



УКРАЇНА

(19) UA (11) 50137 (13) U
(51) МПК (2009)
H03M 13/00МІНІСТЕРСТВО ОСВІТИ
І НАУКИ УКРАЇНИДЕРЖАВНИЙ ДЕПАРТАМЕНТ
ІНТЕЛЕКТУАЛЬНОЇ
ВЛАСНОСТІОПИС
ДО ПАТЕНТУ
НА КОРИСНУ МОДЕЛЬвидається під
відповідальність
власника
патенту

(54) СПОСІБ ОПИСУ ВХІДНОЇ ТА ВИХІДНОЇ ПОСЛІДОВНОСТЕЙ ПРИСТРОЇВ КОДУВАННЯ ЗГОРТКОВИХ КОДІВ

1

2

(21) u200912732

(22) 08.12.2009

(24) 25.05.2010

(46) 25.05.2010, Бюл.№ 10, 2010 р.

(72) ПРИХОДЬКО СЕРГІЙ ІВАНОВИЧ, ЖУЧЕНКО ОЛЕКСАНДР СЕРГІЙОВИЧ, ВОЛК МАКСИМ ОЛЕКСАНДРОВИЧ, ЧАГОВЕЦЬ ЯРОСЛАВ ВАСИЛЬОВИЧ, ВОЛКОВ ОЛЕКСІЙ СТАНІСЛАВОВИЧ, БУТРИМАС АНАТОЛІЙ ВАЦЛОВИЧ

(73) УКРАЇНСЬКА ДЕРЖАВНА АКАДЕМІЯ ЗАЛІЗНИЧНОГО ТРАНСПОРТУ

(57) Спосіб опису вхідної та вихідної послідовностей пристроїв кодування згорткових кодів, який полягає в тому, що послідовності вхідних та вихід-

них символів представляються у вигляді багаточленів $f(x)$ та $s(x)$ нескінченної довжини з коефіцієнтами із $GF(q)$, а пристрій кодування реалізує множення багаточлена $f(x)$ на багаточлен $g(x)$, що породжує цей код, який відрізняється тим, що замість багаточлена $f(x)$ за методом перекриття з накопиченням вводиться послідовність секцій $\{f^{(0)}(x), f^{(1)}(x), f^{(2)}(x)\dots\}$ кінцевої довжини n , що перекривають одна одну, а вихідна послідовність $s(x)$ нескінченної довжини формується об'єднанням послідовності секцій $\{s^{(0)}(x), s^{(1)}(x), s^{(2)}(x)\dots\}$ кінцевої довжини n , що перекривають одна одну, а саме: $s^{(0)}(x)=f^{(0)}(x)\cdot g(x)\pmod{x^n-1}$, $s^{(1)}(x)=f^{(1)}(x)\cdot g(x)\pmod{x^n-1}$, $s^{(2)}(x)=f^{(2)}(x)\cdot g(x)\pmod{x^n-1}$ тощо.

Запропонована корисна модель відноситься до галузі електров'язку, зокрема до опису пристроїв кодування дискретних повідомлень, і може бути використана при розробці та проектуванні кодуючих пристроїв згорткового кодування для захисту від випадкових помилок,

Відомий "Спосіб представлення часових послідовностей з використанням оператора затримки" [1], який полягає у тому, що вхідна інформаційна послідовність згорткового кодера представляється як багаточлен $f(x)$, а вихідна послідовність представляється у вигляді багаточлену $s(x)$. Пристрій кодування згортковим кодом у часовій області описується як пристрій, що виконує операції множення інформаційного багаточлену $f(x)$ на багаточлен $g(x)$, який породжує: цей код, а саме $s(x)=f(x)\cdot g(x)$.

Недоліком такого способу є те, що із збільшенням довжини кодового обмеження згорткового кодера v складність (кількість арифметичних операцій множення та складання) швидко зростає.

