ІНФОРМАЦІЙНО-ДІАГНОСТИЧНІ СИСТЕМИ

УДК 681.3 (045)

О.К. Юдін, д.т.н., доц.
О.Л. Яковенко, асп.

ЗАБЕЗПЕЧЕННЯ ЦІЛІСНОСТІ ІНФОРМАЦІЙНИХ РЕСУРСІВ НА ОСНОВІ МЕТОДІВ ДВООЗНАКОВОГО СТРУКТУРНОГО КОДУВАННЯ ДАНИХ

Розроблено методи оцінювання завадостійкості та самокорекції структурних кодових конструкцій під час передавання даних в інформаційно-комунікаційних системах та мережах з урахуванням забезпечення цілісності інформаційного ресурсу.

Developed methods of estimation of noise stability and correction of structural code constructions to distortion in comunication of data in informatively communication systems and networks taking into account providing of integrity of informative resource.

Вступ

На сучасному етапі розвитку інформаційно-комунікаційних систем та мереж (ІКСМ) потрібний високий рівень технічних і соціальних вимог до якості інформаційних ресурсів та безпосередньо до систем передавання, оброблення та відображення даних. Порушення основних властивостей інформації цілісності, конфіденційності і доступності веде до неякісних процедур прийняття рішень або зовсім унеможливлює цей процес.

Випадкові та штучні завади спотворюють інформаційні потоки, які надходять від джерела повідомлення до споживача, що призводить до втрати цілісності даних. Отже, забезпечення цілісності інформації під час її передавання каналами зв’язку є найактуальнішим завданням в умовах створення розвинутого інформаційного суспільства. Вимоги до методів виявлення і виправлення помилок у каналах передавання даних безупинно зростають. Виникає необхідність у розробленні методів ефективного завадостійкого канального кодування з максимально простою реалізацією для забезпечення цілісності та вірогідності переданих даних.

Постановка завдання

Мета роботи − розроблення методів оцінювання завадостійкості та самокорекції структурних кодових конструкцій до спотворення під час передавання даних в ІКСМ з урахуванням забезпечення цілісності інформаційного ресурсу. При цьому враховано як особливість моделі появи помилок у кодах під час їх передавання каналами зв’язку, так і властивості методів кодування та декодування структурних кодових комбінацій.

© О.К. Юдін, О.Л. Яковенко, 2009

Аналіз структурних кодових конструкцій

Під цілісністю інформаційних ресурсів будемо розуміти цілісність кодових конструкцій, сформованих на основі методів двоознакового структурного кодування даних [1; 2].

Розроблені методи двоознакового структурного кодування даних дають змогу проводити процедури кодування довільного джерела повідомлення без втрат інформації на основі скорочення структурної надмірності в інформаційних потоках ІКСМ. Ці методи кодування дають змогу підвищити ступінь стику даних, що забезпечує отримання виграшу за часом оброблення і передавання інформації в ІКСМ (для розробленого методу відносно відомих) у середньому від 2,1 до 4,2 разу [2].

Однак для забезпечення контролю та поновлення цілісності кодових комбінацій до складу даних включають надлишкову інформацію − ознаку цілісності або контрольну ознаку, процедура формування якої відома та належить до завадостійких методів кодування. Ці методи штучно вводять надлишковість до кодової конструкції з метою встановлення завадостійкого кодового правила або алгоритму відновлення цілісності інформації.

Найцікавішим методом кодування з точки зору забезпечення мінімального часу на оброблення та завадостійкого передавання каналами зв’язку було б використання не двох кодових ітерацій [4−6] (кодування джерела повідомлення, без втрат інформації з забезпеченням максимального ступеня стиску даних, забезпечення завадостійкого канального кодування з урахуванням максимальної вірогідності інформаційного потоку, тобто забезпечення цілісності кодової конструкції на основі введення структурної надлишковості даних), а однієї, що впроваджувала б метод одночасного кодування довільного джерела даних з урахуванням канальної завадостійкості сформованих та переданих кодових конструкцій.

З цією метою розробимо методи та оцінимо ефективність завадостійкості кодових конструкцій, що сформовані на основі структурного кодування довільного джерела повідомлень.

Завдяки розробленому методу структурного відновлення можна без викривлень отримати вихідний фрагмент джерела повідомлення довільного алфавіту. Однак у випадку передавання кодових комбінацій стислих даних каналами зв'язку з помилками можуть виникнути викривлення, що впливають на вірогідність відновлюваної інформації.

