



УКРАЇНА

(19) **UA** (11) **144216** (13) **U**
(51) МПК (2020.01)
H04L 1/00

МІНІСТЕРСТВО РОЗВИТКУ
ЕКОНОМІКИ, ТОРГІВЛІ ТА
СІЛЬСЬКОГО ГОСПОДАРСТВА
УКРАЇНИ

(12) ОПИС ДО ПАТЕНТУ НА КОРИСНУ МОДЕЛЬ

(21) Номер заявки: u 2020 02826	(72) Винахідник(и): Семеренко Василь Петрович (UA), Крупельницький Леонід Віталійович (UA), Войналович Олександр Юрійович (UA)
(22) Дата подання заявки: 12.05.2020	
(24) Дата, з якої є чинними права на корисну модель: 11.09.2020	
(46) Публікація відомостей про видачу патенту: 10.09.2020, Бюл.№ 17	(73) Власник(и): ВІННИЦЬКИЙ НАЦІОНАЛЬНИЙ ТЕХНІЧНИЙ УНІВЕРСИТЕТ, Хмельницьке шосе, 95, м. Вінниця, 21021 (UA)

(54) СПОСІБ ВИПРАВЛЕННЯ ПАКЕТІВ ПОМИЛОК ЗА ДОПОМОГОЮ ПЕРЕМЕЖУВАННЯ ЦИКЛІЧНИХ КОДІВ

(57) Реферат:

Спосіб виправлення пакетів помилок за допомогою перемезування циклічних кодів, в якому початкову інформаційну m -розрядну послідовність, яка надходить на вхід передавача, розбивають на p інформаційних слів довжини k ($k=m/p$), почергово кодують, перемезують (змінюють порядок надходження розрядів інформаційних слів) і передають в канал зв'язку, а на боці приймача кодові слова довжини k приймають з каналу зв'язку, відновлюють попередній порядок розрядів кодових слів i , при потребі, виправляють помилки. Інформаційні слова на боці передавача розглядаються як інформаційні слова циклічного (n, k) -коду Хемінга і надходять для циклічного кодування зі зсувом на один такт відносно сусідніх слів, паралельно кодуються, обчислені n -розрядні кодові слова перемезуються і зі зсувом на один такт відносно сусідніх слів надходять в канал зв'язку, на боці приймача кодові слова надходять з каналу зв'язку зі зсувом на один такт відносно сусідніх слів, де перемезуються, паралельно декодуються за правилами декодування циклічного (n, k) -коду Хемінга.

UA 144216 U

Корисна модель належить до комп'ютерної техніки і може бути використана в цифрових каналах передачі та збереження даних, зокрема в мобільному зв'язку, в комп'ютерних мережах.

Відомий алгебраїчний спосіб виправлення помилок циклічними кодами [Берлекэмп Э. Алгебраическая теория кодирования; пер. с англ. - М.: Мир, 1971. - 477 с.], який полягає в послідовному виконанні таких операцій:

обчислюють синдром помилки;

обчислюють поліноми локаторів помилок (наприклад, за допомогою алгоритму Мессі);

знаходять корені поліномів помилок (процедура Ченя);

знаходять значення помилок (для недвійкових циклічних кодів). Недоліком цього способу є недостатня формалізація (алгоритм Мессі і процедура Ченя базуються на випадковому пошуку необхідних даних) і швидкий ріст складності обчислень зі збільшенням кратності помилок.

Найбільш близьким по технічній суті до запропонованого є неалгебраїчний спосіб виправлення пакетів помилок за допомогою блокового перемежування [Мелентьев О. Г. Теоретические аспекты передачи данных по каналам с группирующимися ошибками. - М.: Горячая линия-Телеком, 2007. - 58 с.], при якому розряди послідовного кодового слова Z на боці передавача записують в P рядків прямокутної $(P \times n)$ - матриці M і далі передача в канал зв'язку цієї матриці відбувається по стовпцях у вигляді модифікованого кодового слова Z^m .

На боці приймача здійснюють обернену операцію: слово Z^m записують в матрицю M по стовпцях, а зчитують по рядках. В результаті відновлюється початковий порядок розрядів слова Z . Після відновлення будь-яка пара кодових розрядів слова Z , які були розташовані поруч в каналі, будуть рознесені не менше, ніж на $n-1$ позицій. Тоді будь-який пакет помилок довжини P перетворюється в поодинокі помилки, кожні дві з яких будуть розділені не менше, ніж $n-1$ безпомилковими розрядами слова Z .

