

$$p_k = p_k^* \text{Л}, z_k = z_k^* \text{Л}.$$

Загальна складність реалізації логічних схем (рис.7) дорівнює:

$$C_2 = 2 \cdot 10 + 3 \cdot 3 + 4 \cdot 4 + 2 \cdot 1 = 47,$$

а відповідні затримки сигналів:

$$t_T^{(2)} = 3\tau, \quad t_b^{(2)} = 2\tau. \quad (11)$$

Отже, складність зменшено в 1,57 раза, а час затримки сигналу на вході тригера збільшилась у 1,5 раза і на виході декади – у 2 рази.

### Висновки

1. Регістри цифрових вузлів з додатковими функціями, а також лічильники та перерахункові схеми доцільно буде проектувати як СПС.
2. Проектування цифрових вузлів як СПС дозволяє встановлювати найкращий баланс між складністю і швидкістю проектованого вузла.
3. Проектування цифрових вузлів як СПС зменшує потребу в детальному аналізі існуючих аналогічних вузлів, тому що забезпечує потрібну їх якість, виходячи з можливостей методики проектування.

1. Угрюмова Є. Цифрова схемотехніка. – М., 2001.
2. Лукашук Л. Проектування послідовних схем. – Львів, 1988

А. Батюк, А. Худий, І. Цмоць  
Національний університет “Львівська політехніка”

УДК 681.325

## КОНВЕЄРНИЙ ПАРАЛЕЛЬНО-ПОТОКОВИЙ ПРИСТРІЙ СОРТУВАННЯ ДАНИХ У РЕАЛЬНОМУ ЧАСІ МЕТОДОМ ЗЛИТТЯ

© Батюк А., Худий А., Цмоць І., 2003

*Розроблено на основі методу двошляхового злиття новий алгоритм сортування інтенсивних потоків даних, який ґрунтується на базовій операції пара-*

лельного злиття та пересилання груп даних, синтезовано конвеєрний паралельно-потоківий пристрій сортування та отримано формули для оцінки його основних характеристик.

*On the basis of two-ways joining method has been designed new algorithms for intensive data flows sorting, which based on the primitive operation of parallel joining and data groups transmissions. The parallel-flow pipe sorting device has been synthesized and the estimation formulas for its basic characteristic obtained.*

## Вступ

Розвиток інформаційних технологій характеризується розширенням галузей застосування, у значній частині яких вимагається сортування у реальному часі інтенсивних потоків даних. Забезпечити таке сортування даних можливо шляхом використання конвеєрних паралельно-потоківих пристроїв сортування, структура яких відображає алгоритми сортування та враховує інтенсивність надходження даних. Проведений аналіз методів сортування показав, що найбільше орієнтованими на апаратну реалізацію є методи сортування витісненням, вставкою і злиттям [1,2,3]. Серед цих методів сортування найефективнішими для паралельно-потоківий реалізації є метод сортування злиттям [4]. Існуючі пристрої методом злиття забезпечують сортування потоків даних, які надходять тільки з одного каналу [4,5,6]. Тому актуальною задачею є розробка багатоканального конвеєрного паралельно-потоківий пристрою сортування методом злиття з високою ефективністю використання обладнання.

## Алгоритм паралельно-потоківий сортування методом злиття

Задача сортування потоків послідовностей даних  $\{x_i\}_i^N$  полягає в отриманні нових потоків послідовностей даних  $\{y_i\}_i^N$ , які складаються із елементів даних  $x_i$ , переставлених в необхідному порядку. В основі алгоритмів сортування методом злиття лежить базова макрооперація об'єднання двох або більше упорядкованих масивів в один упорядкований масив. Апаратна реалізація макрооперації об'єднання трьох і більше упорядкованих масивів в один упорядкований є складною і вимагає значних апаратних затрат. Простішою є макрооперація об'єднання двох упорядкованих масивів в один упорядкований масив, тобто двошляхове злиття. Недоліком існуючих алгоритмів реалізації двошляхового злиття є мала швидкодія, оскільки всі вони ґрунтуються на операціях попарного порівняння елементів даних [5,6]. Одним із шляхів підвищення швидкодії виконання двошляхового злиття є реалізація його на основі базової операції паралельного злиття та пересилання груп даних. Необхідна кількість таких макрооперацій двошляхового злиття для сортування масиву з  $N$  елементів визначається за формулою:

$$p = \left\lceil \log_2 \frac{N}{m} \right\rceil,$$

де  $\lceil \cdot \rceil$  – більше ціле,  $m$  – кількість даних у групі.