Для достовірного отримання інформації структурне компактне подання даних повинно мати не тільки властивість взаємно однозначного відновлення, але й бути завадостійким до помилок у каналі зв'язку. Розглянемо властивості завадостійкості двоознакових структурних кодів $N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j$ у випадку їх передавання каналами зв'язку з помилками (довжина кодової послідовності m, структурні ознаки кодових послідовностей:

Λ − обмеження на позиції із припустимою появою одиничних елементів;

$\Theta^{(k)}$ − обмеження на число серій одиниць у припустимих зонах) [1−2].

У процесі двоознакового структурного кодування двійкових даних у структурному просторі для двійкової послідовності $A(m,\Theta^{(k)})_j$, елементи якої задовольняють систему обмежень, формується код-номер $N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j$:

$$A(m,\Theta^{(k)})_j=\{a_{11j},\ldots,a_{m_1,1j},\ldots,$$
$$a_{1,\gamma,j},\ldots,a_{m_\gamma,\gamma,j},\ldots,a_{1Zj},\ldots,a_{m_Z,Zj}\},$$

$$0\le a_{ij}\le s_i,\ i=\overline{1,m};\ \vartheta=\sum_{z=1}^{Z}\vartheta_z^{(k)};\qquad (1)$$

$$\vartheta_z^{(k)}=\vartheta_{z,j},\ z=\overline{1,Z},\ N(m,\Lambda,\Theta^{(x)})_j,$$

де структурні ознаки інформаційного потоку − вектор S-заборони появи на певній позиції одиничного елемента ($\overline{S}=\{s_i\}$, $i=\overline{1,m}$; s_i – ознака заборони появи на i-й позиції одиничного елемента; якщо $s_i=0$, то на i-й позиції заборонена поява одиниці і навпаки); число серій одиниць ϑ у двійковій послідовності [1].

При цьому в канал зв'язку, якщо немає завадостійкого кодування, передається двійкове кодове подання $N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_2^{(j)}$ коду-номера $N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j$:

$$N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_2^{(j)}=[\ell og_2 V(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j]+1.\qquad (2)$$

Оскільки на передавання коду-номера $N(m,\Lambda,\Theta^{(x)})_j$ припадає заздалегідь виділена кількість розрядів L, то в загальному випадку виконується нерівність $N(m,\Lambda,\Theta^{(x)})_2^{(j)}\le L$, тобто старші розряди кодового слова можуть не дорівнювати нулю (рис. 1).

$$\overbrace{\underbrace{\boxed{0}\boxed{\cdots}\boxed{0}}_{g}\underbrace{\boxed{\qquad N(m,\Lambda,\Theta^{(x)})_j\qquad}}_{N(m,\Lambda,\Theta^{(x)})_2^{(j)}}}^{L}$$

Рис. 1. Схема кодового слова A_L, що містить значення коду-номера $N(m,\Lambda,\Theta^{(x)})_j$

Під час передавання даних каналами зв'язку можуть виникнути помилки. Тоді буде прийняте кодове слово $A_L^{\bullet}$, що відрізняється від вихідного кодового слова A_L значеннями одного або більше розрядів $\nu(A_L)=n(\ell_\xi\ne\ell_\xi^{\bullet})$, $\xi=\overline{1,L}$,

де $\nu(A_L)$ − кількість викривлених розрядів, які дорівнюють кількості розрядів $n(\ell_\xi\ne\ell_\xi^{\bullet})$, що відрізняють вихідне A_L і прийняте $A_L^{\bullet}$ кодові слова.

У загальному випадку величина $\nu(A_L)$ змінюється в межах $0\le\nu(A_L)\le L$. Якщо $\nu(A_L)\ge 1$, то отримане на прийомній стороні значення коду-номера $N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j^{\bullet}$ не буде дорівнювати вихідному значенню коду-номера $N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j$:

$$N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j^{\bullet}\ne N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j.$$

Викривлення значення коду-номера двоознакового структурного числа або кодової конструкції визначають значенням помилки $e(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j$, яка дорівнює абсолютному значенню різниці між $N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j^{\bullet}$ й $N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j$:

$$e(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j=\left|N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j^{\bullet}-N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j\right|.$$

Згідно з системою правил двознакового структурного кодування формується код-номер $N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j$ для двійкового структурного числа $A(m,\Theta^{(k)})_j$.

Отже, якщо $e(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_j \geq 1$, то після проведення двознакового структурного декодування відновлюється число $A(m,\Theta^{(k)})^{\bullet}_j$, що може відрізнятися від вихідної послідовності значеннями двійкових елементів.

