

КОМП'ЮТЕРНІ ЗАСОБИ, МЕРЕЖІ ТА СИСТЕМИ

P.Yu. Sabelnikov

METHOD OF MULTI-FORMAT ACCESS TO FRAGMENTS OF TWO-DIMENSIONAL DATA ARRAYS

A method and a storage device for parallel multi-format access to fragments of two-dimensional data sets are proposed.

Key words: vector operations, storage device, two-dimensional data array.

Предложен метод и запоминающее устройство для параллельного многоформатного доступа к фрагментам двумерных массивов данных.

Ключевые слова: векторные операции, запоминающее устройство, двумерный массив данных.

Запропоновано метод і запам'ятовуючий пристрій для паралельного багатформатного доступу до фрагментів двовимірних масивів даних.

Ключові слова: векторні операції, запам'ятовуючий пристрій, двовимірний масив даних.

© П.Ю. Сабельніков, 2018

УДК 004.932

П.Ю. САБЕЛЬНИКОВ

МЕТОД БАГАТОФОРМАТНОГО ДОСТУПУ ДО ФРАГМЕНТІВ ДВОВИМІРНИХ МАСИВІВ ДАНИХ

Одним з напрямків підвищення ефективності обробки відеоданих є організація паралельних обчислень у режимі SIMD з використанням існуючих багатопроцесорних чипів, які мають набори команд і апаратні засоби для швидкого виконання векторних операцій, або мультипроцесорів з сотнями і тисячами операційних пристроїв, реалізація яких можлива за сучасними мікроелектронними технологіями.

Другий напрямок характеризується тим, що потребує значного розширення розрядності оперативної пам'яті і каналу зв'язку *мультипроцесор-пам'ять*. Відповідно постає питання ефективного використання цих ресурсів.

Однією з основних структур даних при обробці зображень є двовимірні масиви. Потреба різних алгоритмів оперувати не тільки даними, розташованими в рядках, а і довільними двовимірними фрагментами різноформатних даних (байти, слова, подвійні слова) в полі зображення, вимагає організації багатопортової пам'яті з відповідною кількістю портів для паралельного доступу до даних. На жаль, сучасні технології дозволяють реалізувати запам'ятовуючі пристрої (ЗП) менше ніж з десятьма незалежними портами. Альтернативним підходом є організація секціонованого ЗП з використанням спеціального розподілу даних між його секціями, що забезпечує такий доступ до даних. У даній роботі вперше запропоновано метод паралельного багатформатного доступу до фрагментів двовимірних масивів даних за довільною адресою, обґрунтовано його коректність та розроблено ЗП із вказаними властивостями.

Метод паралельного багатоформатного доступу до фрагментів двовимірних масивів даних.

Надамо пояснення щодо ідеї, покладеної в основу запропонованого методу та обґрунтуємо його коректність. Адресний простір даних показано на рис. 1 двовимірним масивом з координатами даних по вертикалі і горизонталі Y та X .

$Y=y_3.(y_2 y_1)$	$X = x_3.(x_2 x_1)$...		
	0,0	0,1	0,2	0,3	0,4	0,5	0,6	0,7	0,8	0,9	0,A	0,B	0,C	0,D	0,E	0,F	1,0	1,1		1,2	1,3
0,0	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F	0	1	2	3	...
0,1	8	9	A	B	C	D	E	F	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	...
0,2	4	5	6	7	0	1	2	3	C	D	E	F	8	9	A	B	4	5	6	7	...
0,3	C	D	E	F	8	9	A	B	4	5	6	7	0	1	2	3	C	D	E	F	...
0,4	2	3	0	1	6	7	4	5	A	B	8	9	E	F	C	D	2	3	0	1	...
0,5	A	B	8	9	E	F	C	D	2	3	0	1	6	7	4	5	A	B	8	9	...
0,6	6	7	4	5	2	3	0	1	E	F	C	D	A	B	8	9	6	7	4	5	...
0,7	E	F	C	D	A	B	8	9	6	7	4	5	2	3	0	1	E	F	C	D	...
0,8	1	0	3	2	5	4	7	6	9	8	B	A	D	C	F	E	1	0	3	2	...
0,9	9	8	B	A	D	C	F	E	1	0	3	2	5	4	7	6	9	8	B	A	...
0,A	5	4	7	6	1	0	3	2	D	C	F	E	9	8	B	A	5	4	7	6	...
0,B	D	C	F	E	9	8	B	A	5	4	7	6	1	0	3	2	D	C	F	E	...
0,C	3	2	1	0	7	6	5	4	B	A	9	8	F	E	D	C	3	2	1	0	...
0,D	B	A	9	8	F	E	D	C	3	2	1	0	7	6	5	4	B	A	9	8	...
0,E	7	6	5	4	3	2	1	0	F	E	D	C	B	A	9	8	7	6	5	4	...
0,F	F	E	D	C	B	A	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0	F	E	D	C	...
1,0	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F	0	1	2	3	...
1,1	8	9	A	B	C	D	E	F	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	...
1,2	4	5	6	7	0	1	2	3	C	D	E	F	8	9	A	B	4	5	6	7	...
1,3	C	D	E	F	8	9	A	B	4	5	6	7	0	1	2	3	C	D	E	F	...
...		