Найбільш близьким до запропонованого технічним рішенням, обраним як прототип є "Спосіб опису пристроїв кодування згорткових кодів за допомогою багаточленів i та v " [2], який полягає у тому, що часова послідовність вхідних символів представляється у вигляді багаточлена $f(x)$ з коефіцієнтами із кінцевого поля $GF(q)$, вихідна часова пос-

лідовність представляється у вигляді багаточлену $s(x)$ з коефіцієнтами із $GF(q)$, а пристрій кодування згортковим кодом у часовій області описується як пристрій множення інформаційного багаточлену $f(x)$ на багаточлен $g(x)$ що породжує цей код: $s(x)=f(x)\cdot g(x)$. У загальному випадку інформаційний багаточлен $f(x)$ та кодовий багаточлену $s(x)$ можна вважати нескінченними.

Недоліком способу-прототипу є висока складність (кількість арифметичних операцій множення та складання) кодуючих пристроїв, які мають велику довжину кодового обмеження v . Він не дає змоги застосувати швидке обчислення результату множення інформаційного багаточлену $f(x)$ на багаточлен $g(x)$, що породжує с цей код.

В основу корисної моделі поставлена задача створити спосіб опису вхідної та вихідної послідовностей пристроїв кодування згорткових кодів, заснований на використанні метода перекриття з накопиченням [3], який шляхом розбиття вхідної часовій інформаційній послідовності у вигляді багаточлену $f(x)$ на секції кінцевої довжини n та об'єднання отриманих секцій кінцевої довжини n , формують вихідну часову кодову послідовність, у вигляді багаточлену $s(x)$ нескінченної довжини. Це дозволяє застосовувати швидке перетворення Фур'є для реалізації процедури кодування згортковим

(19) UA (11) 50137 (13) U

кодом у частотній області з метою зменшення складності кодуєчих пристроїв.

Поставлена задача вирішується за рахунок того, що у відомому способі опису пристроїв кодування згорткових кодів вхідна та вихідна часова послідовність представляється у вигляді багаточленів $f(x)$ та $c(x)$ нескінченної довжини з коефіцієнтами із $GF(q)$, але замість багаточлену $f(x)$ вводиться послідовність секцій $\{f^{(0)}(x), f^{(1)}(x), f^{(2)}(x)\dots\}$ кінцевої довжини n , які формуються за методом перекриття з накопиченням і перекривають одна одну. Пристрій кодування згорткових кодів реалізує множення секцій $\{f^{(0)}(x), f^{(1)}(x), f^{(2)}(x)\dots\}$ кінцевої довжини n інформаційного багаточлена $f(x)$ на багаточлен $g(x)$, який породжує цей код. Вихідний багаточлен $c(x)$ нескінченної довжини формується шляхом об'єднання послідовності секцій $\{c^{(0)}(x), c^{(1)}(x), c^{(2)}(x)\dots\}$ кінцевої довжини n , які перекривають одна одну, за методом перекриття з накопиченням, а саме: $c^{(0)}(x)=f^{(0)}(x)\cdot g(x)\pmod{x^n-1}$, $c^{(1)}(x)=f^{(1)}(x)\cdot g(x)\pmod{x^n-1}$, $c^{(2)}(x)=f^{(2)}(x)\cdot g(x)\pmod{x^n-1}$ тощо.

Технічний результат, який може бути отриманий при здійсненні корисної моделі полягає у тому, що запропонований спосіб дозволяє алгебраїчно описати параметри та структуру вхідних та вихідних буферів пристроїв кодування згорткових кодів і дає можливість реалізовувати процедуру кодування в частотній області з використанням швидкого перетворення Фур'є для зменшення кількості арифметичних операцій кодера.