Кількість ν двійкових елементів, відновлених з помилкою, дорівнює кількості двійкових елементів, для яких виконується нерівність $a_{ij} \neq a^{\bullet}_{ij}$, $i=\overline{1,m}$, Оскільки довжина двознакового структурного числа дорівнює m, то кількість елементів ν, якими відрізняються вихідні $A(m,\Theta^{(k)})_j$ й відновлена $A(m,\Theta^{(k)})^{\bullet}_j$ двійкові послідовності, змінюється у межах $0 \leq \nu \leq m$. На основі аналізу виявлено, що помилки в кодовому слові A_L можуть відбутися як у незначимих, так і у значимих розрядах. Незначимими є g старших розрядів коду A_L. Існує можливість виявити будь-яку кількість таких помилок у старших розрядах, для яких виконується умова $\ell_\xi = 1$, для

$$N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_2^{(j)} + 1 \leq \xi \leq g + N(m,\Lambda,\Theta^{(k)})_2^{(j)}.$$

Якщо виникає похибка, буде відновлена двійкова послідовність $A(m,\Theta^{(k)})^{\bullet}_j$, для якої $\nu \geq 1$ та знайдеться хоча б один двійковий елемент, яким будуть відрізнятися вихідні й прийнята двійкові послідовності. Тоді можливі два варіанти прояву помилок каналу зв'язку.

Для першого варіанта цікавим є абсолютне значення, що подано у двійковому вигляді послідовністю $A(m,\Theta^{(k)})_j$.

Для другого варіанта кожен компонент послідовності $A(m,\Theta^{(k)})_j$ розглядається як окремий елемент оброблюваних даних.

Межі відхилення коду-номера для будь-якої кількості помилок, що виникли у двознаковій структурній кодовій конструкції (під час її передавання каналом зв'язку), тобто значення $N^{\bullet}_m$ відхилення коду-номера перебуває в таких межах:

$$\sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} N(m,\vartheta_\xi)_{\min} \leq N^{\bullet}_m \leq 2^m - \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} N(m,\vartheta_\xi)_{\max}, \qquad (3)$$

де $N(m,\vartheta_\xi)_{\min}$, $N(m,\vartheta_\xi)_{\max}$ – значення кодуномера з урахуванням обмеження на кількість серій, що дорівнює ϑ_ξ, відповідно для початкової й кінцевої двійкової послідовності множини двознакових структурних чисел у двійковому структурному просторі.

Межі локалізації впливу помилки каналу зв'язку, для будь-якої кількості помилок, що виникли у двознаковій структурній кодовій конструкції (у разі її передачі каналами зв'язку) для абсолютної величини ε відхилення від вихідного значення N_m, визначаються на основі виконання нерівності.

Властивість локалізації впливу помилки каналу зв'язку під час декодування двознакових структурних кодових комбінацій проявляється в обмеженні знизу й зверху можливих значень значення відхилення ε відновленого числа $N^{\bullet}_m$ від вихідного N_m, заданого нерівностями:

$$\varepsilon \leq \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} N(m,\vartheta_\xi)_{\max} - \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} N(m,\vartheta_\xi)_{\min} =$$

$$= \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} \Big(N(m,\vartheta_\xi)_{\max} - N(m,\vartheta_\xi)_{\min} \Big) =$$

$$= \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} \sum_{i=1}^{m} (a_{ij}^{(\max)} - a_{ij}^{(\min)})\, p_{ij}^{(\xi)}. \qquad (4)$$

Показником завадостійкості є значення кількості ν двійкових елементів, відновлених з помилкою. Якщо довжина двознакового числа дорівнює m, то значення ν змінюється в межах $0 \leq \nu \leq m$.

Методи оцінювання завадостійкості структурного кодування даних

У загальному випадку помилки в кодовому слові A_L можуть виникнути як у незначимих, так і у значимих розрядах. Розглянемо варіант, коли помилки виникли в незначимих розрядах кодового слова A_L. Тоді на прийомному боці буде прийнятий код $A^{\bullet}_L$, що містить значення $N^{\bullet}_L$. Відповідно до виразів (3),(4) для довільної кількості помилок у незначимих розрядах виконується нерівність

$$N(m,\Lambda,\Theta^{(x)})_j \leq N^{\bullet}_L. \qquad (5)$$

Відповідно значення коду-номера обмежене зверху значенням $V(m, \Lambda, \Theta^{(x)})$:

$$N(m, \Lambda, \Theta^{(x)})_j < V(m, \Lambda, \Theta^{(x)}) = \\ = \prod_{z=1}^{Z} \frac{(m_z+1)!}{(2\vartheta_z^{(x)})!\ (m_z+1-2\vartheta_z^{(x)})}, \qquad (6)$$

де

$\Theta^{(x)}$ - вектор, елементами якого є значення обмежень на число серій одиниць у дозволених зонах $\Theta^{(x)} = \{\vartheta_1^{(x)}, ..., \vartheta_z^{(x)}, ..., \vartheta_Z^{(x)}\}$;

Z – кількість дозволених зон у двійковій послідовності;

$V(m, \Lambda, \Theta^{(x)})$ – кількість двійкових послідовностей; $\vartheta_z^{(x)}$ - значення числа серій одиниць для z-ї дозволеної зони двійкової послідовності;

m_z – кількість двійкових елементів у z-й допустимій зоні.

