

## МЕТОД АДАПТИВНОГО УПРАВЛІННЯ ПРОЦЕСОМ ДЕКОДУВАННЯ ТУРБОПОДІБНИХ КОДІВ

Лівенцев С.П., Созонник Г.Д.

*Навчально-науковий інститут телекомунікаційних  
систем КПІ ім. Ігоря Сікорського, Україна  
E-mail: slivencev@gmail.com*

### A METHOD FOR ADAPTIVE CONTROL OF THE PROCESS OF DECODING TURBO-LIKE CODES

A method for obtaining a parity check code based on the decomposition of an information sequence into an n-dimensional array, combining ease of implementation and high reliability, has been developed; a perforated modification of this code has been proposed, taking into account the specifics of errors that occur when decoding turbocodes (TC) and providing greater reliability and less redundancy in the field of signal-to-noise ratio (SNR) with a predominance of decoded packets..

Важливою особливістю турбоподібних кодів (ТК) є те, що вони належать до кодів, що виправляють помилки, і використовують ітеративне декодування. З цього випливає, що після корекції каналної послідовності на певній ітерації декодер повинен класифікувати отриману інформаційну послідовність як задовільну або помилкову.

Висока обчислювальна складність процесу декодування ТК передбачає оптимізацію роботи декодера. Одним з можливих рішень цього завдання є відмова від процедури декодування з фіксованою кількістю ітерацій та застосування алгоритмів управління турбодекодером, що дозволяють скорочувати кількість ітерацій, що виконуються. Для підвищення достовірності пакета, що декодується, частина інформаційної послідовності ТК використовується для передачі перевірючих біт вкладеного завадостійкого коду [1].

Передача даних у системах із ТК є пакетною. Пакет є звичайною послідовністю інформаційних біт без заголовку. Протягом сеансу роботи декодер обробляє множину пакетів, кожен біт в яких зазнав каналних спотворень. Позначимо множину пакетів  $a_k$ , що передаються як  $M$ , а підмножини коректних та некоректних переданих (оброблених) пакетів – як  $T$  і  $F$  ( $T \cup F = M$ ). Завдання алгоритму управління процесом турбодекодування полягає у прийнятті рішення про те, до якої підмножини належить пакет  $a_k$ . Це досягається з використанням пари правил класифікації  $f(a_k)$  і  $g(a_k)$ , кожне з яких є предикатом і повертає істину, якщо пакет визнаний коректним.

Суть першого правила  $f(a_k)$  полягає у перевірці вкладеного в інформаційну послідовність ТК коду, що реєструє помилки. Така методика є специфічним випадком каскадного кодування. Справа в тому, що ТК як код, що виправляє помилки, здійснює корекцію інформаційних біт, проте сам по собі не може реєструвати помилки. Зовнішній код перевірки парності належить до кодів, що реєструють помилки, тобто, неспроможний здійснювати корекцію. Запропонований метод заснований на спільному використанні подібної пари кодів з функціональністю, що не перетинається [2].

Після закінчення ітерації турбодекодування, інформаційна послідовність ТК  $a_k$

міститиме виправлені інформаційні біти  $q(a_k)$  та перевірочні біти вкладеного коду  $p(a_k)$ . Якщо за допомогою послідовності виправлених інформаційних біт  $q(a_k)$  з використанням відомого алгоритму кодування  $E$  вдається отримати послідовність виправлених перевірочних біт  $p(a_k)$ , можна говорити, що інформаційна послідовність ТК була декодована коректно. Формальний запис подібного правила матиме вигляд:

$$\begin{aligned} f(a_k) &= 1, \text{ при } E(q(a_k)) = p(a_k) \\ f(a_k) &= 0, \text{ при } E(q(a_k)) \neq p(a_k). \end{aligned} \quad (1)$$

Суть другого правила  $g$  полягає у перевірці правила зупинки турбодекодера. Найбільш очевидним правилом зупинки декодера ТК є порівняння "жорстких" рішень, вироблених декодером на одній або кількох послідовних ітераціях (Н-метод).