РИС. 1. Розміщення даних у ЗП відповідно до адресного простору двовимірного масиву

На перетині координат у комірках розташовані номери секцій ЗП, де розміщуються дані з цими координатами, які розраховуються за евристично заданим у прототипі [1] виразом

$$n = \overleftarrow{(Y_{\text{mod } 2^k})} \oplus (X_{\text{mod } 2^k}), \tag{1}$$

де 2^k – кількість секцій ЗП; \oplus – операція порозрядної нерівнозначності; $\overleftarrow{\quad}$ – операція інверсного перевертання коду.

Значення адрес і номерів подано у шістнадцятковій формі.

Кожна з частин адреси умовно ділиться на 3 складових $Y=\{y_3, y_2, y_1\}$, $X=\{x_3, x_2, x_1\}$, де $\{y_3, 0, 0\}$, $\{x_3, 0, 0\}$ – координати початку блоку даних розміром $2^k \times 2^k$ ($k=4$), $\{y_3, y_2, 0\}$, $\{x_3, x_2, 0\}$ – координати початку фіксованого фрагмента даних розміром $2^z \times (2^{k-z})$, z – задає формат, відповідно до якого відбувається розбивка компонентів адреси і змінних (z змінюється від 0 до k).

Сукупна розрядність кожної пари $\{y_2, y_1\}$ і $\{x_2, x_1\}$, що задають координати даного в блоці, а $\{y_1, x_1\}$ – в фрагменті, дорівнює k . Згідно з форматом фрагмента z розбиття пар здійснюється таким чином: розрядність y_1 і x_2 дорівнює z , а y_2 і x_1 дорівнює $(k - z)$.

Лінійний номер p даних у векторі будемо представляти також у вигляді пари $p = \{p_2, p_1\}$, відповідно розрядність p_2 дорівнює z , а $p_1 = (k - z)$. Лінійна нумерація даних у фрагменті починається з верхнього лівого елемента і йде в порядку зліва направо та зверху вниз. Таким чином, p_2, p_1 , з розбивкою згідно з z , відповідає позиції даних за координатами Y та X у двовимірному фрагменті.

Згідно з (1), номери секцій ЗП n , в яких розміщуються дані з лінійними номерами p , обчислюються за виразом

$$n_2, n_1 = \overleftarrow{(y_2, y_1 + 0, p_2)}_{\text{mod } 2^k} \oplus \overleftarrow{(x_2, x_1 + 0, p_1)}_{\text{mod } 2^k}, \quad (2)$$

де $(y_3, y_2, y_1), (x_3, x_2, x_1)$ – адреса (координати) початкової точки двовимірного фрагмента даних.

Шляхом моделювання перевірено, що дані двовимірних фрагментів масиву при виконанні однієї з умов ($y_1 = 0$) або ($x_1 = 0$), за наведеним виразом, розташовуються в різних секціях ЗП, тобто можливе їх паралельне записування і зчитування за один цикл звернення до ЗП. При ($y_1 \neq 0$) \wedge ($x_1 \neq 0$) потрібні 2 цикли звернення до ЗП.

Розглянемо два варіанта одноциклового звернення до ЗП.

1. ($y_1 = 0$), ($x_1 \neq 0$). В цьому варіанті відсутній перенос в y_2 , тому адреса для кожної секції ЗП обчислюється за виразом

$$Adr = y_3, y_2, y_1^*, x_3^*,$$

де $y_1^* = (y_1 + p_2)_{\text{mod } 2^z}$, $x_3^*, x_2^*, x_1^* = x_3, x_2, x_1 + 0, 0, p_1$.