З порівняння нерівностей (5), (6) випливає, що якщо виконується умова:

$$V(m, \Lambda, \Theta^{(x)}) \le N_L^{\bullet},$$

то в старших, незначимих розрядах коду A_L з'явилися помилки. Відповідно до виразів (3), (4) існує можливість виявити будь-яку кількість таких помилок у старших розрядах, для яких виконується умова $\ell_\xi = 1$, для

$$N(m, \Lambda, \Theta^{(x)})_2^{(j)} + 1 \le \xi \le g + N(m, \Lambda, \Theta^{(x)})_2^{(j)}. \qquad (7)$$

Тому будь-яка кількість помилок у старших розрядах, для яких виконується умова (7), може бути виправлена обнулінням $L < m$. Тобто, для випадку викривлення незначимих розрядів двоознакове структурне подання має більшу завадостійкість порівняно з передаванням каналами зв'язку m двійкових розрядів у нестисломy вигляді. Розглянемо варіант, коли помилки відбулися у значимих розрядах кодового слова A_L. У цьому випадку на приймальному боці буде прийнятий код-номер $N(m, \Lambda, \Theta^{(x)})_j^{\bullet}$, для якого виконуються умови

$$N(m, \Lambda, \Theta^{(x)})_j^{\bullet} \ne N(m, \Lambda, \Theta^{(x)})_j,$$

$$N(m, \Lambda, \Theta^{(x)})_j^{\bullet} < V(m, \Lambda, \Theta^{(x)}).$$

Оскільки двоознакове структурне подання є взаємно однозначним [3], то буде відновлена двійкова послідовність $A(m, \Theta^{(x)})_j^{\bullet}$, для якої $\nu \ge 1$, тобто знайдеться хоча б один двійковий елемент, яким будуть відрізнятися вихідна й прийнята двійкові послідовності.

Тоді можливими є два варіанти прояву помилок каналу зв'язку.

Для першого варіанта являє інтерес абсолютне значення, подане у двійковому вигляді послідовністю $A(m, \Theta^{(x)})_j$.

Для другого варіанта кожний компонент послідовності $A(m, \Theta^{(x)})_j$ розглядається як окремий елемент оброблюваних даних.

Перший варіант прояву помилок каналу зв'язку виникає, наприклад, у випадку оброблення на двійковому рівні елементів вихідних інформаційних потоків в ІКСМ. У цьому випадку кінцевим етапом відновлення даних є не окремі елементи двійкової послідовності, а число N_m:

$$N_m = a_m 2^{m-1} + ... + a_i 2^{i-1} + ... + a_1 2^0, \qquad (8)$$

де

a_i – значення i - го розряду числа N_m, $i = \overline{1, m}$.

З аналізу виразу (8) випливає, що значення числа N_m може змінюватися в межах

$$0 \le N_m \le 2^m - 1, \qquad (9)$$

тобто максимальна абсолютна різниця ε між вихідним N_m і відновленим $N_m^{\bullet}$ числами дорівнюватиме

$$\varepsilon = \left| N_m^{\bullet} - N_m \right| \le 2^m - 1. \qquad (10)$$

Наприклад, якщо $m = 8$ (оброблення елементів потоку даних), то $0 \le N_m \le 255$.

Отже, для такого варіанта прояву помилки каналу зв'язку обґрунтування завадостійкості двоознакових структурних кодів зводиться до визначення можливості локалізувати значення помилки ε. Для цього розглянемо структуру двоознакового числа $A(m, \Theta^{(x)})_j$ у двійковому структурному просторі (рис. 2).