Алгоритми сортування повинні бути орієнтовані на НВІС-реалізацію [7,8]. Процес розробки НВІС-алгоритму сортування методом двошляхового злиття можна розбити на такі етапи:

- декомпозиції, на якому задача сортування масиву з  $N$  елементів розбивається на  $p$  підзадач двошляхового злиття масивів, величина яких для кожної  $j$ -ї ( $j = 1, \dots, p$ ) підзадачі дорівнює  $m2^{j-1}$ ;
- проектування комунікацій для підзадач двошляхового злиття масивів, на якому визначаються можливі пересилки інформації для забезпечення у кожному такті одночасного приймання та видачі груп із  $m$  елементів даних;
- розробки алгоритму управління прийманням, отриманням та видачею результатів для підзадач двошляхового злиття масивів.

При виконанні кожної  $j$ -ї підзадачі (макрооперації), відбувається злиття упорядкованих масивів  $a_1 \geq a_2 \geq \dots \geq a_{m2^{j-1}}$  і  $b_1 \geq b_2 \geq \dots \geq b_{m2^{j-1}}$  у масив  $c_1 \geq c_2 \geq \dots \geq c_{m2^j}$ . Для формування масиву  $c_1 \geq c_2 \geq \dots \geq c_{m2^j}$  необхідно виконати  $2^j$  базових операцій паралельного злиття груп із  $m$  даних, кожна з яких містить:

- паралельне злиття двох груп елементів даних, із яких перша група даних є елементами масиву  $\{a_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$ , а друга – елементами масиву  $\{b_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$ ;
- визначення величин зсуву для масивів  $\{a_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$  і  $\{b_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$ ;
- видачу  $m$  елементів даних масиву  $\{c_i\}_{i=1}^{m2^j}$ .

Особливістю паралельного злиття  $2m$  елементів даних є отримання  $m$  більших відсортованих елементів даних, найменший з яких супроводжується номером входу  $q$ , де  $q = 1, \dots, 2m$ , на який він надійшов на злиття. Величина зсуву елементів даних для масиву  $\{a_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$  визначається виразом:

$$v = \begin{cases} q, & \text{коли } q \leq m; \\ q - m, & \text{коли } q > m, \end{cases}$$

а величина зсуву елементів даних для масиву – виразом:

$$z = \begin{cases} m - q, & \text{коли } q \leq m; \\ q - m, & \text{коли } q > m. \end{cases}$$

Необхідно зазначити, що одночасно з видачею  $m$  елементів даних упорядкованого масиву  $\{c_i\}_{i=1}^{m2^j}$  у перші  $2^{j-1}$  такти роботи здійснюється приймання  $m$  елементів даних масиву  $\{b_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$ , а у наступні  $2^{j-1}$  такти – приймання  $m$  елементів даних нового масиву  $\{a_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$ .

### Синтез структури паралельно-потокowego пристрою сортування

Структура конвеєрного паралельно-потокowego пристрою сортування даних у реальному масштабі часу в основному визначається інтенсивністю їх надходження

$$P_d = kF_d$$

де  $k$  і  $F_d$  – відповідно кількість каналів і частота надходження даних, а також ефективністю використання обладнання. Умовою забезпечення високої ефективності використання обладнання пристрою сортування є узгодження пропускної здатності конвеєра пристрою

$$D_k = F_k m,$$

де  $F_k$  і  $m$  є відповідно частота роботи конвеєра і кількість каналів обміну між сходинками конвеєра, з інтенсивністю надходження даних  $P_d$ . Таке узгодження досягається вибором необхідної частоти роботи конвеєра  $F_k$ , і кількості каналів обміну даними  $m$  між сходинками конвеєра [9]. Процес синтезу структури конвеєрного паралельно-поточкового пристрою сортування методом двошляхового злиття зводиться до виконання таких етапів:

- визначення переліку необхідних функціональних вузлів для реалізації макрооперації двошляхового злиття на основі базової операції паралельного злиття та пересилання груп даних, формування вимог і розробки їх схем;
- синтезу на основі розроблених вузлів процесорного елемента (ПЕ) для реалізації макрооперації алгоритму паралельно-поточкового сортування методом злиття;
- визначення такту роботи конвеєра, кількості ПЕ і каналів обміну між ними;
- синтезу на базі ПЕ структури паралельно-поточкового пристрою сортування;
- організації інтерфейсу і розробки алгоритму управління роботою паралельно-поточковим пристроєм сортування.