Це означає, що для обчислення адреси маємо номер позиції секції ЗП, а потрібно обчислити позицію даного у векторі, тобто зробити зворотне щодо виразу (2) перетворення. У загальному випадку це неможливо, оскільки маємо одне рівняння, а потрібно знайти дві змінні. Але умова, що перенос в y_2 відсутній, тобто зв'язку між y_2 і y_1 немає, дозволяє зробити це перетворення.

Надалі при проведенні перетворень встановимо: всі проміжні значення це числа без знака; дужки означають, що результат взято по модулю 2^k , 2^z або 2^{k-z} згідно з розрядністю складових адрес і кодів, над якими здійснюються операції.

Враховуючи умову відсутності переносу в y_2 , перетворюємо рівняння (2)

$$n_2, n_1 = \overleftarrow{((y_1 + p_2), y_2)} \oplus \overleftarrow{(x_2, x_1 + 0, p_1)}. \quad (3)$$

При виконанні логічної операції «нерівнозначність» теж не виникають міжрозрядні зв'язки, тому можна окремо виділити частку виразу (3)

$n_1 = \overleftarrow{(y_2 \oplus (x_1 + p_1))}$, звідки відповідно отримуємо

$$p_1 = \overleftarrow{((y_2 \oplus n_1) - x_1)} \text{ та } x_3^*, x_2^*, x_1^* = x_3, x_2, x_1 + 0, 0, p_1.$$

Маючи значення x_2^* , виділяємо іншу частку виразу (3)

$n_2 = \overleftarrow{(y_1 + p_2)} \oplus \overleftarrow{(x_2^* + 0)}$, звідки також відповідно отримуємо

$$p_2 = \overleftarrow{((x_2^* \oplus n_2) - y_1)} \text{ та } y_1^* = (y_1 + p_2) = \overleftarrow{(x_2^* \oplus n_2)}.$$

2. $(y_1 \neq 0), (x_1 = 0)$. Для цього варіанту відповідно

$$Adr = y_3^*, y_2^*, y_1^*, x_3, \text{ де } y_3^*, y_2^*, y_1^* = y_3, y_2, y_1 + 0, 0, p_2.$$

Аналогічно, як і в першому варіанті, здійснюємо перетворення виразу (2) з урахуванням, що в цьому випадку відсутній перенос в x_2 .

$$n_2, n_1 = ((y_1 + p_2), y_2^*) \oplus (x_2, (x_1 + p_1)),$$

$$n_2 = (y_1 + p_2) \oplus x_2, p_2 = ((x_2 \oplus n_2) - y_1), y_3^*, y_2^*, y_1^* = y_3, y_2, y_1 + 0, 0, p_2,$$

$$n_1 = (y_2^* \oplus (x_1 + p_1)), p_1 = ((y_2^* \oplus n_1) - x_1).$$

Реалізація ЗП з урахуванням всіх можливих одноциклових і двоциклового варіантів технічно занадто складна. Тому для реалізації ЗП вибрано спрощений метод на основі першого варіанту. Тобто, при виконанні умови $(y_1 = 0)$ здійснюється один цикл звернення до ЗП, а при $(y_1 \neq 0)$, не залежно від значення x_1 , два цикли з блокуванням в обох циклах для всіх секцій ЗП переносу в y_2 . У першому циклі записуються і зчитуються дані, для яких у секціях ЗП переносу з $(y_1 + p_2)$ немає, а в другому циклі, навпаки, є. Модифікація $(y_3^*, y_2^* = y_3, y_2 + 1)$ виконується в процесорі і адреса $((y_3^*, y_2^*, y_1), (x_3, x_2, x_1))$ подається у ЗП ззовні при другому циклі звернення.

За наведеними виразами обчислюються коди, що керують комутацією при перестановці даних і адреси, за якими в кожній секції ЗП ці дані зчитуються або записуються. Наведені докази дозволили зробити висновок про коректність методу і розробити запам'ятовуючий пристрій з можливістю паралельного записування, зчитування й упорядкування даних різноформатних фрагментів.

Запам'ятовуючий пристрій з багатформатним доступом до двовимірних масивів даних.

Структурна схема запам'ятовуючого пристрою [2] показана на рис. 2.