$\overbrace{}^{m_1}$		$\overbrace{}^{m_z}$		$\overbrace{}^{m_Z}$
$a_{1,1,j}$ $a_{1,m_1,j}$	0. . . 0	$a_{1,1,j}$ $a_{1,m_z,j}$	0. . . 0	$a_{1,1,j}$ $a_{1,m_Z,j}$

Рис. 2. Структура числа $A(m, \Theta^{(x)})_j$

Оскільки на можливі значення елементів числа $A(m, \Theta^{(x)})_j$ накладаються обмеження, задані виразами (1), (2), то не всі значення числа $N_m^{\bullet}$ на інтервалі (9), (10) є припустимими. Кількість $\Omega(N_m^{\bullet})$ можливих значень числа $N_m^{\bullet}$ визначається за співвідношенням:

$$\Omega(N_m^{\bullet}) = V(m,\Lambda,\Theta^{(x)}) =$$

$$= 2^m - \sum_{\substack{\xi=0 \\ \xi\neq j}}^{[\frac{m+1}{2}]} V(m,\vartheta_\xi) - (V(m,\vartheta_j) - V(m,\Lambda,\vartheta)) -$$

$$- \sum_{\substack{k=1 \\ k\neq x}}^{K} \prod_{z=1}^{Z} V(\vartheta_{zj}^{(k)},\Theta^{(k)}),$$

де $\sum_{\substack{k=1 \\ k\neq x}}^{K} \prod_{z=1}^{Z} V(\vartheta_{zj}^{(k)},\Theta^{(k)})$ – кількість послідовностей, в яких комбінація $\Theta^{(k)}$ числа серій одиниць не збігається із заданою комбінацією $\Theta^{(x)}$;

K – кількість векторів $\Theta^{(k)}$ (кількість комбінацій довжиною Z, складених з елементів $\vartheta_z^{(k)}$;

Z – кількість допустимих зон у двійковій послідовності;

$V(\vartheta_z^{(k)},\Theta^{(k)})$ – кількість допустимих двійкових послідовностей, отриманих для z-ї припустимої зони за кількістю серій одиниць, що дорівнює $\vartheta_z^{(k)}$ для вектора $\Theta^{(k)}$;

m_z – кількість двійкових елементів в z-й допустимій зоні;

$\vartheta_z^{(k)}$ – значення числа серій для z-ї допустимої зони двійкової послідовності A;

$\Theta^{(k)}$ – вектор, елементами якого є та комбінація кількостей серій одиниць $\vartheta_z^{(k)}$ у допустимих зонах $\Theta^{(k)}=\{\vartheta_1^{(k)},...,\vartheta_z^{(k)},...,\vartheta_Z^{(k)}\}$ $k=\overline{1,K}$.

Сумарна кількість двійкових комбінацій $\sum_{\substack{\xi=0 \\ \xi\neq j}}^{[\frac{m+1}{2}]} V(m,\vartheta_\xi)$ містить число серій ϑ_ξ, $\vartheta_\xi \neq \vartheta_j$, $0 \le \vartheta_\xi \le [\frac{m+1}{2}]$.

Така кількість комбінацій виключається за рахунок накладення обмеження на число серій одиниць $\vartheta = \vartheta_j$.

Сумарна кількість двійкових комбінацій, в яких на заборонених позиціях стоять одиничні елементи ($V(m,\vartheta_j) - V(m,\Lambda,\vartheta)$) виключається за рахунок накладання структурних обмежень у двійковому просторі.

Приклад скорочення кількості допустимих двійкових послідовностей для $m=8$, $\vartheta=4$, $\lambda_2=1$ і $\lambda_4=1$ подано на рис. 3.

За рахунок зменшення кількості допустимих комбінацій інтервал можливих значень величини $N_m^{\bullet}$ звузиться:

$N_{\min}^{\bullet} \le N_m^{\bullet} \le N_{\max}^{\bullet}$,

де $N_{\min}^{\bullet}$, $N_{\max}^{\bullet}$ – відповідно мінімальне й максимальне значення, яких набуває $N_m^{\bullet}$.

Для будь-якої кількості помилок, які виникли в двоознаковій структурній кодовій конструкції під час її передавання каналом зв'язку значення відхилення коду-номера $N_m^{\bullet}$ буде в таких межах:

$$\sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} N(m,\vartheta_\xi)_{\min} \le N_m^{\bullet} \le 2^m - \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} N(m,\vartheta_\xi)_{\max},$$

де $N(m,\vartheta_\xi)_{\min}$, $N(m,\vartheta_\xi)_{\max}$ – значення коду-номера з урахуванням обмеження на число серій, що дорівнює ϑ_ξ, відповідно для початкової й кінцевої двійкової послідовності множини двоознакових структурних чисел у двійковому просторі.

Можливі значення $N_m^{\bullet}$ належать множині $\Psi(\Theta^{(x)})$ двоознакових структурних чисел.

