



УКРАЇНА

(19) **UA** (11) **107590** (13) **U**
(51) МПК (2016.01)
H04L 1/00
G11C 8/10 (2006.01)

ДЕРЖАВНА СЛУЖБА
ІНТЕЛЕКТУАЛЬНОЇ
ВЛАСНОСТІ
УКРАЇНИ

(12) ОПИС ДО ПАТЕНТУ НА КОРИСНУ МОДЕЛЬ

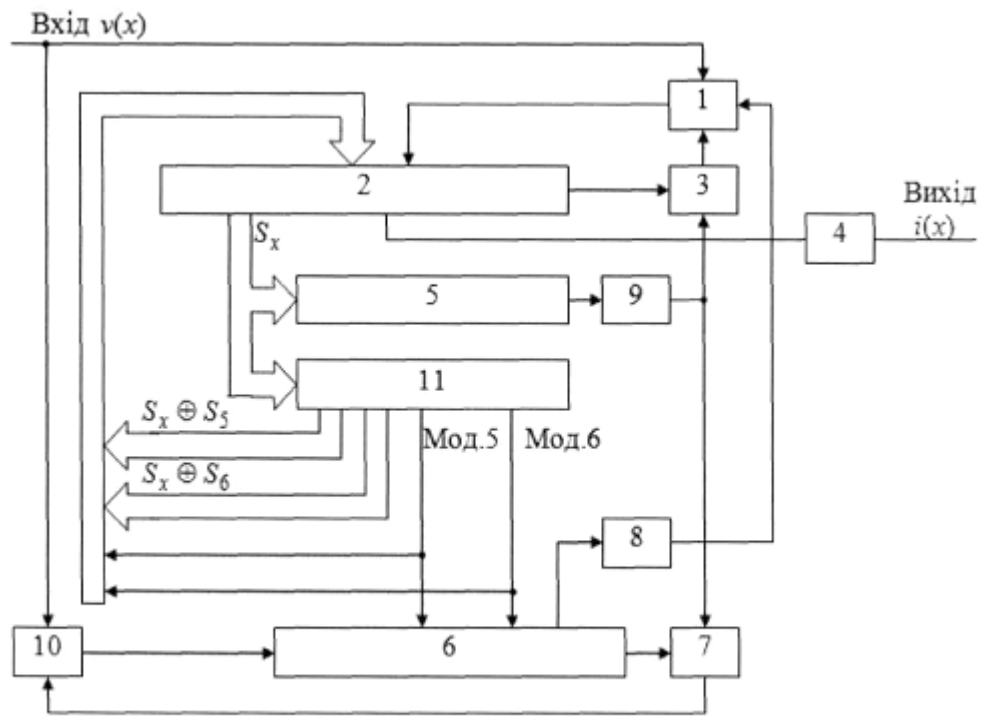
(21) Номер заявки:	u 2016 00103	(72) Винахідник(и):	Цопа Олександр Іванович (UA), Битченко Олександр Миколайович (UA), Ганшин Дмитро Геннадійович (UA)
(22) Дата подання заявки:	04.01.2016	(73) Власник(и):	ХАРКІВСЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ УНІВЕРСИТЕТ РАДІОЕЛЕКТРОНІКИ, пр. Науки, 14, м. Харків, 61166 (UA)
(24) Дата, з якої є чинними права на корисну модель:	10.06.2016		
(46) Публікація відомостей про видачу патенту:	10.06.2016, Бюл.№ 11		

(54) МОДИФІКОВАНИЙ НЕАЛГЕБРАЇЧНИЙ ДЕКОДЕР

(57) Реферат:

Неалгебраїчний декодер коригувальних кодів містить перший пристрій розв'язки вхідних сигналів, перший вхід якого з'єднаний із входом декодера $v(x)$, синдромний $(n-k)$ -розрядний регістр зсуву зі зворотними зв'язками, вихід старшого розряду якого з'єднано з першим входом модифікатора синдрому, а з виходу молодшого розряду виділяється інформаційна посилка, яка через перший ключ подається на вихід декодера, виходи кожного тригера синдромного $(n-k)$ -розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками S_x з'єднані із входами логічного блока перевірки синдромів за заданими критеріями, буферний n -розрядний регістр зсуву, вихід якого з'єднаний з першим входом коректора помилок, другий вхід якого з'єднано з другим входом модифікатора синдрому, другий ключ, який встановлено між виходом $(n-k)$ -го осередку буферного n -розрядного регістра зсуву і третім входом першого пристрою розв'язки вхідних сигналів. Крім цього, в нього додатково введені третій ключ, який одним кінцем з'єднаний з виходом логічного блока перевірки синдромів за заданими критеріями, а другим з другим входом коректора помилок та першим входом модифікатора синдрому, другий пристрій розв'язки вхідних сигналів, перший вхід якого з'єднано із входом декодера $v(x)$ та першим входом першого пристрою розв'язки вхідних сигналів, другий вхід з виходом коректора помилок, а вихід із входом буферного n -розрядного регістра зсуву.

UA 107590 U



Фиг. 1

Корисна модель належить до області завадостійкого кодування і може бути використана в цифрових каналах передачі інформації, у телекомунікаційних комп'ютерних мережах, супутникових мережах передачі даних, стільникових мережах мобільного зв'язку цифрових стандартів, пристроях запису/зчитування інформації на магнітні або оптичні носії й у ряді інших областей передачі й обробки інформації.

Є відомий неалгебраїчний декодер Мелгіта для декодування кодових слів досконалого коду Голея, що включає додатково коригувальну схему, керовану керуючою схемою й з'єднану з k розрядами (тригерами) зсувного буферного регістра, що дозволяє в 1,5 рази підвищити швидкість декодування [1].

Недоліком даного пристрою є неможливість повної обробки несистематичних кодових слів без додаткового пристрою-виділювача з них інформаційних груп.

