

УДК 681.32.06

С.І. Мельничук, С.А. Таянов

## ДЕКОДУВАННЯ ОДНОВИМІРНИХ ЦИКЛІЧНИХ М-ПОСЛІДОВНОСТЕЙ МЕТОДОМ АДАПТИВНОГО СХОДЖЕННЯ

© Мельничук С.І., Таянов С.А., 2001

**The authors of the article have propounded a new method for decoding linear M-sequences. They have analyzed advantages and imperfections its software and hardware realization and developed decoding algorithms.**

При використанні циклічних М-последовностей для кодування станів первинних імпульсних інформаційних джерел забезпечується висока інформативність та завадостійкість посилок даних при передаванні за рахунок наслідковості інформаційних повідомлень. Проте перетворення отриманої кодової последовності у відповідне цифрове значення за допомогою відомих методів: фіксованого пошуку, одностороннього та псевдопаралельного наближення, потребує значних обчислювальних потужностей, що обмежує можливість їх апаратної реалізації.

На основі аналізу властивостей одномірних М-последовностей, закони генерування яких забезпечують формування невироджених кодів, розроблено метод адаптивного сходження.

Суть методу полягає в проведенні перебору варіантів кодової последовності від прийнятої до початкової інкрементним або декрементним зсувом зі змінним кроком. Величина кроку ( $k$ ) визначається з кількості незбігань поточної М-последовності ( $m_{var}$ ) з початковою ( $m_{const}$ ).

$$k = \sum_{j=1}^L (m_{var})_j \oplus (m_{const})_j ,$$

де  $L$  – довжина породжуючого ключа кодової последовності.

Таким чином прийнята последовність побітно порівнюється з початковою ( $m_{const}$ ), визначається кількість незбігань, яка задає крок зміщення ( $k$ ) відносно поточного коду. На основі ( $k$ ) генерується нова М-последовність, після чого проводиться порівняння з базовою. Описана процедура повторюється до повного збігання з початковою кодовою последовністю ( $m_{const}$ ). Напрямок зміщення, в кінець чи початок последовності, визначає інкрементний чи декрементний закон сходження до базового коду. Доцільно зазначити, що реалізація псевдопаралельного адаптивного сходження, тобто одночасного інкрементного і декрементного зміщення, здійснюється аналогічно з відповідним методом псевдопаралельного (найшвидшого) наближення.

Декодування методом інкрементного адаптивного сходження на прикладі М-последовності (1111) з довжиною породжуючого ключа 4 біти подано на рис.1.

№	Код	$k_i$	№	Код	$k_i$
0	1111	0	8	1001	2
1	1110	1	9	0010	3
2	1101	1	10	0100	3
3	1010	2	11	1000	3
4	0101	2	12	0001	3
5	1011	1	13	0011	2
6	0110	2	14	0111	1
7	1100	2	0	1111	0

Рис. 1. Декодування методом інкрементного адаптивного сходження

Таким чином використовується результат перевірки на збігання з базовою послідовністю, що не реалізовано в методах одностороннього та псевдопаралельного (найшвидшого) наближення. Такий підхід дає змогу суттєво зменшити кількість операцій при декодуванні за рахунок переходів, як показано на рис. 1. Порівняльні характеристики по кількості необхідних операцій порівняння методів одностороннього наближення та адаптивного сходження подано на рис. 2.