Значення $N_{\min}^{\bullet}$ формується як кількість двійкових комбінацій, не задовольняючи обмеження (1), (2) і попередньої початкової двійкової послідовності множини $\Psi(\Theta^{(x)})$.

L

a_1	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1
a_2	0	0	0	0	1	1	1	1	0	0	0	0	1	1	1	1
a_3	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1
a_4	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1
N_L	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
N_L			0	1	2	3	4									

m

a_1	0	1	1	1	1	1	1	1	1
a_2	1	0	0	0	0	0	0	0	1
a_3	0	0	1	1	1	1	1	1	0
a_4	1	1	0	0	0	0	0	1	1
a_5	0	0	0	1	1	1	1	0	0
a_6	1	1	1	0	0	0	1	1	1
a_7	0	0	0	0	1	1	0	0	0
a_8	1	1	1	1	0	1	1	1	1
$N(m,\Lambda,\vartheta)$	0	1	2	3	4	5	6	7	8
$N(m,\Lambda,\Theta^{(x)})$			0	1	2	3	4		

a_1	0	⋯	0	⋯	1	⋯	1	⋯	1	1	1	⋯	1	⋯	1	⋯	1	⋯	1
a_2	0	⋯	1	⋯	0	⋯	0	⋯	0	0	0	⋯	0	⋯	0	⋯	1	⋯	1
a_3	0	⋯	0	⋯	0	⋯	1	⋯	1	1	1	⋯	1	⋯	1	⋯	0	⋯	1
a_4	0	⋯	1	⋯	1	⋯	0	⋯	0	0	0	⋯	0	⋯	1	⋯	1	⋯	1
a_5	0	⋯	0	⋯	0	⋯	0	⋯	1	1	1	⋯	1	⋯	0	⋯	0	⋯	1
a_6	0	⋯	1	⋯	1	⋯	1	⋯	0	0	0	⋯	1	⋯	1	⋯	1	⋯	1
a_7	0	⋯	0	⋯	0	⋯	0	⋯	0	1	1	⋯	0	⋯	0	⋯	0	⋯	1
a_8	0	⋯	1	⋯	1	⋯	1	⋯	0	0	1	⋯	1	⋯	1	⋯	1	⋯	1
N_L	0	⋯	85	⋯	149	⋯	165	⋯	169	170	171	⋯	173	⋯	181	⋯	213	⋯	255

$$N_{\min}^{\bullet} = 165 \le N_m^{\bullet} \le N_{\max}^{\bullet} = 173$$

Рис. 3. Схема відновлення вихідного числа N_m

Множини попередніх комбінацій повинні мати менший лексикографічний номер порівняно з початковою послідовністю множини $\Psi(\Theta^{(x)})$ й задовольняти одне з обмежень:

− число серій одиниць дорівнює ϑ_ξ, де $\vartheta_\xi \neq \vartheta_j$, $0 \le \vartheta_\xi \le [\frac{m+1}{2}]$;

− для числа серій одиниць, яке дорівнює ϑ_j, повинні допускатися появи одиниць на заборонних зонах для ϑ_j й Λ.

Самокорекція структурних кодових конструцій

Уся множина попередніх комбінацій поділяється на три підмножини, які взаємно не перетинаються. Тоді $N^\bullet_{\min}$ буде дорівнювати

$$N^\bullet_{\min} = \sum_{\substack{\xi=0\\ \xi\neq j}}^{[\frac{m+1}{2}]} N(m,\vartheta_\xi)_{\min} + N(m,\overline{\Lambda},\vartheta_j)_{\min} + \sum_{\substack{k=1\\ k\neq x}}^{K} N(\vartheta^{(k)}_{zj},\Theta^{(k)})_{\min}, \qquad (11)$$

де $\Psi(\Theta^{(x)})$ $N(m,\overline{\Lambda},\vartheta_j)_{\min}$ – кількість двійкових послідовностей із числом серій ϑ, допуску появи одиниць на заборонних зонах і попередній початковій послідовності множини $\Psi(\Theta^{(x)})$;

$\sum_{\substack{k=1\\ k\neq x}}^{K} N(\vartheta^{(k)}_{zj},\Theta^{(k)})_{\min}$ – кількість двійкових послідовностей із числом серій ϑ_j, що задовольняють вектор обмежень Λ, але у яких комбінація $\Theta^{(k)}$ числа серій одиниць не збігається із заданою комбінацією $\Theta^{(x)}$.

Сума $N(m,\overline{\Lambda},\vartheta_j)_{\min}$ і $\sum_{\substack{k=1\\ k\neq x}}^{K} N(\vartheta^{(k)}_{zj},\Theta^{(k)})_{\min}$ дорівнює $N(m,\vartheta_j)_{\min}$.