Є відомий синдромний декодер для несистематичного (15, 11) коду Хеммінга [2], що містить 4-розрядний синдромний регістр зі зворотними зв'язками, виходи кожного тригера якого з'єднані із чотирма входами пристрою зберігання всіх синдромів - ПЗП з організацією 16 кодових слів по 15 бітів кожне. Крім того, він містить два 15-бітових зсувних регістри, причому вхід одного з них з'єднаний з виходом ПЗП, а вхід другого - із входом декодера, виходи обох регістрів з'єднані із входом суматора за модулем 2 (коректора помилок), вихід якого з'єднаний із входом пристрою виділення інформаційної групи $i(x)$ з оцінки кодового слова $\tilde{C}(x)$ на виході декодера й регістр, що являє собою зсувний регістр зі зворотними зв'язками (цифровий фільтр).

Недоліками пристрою є складність схеми декодера для несистематичного коду за рахунок приєднання до нього пристрою виділення інформаційної групи (цифрового фільтра-дільника), вузька межа використання декодера та великий час обробки кодових слів.

Найбільш близьким по технічній суті є неалгебраїчний декодер коригувальних кодів [3]. Декодер, узятий як прототип, містить пристрій розв'язки вхідних сигналів, синдромний регістр зсуву зі зворотними зв'язками, логічний блок перевірки синдромів за заданими критеріями, буферний n -розрядний регістр зсуву, модифікатор синдрому, коректор помилок та три ключі.

Робота прототипу відбувається в такий спосіб. Попередньо всі блоки декодера обнулені. Вхідне кодове слово $v(x)$, можливо, уражене перешкодами в каналі зв'язку (тобто з помилками) послідовно подається на вхід синдромного ($n-k$)-розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками, де n - довжина кодового слова, а k - довжина інформаційної частини кодового слова та, через пристрій розв'язки вхідних сигналів, на вхід буферного n -розрядного регістра зсуву. Неалгебраїчний декодер обробляє вхідні кодові слова за три цикли роботи з n часових тактів кожний.

Протягом 1-го циклу роботи в синдромному регістрі зсуву формується синдром, а буферний n -розрядний регістр зсуву послідовно заповнюється символами кодового слова $v(x)$, що надходить на вхід декодера. Оскільки синдром по визначенню є залишком від ділення $v(x)$ на утворюючий поліном $g(x)$, то синдромний регістр зсуву, структура якого задається структурою $g(x)$, є таким дільником (цифровим фільтром). На цьому циклі ключ $K1$ розімкнутий, а тому стан виходу логічного блока перевірки синдромів за заданими критеріями не аналізується. Якщо декодоване кодове слово $c(x)$ не має помилок, то $v(x)=c(x)$, $e(x)=0$, і до кінця 1-го циклу роботи синдромний регістр зсуву обнуляється. У випадку наявності помилок у кодовому слові, що надходить на декодер, $e(x) \neq 0$, $v(x) \neq c(x)$, і до кінця 1-го циклу роботи на виході синдромного регістра зсуву формується деяка кодова комбінація. Протягом 1-го циклу роботи ключі $K2$ і $K3$ також розімкнуті.

З початком 2-го циклу роботи ключ $K1$ замикається і логічний блок перевірки синдромів за заданими критеріями на кожному такті аналізує кодові комбінації на виходах осередків синдромного регістра зсуву. У випадках виявлення синдромів способом, різним для кожного типу декодера, логічний блок видає з виходу сигнал логічної одиниці, що надходить на коректор помилок, виправляючи помилку, і на модифікатор синдромів, спрощуючи структуру синдромів. За час 2-го циклу роботи ключі $K2$ і $K3$ розімкнуті. У результаті вхідна послідовність $v(x)$ примусово повторно проходить осередки буферного n -розрядного регістра зсуву, що забезпечує скорочення відстані між широко розташованими помилками (більше ніж $n-k$ біт) і дозволяє обробляти й виправляти їх.

Протягом 3-го циклу роботи синдромний регістр зсуву продовжує працювати разом з логічним блоком перевірки синдромів за заданими критеріями, виправляючи помилки, що залишилися, і модернізує синдроми. З виправленням останньої помилки синдромний регістр зсуву обнуляється.

На цьому останньому циклі роботи функціонування декодера залежить від способу формування кодових слів.

А. У випадку формування кодового слова систематичним методом ключ К1 замкнутий, ключ К2 розімкнений, вихідний ключ К3 замкнений протягом перших k тактів, пропускаючи на "Вихід" інформаційну групу $i(x)$, після чого розмикається.

Б. У випадку формування кодового слова несистематичним методом, починаючи з $(n-k)$ -го такту цього циклу розмикається ключ К1, а ключі К2 та К3 замикаються. При цьому з виходу T_{n-k} буферного регістра зсуву подається прийнята кодова послідовність $c(x)$ з виправленими помилками на вхід синдромного регістра, а з виходу першого тригера цього регістра знімається виділена інформаційна послідовність $i(x)$, яка і передається на "Вихід".

Наприкінці 3-го циклу роботи регістри обнуляються, і декодер готовий до обробки чергового кодового слова, можливо, враженого перешкодами в каналі зв'язку.

Недоліками прототипу є те, що при деяких комбінаціях (порядку 8-10 % можливих комбінацій прийнятого коду) декодер не виявляє і не виправляє помилки.

В підтвердження цього розглянемо роботу синдромного регістра прототипу на конкретному прикладі. Приймемо що на передавальній стороні кодові слова бінарного коду Голея (23,12,7) формуються кодером несистематичним способом, тобто

$$c(x) = i(x) \cdot g(x), \quad (1)$$

Кодуванню підлягало інформаційне повідомлення

$$i(x) = x^{11} + x^3, \quad (2)$$

або у векторному вигляді $I = 100000001000$.