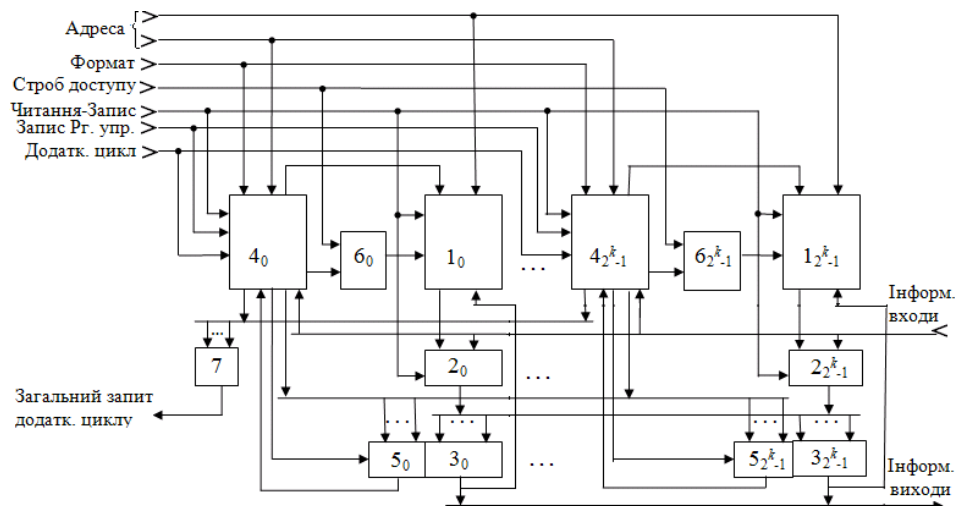


РИС. 2. Структурна схема запам'ятовуючого пристрою

Пристрій дозволяє записувати, зчитувати й упорядковувати двовимірні фрагменти даних розміром $2^z \times 2^{k-z}$, починаючи з довільного елемента матриці даних, за 1 або 2 цикли звернення до пристрою. Крім того, за рахунок маскуванню запису окремих даних пристрій дозволяє оперувати з довільними конфігураціями даних у рамках вищенаведених фрагментів.

Пристрій містить групу накопичувачів $1_0 - 1_2^k$, комутатори даних $2_0 - 2_2^k$, групу комутаторів, об'єднаних у розподільник інформаційних сигналів $3_0 - 3_2^k$, групу блоків керування $4_0 - 4_2^k$, групу комутаторів, об'єднаних у розподільник сигналів стану $5_0 - 5_2^k$, групу схем логічного множення «І» $6_0 - 6_2^k$, елемент логіки «АБО» 7. Розроблено також блок керування. Його основними функціями є обчислення кодів для керування комутаторами розподільника інформаційних сигналів, а також адрес, за якими ці дані зчитуються з накопичувачів або записуються в них.

Детальний опис ЗП і блока керування з конкретними прикладами запису і зчитування фрагментів даних надано в [2].

Висновки. Запропонований метод багатоформатного доступу до фрагментів двовимірних масивів даних та розроблений на його основі запам'ятовуючий пристрій підтверджують таке:

- фрагменти даних різного формату можуть бути записані або зчитані з їх однотипним упорядкуванням за 1 чи 2 цикли звернення до запам'ятовуючого пристрою, що краще, ніж у прототипові (1, 2, 4 цикли). Пристрій також автоматично формує сигнал на виході «Загальний запит додаткового циклу»;
- при двоцикловому зчитуванні не потрібне упорядкування даних. Їх об'єднання здійснюється логічною операцією «АБО», оскільки дані на виході знаходяться в потрібних позиціях. При записуванні на вхід пристрою в обох циклах подається повний вектор даних, а пристрій сам у кожному циклі здійснює вибір і записування даних у відповідні накопичувачі, враховуючи «Маску». Всі ці властивості не притаманні прототипу;
- за рахунок маскуванню даних пристрій дозволяє оперувати з довільними конфігураціями даних у рамках дозволених форматів фрагментів;
- розрядність накопичувачів $1_0 - 1_{k-1}$ може бути довільною, але однаковою для всіх. При цьому розрядність комутаторів даних $2_0 - 2_{k-1}$, комутаторів розподільника інформаційних сигналів $3_0 - 3_{k-1}$ має бути відповідною.

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. А.с. 1552229 СССР МПК G11C 11/00. Запоминающее устройство / Ю.А. Сабельников, Е.Н. Дубровский. Институт кибернетики имени В.М. Глушкова. № 4338523/24-24; заявл. 03.12.87; опубл. 23.03.1990, Бюл. № 11.
2. Сабельніков П.Ю. Запам'ятовуючий пристрій з багатоформатним доступом до даних: пат. на корисну модель №124643 / П.Ю. Сабельніков. Інститут кибернетики імені В.М. Глушкова НАН України: МПК G11C 11/00; № u2018 00656; заявл. 23.01.2018; опубл. 10.04.2018, Бюл. № 7.

Одержано 04.10.2018