

УДК 621.391

М.Ф. Логвиненко

Харківський національний університет внутрішніх справ, Харків

ВИКОРИСТАННЯ ЗАВАДОСТІЙКИХ КОДІВ У РЕЖИМІ ВИПРАВЛЕННЯ ЗАВАД ДЛЯ ПОБУДОВИ БАГАТОКОНТУРНИХ ЗАХИЩЕНИХ КАНАЛІВ

У статті запропоновано методика оцінки параметрів кодових блоків (довжина блоку, довжина інформаційної частини та кодова відстань), що використовуються в системах передачі даних. Методика розроблена при моделі каналу з незалежними завадами (модель дискретного симетричного каналу без пам'яті) та для двопараметричної моделі (канал характеризується частотою бінарних завад та коефіцієнтом групування завад). В роботі розглянуто наступні критерії: коефіцієнт зниження середньої швидкості передачі даних, середня відносна швидкість передачі, середня довжина інтервалу без завад (у бітах).

Ключові слова: кодовий блок, дискретний канал, протокол передачі даних, перепит даних, імовірність завади, вирішальний зворотний зв'язок.

Вступ

При розробці систем передачі даних виникає задача обґрунтованого вибору параметрів кодових блоків завадостійких кодів. Постановка та вирішення такого роду задачі залежить від декількох чинників, а саме: від якості дискретного каналу зв'язку (від параметрів моделі джерела завад); від особливостей протоколів передачі даних (дуплекс, напівдуплекс, методи перепиту даних в системах зі зворотним вирішальним зв'язком) від вибраного критерію ефективності функціонування системи передачі даних [1 – 4].

Достатньо традиційна схема вирішення такої задачі – оптимізація за критерієм середньої відносної швидкості: визначається середня відносна швидкість системи, фіксується число перевірочних розрядів, знаходиться математичне сподівання числа передач фрагменту даних як функція якості каналу та параметрів протоколу і знаходиться те значення інформаційної частини кодового блоку, при якому ця функція приймає максимальне значення [2]. При цьому число перевірочних розрядів вибирається виходячи з вимог до вірогідності інформації на виході системи. Така схема справедлива для випадку, коли завадостійкий код використовується у режимі визначення завад, а для виправлення завад використовується зворотній вирішальний зв'язок (ЗВЗ).

Предметом дослідження даної роботи є ефективність систем передачі даних. **Об'єкт дослідження:** обґрунтування вибору параметрів кодових блоків в системах передачі даних з двома – трьома рівнями кодування та використання кодів у режимі виправлення завад.

Метою роботи є розробка методики оптимізації параметрів кодових блоків при погіршеній якості дискретних каналів. Для досягнення мети необхідно вирішення наступних завдань:

- визначення кратності завад, що доцільно виправляти;
- визначення оптимальної довжини блоку;
- визначення ймовірносної моделі завад у контурах вище першого;
- визначення середньої відносної швидкості.

Виклад основного матеріалу

На сьогодні визначено, що для більшості каналів передачі даних ефективним методом виправлення завад є використання завадостійких кодів у режимі виявлення завад та зворотнього вирішального зв'язку. У ряді робіт [2-4] досліджено системи з декількома каскадами зворотнього зв'язку. Однак для каналів погіршеної якості застосування кодів з виправленням завад є доцільним. Слід підкреслити, що точне вирішення такої задачі потребує аналізу спектрів конкретних кодів, що при довжинах блоків навіть у десятки біт є задачею дуже складною. Тому у даній роботі використовується підхід, заснований на припущенні виправлення найбільш ймовірних завад, тобто отримані верхні оцінки для середньої відносної швидкості.

Слід зазначити, що довжина кодового блоку повинна бути узгоджена із якістю дискретного каналу [5]. Тому слід визначити ті канали, на яких доцільно виправляти завади. Будемо виходити із того, що раціональна довжина кодового блоку не повинна перевищувати середню довжину інтервалу без завад. Ця довжина для ДСК визначається наступним чином:

$$M[\xi] = \sum_{i=1}^{\infty} i(1 - P_0)^i P_0 = \frac{1 - P_0}{P_0}, \quad (1)$$

З урахуванням правила трьох сигм кратність завад t_w , які слід виправляти у блоках довжиною n біт при незалежних по бітах завадах, що виникають з ймовірністю P_0 становить:

$$t_w = nP_0 + 3\sqrt{nP_0(1-P_0)}. \quad (2)$$

Якщо у даний вираз підставити замість довжини блоку n середню довжину інтервалу без завад, отримаємо:

$$t_w = (1-P_0) + 3(1-P_0). \quad (3)$$

Розрахунки за даними виразами зведені у табл. 1.