Вираз (11) набуде вигляду:

$$N^\bullet_{\min} = \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} N(m,\vartheta_j)_{\min}.$$

Значення $N^\bullet_{\max}$ формується як кількість двійкових комбінацій, що не задовольняє обмеження (1), (2) і що має більший лексикографічний номер порівняно з кінцевою двійковою послідовністю множини $\Psi(\Theta^{(x)})$.

Отже, значення $N^\bullet_{\max}$ становитиме різницю між сумарною кількістю двійкових послідовностей довжиною m елементів, на які не накладені ніякі обмеження, й кількістю комбінацій попередньої кінцевої послідовності $\Psi(\Theta^{(x)})$ множини

$$N^\bullet_{\max} = 2^m - \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} N(m,\vartheta_\xi)_{\max}.$$

Для будь-якої кількості помилок, що виникли в двоознаковій структурній кодовій конструкції під час її передавання каналом зв'язку, для абсолютного значення відхилення ε від вихідного значення N_m виконується нерівність:

$$\varepsilon \le \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} N(m,\vartheta_\xi)_{\max} - \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} N(m,\vartheta_\xi)_{\min} = \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]}\Big(N(m,\vartheta_\xi)_{\max} - N(m,\vartheta_\xi)_{\min}\Big) = \sum_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]}\sum_{i=1}^{m}(a^{(\max)}_{ij} - a^{(\min)}_{ij})\,p^{(\xi)}_{ij}. \qquad (12)$$

Якщо

$$\varepsilon = \left| N^\bullet_m - N_m \right|,$$

то для чисел N_m й $N^\bullet_m$, оскільки вони належать множині $\Psi(\Theta^{(x)})$, виконується нерівність (12). Отже, верхньою межею ε буде права частина нерівності (12).

Для умов приклада, показаного на рис. 3, отримаємо:

$N^\bullet_{\min} = 165$,

$N^\bullet_{\max} = 173$,

отже,

$\varepsilon \le 173 - 165 = 8$.

Відхилення ε залежить від різниці між лексикографічними номерами початкової й кінцевої послідовностей множини $\Psi(\Theta^{(x)})$.

У випадку передавання двійкових даних у незжатому вигляді значення відхилення ε_0 буде обмежене зверху значенням $2^m - 1$ тобто

$\varepsilon_0 \le 2^m - 1$. Звідси треба встановити нерівність

$$\varepsilon < \varepsilon_0. \quad (13)$$

Відповідно до виразу (12) різниця між ε_0 й ε буде тим більше, чим менша кількість допустимих послідовностей, тобто

$$\varepsilon_0 - \varepsilon \to 2^m - 1$$

$$\left|\Psi(\Theta^{(x)})\right| = V(m, \Lambda, \Theta^{(x)}) \to 1. \quad (14)$$

Більше число серій одиниць ϑ_j в оброблюваній послідовності $A(m, \Theta^{(x)})_j$ встановлюється тим, що, з одного боку, $N^{\bullet}_{\min} >> 0$, тому що для складання початкової послідовності множини $\Psi(\Theta^{(x)})$ буде потрібно як мінімум $([m+1/2])$ одиничних елементів. Це приводить до збільшення лексикографічного номера початкової послідовності множини $\Psi(\Theta^{(x)})$.

З другого боку, $N^{\bullet}_{\max} << 2^m - 1$, тому що для складання кінцевої послідовності буде потрібно як мінімум $([m+1/2]-1)$ нульових елементів. Це приводить до зменшення лексикографічного номера кінцевої послідовності множини $\Psi(\Theta^{(x)})$ за

$$\vartheta_j \to ([m+1/2]):$$

$$\varepsilon_0 - \varepsilon \to 2^m - 1.$$

Отже, властивість локалізації впливу помилки каналу зв'язку під час декодування двоознакових структурних кодових комбінацій проявляється в обмеженні знизу й зверху можливих значень відхилення ε відновленого числа $N^{\bullet}_m$ від вихідного N_m, заданого нерівностями (12), (13).