Аналіз алгоритму виконання макрооперації двошляхового злиття на основі базової операції паралельного злиття груп даних показав, що апаратно така макрооперація може бути реалізована на основі таких функціональних вузлів: спеціалізованої паралельної пам'яті (СПП), вузла керування СПП і блока паралельного злиття двох груп елементів даних. Для забезпечення сортування потоків даних у реальному часі, ці вузли повинні відповідати таким вимогам:

- СПП – здійснювати зберігання, одночасне приймання  $m$  і видачу  $2m$  елементів даних на вузол паралельного злиття, із яких перші  $m$  – упорядковані елементи масиву  $\{a_i\}_{i=1}^{m2^{r-1}}$ , а другі  $m$  – упорядковані елементи масиву  $\{b_i\}_{i=1}^{m2^{r-1}}$ ;
- блок паралельного злиття двох груп елементів даних – виконувати швидке однотактне злиття елементів даних двох упорядкованих груп  $\{a_h\}_{h=1}^m$  і  $\{b_h\}_{h=1}^m$  у масив  $\{c_h\}_{h=1}^{2m}$ , де елемент  $c_m$  супроводжується інформацією про номер входу  $q$ , із якого він надійшов;
- вузол керування пам'яттю – формувати сигнали управління СПП.

Аналіз структур пам'яті [10,11,12] показав, що для забезпечення вимог, які висуваються до СПП, вона повинна мати послідовно-паралельну організацію. Обсяг СПП для кожного  $j$ -го ПЕ визначається за формулою  $Q = (2j - 1 + 1)m$ .

Структура СПП для  $j$ -го ПЕ наведена на рис.1, де  $k = 1, \dots, Q/m$ , ЗС – запам'ятовуюче середовище; БП – блок пам'яті; КП – комірка пам'яті; КС – комутуюче середовище; ВК – вузол комутації; Км – комутатор; ВКП – вузол керування пам'яттю. Послідовне з'єднання КП між собою здійснюється за допомогою  $(m + 1)$ -входових комутаторів Км, які можуть передавати інформацію без зсуву або із зсувом від 1-го до  $m$  елементів даних. Паралельне з'єднання КП стовпців запам'ятовуючого середовища,

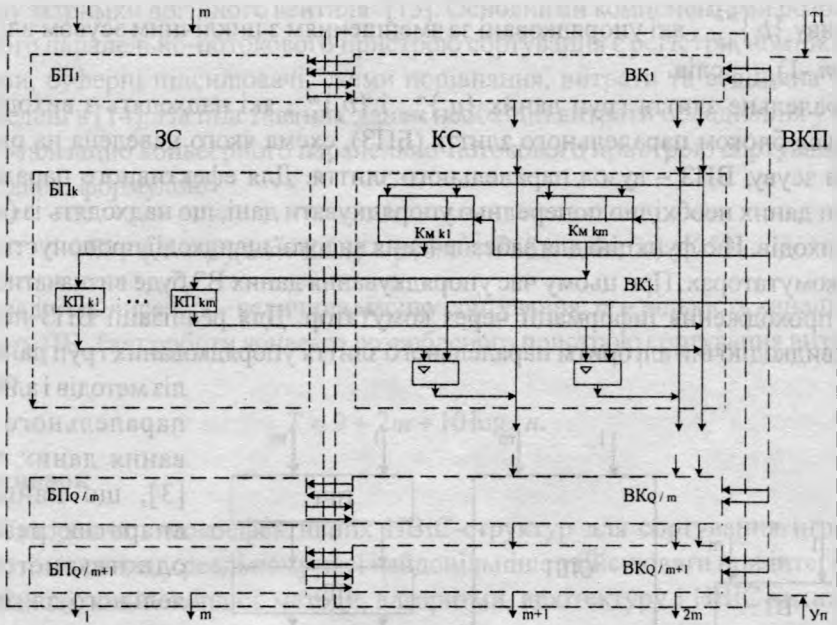


Рис. 1. Схема спеціалізованої паралельної пам'яті

яке здійснюється за допомогою буферних підсилювачів, забезпечує видачу  $m$  елементів масиву  $\{b_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$ . Формування сигналів для паралельного читання  $m$  елементів масиву  $\{b_h\}_{h=1}^m$  і слів керування для всіх КМ здійснюється ВКП.

