікрооперацій) визначається так:

$$L = \log_2 m. \quad (3)$$

Підвищити швидкодію сортування методом злиття можна шляхом використання базової операції, в якій $r \geq 3$. При використанні такої базової операції на початку сортування вхідний масив чисел $\{a_j\}_{j=1}^m$ розбивається на m/r груп чисел, в яких виконується об'єднання r упорядкованих масивів довжиною одиниця (базова операція) в один упорядкований масив довжиною r . У результаті виконання першого об'єднання формуються $m/2r$ груп упорядкованих масивів довжиною r . В кожній групі на основі базової операції $r \geq 3$ виконується об'єднання двох масивів розміром r в один масив розміром $2r$ (макрооперація першого типу). Апаратно базова операція виконується ПЕ.

Наступні макрооперації виконуються аналогічно макрооперації першого типу. При цьому кількість об'єднань зменшиться на число p , яке рівне $p = \log_2 r$.

Розглянемо паралельно-вертикальну реалізацію сортування даних злиттям на базі підрахунку (базова операція з $r=4$). Дана базова операція ґрунтується на операціях попарного порозрядного порівняння кожного числа x_{ji} масиву $\{x_j\}_{j=1}^4$ з іншими числами, які поступають в пристрій старшими розрядами вперед. В кожному i -у такті ($i=1, \dots, n$, n – розрядність чисел) виконується операція порозрядного попарного порівняння чисел відповідно до формули:

$$y_{j1i} y_{j2i} = \begin{cases} 00, & \text{коли } (a_{1i} = a_{2i}) \wedge (y_{1(i-1)} = y_{2(i-1)} = 0) \\ 01, & \text{коли } [(a_{1i} > a_{2i}) \wedge (y_{1(i-1)} = y_{2(i-1)} = 0)] \vee (y_{1(i-1)} = 0, y_{2(i-1)} = 1) \\ 10, & \text{коли } [(a_{1i} < a_{2i}) \wedge (y_{1(i-1)} = y_{2(i-1)} = 0)] \vee (y_{1(i-1)} = 1, y_{2(i-1)} = 0) \end{cases} \quad (4)$$

Структура вузла попарного порозрядного порівняння, який реалізує формулу (4), наведена на рис.1, де Тг – тригер, Км – комутатор, ПІ – вхід тактових імпульсів, R вхід скиду в нуль.

На початку сортування тригери у вузлах попарного порівняння встановлюються в нуль. У кожному наступному такті роботи визначаються кількість чисел більших $Q_{j\delta}$ і менших Q_{jM} числа x_j . Таке визначення здійснюється за наступною формулою:

$$Q_{j\delta} = \sum_{k=1}^{m-1} y_{j1i}, \quad Q_{jM} = \sum_{k=1}^{m-1} y_{j2i}, \quad (5)$$

де y_{j1i} , y_{j2i} – перший та другий розряди результату попарного порівняння

числа x_j в i -у такті. Для кожного числа x_j масиву, визначається кількість однакових чисел та місце положення кожного числа у відсортованому масиві. Кількість однакових чисел у масиві визначається за формулою:

$$g_j = m - (Q_{j\bar{0}} + Q_{j\bar{m}}). \quad (6)$$

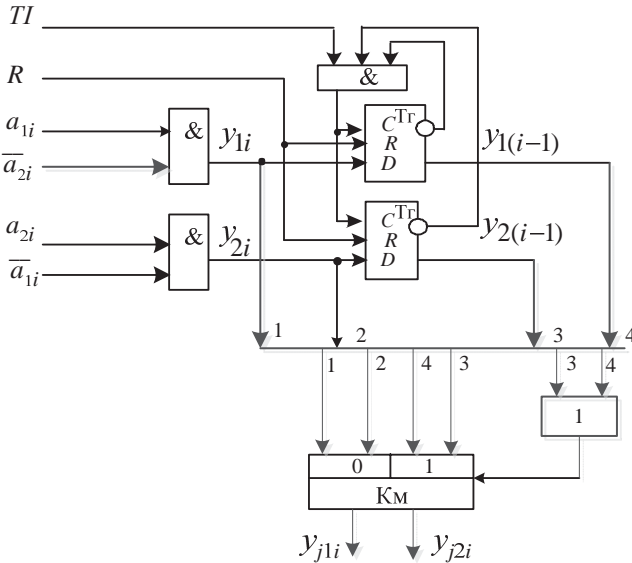


Рис.1. Структура вузла попарного порозрядного порівняння

Структура ПЕ, який реалізує базову операцію паралельно-вертикального сортування для $r=4$, наведена на рис.2, де $a_{1i}, a_{2i}, a_{3i}, a_{4i}$ – вхідні числа, $b_{1i}, b_{2i}, b_{3i}, b_{4i}$ – відсортовані числа.