Утворюючий поліном $g(x)$ для цього коду має вигляд [2, с. 89]

$$g(x) = x^{11} + x^{10} + x^6 + x^5 + x^4 + x^2 + 1. \quad (3)$$

Кодове слово, що надійде на вхід декодера для узятого $i(x)$, без враження перешкодами, прийме значення

$$c(x) = i(x) \cdot g(x) = (x^{11} + x^3)(x^{11} + x^{10} + x^6 + x^5 + x^4 + x^2 + 1) =$$

$$= x^{22} + x^{21} + x^{17} + x^{16} + x^{15} + x^{14} + x^{11} + x^9 + x^8 + x^7 + x^5 + x^3, \quad (4)$$

або у векторному вигляді $C = 11000111100101110101000$.

Нехай поліном помилок дорівнює

$$e(x) = x^{19} + x^{10} + x, \quad (5)$$

що відповідає векторові $E = 00010000000010000000010$. Тоді кодове слово (4), уражене перешкодами (4), буде мати вигляд

$$v(x) = c(x) \oplus e(x) = x^{22} + x^{21} + x^{19} + x^{17} + x^{16} + x^{15} + x^{14} + x^{11} + x^{10} + x^9 + x^8 + x^7 + x^5 + x^3 + x, \quad (6)$$

або у векторному вигляді, де виділені біти помилок

$$V = C \oplus E = 110 \blacksquare 01111001 \blacksquare 11101010 \blacksquare 0. \quad (7)$$

В основу корисної моделі поставлена задача підвищити надійність виявлення і виправлення помилок і тим самим підвищити практичну значимість декодера за рахунок введення в декодер третього ключа, другого пристрою розв'язки вхідних сигналів, коректора помилок за алгоритмом Касамі та використання як пристрою виділення інформаційної групи синдромного $(n-k)$ -розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками.

Поставлена задача вирішується тим, що в неалгебраїчний декодер коригувальних кодів, що містить перший пристрій розв'язки вхідних сигналів, перший вхід якого з'єднаний із входом декодера $v(x)$, синдромний $(n-k)$ -розрядний регістр зсуву зі зворотними зв'язками, вихід старшого розряду якого з'єднано з першим входом модифікатора синдрому, а з виходу молодшого розряду виділяється інформаційна послілка, яка через перший ключ подається на вихід декодера, виходи кожного тригера синдромного $(n-k)$ -розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками S_x з'єднані із входами логічного блока перевірки синдромів за заданими критеріями, буферний n -розрядний регістр зсуву, вихід якого з'єднаний з першим входом коректора помилок, другий вхід якого з'єднано з другим входом модифікатора синдрому, другий ключ, який встановлено між виходом $(n-k)$ -го осередку буферного n -розрядного регістра зсуву і третім входом першого пристрою розв'язки вхідних сигналів, згідно з корисною моделлю, додатково введені третій ключ, який одним кінцем з'єднаний з виходом логічного блока перевірки синдромів за заданими критеріями, а другим - з другим входом коректора помилок та першим входом модифікатора синдрому, другий пристрій розв'язки вхідних сигналів, перший вхід якого з'єднано із входом декодера $v(x)$ та першим входом першого пристрою розв'язки вхідних сигналів, другий вхід - з виходом коректора помилок, а вихід із входом буферного n -розрядного регістра зсуву, коректор помилок за алгоритмом Касамі, перший та другий виходи корекції якого Мод.5 та Мод.6 з'єднані відповідно з другим та третім входами буферного n -розрядного регістра зсуву, а також разом з першим $S_x \oplus S_5$ та другим $S_x \oplus S_6$ розрядними виходами формує шину установочних сигналів синдромного $(n-k)$ -розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками, а розрядні входи коректора помилок за алгоритмом Касамі з'єднані

відповідно з входами логічного блока перевірки синдромів та виходами S_x синдромного (n-k)-розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками.

Таким чином, введення в декодер третього ключа, другого пристрою розв'язки вхідних сигналів, коректора помилок за алгоритмом Касамі і використання як пристрою виділення інформаційної групи синдромного (n-k)-розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками, дозволяє підвищити надійність виявлення і виправлення помилок і тим самим підвищити його практичну значимість.

На фіг. 1 зображено структурну схему неалгебраїчного декодера.

На фіг. 2 зображено функціональну схему синдромного (n-k)-розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками 2 декодера для коду Голя.

На фіг. 3 зображено структурну схему буферного n-розрядного регістра зсуву 6.

На фіг. 4 зображено структурну схему коректора помилок за алгоритмом Касамі 11.

На фіг. 5 зображена принципова схема формування сигналів модифікації синдромного (n-k)-розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками 2 і буферного n-розрядного регістра зсуву 6.

На фіг. 6 зображено послідовне надходження в синдромний регістр зсуву протягом 1-го циклу вхідного кодового слова $v(x)$ (7), що має 3 помилки (їхні позиції відзначені кольором) і процес формування в ньому синдрому $S(x)$, логічного блока перевірки синдромів і коректора помилок за кодограмами.

На фіг. 7 зображено послідовне надходження в буферний регістр вхідного кодового слова $v(x)$, що має 3 помилки і процес їхнього виправлення.

Процес початкового заповнення регістра в першому циклі роботи декодера на фіг. 7 не показаний.