Недоліками цього неалгебраїчного способу виправлення пакетів помилок за допомогою блокового перемежування є великі сумарні витрати часу та обмежені функціональні можливості.

В основу корисної моделі поставлена задача створення способу виправлення пакетів помилок за допомогою перемежування циклічних кодів, в якому завдяки застосуванню циклічних кодів Хемінга суміщаються в часі завадостійке кодування і перемежування на боці приймача та суміщаються в часі декодування і відновлення (деперемежування) на боці передавача, а також збільшується коректувальна здатність завадостійкого коду, що сприяє розширенню функціональних можливостей і ліквідації затримки часу між окремими операціями.

Поставлена задача досягається тим, що в способі виправлення пакетів помилок за допомогою перемежування циклічних кодів, в якому початкову інформаційну m -розрядну послідовність, яка надходить на вхід передавача, розбивають на P інформаційних слів довжини k ($k = m/P$), почергово кодують, перемежують (змінюють порядок надходження розрядів інформаційних слів) і передають в канал зв'язку, а на боці приймача кодові слова довжини n приймають з каналу зв'язку, відновлюють попередній порядок розрядів кодових слів) і, при погребі, виправляють помилки, причому, інформаційні слова на боці передавача розглядаються як інформаційні слова циклічного (n, k) -коду Хемінга і надходять для циклічного кодування із зсувом на один такт відносно сусідніх слів, паралельно кодуються, обчислені n -розрядні кодові слова перемежуються і зі зсувом на один такт відносно сусідніх слів надходять в канал зв'язку, на боці приймача кодові слова надходять з каналу зв'язку зі зсувом на один такт відносно сусідніх слів, відновлюються, паралельно декодуються за правилами декодування циклічного (n, k) -коду Хемінга.

Спосіб виправлення пакетів помилок за допомогою перемежування циклічних кодів пояснюється фігурами, де на фіг. 1 зображено на прикладі послідовність завадостійкого кодування та перемежування на боці передавача, а на фіг. 2 зображено на прикладі послідовність декодування та відновлення на боці приймача.

Спосіб виправлення пакетів помилок за допомогою перемежування циклічних кодів здійснюється на боці передавача даних та на боці приймача даних наступним чином.

Початкову інформаційну m -розрядну послідовність X , яка надходить на вхід передавача із джерела даних, розбивають на P інформаційних слів I_i , довжини k і зберігають протягом $(P \times k)$ тактів часу ($k = m/P$, $i = 1 \div P$).

Далі на боці передавача здійснюється операція завадостійкого кодування паралельно для всіх P інформаційних слів I_i коду. Слово I_i розглядається як k -розрядне інформаційне слово циклічного (n, k) -коду Хемінга.

Протягом першої ітерації (перших k тактів часу) для кодування послідовно надходить перше інформаційне слово I_i . Далі для виконання операції завадостійкого кодування надходять решта інформаційних слів

$$I_1, I_2, \dots, I_p \quad (1)$$

зі зсувом в часі на один такт відносно сусідніх інформаційних слів.

Під час кодування до k -розрядного інформаційного слова I_i , додається r -розрядне ($r = n - k$) контрольне слово F_i коду Хемінга, в результаті чого формується масив із P n -розрядних кодових слів Z_i , які утворюють кодовану послідовність X_Z .

$$Z_1, Z_2, \dots, Z_p, \text{ де } Z_i = F_i I_i, i = 1 \div P. \quad (2)$$

Одночасно з кодуванням, із затримкою на один такт, відбувається передавання послідовності (2) в послідовний канал зв'язку в перемежованому вигляді (спочатку перші розряди всіх кодових слів, потім другі розряди всіх кодових слів, ..., n -і розряди всіх кодових слів). Загальна тривалість завадостійкого кодування і перемежування для всіх P кодових слів складає $(n + P - 1)$ тактів.

При надходженні послідовності X_Z з каналу зв'язку на вхід приймача одночасно відбувається її відновлення (спочатку надходить повністю перше кодове слово Z_1 , потім повністю друге кодове слово Z_2 , ..., P -е кодове слово Z_p), далі, із затримкою на один такт відносно сусідніх слів, здійснюється декодування відповідного кодового слова. В результаті відновлюється масив із P k -розрядних інформаційних слів (1), з яких формується m -розрядна послідовність X з виправленими помилками в межах коректувальної здатності коду Хемінга.

Операція декодування здійснюється за два етапи:
встановлення вірності передавання даних по каналу зв'язку,
виправлення помилок в межах коректувальної здатності коду.