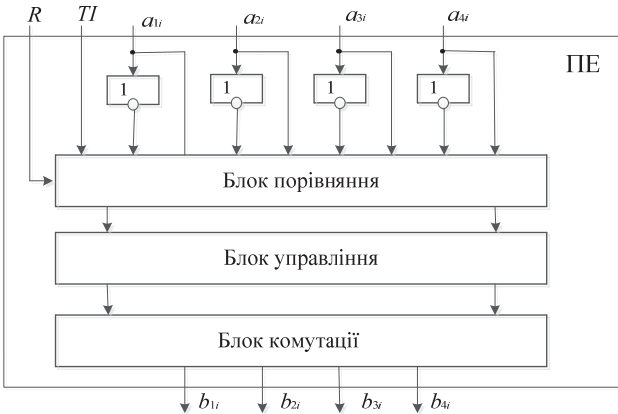


Рис.2. Структура ПЕ паралельно-вертикального сортування для $r=4$

У такому ПЕ на основі попарного порозрядного порівняння здійснюється паралельно-вертикальне сортування чотирьох чисел, яке є базовою операцією сортування методом злиття. Час виконання такої базової операції визначається так:

$$t_{BO} = t_{БП} + t_{БУ} + t_{БКМ}, \quad (7)$$

де $t_{БП}$, $t_{БУ}$, $t_{БКМ}$ – час відповідно порівняння, формування сигналів управління та комутації даних.

Макрооперація першого типу реалізується на трьох ПЕ, які об'єднуються у блок сортування BC_1 у відповідності з схемою рис.3.

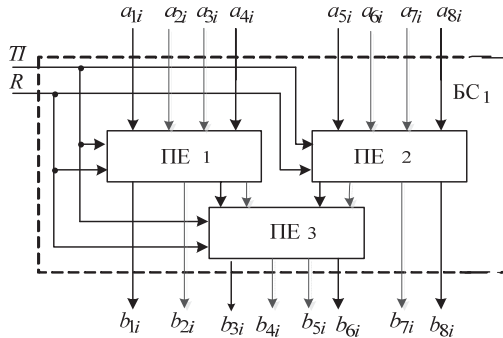


Рис.3. Схема блоку сортування першого типу

Для сортування масиву з m чисел кількість типів блоків сортування визначається виразом:

$$K = \log_2 m - 2. \quad (7)$$

Блок сортування s -о типу (BC_s), де $s=1, \dots, K$, реалізуються на трьох блоках типу BC_{s-1} . В кожному блоці BC_s із двох упорядкованих масивів розміром 2^{s+1} методом злиття утворюється упорядкований масив розміром 2^{s+2} . Схема пристрою вертикального сортування методом злиття наведена на рис.4.

Кількість ПЕ, яка необхідна для сортування масиву з m чисел, обчислюється за формулою:

$$L = \frac{m}{r} \sum_{s=1}^K 3^s 2^{K-s}. \quad (8)$$

Сортування даних у такому пристрої здійснюється із тактом:

$$T_{П} = t_{BO} \left(1 + \sum_{s=1}^K 2^s \right). \quad (9)$$

Час сортування в у такому пристрої визначається за формулою:

$$t_c = n T_{П}, \quad (10)$$

де n – розрядність чисел сортування.

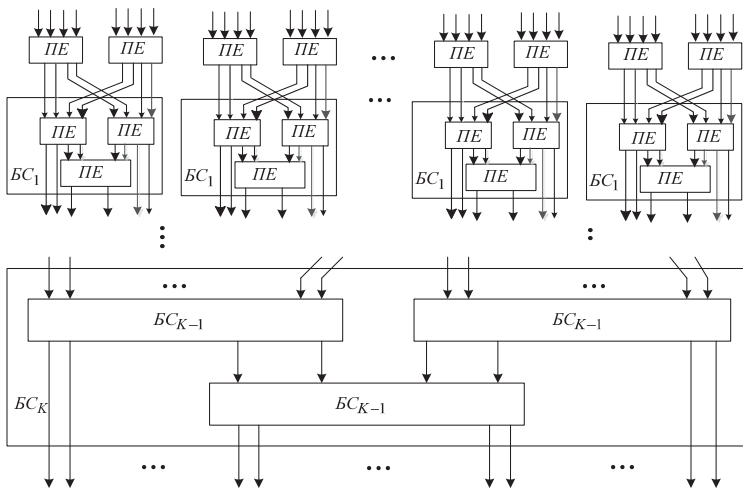


Рис.4. Схема пристрою паралельно-вертикального сортування методом злиття

Висновки:

1. Створення спеціалізованих НВІС-структур для сортування одновимірних масивів даних у реальному часі найдоцільніше здійснювати при інтегрованому підході, який охоплює методи, алгоритми та структури пристроїв сортування, НВІС-технологію та враховує особливості конкретного застосування.