Таблиця 1

Середні довжини інтервалів без завад та кратність завад

Ймовірність завади на біт	10^{-1}	$7 \cdot 10^{-2}$	$5 \cdot 10^{-2}$	$3 \cdot 10^{-2}$	10^{-2}
Середня довжина інтервалу без завад	9	13	19	32	99
t_w	3.60	3.72	3.80	3.88	3.96

Дані розрахунки указують на те, що при передачі даних по каналах погіршеної якості необхідно виправляти завади, кратні трьом або чотирьом. Таким чином, коди з виправленням завад повинні мати кодову відстань:

$$d \geq 2t_w + 1 = 9. \quad (4)$$

Із цих простих міркувань можна зробити висновок, що для каналів погіршеної якості ефективних кодів з виправленням завад не існує. Для доказу цього можна використати, наприклад, границю Хеммінга [1]. При фіксованих t_w та n доцільно визначити середнє значення кратності. Для цього побудуємо імовірносний простір:

$$P_i = \frac{C_n^i P_0^i (1-P_0)^{n-i}}{\sum_{i=1}^{t_w} C_n^i P_0^i (1-P_0)^{n-i}}. \quad (5)$$

Математичне сподівання кратності завад визначається за його визначенням:

$$M[\tau_w] = \sum_{i=1}^{t_w} i \cdot P_i. \quad (6)$$

Наприклад, математичне сподівання кратності для каналу з якістю $P_0 = 10^{-1}$ складає 1. 26. Таким чином, найбільш ймовірні завади мають кратність один, а для їх виправлення можна ефективно використовувати коди Хеммінга [1]. Припущення щодо незалежності завад на другому рівні, якщо на першому рівні застосовується виправлення завад, не є правомірним, бо завади будуть зосереджуватися у блоках довжиною k_1 біт, при цьому їхня кратність буде не менше трьох (на другий контур будуть проходити завади кратності два та вище і при декодуванні декодер коду Хеммінга буде вносити ще одну заваду додатково). Найбільш ймовірна завада при вищезначених умовах – це трьохкратна завада (на першому рівні вона двократна), ймовірність якої визначимо наступним чином:

$$P(n_1, 2) = C_{n_1}^2 P_0^2 (1-P_0)^{n_1-2}, \quad (7)$$

де n_1 - довжина блоку у першому рівні.

Якщо врахувати ту обставину, що на другий рівень проходять тільки завади в інформаційній частині кодового блоку першого рівня, то ймовірність

появи у фрагменті довжиною k_1 біт блоку другого рівня трьохкратної завади визначимо так:

$$P_2(k_1, 3) = \frac{k_1}{n_1} P(n_1, 2). \quad (8)$$

При $P_0 = 10^{-1}$, $n_1 = 7, k_1 = 4$, тобто при використанні (7,4) – коду Хеммінга $P_2(k_1, 3) = 0.071$.

Рациональну довжину блоку другого рівня визначимо як середню довжину (у блоках k_1 біт) фрагменту без завад:

$$n_2 \approx \frac{1 - P_2(k_1, 3)}{P_2(k_1, 3)} k_1, \text{ біт.} \quad (9)$$

При вище означених даних $n_2 = 52$.

Для отримання оцінки ймовірності завади P_{02} у другому контурі вирішимо рівняння:

$$(1 - P_{02})^{k_1} = 1 - P_2(k_1, 3) \quad (10)$$

відносно P_{02} , при цьому будемо мати:

$$P_{02} = 1 - (1 - P_2(k_1, 3))^{\frac{1}{k_1}} \quad (11)$$

Для нашого прикладу $P_{02} = 0.018$. Однак припущення щодо незалежності завад у другому контурі не буде адекватним. Найбільш простою моделлю, що частково враховує групування завад є модель [5]. Значення показника групування α визначається із виразу:

$$n_2^{1-\alpha} = k_1. \quad (12)$$

Для нашого прикладу показник групування має значення $\alpha = 0.65$.

Для ефективного виправлення завад у другому контурі необхідно, щоб кодова відстань d_2 коду відповідала нерівності:

$$d_2 > 2 \cdot 3 + 1 = 7, \quad (13)$$

і код повинен виправляти пакети завад. Цілком зрозуміло, що виправляти завади на другому рівні для каналів погіршеної якості недоцільно. Задача вибору параметрів кодів у першому та другому контурах зводиться до вирішення оптимізаційної задачі:

$$R_2 = \frac{n_1 - r_1}{n_1} ((1 - P_0)^{n_1} + n_1 P_0 (1 - P_0)^{n_1 - 1}) \times \frac{n_2 - r_2}{n_2} (1 - P_{02})^{n_2^{1-\alpha}} - \max? \quad (14)$$

При виконанні обмеження $r_1 + r_2 \geq r_{\Sigma}$.

Якщо ввести у розгляд ще один, третій контур, то довжину кодового блоку у цьому контурі слід вибирати як довжину інтервалу без завад, що вимірюється у блоках другого контуру, тобто так:

$$n_3 = \frac{(1 - P_{02})k_2^{1-\alpha}}{1 - (1 - P_{02})k_2^{1-\alpha}} k_2, \text{ біт.} \quad (15)$$

Для параметрів нашого прикладу: при $r_2 = 16$
 $n_3 = 540$.