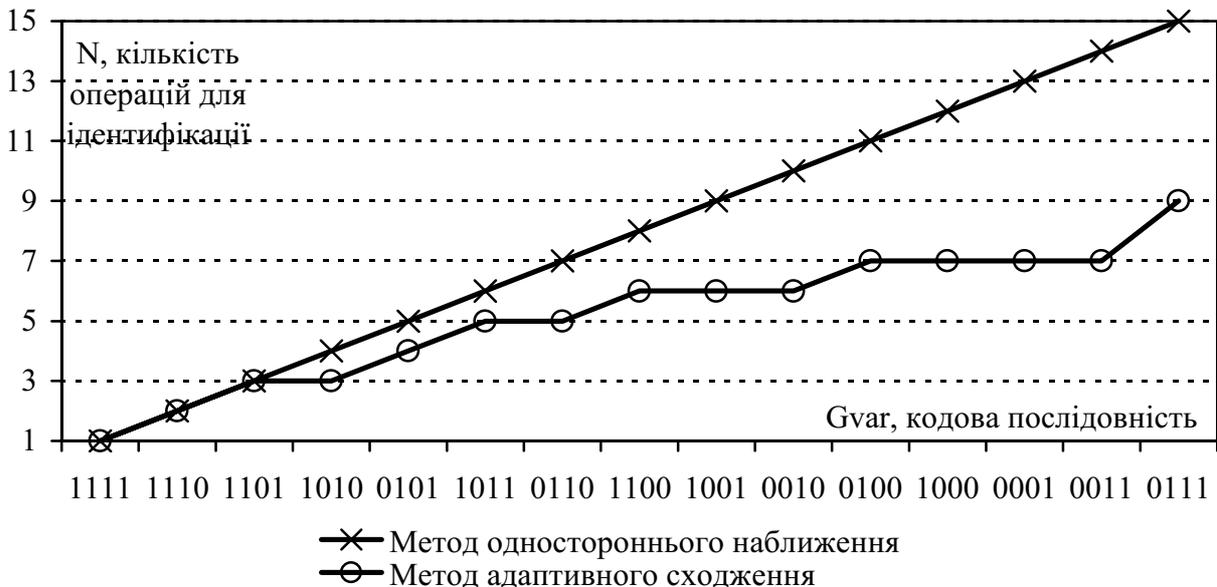


Рис. 2. Кількість операцій при декодуванні  $M$ -послідовності (1111)

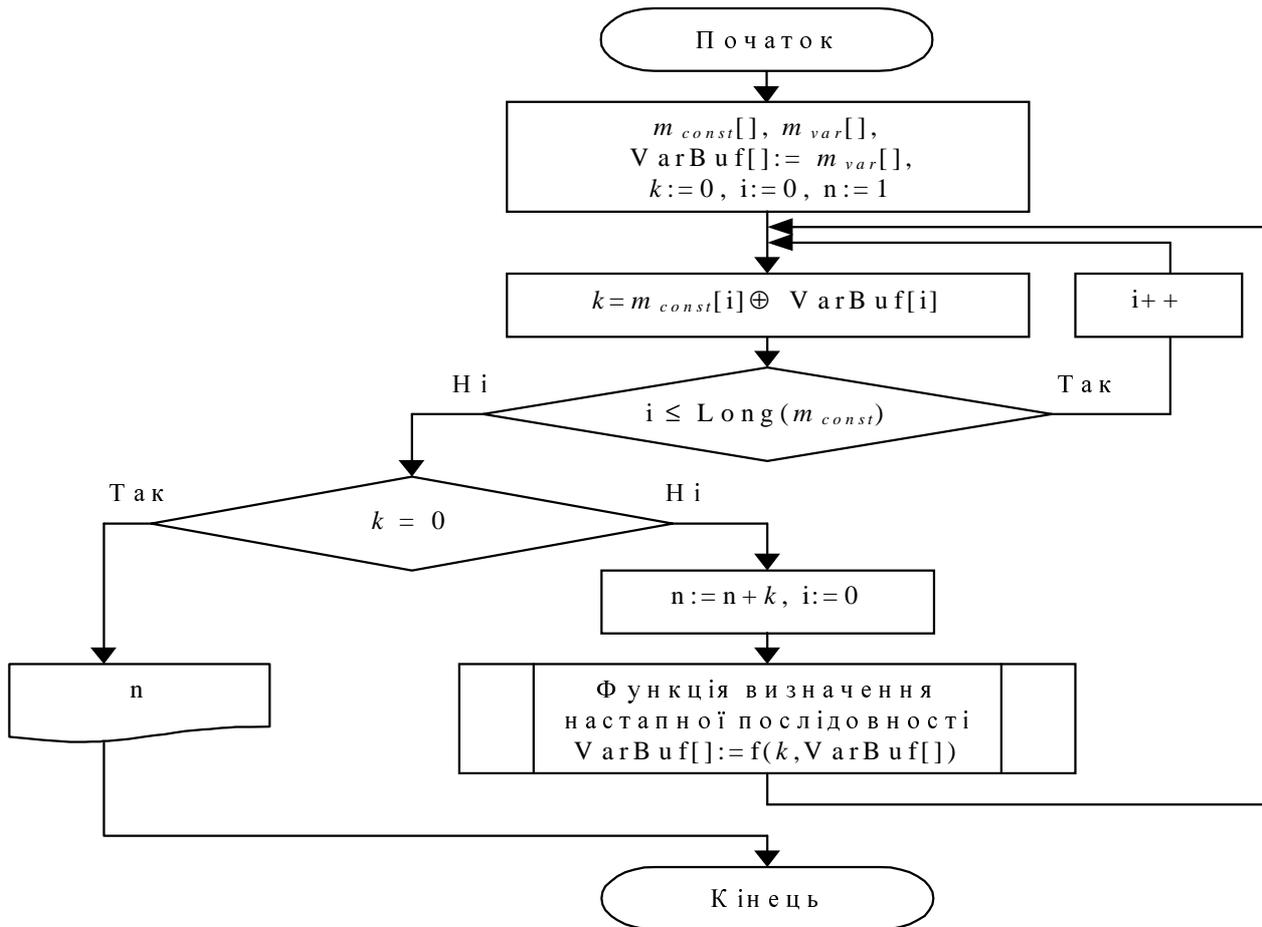


Рис. 3. Блок-схема алгоритму декодування методом адаптивного сходження:

$m_{const}[], m_{var}[]$  – базова та прийнята  $M$ -послідовності;

$n$  – цифрове значення прийнятої послідовності;  $k$  – поточний крок зміщення

При декодуванні одновимірних циклічних  $M$ -послідовностей, різних довжин, порівняно з методом одностороннього наближення, метод адаптивного сходження дозволяє зменшити кількість операцій порівняння на 6...52 %, залежно від розташування прийнятого коду. Блок-схему алгоритму декодування запропонованого методу подано на рис. 3.

З погляду програмної реалізації методу адаптивного сходження у функції визначення наступної послідовності  $f(k, \text{VarBuf}[])$  найбільш доцільно застосувати послідовне формування  $k$  біт коду без перевірки з базовою послідовністю  $m_{const}[]$ . Генерування кожного наступного біта кодової послідовності реалізується згідно з такими аналітичними виразами:

$$X_i = X_{i-d} \oplus X_{i-h}, \quad \text{або} \quad X_i = X_{i-d} \oplus \overline{X_{i-h}},$$

де  $X_i$  – наступний біт  $M$ -послідовності;  $d, h$  – величини зсуву для формуючого ключа. В методах одностороннього та псевдопаралельного наближення, після формування кожного

нового біта послідовності, проводиться порівняння отриманого коду з базовим. При застосуванні методу адаптивного сходження кількість таких операцій скорочується за рахунок використання результату операції порівняння поточного коду  $\text{VarBuf}[]$  з базовим  $m_{const}[]$ . Таким чином досягається збільшення швидкості декодування кодової M-послідовності при програмній реалізації, що відповідно дає змогу зменшити вимоги до апаратного забезпечення.

При апаратній реалізації запропонованого методу описана вище процедура декодування неефективна, оскільки сучасні апаратні засоби дозволяють проводити операції формування і перевірки за один такт. Таким чином необхідно забезпечити формування  $(L)$  зміщених біт на основі  $(L)$  прийнятих біт коду без циклічного генерування.

#### Формування бітів зміщених кодів на прикладі послідовності (1111, $L = 4$ )

№	Біт коду	Вираз формування біта	$k$
	1	$X_1$	
	1	$X_2$	
	1	$X_3$	
0	111 1	$X_4$	
1	111 0	$X_1 \oplus X_4$	1 ( $L-3$ )
2	110 1	$X_1 \oplus X_2 \oplus X_4$	2 ( $L-2$ )
3	101 0	$X_1 \oplus X_2 \oplus X_3 \oplus X_4$	3 ( $L-1$ )
4	010 1	$X_1 \oplus X_2 \oplus X_3$	4 ( $L$ )
5	101 1	$X_2 \oplus X_3 \oplus X_4$	
6	011 0	$X_1 \oplus X_3$	
7	110 0	$X_2 \oplus X_4$	
8	100 1	$X_1 \oplus X_3 \oplus X_4$	
9	001 0	$X_1 \oplus X_2$	
10	010 0	$X_2 \oplus X_3$	
11	100 0	$X_3 \oplus X_4$	
12	000 1	$X_1$	
13	001 1	$X_2$	
14	011 1	$X_3$	
0	111 1	$X_4$	

Проведені дослідження кодових послідовностей з різними довжинами породжуючого ключа ( $L$ ) показали, що максимальна величина кроку зміщення останнього біта ( $k$ ) не перевищує ( $L-1$ ), що дозволяє обмежити кількість виразів, які необхідно апаратно реалізувати для визначення зміщеної  $M$ -послідовності.

Аналіз результатів досліджень властивостей циклічних кодових послідовностей показує, що їх застосування у вискоефективних системах кодування та передавання інформації є доцільним, а методи декодування таких  $M$ -послідовностей порівняно простими.

1. Мельничук С.І. *Методи динамічного декодування одновимірних  $M$ -послідовностей // Методи та прилади контролю якості. – Івано-Франківськ. – 1998. – № 2. – С. 66 – 68.*
2. Николайчук Я.М, Шевчук Б.М. *Методы цифровой обработки шумоподобных сигналов на основе кодовых ключей. Технические средства обработки информации для высокопроизводительных ЭВМ и систем. – К., 1988.*