Подібні методи розглядаються у [3]. Нехай система, що обробляє  $K$  інформаційних біт, на  $n \leq N_{max}$  ітерації, яка для кожного  $i$  біта ( $1 \leq i \leq K$ ) використовує "жорсткі" рішення двох декодерів  $u_{i,1}^n$  і  $u_{i,2}^n$  для поточної ітерації. Використання інформації про "жорсткі" рішення з попередніх ітерацій знижуватиме достовірність через те, що з кожної ітерації декодер здійснює корекцію інформаційних біт, тобто. попередні ітерації будуть містити значення з дедалі більшою недостовірністю. Формальний запис правила зупинки матиме такий вигляд:

$$\begin{aligned} g(a_k) &= 1, \text{ при } \forall i, 1 \leq i \leq K, u_{i,1}^n = u_{i,2}^n \\ g(a_k) &= 0, \text{ при } \exists i, 1 \leq i \leq K, u_{i,1}^n \neq u_{i,2}^n. \end{aligned} \quad (2)$$

З урахуванням двох описаних вище предикатів  $f(a_k)$  і  $g(a_k)$ , пакет  $a_k$  належатиме достовірній підмножині, якщо

$$a_k \in (T | f(a_k) = 1 \vee g(a_k) = 1). \quad (3)$$

Далі розглядається випадок управління турбодекодером, у якому правило зупинки  $g(a_k)$  залишається незмінним, а вкладений код, який реєструє помилки  $f(a_k)$  може змінюватися. Необхідно знайти такий вкладений код, при використанні якого потужність множини  $T$  буде максимальною. У формальному вигляді завдання може бути сформульовано як

$$\begin{cases} g = const \\ \max_f |T| \end{cases} \quad (4)$$

Розглянемо роботу типової системи передачі з ТК, кодер якої використовує два паралельно з'єднаних компонентних кодера: рекурсивних згорткових кодерів (РЗК) розділених перемежувачем [4]. Довжина кодової послідовності (пакета), що передається каналом, збігається з обсягом перемежувача. Як метод перемежування використовується псевдовипадкова перестановка. Компонентний РЗК ініціалізується за допомогою поліноміального генератора  $G = (5/7)$ , як найпростішого. Швидкість кодування становить 1/3 (перфорація не застосовується). Гранична кількість ітерацій  $N_{max}$  вибрано рівним восьми. Як алгоритм декодування для компонентного декодера обраний *MAX-LOG-MAP* (наближений, по відношенню до *MAP*) як найпростіший з точки зору обчислювальної складності. Структура кодера та декодера ТК детально описана у [5].

При моделюванні роботи системи передачі використовувався канал з адитивним білим гаусівським шумом, Відношення сигнал-шум (ВСШ) змінювалося від 0 до 4 дБ: надалі – робоча область. При виконанні імітаційного моделювання ВСШ змінювалося з кроком 0,2 дБ.

Результати моделювання роботи системи передачі з ТК, що використовує різні способи управління декодером, показано на рис. 1.

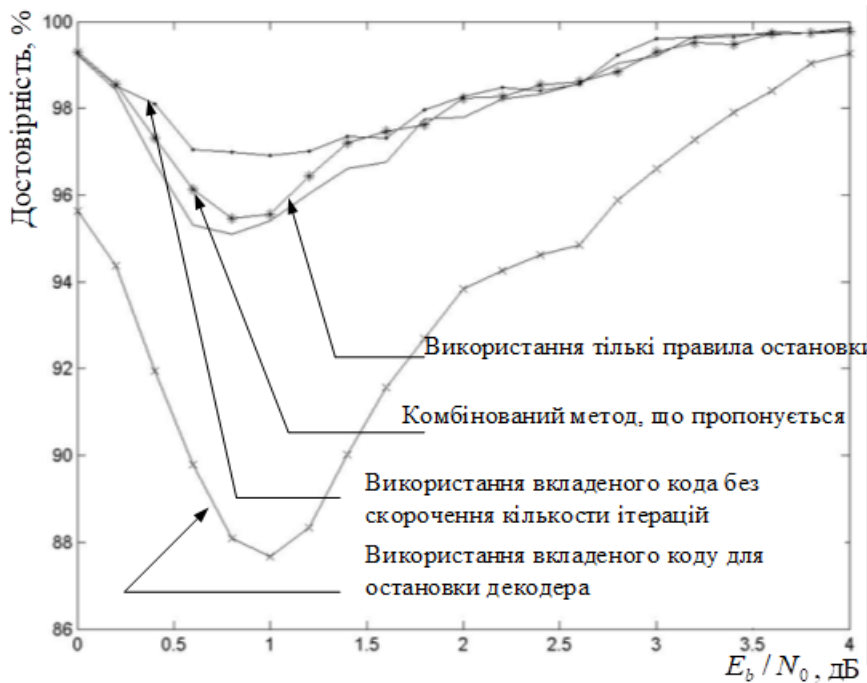


Рис. 1. Залежність достовірності декодованого пакета від ВСШ при використанні різних методик зупинки турбодекодера.

коду, проте спільне використання цих методів оптимально.

Значна відмінність реальної кількості ітерацій від ідеальної в нижній частині робочої області пов'язана з тим, що всі методи управління, що розглядаються, можуть достроково зупинити процес декодування тільки в тому випадку, якщо цей пакет може бути декодований коректно, а в нижній ділянці робочої області переважають недекодовані пакети.