СПП працює так. У кожному  $k$ -у такті роботи здійснюється запис  $m$  вхідних елементів даних у БП1 і читання з ЗС  $2m$  елементів даних, із яких  $m$  перших є елементами масиву  $\{a_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$ , а  $m$  других – елементами масиву  $\{b_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$ . На основі інформації, яка надходить з входу Уп, у ВКП здійснюється обчислення адреси для  $(k+1)$ -го паралельного читання  $m$  елементів масиву  $\{b_h\}_{h=1}^m$ . Адреса КП з найменшим елементом для  $(k+1)$ -го читання обчислюється за формулою:

$$A_{(k+1)_0} = A_{k_0} + z_k,$$

де  $A_{k_0}$  – адреса найменшого елемента при  $k$ -у читанні,  $z_k$  – величина зсуву елементів масиву  $\{b_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$ , яка надходить у ВКП з входу Уп. У  $(k+1)$ -у такті роботи на  $(m+1), \dots, 2m$  виходи СПП будуть надходити дані з КП з номерами  $A_{(k+1)_0}, \dots, (A_{(k+1)_0} + m - 1)$ . Крім того, у ВКП формуються дві групи слів для керування комутаторами КС. При цьому комутатори з номерами  $1, \dots, A_{(k+1)_0} + m$  установлюється на передачу елементів даних із зсувом на  $m$  елементів, а комутатори з номерами  $(A_{(k+1)_0} + m + 1), \dots, Q$  – на передачу даних із зсувом на  $z$  елементів. З надходженням на вхід ПІ тактового імпульсу у всі КП проводиться запис інформації з виходів відповідних комутаторів і читання даних на виходи  $1, \dots, 2m$ . Необхідно зазначити, що на 1-й, ...,  $m$ -й виходи СПП зчитується  $m$  упорядкованих елементів даних масиву  $\{b_i\}_{i=1}^{m2^{j-1}}$ , найбільший з яких надходить на 1-й вихід, наступний на 2-й вихід і так далі, а на  $(m+1)$ -й, ...,  $2m$ -й виходи –  $m$  елементів

даних масиву  $\{b_i\}_{i=1}^{m2^{l-1}}$ , які упорядковані за зменшенням з циклічним зсувом вліво на  $L = (A_{(k+1)_p} + m - 1)_{\text{mod } m}$  слів.

Паралельне злиття груп даних  $\{a_h\}_{h=1}^m$  і  $\{b_h\}_{h=1}^m$ , які надходять з виходів СПП, здійснюється блоком паралельного злиття (БПЗ), схема якого наведена на рис.2а, де ВЗ – вузол зсуву, ВПЗ – вузол паралельного злиття. Для ефективного паралельного злиття груп даних необхідно попередньо упорядкувати дані, що надходять із  $(m+1)$ -го, ...,  $2m$ -го виходів. Цю функцію для забезпечення високої швидкодії пропонується виконувати на комутаторах. При цьому час упорядкування даних ВЗ буде визначатися часом затримки проходження інформації через комутатор. Для реалізації ВПЗ необхідно вибрати швидкодійний алгоритм паралельного злиття упорядкованих груп даних. Ана-