Перший етап декодування кодових слів (2) відбувається протягом k тактів для кожного кодового слова Z_i . За вказаний період часу правильність передачі по каналу зв'язку слова Z_i здійснюється на основі обчислення синдрому помилки S_{err} . При відсутності помилок в слові Z_i відповідний синдром помилки S_{err} буде нульовим, а при наявності помилок - ненульовим. Якщо в кодовому слові Z_i буде лише одна помилка, її можна виправити встановивши номер помилкового розряду. Для виправлення поодинокі помилки в (n, k) -коді Хемінга під час другого етапу декодування необхідно не більше n тактів.

Оскільки операції декодування і виправлення помилок у всіх кодових словах відбуваються паралельно зі зсувом в один такт, тому загальна тривалість першого етапу декодування для всіх кодових слів складає $(n + P - 1)$ тактів, а загальна тривалість другого етапу декодування для всіх кодових слів не перевищує $(2n + P - 1)$ тактів.

Розглянемо на прикладі запропонований спосіб виправлення пакетів помилок за допомогою перемежування циклічних кодів. Нехай необхідно передати по каналу зв'язку 16-розрядну послідовність X з можливістю виправлення пакетів помилок за допомогою (7,4)-коду Хемінга:

$$X = \{d_4 d_3 d_2 d_1 c_4 c_3 c_2 c_1 b_4 b_3 b_2 b_1 a_4 a_3 a_2 a_1\}.$$

На боці передавача (фіг. 1) послідовність X представляється у вигляді чотирьох 4-розрядних інформаційних слів, які необхідно наперед підготувати і зберігати протягом 4×4 тактів часу:

$$I_1 = \{a_1 a_2 a_3 a_4\}, I_2 = \{b_1 b_2 b_3 b_4\}, I_3 = \{c_1 c_2 c_3 c_4\}, I_4 = \{d_1 d_2 d_3 d_4\}.$$

Заводостійке кодування розпочинається з молодшого розряду a_1 першого інформаційного слова I_1 далі надходять слова I_2, I_3, I_4 - також починаючи з відповідних молодших розрядів. За допомогою (7,4)-коду Хемінга операція кодування триває 7 тактів для кожного інформаційного слова I_i . В результаті для слова $I_1 = \{a_1 a_2 a_3 a_4\}$ буде обчислено 7-розрядне кодове слово $Z_1 = \{a_1 a_2 a_3 a_4 a_5 a_6 a_7\}$ в якому слово $F_1 = \{a_5 a_6 a_7\}$ містить три контрольних розряди. Аналогічним чином будуть обчислені решта кодів слів:

$$\begin{aligned} Z_1 &= \{a_1 a_2 a_3 a_4 a_5 a_6 a_7\} \\ Z_2 &= \{b_1 b_2 b_3 b_4 b_5 b_6 b_7\}, \\ Z_3 &= \{c_1 c_2 c_3 c_4 c_5 c_6 c_7\}, \\ Z_4 &= \{d_1 d_2 d_3 d_4 d_5 d_6 d_7\}. \end{aligned} \quad (3)$$

Протягом першої ітерації (перших 4 тактів роботи) в канал зв'язку послідовно надходять перші (наймолодші) розряди 4-х кодів слів зі зсувом в часі на один такт відносно сусідніх кодів слів. Протягом наступних ітерацій в такому ж порядку в канал зв'язку надходять наступні розряди всіх кодів слів. В результаті в канал зв'язку кодові слова передаються в перемежованому вигляді:

$$\{d_7 c_7 b_7 a_7 d_6 c_6 b_6 a_6 \dots d_2 c_2 b_2 a_2 d_1 c_1 b_1 a_1\} \rightarrow \text{в канал.}$$

На боці приймача (фіг. 2) в результаті деперемежування відновлюється попередній порядок кодів слів (3). Далі здійснюється перший етап операції декодування. Протягом перших 7 тактів перевіряється вірність передавання по каналу зв'язку кодового слова Z_1 . Далі зі зсувом на один такт відносно сусідніх кодів слів ця операція виконується паралельно для слів Z_2, Z_3, Z_4 . Загальна тривалість першого етапу декодування складає 10 тактів часу.

Якщо в кодовому слові Z_i буде виявлено факт помилки, тоді для цього кодового слова виконується пошук одного можливого помилкового розряду. Максимальна кількість помилок, які можна виправити для заданої 16-розрядної послідовності X складає 4. Загальна тривалість другого етапу декодування складає 10 тактів часу при максимально можливій кількості помилок.