Пропонується новий метод формування коду, що реєструє помилки, який заснований на розкладанні інформаційної послідовності ТК в  $n$ -мірний масив. Тоді кожен інформаційний біт  $n$  раз братиме участь у формуванні біт контрольної суми. На рис. 2 показаний приклад розкладання 25 бітної послідовності при  $n = 2$  і 64 бітної при  $n = 3$ .

У першому випадку інформаційний біт  $X1$  бере участь у формуванні біт  $A1$  і  $B1$  контрольної суми, а у другому – біт  $X2$  буде впливати на  $A2$ ,  $B2$  і  $C2$ .

Розглянемо обернену задачу: розкладання  $n$ -мірного масиву в одномірний. Нехай індексація елементів  $n$ -мірного масиву виконується таким чином:  $a(idx_1, idx_2, \dots, idx_n)$ . Нехай  $i$ -й індекс змінюється в діапазоні від 0 до  $m - 1$  ( $0 \leq idx_i < m$ ).

Для зручності припустимо, що максимальне значення індексу з кожної розмірності дорівнює  $m$ . Таким чином масив є  $n$ -мірний гіперкуб.

Як бачимо, окреме використання вкладки коду перевірки парності для керування роботою турбодекодера пов'язане з декодуванням пакетів з низькою достовірністю. З іншого боку, будь-який метод, пов'язаний зі скороченням кількості виконуваних ітерацій, буде викликати зниження достовірності пакета, що декодується в порівнянні з фіксованою кількістю ітерацій. Застосування правил зупинки управління роботою ТК показує кращу достовірність, ніж використання вкладки коду

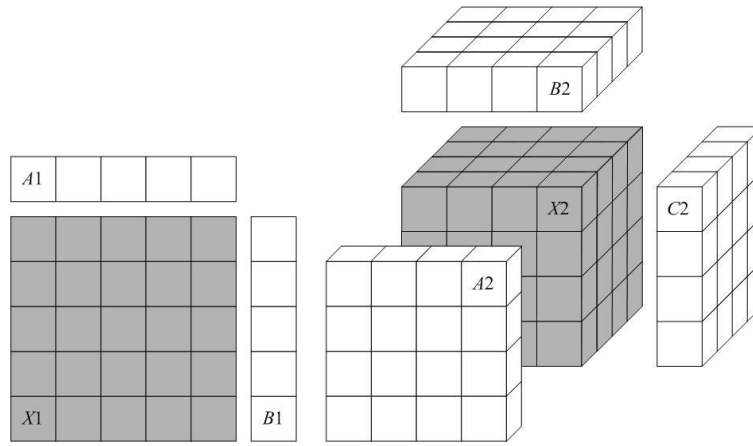


Рис. 2. Подання бітової послідовності дво- та тривимірним масивом.

Нехай останній,  $n$ -й індекс багатовимірного масиву є наймолодшим, тоді елемент  $a(idx_1, idx_2, \dots, idx_n)$   $n$ -мірного гіперкуба при розкладанні в одновимірний масив матиме індекс:

$$idx = idx_n + idx_{n-1} \cdot m + idx_{n-2} \cdot m^2 + \dots + idx_1 \cdot m^{n-1}. \quad (5)$$

Отримання біт контрольної суми в загальному випадку для  $n$  розмірностей здійснюватиметься таким чином:

1. Для обраної  $i$ -ї розмірності отримуємо множину індексних наборів  $(idx_1, idx_2, \dots, idx_i, \dots, idx_n)$  таких, що всі інші індекси, крім  $i$ -го приймають усі можливі комбінації значень. Усього така множина міститиме  $m^{n-1}$  елементів.

2. Кожному елементу цієї множини буде відповідати один перевірочний біт. Для його отримання слід підсумувати (за модулем 2) інформаційні біти, що отримані зміною  $i$ -го індексу

$$p = \sum_{idx_i=0}^{m-1} a(idx_1, idx_2, \dots, idx_i, \dots, idx_n) \quad (6)$$

3. Дію 2 необхідно повторити для кожного індексного набору.

4. Дію 1 необхідно повторити для кожної розмірності.

При використанні такого методу отримання біт контрольної суми результуюча послідовність міститиме  $m^n + n \cdot m^{n-1}$  біт, де перший доданок відповідає за кількість інформаційних біт, другий – за кількість перевірочних біт.

Як показано на рис. 3 використання запропонованого модифікованого коду перевірки парності призводить до збільшення достовірності декодованого пакета порівняно з класичним випадком.

З рис.3 видно, що у найбільш проблемній ділянці робочої області значення достовірності для звичайного коду перевірки парності становить 98,43%, а модифікованого коду – 99,87% при тому, що звичайний код має більшу надмірність.