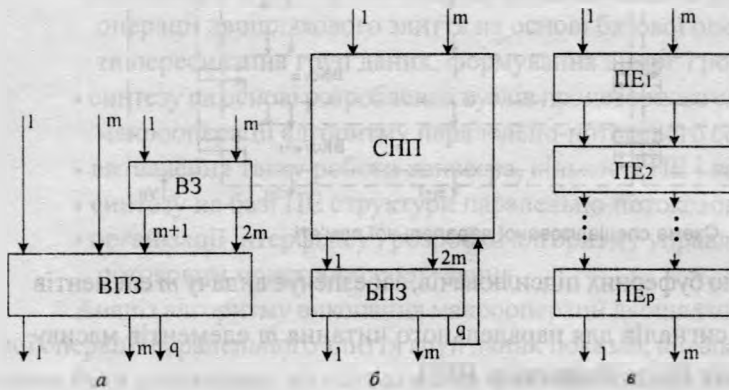


Рис.2 Функціональні схеми: а – блоку паралельного злиття, б – процесорного елемента, в – конвеєрного паралельно-потокowego пристрою сортування

ліз методів і алгоритмів паралельного сортування даних показав [3], що найшвидше апаратна реалізація одноканального паралельного злиття двох упорядкованих груп даних виконується за методом підрахунку. Час такого злиття визначається за формулою

$$t_{ПЗ} = t_{СП} + t_{См} + t_{Дш} + t_{Км}$$

де  $t_{СП}$  – час парного порівняння;  $t_{См}$  – час додавання;  $t_{Дш}$  – час дешифрації;  $t_{Км}$  – час затримки інформації на комутаторі.

На основі розробленої СПП і БПЗ синтезовано ПЕ, схема якого наведена на рис.2б. Шляхом послідовного з'єднання  $p$  ПЕ отримуємо конвеєрний паралельно-потокowy пристрій для сортування двох  $N$  елементних масивів даних (рис.2в).

### Оцінка основних характеристик паралельно-потокowego пристрою сортування

Витрати обладнання на створення конвеєрного паралельно-потокowego пристрою сортування двох  $N$  елементних потоків даних дорівнюють:

$$W = (N+p)(W_{КП} + W_{ВЗ} + W_{Км}) + p(W_{ВПЗ} + W_{ВКП}),$$

де  $W_{КП}$ ,  $W_{ВЗ}$ ,  $W_{Км}$ ,  $W_{ВПЗ}$ ,  $W_{ВКП}$  – апаратні витрати на реалізацію відповідно комірки пам'яті, буферного підсилювача комутатора, блока паралельного злиття і вузла керування пам'яттю. Оскільки розроблений пристрій орієнтований на реалізацію у вигляді НВІС, то за одиницю вимірювання витрат обладнання доцільно взяти логічний вентилю, який являє собою логічні елементи типу інвертор, І, АБО, а для оцінки часових параметрів

– величину затримки логічного вентиля [13]. Основними компонентами розробленого конвеєрного паралельно-потокowego пристрою сортування є реєстри, комірки пам'яті, комутатори, буферні підсилювачі, схеми порівняння, витрати та величина затримки на які наведені в [14]. На підставі цих даних необхідні витрати обладнання у вентилях на НВІС-реалізацію конвеєрного паралельно-потокowego пристрою сортування визначаються такою формулою

$$W = (N + p)(6n + 2mn) + p(6m^2n + 18m + 4m^2n) + 2^p 9,$$

де  $n$  – розрядність чисел;  $N$  – величина масиву сортування;  $m$  – кількість каналів обміну;  $p$  – кількість ПЕ. Такт роботи конвеєра розробленого пристрою сортування визначається формулою

$$T = 9 + 2m + 10 \log_2 n.$$

### Висновок

1. Створення високоефективних НВІС-структур для сортування інтенсивних потоків даних у реальному часі найдоцільніше здійснювати при інтегрованому підході, який охоплює методи, алгоритми, архітектуру і НВІС-технологію та враховує особливості конкретного застосування.
2. Підвищення швидкодії сортування масивів даних методом двошляхового злиття досягається збільшенням кількості даних у групах при виконанні базових операцій паралельного злиття і пересилання даних.
3. Узгодження інтенсивності надходження даних із пропускнуою здатністю пристрою сортування методом двошляхового злиття досягається вибором кількості даних у групах при виконанні базових операцій.
4. Висока ефективність використання обладнання пристроєм сортування методом двошляхового злиття досягається шляхом узгодження його пропускнуої здатності з інтенсивністю надходження даних.