У відомому способі виправлення пакетів помилок виправляються лише ті помилкові розряди, які знаходяться на відстані $n-1$ один від одного.

У запропонованому способі виправлення пакетів помилок за допомогою перемежування циклічних кодів виправляються будь-які конфігурації помилкових розрядів послідовності X лише при умові, що в результаті розбиття X на інформаційні слова всі помилкові розряди попали в різні кодові слова.

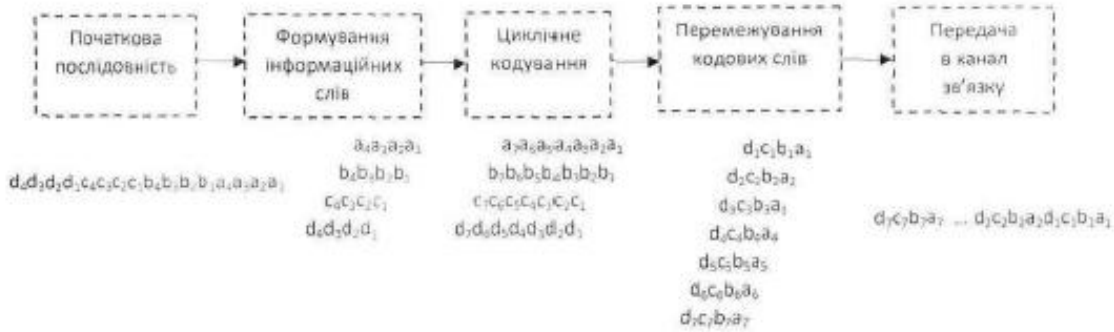
У запропонованому способі виправлення пакетів помилок за допомогою перемежування циклічних кодів суміщені операція кодування циклічним кодом з операцією перемежування на боці передавача і операція декодування циклічним кодом з операцією відновлення на боці приймача (затримка наступної операції від попередньої в обох випадках складає один такт часу).

Завдяки цьому вдвічі швидше виконуються операції кодоперетворення на боці передавача і на боці приймача в порівнянні з відомим способом виправлення пакетів помилок.

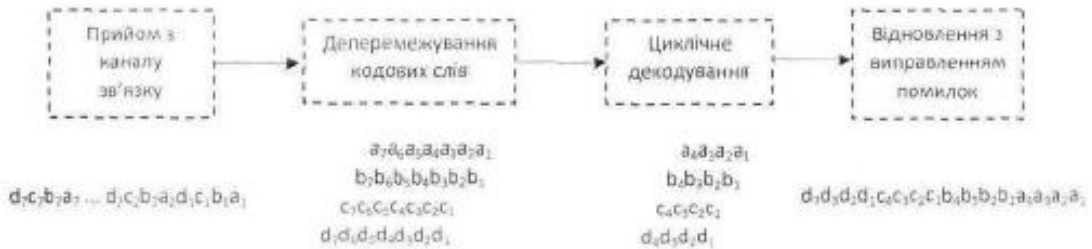
ФОРМУЛА КОРИСНОЇ МОДЕЛІ

Спосіб виправлення пакетів помилок за допомогою перемежування циклічних кодів, в якому початкову інформаційну m -розрядну послідовність, яка надходить на вхід передавача,

розбивають на p інформаційних слів довжини k ($k=m/p$), по чергово кодують, перемежують (змінюють порядок надходження розрядів інформаційних слів) і передають в канал зв'язку, а на боці приймача кодові слова довжини k приймають з каналу зв'язку, відновлюють попередній порядок розрядів кодових слів i , при потребі, виправляють помилки, який **відрізняється** тим, що інформаційні слова на боці передавача розглядаються як інформаційні слова циклічного (n, k)-коду Хемінга і надходять для циклічного кодування зі зсувом на один такт відносно сусідніх слів, паралельно кодуються, обчислені n -розрядні кодові слова перемежуються і зі зсувом на один такт відносно сусідніх слів надходять в канал зв'язку, на боці приймача кодові слова надходять з каналу зв'язку зі зсувом на один такт відносно сусідніх слів, де перемежуються, паралельно декодуються за правилами декодування циклічного (n, k)-коду Хемінга.



Фіг. 1



Фіг. 2

Комп'ютерна верстка І. Скворцова

Міністерство розвитку економіки, торгівлі та сільського господарства України,
вул. М. Грушевського, 12/2, м. Київ, 01008, Україна

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