Недоліком запропонованого методу отримання коду перевірки парності є те, що зі збільшенням параметра  $n$  частка перевірочних символів збільшуватиметься. Можна відзначити, що з різних значення ВСШ зі збільшенням рівня завад інформаційна послідовність ТК для оптимального випадку вимагатиме більшої кількості перевірочних біт, і з зменшенням – меншої. Вже при ВСШ в 2 дБ потреба у вкладеному кодї фактично відпадає і для всієї інформаційної послідовності достатньо

одного перевірного біта.

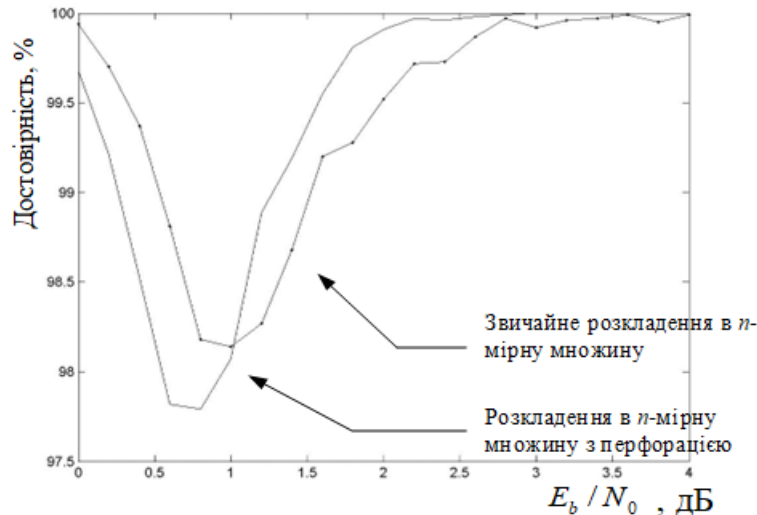


Рис. 3. Порівняння достовірностей декодованих пакетів при використанні звичайного та модифікованого кодів перевірки парності.

Аналогічну задачу знаходження оптимальної кількості перевірочних біт можна вирішувати і для запропонованого коду перевірки парності, що використовує розкладання інформаційної послідовності в  $n$ -мірний масив. У цьому випадку необхідно буде визначити оптимальний спосіб перфорації перевірочних біт (фактично оптимальну швидкість коду перевірки парності), при якому система демонструватиме максимальну ефективність.

Таблиця 1. Оптимальні довжини коду перевірки парності при змінному ВСШ.

$E_b / N_0$	0,5 дБ	1 дБ	1,5 дБ	2 дБ
Оптимальний код перевірки парності $(n, k)$	(49,50)	(79,80)	(199,200)	(399,400)

Наявність подібної залежності дозволить проектувати систему передачі інформації з ТК, що використовує вкладений адаптивний код, що реєструє помилки та підвищує достовірність переданого пакета

Розроблено метод отримання коду перевірки парності, заснований на розкладанні інформаційної послідовності в  $n$ -мірний масив, що поєднує простоту реалізації та високу достовірність; запропонована перфорована модифікація даного коду, що враховує специфіку помилок, що виникають при декодуванні ТК і забезпечує більшу достовірність і меншу надмірність в області ВСШ з переважанням пакетів, що декодуються. Розглянуто завдання пошуку коду перевірки парності з оптимальною надмірністю для реєстрації помилок інформаційної послідовності ТК.

### Література

1. Berrou C., Glavieux A., P. Thitimajshima Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: turbo-codes // in Proc. Int. Conf. On Commun., ICC-93. – 1993. – Geneva. – Switzerland. – May. – P. 1064-1070.
2. Consultative Committee for Space Data Systems, Telemetry Channel Coding. Blue Book, vol. 101.0-B-4, issue 4, May 1999. <http://www.ccsds.org/documents/pdf/CCSDS-101.0-B-4.pdf>.
3. A. Matache, S. Dolinar, F. Pollara Stopping Rules for Turbo Decoders // TMO Progress Report 42-142. - Jet Propulsion Laboratory, California Institute of Technology. - August 15, 2000.
4. Р. Морелос-Сарагоса. Мистецтво завадостійкого кодування. Методи, алгоритми, застосування. Переклад з англійської В.Б. Афанасьєва ТЕХНОСФЕРА. - М. - 2005. - 320 с.
5. С.В.Зайцев, С.П.Лівенцев, Б.В.Горлинський, А.І.Артюх. Імітаційне моделювання характеристик завадостійкості системи передачі інформації з турбокодами // Зв'язок. - 2006. - №7. - С. 38-42.