1. Кнут Д. Искусство программирования. Том 3: Сортировка и поиск, 2-е изд. – М., 2000. – 832с.
2. Цмоць І.Г., Рахман М. Л. Алгоритми та пристрої паралельно-потокowego сортування чисел // Збірник наук. праць Інституту проблем моделювання в енергетиці. – К., 2001. – № 21. – С. 183-191;
3. Цмоць І.Г., Рахман М.Л. Паралельні алгоритми та пристрої сортування чисел // Збірник наук. праць ІПМЕ НАН України. – К., 2001. – Вип. 11. – С.83-91;
4. Цмоць І.Г., Батюк А.Є. Алгоритми і конвеєрні пристрої сортування даних в реальному масштабі часу // Вісник ДУ "Львівська політехніка". – 1998. – № 330. – С.247-253.
5. Патент України на винахід №29700. Пристрій для сортування чисел. – Батюк А.Є., Рашкевич Ю.М., Цмоць І.Г. – 2000, Бюл. №6 – 11;
6. Компьютеры на СБИС: В 2-х кн. – Кн. 2 / Т. Мотоока, Х. Хорикоси и др. – М.: Мир, 1988. – 336с.
7. Грушицкий Р.И., Мурсаев А.Х., Угрюмов Е.П. Проектирование систем на микросхемах программируемой логики. – Спб.: БХВ-Петербург, 2002. – 608 с.
8. Шальто А.А. Методы аппаратной и программной реализации алгоритмов. – Спб.: Наука, 2000. – 780 с.
9. Цмоць І.Г. Особливості проєктування спеціалізованих комп'ютерних систем для обробки інтенсивних потоків інформації // Збірник наук. праць ІПМЕ НАН України: "Моделювання та інформаційні технології". – К., 1999. – Вип. 8. – С.143 – 149.
10. Цмоць І.Г., Демида Б.А. Структури спеціалізованої паралельної пам'яті високопродуктивних процесорів управління та цифрової обробки сигналів // Вісник ДУ "Львівська політехніка". – 1999. – №380. – С.18 – 29.

11. Цмоць І., Демида Б. Структури пам'яті з дисципліною доступу FIFO // Вісник ДУ "Львівська політехніка". – 1999. – №386. – С. 21 – 26.
12. Цмоць І.Г., Рашкевич Ю.М., Демида Б.А., Ревич М.Р., Кашем А.М. Паралельна пам'ять систем управління та цифрової обробки і оцінка її основних характеристик // Вестник Харьковского государственного политехнического университета "Системный анализ, управление и информационные технологии". – Харьков, 2000. – Вып.97. – С.79 – 84.
13. Кун С. Матричные процессоры на СБИС. – М.:Мир,1991. – 672 с.
14. Цмоць І.Г. Принципи розробки і оцінка основних характеристик високопродуктивних процесорів на надвеликих інтегральних схемах // Вісник ДУ "Львівська політехніка". – 1998. – №349, – С. 5 – 11.

**О. Івахів, Ю. Мочернюк, І. Шигера**

Національний університет "Львівська політехніка"

УДК 621.398

## **ВПЛИВ ЗАВАД НА ПРОПУСКНУ ЗДАТНІСТЬ КАНАЛУ ЗВ'ЯЗКУ ДЛЯ АДАПТИВНОЇ СИСТЕМИ ПЕРЕДАВАННЯ ІНФОРМАЦІЇ**

© Івахів О., Мочернюк Ю., Шигера І., 2003

*Досліджується вплив завад на пропускну здатність каналу зв'язку та виводяться вирази для похибки відновлення в адаптивних системах передавання інформації.*

*The effect of false signal on the adaptive data transmission systems communication channel capacity demands and total renovation error estimation are investigated in this paper.*

### **Вступ**

Часто електромеханічні виконавчі механізми автоматизованих систем керування працюють в автономному режимі, спілкування з ними здійснюється за допомогою засобів зв'язку, а моменти надсилання керуючого сигналу визначаються на підставі аналізу інформації щодо стану досліджуваного об'єкта [1]. Оскільки об'єкти здебільшого складні та багатофункційні, то для одержання якомога повнішої та об'єктивнішої інформації, придатної до її комп'ютерного опрацювання, використовуються багатоканальні цифрові вимірювальні системи. Водночас, внаслідок дії завад каналу зв'язку на передавані повідомлення можливе спотворення як адресних, так і інформаційних їх