Модифікований неалгебраїчний декодер (фіг. 1) містить перший пристрій розв'язки вхідних сигналів 1, перший вхід якого з'єднаний із входом декодера $v(x)$, синдромний (n-k)-розрядний регістр зсуву зі зворотними зв'язками 2, вихід старшого розряду якого з'єднано з першим входом модифікатора синдрому 3, а з виходу молодшого розряду виділяється інформаційна посилка, яка через перший ключ 4 подається на вихід декодера, виходи кожного тригера синдромного (n-k)-розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками 2 з'єднані із входами логічного блока перевірки синдромів за заданими критеріями 5, буферний n-розрядний регістр зсуву 6, вихід якого з'єднаний з першим входом коректора помилок 7, другий вхід якого з'єднано з другим входом модифікатора синдрому 3, другий ключ 8, який встановлено між виходом (n-k)-го осередку буферного n-розрядного регістра зсуву 6 і третім входом першого пристрою розв'язки вхідних сигналів 1, третій ключ 9, який одним кінцем з'єднаний з виходом логічного блока перевірки синдромів за заданими критеріями 5, а другим з другим входом коректора помилок 7 та другим входом модифікатора синдрому 3, другий пристрій розв'язки вхідних сигналів 10, перший вхід якого з'єднано із входом декодера $v(x)$ та першим входом першого пристрою розв'язки вхідних сигналів 1, другий вхід з виходом коректора помилок 7, а вихід із входом буферного n-розрядного регістра зсуву 6, коректор помилок за алгоритмом Касамі 11, перший та другий виходи корекції якого Мод.5 та Мод.6 з'єднані відповідно з другим та третім входами буферного n-розрядного регістра зсуву 6, а також разом з першим $S_x \oplus S_5$ та другим $S_x \oplus S_6$ розрядними виходами формує шину установочних сигналів синдромного (n-k)-розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками 2, а розрядні входи коректора помилок за алгоритмом Касамі 11 з'єднані відповідно з входами логічного блока перевірки синдромів 5 та виходами S_x синдромного (n-k)-розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками 2.

Розглянемо роботу пропонованого декодера на конкретному прикладі для коду Голя (23,12,7) в якому довжина вектора помилок дорівнює 23, вага не перевершує 3, а довжина синдромного регістра дорівнює 11. Якщо дана конфігурація декодера помилок не виловлює, то вона не може бути циклічно зсунута так, щоб усі три помилки з'явилися в 11 молодших розрядах. Можна переконатися, що в цьому випадку по одну сторону від однієї з трьох помилкових позицій знаходиться щонайменше п'ять, а по іншу сторону щонайменше шість нулів. Отже, кожна конфігурація помилок, що виправляється, може бути за допомогою циклічних зсувів приведена до одного з трьох наступних виглядів (позиції нумеруються числами від 0 до 22):

- 1) усі помилки (не більш трьох) розташовані в 11 старших розрядах;
- 2) одна помилка займає п'яту позицію, а інші розташовані в 11 старших розрядах;
- 3) одна помилка займає шосту позицію, а інші розташовані в 11 старших розрядах.

Таким чином, у декодері треба заздалегідь обчислити величини

$$S_5(x) = R_{q(x)}[x^{n-k}x^5] \text{ і } S_6(x) = R_{q(x)}[x^{n-k}x^6] \quad (8)$$

Розділивши x^{16} і x^{17} на утворюючий поліном (3) маємо

$$S_5(x) = x^9 + x^8 + x^6 + x^5 + x^2 + x, \quad (9)$$

$$S_6(x) = x^{10} + x^9 + x^7 + x^6 + x^3 + x^2 \quad (10)$$

Отже, якщо помилка утримується в п'ятій або шостій позиціях, то синдром відповідно дорівнює (00110011011) або (01100110110). Наявність двох додаткових помилок у 11 старших розрядах призводить до того, що у відповідних позиціях два з цих бітів замінюються на протилежні.

Тоді помилка виловлюється, якщо вага $S(x)$ не перевищує 3 (умова корекції в декодері описаному в роботі [3]), а також якщо вага $S(x) \oplus S_5(x)$ або $S(x) \oplus S_6(x)$ не перевищує 2.

Модифікований неалгебраїчний декодер (фіг. 2) працює пристрій у такий спосіб. Попередньо всі блоки декодера обнулені. Вхідне кодове слово $v(x)$, можливо уражене перешкодами в каналі зв'язку (тобто з помилками), послідовно, через перший пристрій розв'язки вхідних сигналів 1, подається на вхід синдромного $(n-k)$ -розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками 2, де n - довжина кодового слова, а k - довжина інформаційної частини кодового слова і, через другий пристрій розв'язки вхідних сигналів 10, на вхід буферного n -розрядного регістра зсуву 6. Неалгебраїчний декодер обробляє вхідні кодові слова за три цикли роботи з n часових тактів у кожному циклі.

Протягом 1-го циклу роботи в синдромному регістрі зсуву 2 формується синдром $S(x)$, а буферний n -розрядний регістр зсуву 6 послідовно заповнюється символами кодового слова $v(x)$, що надходить на вхід декодера. Оскільки синдром, по визначенню, є залишком від ділення $v(x)$ на утворюючий поліном $g(x)$, то синдромний регістр зсуву 2, структура якого задається структурою $g(x)$, є цифровим фільтром інформаційних груп.

На цьому циклі ключ 9 розімкнутий, а тому стан виходу логічного блока перевірки синдромів за заданими критеріями 5 не аналізується. Якщо декодоване кодове слово $c(x)$ не має помилок, то $v(x)=c(x)$, $e(x)=0$, і до кінця 1-го циклу роботи синдромний регістр зсуву 2 обнуляється. У випадку наявності помилок у кодовому слові, що надходить на декодер, $e(x) \neq 0$, $v(x) \neq c(x)$, то до кінця 1-го циклу роботи на виході синдромного регістра зсуву 2 формується деяка кодова комбінація $S(x)$. Протягом 1-го циклу роботи ключі 4 і 8 також розімкнуті.

З початком 2-го циклу роботи ключ 9 замикається і логічний блок перевірки синдромів 5 на кожному такті аналізує кодові комбінації на виходах осередків синдромного регістра зсуву 2. Такий аналіз відбувається по двох критеріях:

1. У старшому розряді синдромного регістра присутня логічна одиниця.
2. Сума логічних одиниць в інших розрядах менше або дорівнює двом.