Кількість перевірочних розрядів першого контуру r_1 слід вибирати при заданій ймовірності бінарної завади P_0 із умови:

$$\left| \frac{1 - P_0}{P_0} - (2^{r_1} - 1) \right| - \min? \quad (16)$$

При цьому $n_1 = 2^{r_1} - 1, k_1 = n_1 - r_1$.

Якщо джерело завад у дискретному каналі представити моделлю [5], то довжину кодового блоку у першому рівні визначається із умови максимуму функції:

$$K = n_1(1 - P_0)^{n_1^{1-\alpha}} \quad (17)$$

Після вирішення рівняння $\frac{dK}{dn_1} = 0$ отримаємо:

$$n_1 = \left(-\frac{1}{\ln(1 - P_0) \cdot (1 - \alpha)} \right)^{\frac{1}{1-\alpha}} - 1 \quad (18)$$

Так, наприклад при $\alpha = 0.2; P_0 = 10^{-1}$: $n_1 = 21$.

Висновки

При виборі довжини кодового блоку як середньої довжини інтервалу без бінарних завад у першому контурі доцільно використовувати коди Хеммінга, що виправляють однократні завади.

Якщо синтезувати двоконтурну систему, то у другому контурі доцільно використовувати коди, що здатні виправляти мінімум трьохкратні завади.

Для досягнення високої вірогідності даних на другому контурі доцільно використовувати код у режимі виявлення завад або слід будувати трьохконтурну систему з виправленням завад у перших двох контурах та вивленням завад – у третьому.

Дану методику доцільно вдосконалювати для різних моделей джерел завад у бінарних каналах, різної якості дискретних каналів та різних виправляючих завади кодів.

Список літератури

1. Питерсон, У. Коды, исправляющие ошибки [Текст]: моногр., пер. с англ. / У. Питерсон, Э. Уэлдон. – М.: Мир, 1976. – 596 с.
2. Петрович, В.И. Оптимизация параметров помехоустойчивых блочных кодов при многоконтурной РЭС [Текст] / В.И. Петрович, Н.Ф. Логвиненко // Техника средств связи. Сер. ТПС. – 1989. – Вып. 1. – С. 86-91.
3. Логвиненко М.Ф. Оптимізація параметрів багатокаскадних блокових кодів для телекомунікаційних систем [Текст] / М.Ф. Логвиненко // Наукові записки факультету управління та інформатики НУВС. – Х.: Вид-во Нац. ун-ту внутр. справ, 2005. – Вып. № 1. – С. 78-86.
4. Логвиненко, М.Ф. Эффективность систем передачи данных с несколькими иерархичными контурами зворотнього зв'язку [Текст] / М.Ф. Логвиненко, В.В.Шевцова // Всеукраїнський міжвідомчий науково-технічний збірник „Радіотехніка”. Тематичний випуск: Проблеми телекомунікацій. Частина 2. – Харків: ХНУРЕ, 2009. – Вып. № 156. – С. 1-5
5. Пуртов, А.С. Элементы теории передачи дискретной информации [Текст]: моногр./ Л.П. Пуртов, А.С. Замрий, А.И. Захаров, В.М. Охорзин. – М.: Связь, 1972. – 232 с.

Надійшла до редколегії 22.01.2013

Рецензент: д-р техн. наук, проф. О.А. Серков, Національний технічний університет «ХПІ», Харків.

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ ПОМЕХОУСТОЙЧИВЫХ КОДОВ В РЕЖИМЕ ИСПРАВЛЕНИЯ ОШИБОК ДЛЯ ПОСТРОЕНИЯ МНОГОКОНТУРНЫХ ЗАЩИЩЕННЫХ КАНАЛОВ

Н.Ф. Логвиненко

В статье предложена методика оценки параметров кодовых блоков (длины блока, длины информационной части, кодового расстояния), которые используются в системах передачи данных. Методика разработана для модели канала с независимыми ошибками (модель двоичного симметричного канала без памяти) и двухпараметрической модели (канал характеризуется частотой ошибок и коэффициентом группирования ошибок). Рассмотрены критерии: коэффициент снижения средней скорости передачи данных, средняя относительная скорость передачи, средняя длина безошибочного интервала (в битах).

Ключевые слова: кодовый блок, дискретный канал, протокол передачи данных, переспрос данных, вероятность ошибки, решающая обратная связь.

THE USE OF ERROR-CORRECTING CODES IN THE ECM FOR THE CONSTRUCTION OF MULTIPLE-SITE CONNECTIVITY

N.F. Logvinenko

The paper proposed a method for estimating the parameters of code blocks (block length, the length of the information part, the minimum distance), which are used in data communication systems. The method is designed to channel model with independent errors (model symmetric binary memoryless channel) and two-parameter model (characterized by channel error rate and coefficient group errors). The criteria: the coefficient of reduction in average data rate, average relative rate, average length of error-free interval (in bits).

Keywords: code block, a discrete channel data transfer protocol, repeated data, the probability of error decision feedback.