2. Алгоритми та НВІС-структури паралельно-вертикального сортування чисел великої розрядності методом злиття на базі підрахунку забезпечують зменшення кількості виводів і досягнення високої продуктивності за рахунок глибокого розпаралелювання до бітового рівня.

3. Затрати обладнання при апаратній реалізації алгоритмів вертикального сортування чисел не залежать від їх розрядності, а залежать від їх кількості.

1. Д. Кнут. Искусство программирования для ЭВМ: Сортировка и поиск. М., 1978.- 844с.
2. Цмоць І.Г. Інформаційні технології та спеціалізовані засоби обробки сигналів і зображень у реальному часі. Львів: УАД, 2005.- 227с.
3. Цмоць І.Г., Рахман М. Л. Паралельні алгоритми та пристрої сортування чисел Збірник наукових праць Інституту проблем моделювання в енергетиці/ Випуск 11, Київ 2001. - С.83-91.
4. Паралельная обработка информации: Т.4. Высокопроизводительные системы параллельной обработки информации /Под ред. В.В. Грицыка - Киев: Наук. думка, 1988. — 272с.
5. Кухарев Г.А. и др. Техника параллельной обработки бинарных данных на СБИС.- Мн.: Выш. Шк.,1991. – 226 с.
6. Грушицкий Р.И., Мурсаев А.Х., Узрюмов Е.П. Проектирование систем на микросхемах программируемой логики. – СПб.: БХВ-Петербург, 2002. – 608с.

7. С.Кун. Матричные процессоры на СБИС:-М.:Мир,1991.- 672 с.
8. . А. С. 1298737 (СССР). Устройство для сортировки чисел. А.А. Мельник, И.Г. Цмоць / Бюл. изобретений 1987, №11.
9. І.Г. Цмоць, Є.М. Пасека, Д.Д. Зербіно. Систолічний пристрій з вертикальним сортуванням потоків даних. Вісник НУ “Львівська політехніка” “Комп’ютерні науки та інформаційні технології” № 598. Львів 2007. С.31-36.

Поступила 2.10.2013р.

УДК 519.8

В.В. Поліщук, ДВНЗ «Ужгородський національний університет»

АЛГОРИТМ РАНЖУВАННЯ АЛЬТЕРНАТИВ ЗА БАГАТЬМА КРИТЕРІЯМИ

У роботі розглядається новий ідейний підхід до задачі багатокритеріального вибору альтернатив, особливістю якого є можливість самостійного встановлення важливості критеріїв відносно заданих альтернатив, що знижує суб’єктивізм експертів.

Ключові слова: багатокритеріальний вибір, критерії, альтернативи, кредитування, матриця, оцінка.

Вступ

Для прийняття рішень у політичних, економічних, соціальних, військових та інших задачах виникає потреба у вирішенні задач багатокритеріального вибору та оцінці альтернативних рішень на основі визначеного набору критеріїв. Розв’язавши цю задачу, можна здійснити вибір більш обґрунтовано, ефективно використовуючи апріорну інформацію про вимоги та очікувані результати.

Із стрімким зростанням інформаційних технологій, розробки нових експертних методів для різних прикладних задач користуються великою популярністю. Прийняття рішення в реальних системах вимагає, як правило, оцінки цілої низки критеріїв. Особливу увагу приділяють на розробку математичного апарату, який би давав можливість, тою чи іншою мірою, зменшити суб’єктивний фактор експертів, розкривати нечітку інформацію, мати невелику кількість прозорих і чітких обчислень. У роботі запропонуємо метод, який дає можливість проранжувати альтернативний ряд рішень, при цьому не потребує попарних порівнянь альтернатив.

Математична модель

Розглянемо задачу вибору, яку опишемо за допомогою наступної математичної моделі. Множину альтернатив позначимо через X , і припустимо, що вона скінченна, тобто допустимі альтернативи можна