Тільки при відповідності двом критеріям на виході логічного блока перевірки синдромів 5 формується сигнал логічної одиниці, що надходить на коректор помилок 7 і модифікатор синдрому 3, виправляючи на наступному такті помилку в буферному регістрі 6 і модифікуючи синдром, перетворюючи в "0" сигнал зворотного зв'язку в синдромному регістрі.

За час 2-го циклу роботи ключі 4 і 8 розімкнуті. У результаті вхідна послідовність $v(x)$ примусово повторно проходить осередки буферного n -розрядного регістра зсуву 6, що забезпечує скорочення відстані між широко розташованими помилками (більше чим $n-k$ біт) і дозволяє обробляти і виправляти їх.

Якщо ж логічний блок перевірки синдромів 5 помилки не знайшов, то здійснюється перевірка стану синдромного регістра 2 коректором помилок за кодограмами 11. У випадку якщо $S_x \oplus S_5 \leq 2$ формується сигнал логічної одиниці на виході Мод.5 коректора помилок за кодограмами 11, яким виправляється помилка в 5-му розряді буферного регістра 6 й одночасно результат підсумовування по модулю два переписується в синдромний регістр 2.

У випадку якщо $S_x \oplus S_6 \leq 2$ аналогічним чином сигналом Мод.6 виправляється помилка в 6-му розряді буферного регістра 6 і модифікується синдромний регістр 2.

На третьому циклі роботи, функціонування декодера залежить від способу формування кодових слів.

У випадку формування кодового слова систематичним методом ключ 9 замкнений, ключ 8 розімкнений, ключ 4 замкнений протягом перших k тактів, пропускаючи на "Вихід" інформаційну групу $i(x)$, після чого розмикається.

У випадку формування кодового слова несистематичним методом, починаючи з $(n-k)$ -го такту цього циклу розмикається ключ 9, а ключі 4 і 8 замикаються. При цьому з виходу T_{n-k} буферного регістра зсуву 6 подається прийнята кодова послідовність $c(x)$ з виправленими помилками на вхід синдромного регістра 2, а з виходу першого тригера цього регістра знімається виділена інформаційна послідовність $i(x)$, яка і передається на "Вихід".

Синдромний регістр зсуву зі зворотними зв'язками 2 (фіг. 3) має довжину $(n-k=23-12=11)$ розрядів і реалізується на D-тригерах з установочними входами. Місця розташування зворотних зв'язків визначаються структурою утворюючого поліному

$$g(x) = x^{11} + x^{10} + x^6 + x^5 + x^4 + x^2 + 1.$$

Виходи кожного тригера формують вихідну розрядну шину S_x , а установочні входи кожного тригера формують шину модифікації синдромного регістра зсуву.

Перший пристрій розв'язки вхідних сигналів 1, та модифікатор синдромів 3 реалізовано на суматорах по модулю два.

5 Коректор помилок за алгоритмом Касамі 11 (фіг. 4), має два ідентичні канали.

Перший канал складається з задатчика кодограми $S_5(x)=x^9+x^8+x^6+x^5+x^2+x$ 12, виходи якого з'єднані з першими входами суматора по модулю два 13, другі входи якого з'єднані з виходами розрядної шини S_x синдромного регістра зсуву 2, блок перевірки умови $S_x \oplus S_5 \leq 2$ 14 входи якого з'єднані з виходами суматора по модулю два 13, а вихідним сигналом Мод.5 виправляється

10 помилка в 5-му розряді

буферного регістра 6 і одночасно з результатом підсумовування по модулю два $S_x \oplus S_5$ формує установочні сигнали для модифікації синдромного регістра 2.

Другий канал в складі задатчика кодограмм $S_6(x)=x^{10}+x^9+x^7+x^6+x^3+x^2$ 15, суматора по модулю два 16 та блока перевірки умови $S_x \oplus S_6 \leq 2$ 17 вихідним сигналом Мод.6 виправляється помилка в 6-му розряді буферного регістра 6 і одночасно з результатом підсумовування по модулю два $S_x \oplus S_6$ формує установочні сигнали для модифікації синдромного регістра 2.

15 Буферний n-розрядний регістр зсуву 6 (фіг. 5), має довжину $n=23$. Для можливості корекції 5-го та 6-го розрядів, відповідно до алгоритму Касамі, в нього додатково введені два суматори по модулю два перед цими розрядами.

20 Коректор помилок 7 та другий пристрій розв'язки вхідних сигналів 10 реалізовано на суматорах по модулю два.

Формувач сигналів модифікації n-го розряду синдромного (n-k)-розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками 2 і буферного «-розрядного регістра зсуву 6 (фіг. 6) працює наступним чином. При відсутності сигналів Мод.5 та Мод.6 рівнем лог."0" блокується робота елементів DD6 та DD7. При цьому на входах установки n-го тригера синдромного регістра 2 присутні пасивні рівні і тригер працює в режимі зсуву по входах D і C.

25 При появі сигналу Мод.5 дозволяється робота елементів DD6 та DD7 і на одному з входів установки з'являється активний рівень в залежності від стану n-го розряду результату $S_x \oplus S_5$.

Аналогічним чином формуються установочні сигнали і при появі сигналу Мод.6.

30 Процес виправлення помилок в пропонованому модифікованому неалгебраїчному декодері зручно розглянути за допомогою просторово-часової діаграми для узятих як приклад $i(x)$, $c(x)$, $e(x)$, $v(x)$.

Пропонований декодер обробляє кодові слова коду Голея за три цикли роботи з 23 такту в кожному циклі.

35 Як видно з фіг. 7, на 69-му такті в буферному регістрі сформовано кодове слово з виправленими помилками. Крім того, при необхідності його подальшого використання, його можна зняти в послідовному коді з першого розряду регістра, починаючи з 47-го такту.

Таким чином вирішується підвищення надійності виявлення та виправлення помилок в наслідок чого підвищується завадостійкість кодування.

40 Джерела інформації:

1. Патент ПЛ RU № 85778. Неалгебраический декодер. Жилияков Е.Г., Белов С.П., Макаров Л.Б., Лихолоб П.Г. по заявке 2009112662, 2009.

2. Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки /Пер. с англ. - М.: Мир, 1986. - С. 164. - Рис. 6.17. - 576 с.

45 3. Патент на КМ UA № 84354. Неалгебраїчний декодер коригувальних кодів. Макаров Л.Б., Коняхін Г.Ф., Бітченко О.М. МПК H04L 1/00, Бюл. № 20 від 25.10.2013

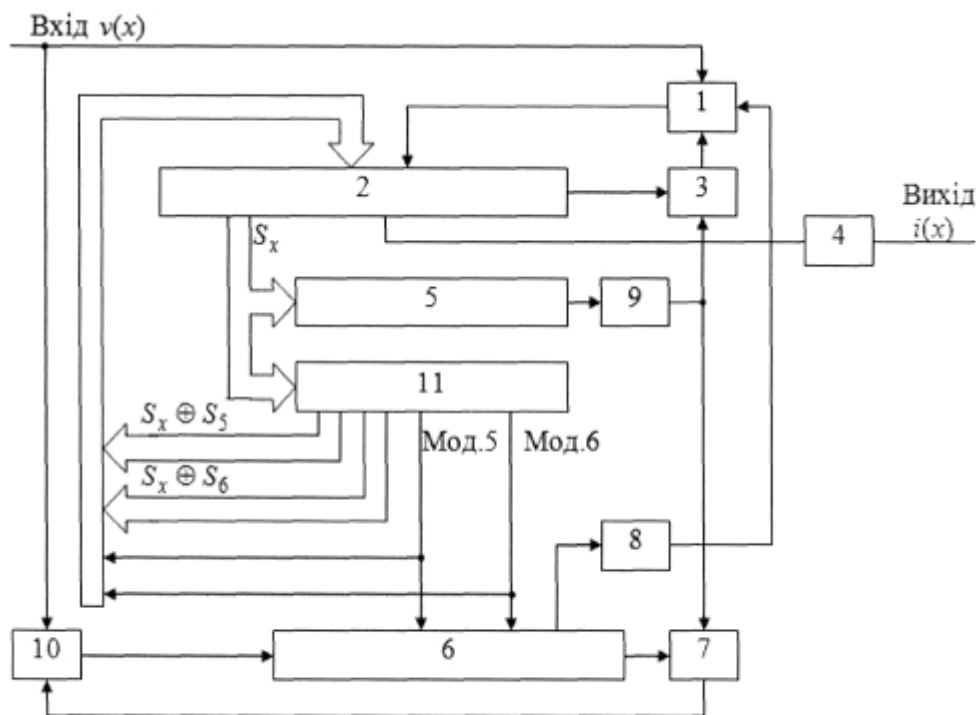
ФОРМУЛА КОРИСНОЇ МОДЕЛІ

50 Неалгебраїчний декодер коригувальних кодів, що містить перший пристрій розв'язки вхідних сигналів, перший вхід якого з'єднаний із входом декодера $v(x)$, синдромний (n-k)-розрядний регістр зсуву зі зворотними зв'язками, вихід старшого розряду якого з'єднано з першим входом модифікатора синдрому, а з виходу молодшого розряду виділяється інформаційна посилка, яка через перший ключ подається на вихід декодера,

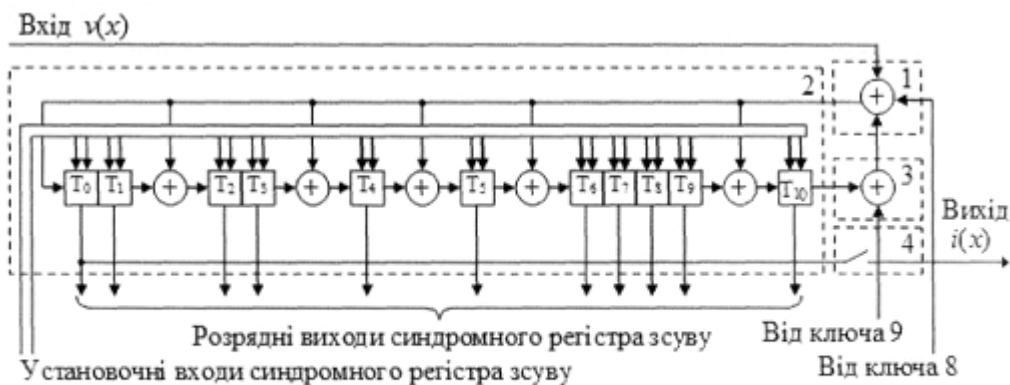
55 виходи кожного тригера синдромного (n-k)-розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками S_x з'єднані із входами логічного блока перевірки синдромів за заданими критеріями, буферний n-розрядний регістр зсуву, вихід якого з'єднаний з першим входом коректора помилок, другий вхід якого з'єднано з другим входом модифікатора синдрому, другий ключ, який встановлено між виходом (n-k)-го осередку буферного n-розрядного регістра зсуву і третім входом першого

60 пристрою розв'язки вхідних сигналів, який **відрізняється** тим, що в нього додатково введені

третій ключ, який одним кінцем з'єднаний з виходом логічного блока перевірки синдромів за заданими критеріями, а другим - з другим входом коректора помилок та першим входом модифікатора синдрому, другий пристрій розв'язки вхідних сигналів, перший вхід якого з'єднано із входом декодера $v(x)$ та першим входом першого пристрою розв'язки вхідних сигналів, другий вхід - з виходом коректора помилок, а вихід - із входом буферного n -розрядного регістра зсуву, коректор помилок за алгоритмом Касамі, перший та другий виходи корекції якого Мод. 5 та Мод. 6 з'єднані відповідно з другим та третім входами буферного n -розрядного регістра зсуву, а також разом з першим $S_x \oplus S_5$ та другим $S_x \oplus S_6$ розрядними виходами формує шину установочних сигналів синдромного $(n-k)$ -розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками, а розрядні входи коректора помилок за алгоритмом Касамі з'єднані відповідно з входами логічного блока перевірки синдромів та виходами S_x синдромного $(n-k)$ -розрядного регістра зсуву зі зворотними зв'язками.