Сутність запропонованого способу опису вхідної та вихідної послідовностей пристроїв кодування згорткових кодів полягає в наступному. За методом перекриття з накопиченням вхідна інформаційна послідовність, яка описується багаточленом $f(x)$ нескінченного ступеню з коефіцієнтами із $GF(q)$, розбивається на послідовність багаточленів $\{f^{(0)}(x), f^{(1)}(x), f^{(2)}(x)\dots\}$ з коефіцієнтами із $GF(q)$. Ступень таких багаточленів не перевищує величину $n-1$. Довжина n повинна ділити або дорівнювати величині 2^m-1 , де m - просте число, для виконання умов використання швидкого перетворення Фур'є в кінцевому полі. Ступень багаточлену, що породжує згортковий код, $\deg g(x)=p$, повинна бути менше, ніж n . Коефіцієнти кожного багаточлена формуються за правилом:

$$\begin{aligned} f_t^{(0)} &= f_t & t &= 0, \dots, n-1, \\ f_t^{(1)} &= f_{t+(n-p)} & t &= 0, \dots, n-1, \\ f_t^{(2)} &= f_{t+2(n-p)} & t &= 0, \dots, n-1, \\ & \dots & & \dots \end{aligned} \quad (1)$$

Пристрій кодування згорткових кодів описується як пристрій множення секцій $\{f^{(0)}(x), f^{(1)}(x), f^{(2)}(x)\dots\}$ кінцевої довжини n інформаційного багаточлена $f(x)$ на багаточлен $g(x)$, що породжує цей код. Кодер виконує обчислення послідовності циклічних згорток на довжині t , а саме: $c^{(0)}(x)=f^{(0)}(x)\cdot g(x)\pmod{x^n-1}$, $c^{(1)}(x)=f^{(1)}(x)\cdot g(x)\pmod{x^n-1}$, $c^{(2)}(x)=f^{(2)}(x)\cdot g(x)\pmod{x^n-1}$. Для виконання умов циклічної згортки послідовність коефіцієнтів багаточлена, що породжує, поповнюється нулями до довжини n .

Ефективним способом обчислення циклічної згортки є застосування швидкого перетворення Фур'є і теореми про згортку, що дозволяє виконати процедуру кодування в частотній області.

Вихідний багаточлен $c(x)$ нескінченної довжини формується шляхом об'єднанням послідовності секцій $\{c^{(0)}(x), c^{(1)}(x), c^{(2)}(x)\dots\}$ кінцевої довжини n , які перекривають одна одну за правилом:

$$\begin{aligned} c_t &= c_t^{(0)} & t &= p, \dots, n-1, \\ c_{t+(n-p)} &= c_t^{(1)} & t &= p, \dots, n-1, \\ c_{t+2(n-p)} &= c_t^{(2)} & t &= p, \dots, n-1, \\ & \dots & & \dots \end{aligned} \quad (2)$$

Кожна циклічна згортка обчислює $n-p$ коефіцієнтів, які входять до складу лінійної згортки нескінченної довжини. Для обчислення всіх коефіцієнтів лінійної згортки потрібно інформаційний багаточлен $f(x)$ помножити на x^p .

Запропонований спосіб дозволяє алгебраїчно розбити вхідну часову інформаційну послідовність у вигляді багаточлену $f(x)$ на секції кінцевої довжини n . Формування вихідної часової кодової послідовності у вигляді багаточлену $c(x)$ нескінченної довжини здійснюється шляхом об'єднання обчислених секцій кінцевої довжини n . Це дає можливість реалізовувати процедуру кодування в частотній області з використанням швидкого перетворення Фур'є для зменшення кількості арифметичних операцій кодера.

ДЖЕРЕЛА ІНФОРМАЦІЇ

1. Теория кодирования: Пер. с япон. /Т. Касами, Н. Токура, Е. Ивадари, Я. Инагаки /Под ред. Б.С. Цыбакова и СИ. Гельфамда. - М.: Мир.- 1978.- с. 226-230.

2. Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки: Пер. с англ. -М.: Мир.- 1986.- с. 406-412 (прототип).

3. Блейхут Р. Быстрые алгоритмы цифровой обработки сигналов: Пер. с англ. -М.:Мир, 1989.-с. 303-309.