Фиг. 1



Фиг. 2

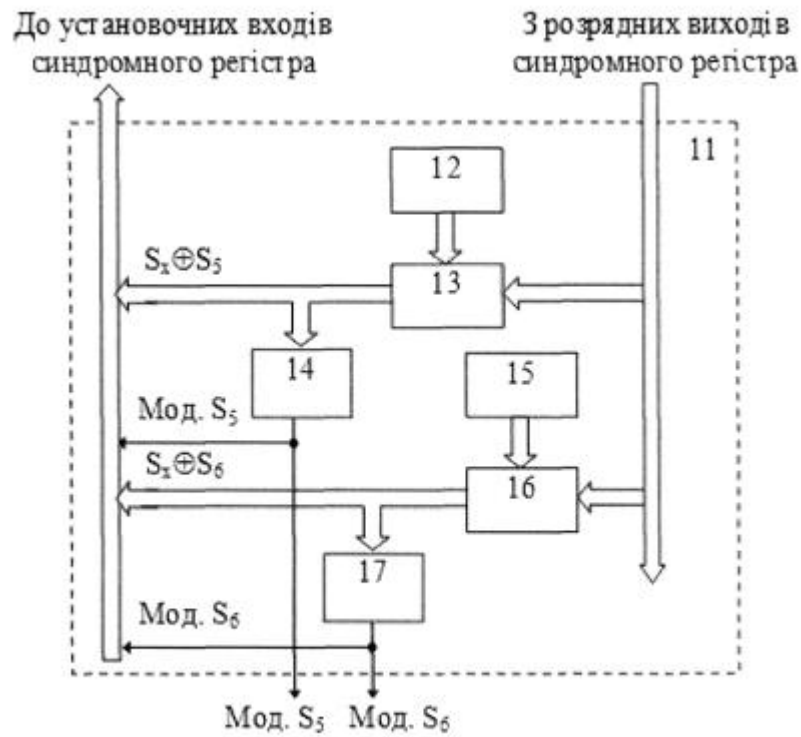


Fig. 3

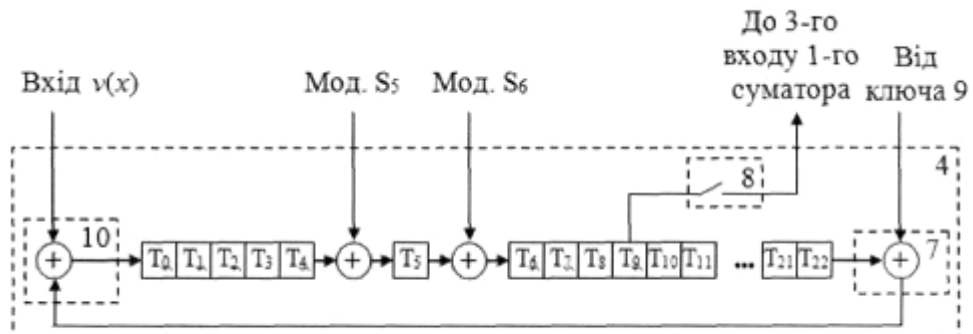


Fig. 4

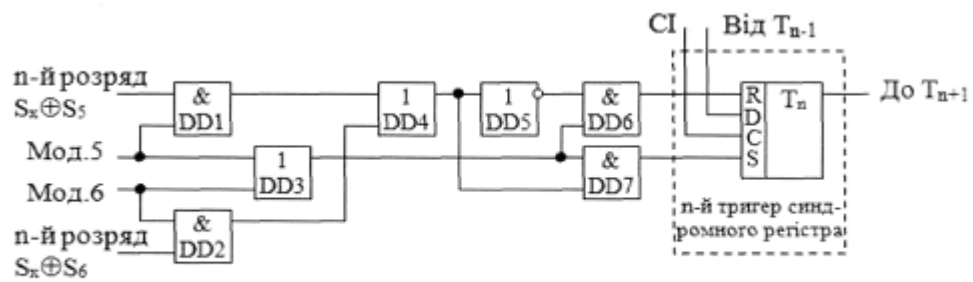


Fig. 5

Цикли	Такти	V(x)	(n-k) комірок синдромного регістра										ЛДПС	Коректор за кодограмами										S ₅ S ₆	Коментарі	
			T ₀	T ₁	T ₂	T ₃	T ₄	T ₅	T ₆	T ₇	T ₈	T ₉		T ₁₀	T ₀	T ₁	T ₂	T ₃	T ₄	T ₅	T ₆	T ₇	T ₈			T ₉
1-й цикл роботи декодера	1	1	1		1		1	1	1				1	Не аналізується	Не перевіряється										Не перевіряється	1.Ключ К1 розімкнутий і стан синдромного регістра не аналізується. 2. На 23-му такті синдромний регістр не обнулюється s(x) ≠ 0 Це означає, що в прийнятій послідовності маються помилки.
	2	1		1		1		1	1	1																
	3			1		1		1	1	1																
	4	1	1		1	1	1		1	1	1	1	1													
	5		1	1	1	1			1	1	1	1														
	6	1	1	1		1		1	1	1	1	1														
	7	1	1	1				1		1	1	1														
	8	1	1	1			1	1			1	1														
	9	1	1	1			1						1													
	10			1	1			1					1													
	11		1			1	1	1					1													
	12	1		1			1	1	1																	
	13	1	1				1			1			1													
	14	1		1				1			1															
	15	1	1				1	1				1	1													
	16	1		1				1	1				1													
	17		1				1	1		1			1													
	18	1		1				1	1		1															
	19				1				1	1		1														
	20	1	1		1	1	1	1	1	1	1															
	21			1		1	1	1	1	1	1	1														
	22	1	1							1	1	1														
	23			1						1	1	1														

Fig. 6

[illegible]

Fig. 6

Продовження

Цикли Такти	V(x)	(n-k) комірок синдромного регістра										ЛБПС	Коректор за кодограмами										S ₅ S ₆	Коментарі			
		T ₀	T ₁	T ₂	T ₃	T ₄	T ₅	T ₆	T ₇	T ₈	T ₉		T ₁₀	T ₀	T ₁	T ₂	T ₃	T ₄	T ₅	T ₆	T ₇	T ₈			T ₉	T ₁₀	
3-й цикл роботи декодера	47										1				1	1			1	1	1	1	1	1	1	1. На 49-му такті спрацював ЛБПС, а отже, необхідно провести корекцію старшого розряду буферного регістра	
	48			Не модифікується												1	1				1	1			1		
	49			Не модифікується												1	1				1	1			1		
	50			Не модифікується												1	1				1	1			1		1
	51																									2. На 50-му такті синдромний регістр обнулюється, а отже помилок більше немає. 3. Починаючи з 58-го такту розмикається ключ К1 і синдромний регістр більше не аналізується, а ключі К2 і К3 замикаються. При цьому, з виходу T ₀ буферного регістра зсуву прийнята кодова послідовність з виправленими помилками подається на вхід синдромного регістра, а з виходу першого розряду цього регістра знімається виділена інформаційна послідовність i(x) (виділена затемненням).	
	52																										
	53																										
	54																										
	55																										
	56																										
	57																										
	58		1		1		1	1	1			1		1		1	1	1		1		1		1			
	59		0	1		1		1	1	1				1	1				1		1	1		1			
	60		0		1		1		1	1	1				1	1			1	1	1		1	1			
	61		0			1		1		1	1	1			1		1	1	1	1	1		1	1			
	62		0				1		1		1	1	1			1	1	1		1	1						
63		0					1		1		1	1			1	1	1	1									
64		0						1		1		1			1	1			1	1	1						
65		0							1		1				1	1			1	1	1	1					
66		1		1		1	1	1		1				1		1	1	1	1	1	1	1	1				
67		0	1		1		1	1	1		1			1	1			1					1				
68		0		1		1		1	1	1		1			1	1			1	1							
69		0			1		1		1	1	1			1			1	1	1	1	1		1				
				1		1		1	1	1				1	1	1		1	1	1	1						

$i(x) = x^{11} + x^3$

$$i(x) = x^{11} + x^3$$

Фіг. 6

Закінчення

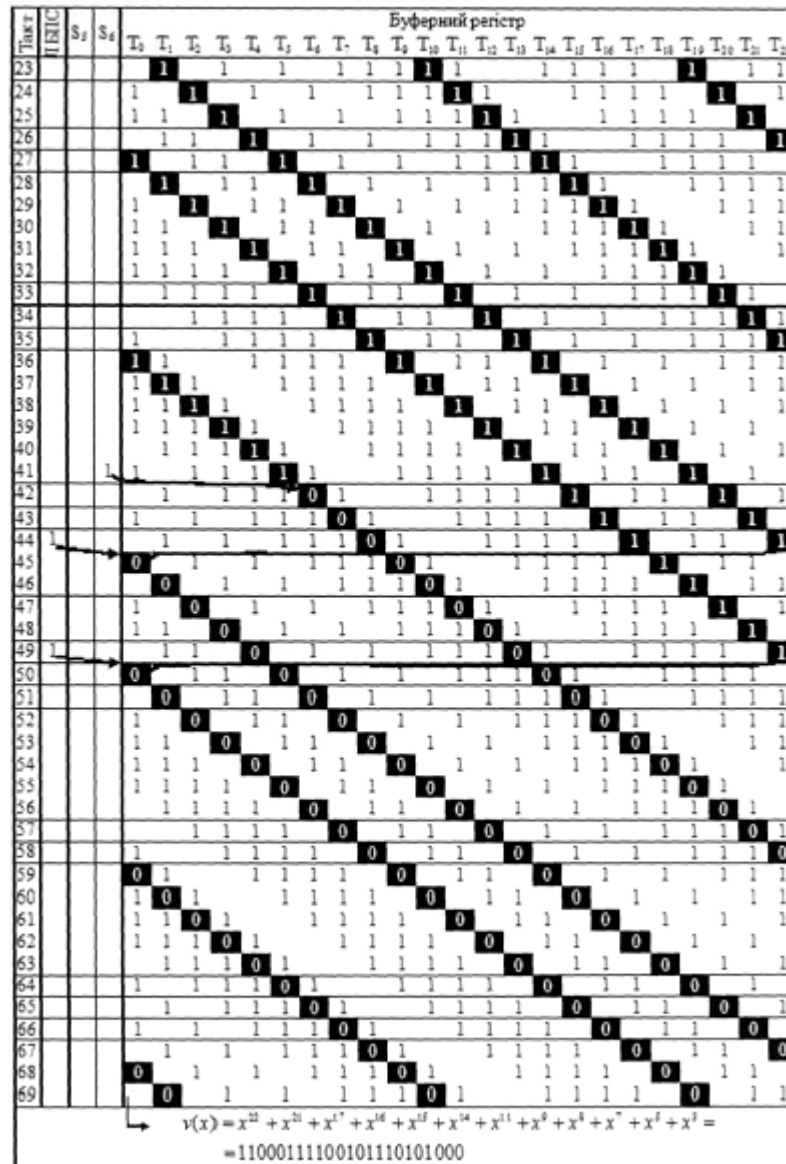


Fig. 7

Комп'ютерна верстка Г. Паяльніков

Державна служба інтелектуальної власності України, вул. Урицького, 45, м. Київ, МСП, 03680, Україна

ДП "Український інститут промислової власності", вул. Глазунова, 1, м. Київ – 42, 01601