Оцінимо виграш за мінімальним значенням співвідношення сигнал/шум (ССШ) для випадку передавання каналами зв'язку кодів-номерів двоознакових структурних чисел порівняно з передаванням каналом зв'язку вихідних двійкових послідовностей. У першому випадку значення ССШ $h_{\min}$ [3]:

$$h_{\min} = 20\,\ell g \frac{2^m}{\sum\limits_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} \left(N(m, \vartheta_\xi)_{\max} - N(m, \vartheta_\xi)_{\min} \right)}, \quad (15)$$

у другому випадку ССШ:

$$h^{(0)}_{\min} = 20\,\ell g \frac{2^m}{\varepsilon_0}. \quad (16)$$

З огляду виразів (15), (16), отримаємо:

$$h_{\min} - h^{(0)}_{\min} =$$

$$= 20\,\ell g \frac{2^m}{\sum\limits_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} \left(N(m, \vartheta_\xi)_{\max} - N(m, \vartheta_\xi)_{\min} \right)} - 20\,\ell g \frac{2^m}{\varepsilon_0} =$$

$$= 20\,\ell g \times \left(\frac{\varepsilon_0}{\sum\limits_{\xi=0}^{[\frac{m+1}{2}]} \left(N(m, \vartheta_\xi)_{\max} - N(m, \vartheta_\xi)_{\min} \right)} \right).$$

Відповідно до співвідношення (13) буде виконуватися нерівність $h_{\min} - h^{(0)}_{\min} > 0$.

За рахунок властивості локалізації помилки двоознакові структурні коди мають більші завадостійкі можливості порівнянно з передаванням даних у випадку, коли результатом відновлення є числові значення.

Ступінь локалізації відхилення ε відновленого числа $N^{\bullet}_m$ від вихідного числа N_m прямо пропорційна значенню множини $\Psi(\Theta^{(x)})$ (див. співвідношення (13); (14)). Тому треба оцінити завадостійкі характеристики двоознакових структурних кодів у граничних випадках, коли

$$V(m, \Lambda, \Theta^{(x)}) = 1.$$

Для початку визначимо умови, за яких значення множини $\Psi(\Theta^{(x)})$ дорівнює одиниці. Виходячи з обмежень, заданих системою (1), (2), значення множини двоознакових структурних чисел буде дорівнює 1 у таких випадках.

1. Для довільних значень компонентів вектора структурних обмежень Λ значення числа серій

$$\vartheta_j = 0 \text{ або } \vartheta_j = [\frac{m+1}{2}],$$

для непарного значення довжини двійкової послідовності m. Це визначається тим, що для цих значень числа серій існує тільки одна припустима двійкова послідовність.

2. Коли компоненти вектора Λ структурних обмежень розбивають вихідну двійкову послідовність по заборонних зонах так, що компоненти вектора обмежень $\Theta^{(x)}$ на число серій у допустимих зонах набувають значення

 ISSN 1813-1166. Вісник НАУ. 2009. №1

$\vartheta_{z\,j} = 0$

або

$\vartheta_{z\,j} = [\frac{m+1}{2}]$

для непарного m.

Для випадків

$V(m, \Lambda, \Theta^{(x)}) = 1$

і

$N_m^{\bullet} = N_m$

помилка дорівнює $\varepsilon = 0$. Значить, відбувається самокорекція помилок у кодових конструкціях, які виникли в каналі зв'язку ІКСМ.

За рахунок самокорекції досягається відновлення вихідного числа без похибок, тобто забезпечується цілісність даних кодової конструкції, сформованої на основі двоознакового структурного кодування. Узагальнивши зазначені умови, отримаємо:

$$V(m,\Lambda,\Theta^{(x)})=1\begin{cases}\Lambda=\{\lambda_{ij}=1\}_{i=\overline{1,m}},\ \vartheta_j=0,\\ \vartheta_j=[\frac{m+1}{2}]-\text{ для непарного } m;\\ \Lambda=\{\lambda_{ij}\}_{i=\overline{1,m}},\ \vartheta_{z\,j}=0,\\ \vartheta_{z\,j}=[\frac{m+1}{2}]-\text{для непарного } m\ z=\overline{1,Z}.\end{cases}$$

Висновки

Розроблено методи оцінювання завадостійкості структурних кодових конструкцій. Створені методи враховують особливості формування кодових слів і процесу декодування двоознакових структурних кодових комбінацій. Ці методи дають можливість оцінити можливості структурних кодових конструкцій до локалізації впливу помилок, а також використати методи двоознакового структурного кодування довільного джерела повідомлень, одночасно, як метод кодування джерела повідомлення, з забезпеченням максимального ступеня стиску даних та завадостійкого канального кодування.

Література

1. *Юдін О.К.* Кодування в інформаційно-комунікаційних мережах: моногр. – К.: НАУ, 2007. – 308 с.

2. *Юдін О.К.* Обґрунтування ефективності двоознакового структурного кодування у двійковому поліадичному просторі // Проблеми інформатизації та управління. – К.:НАУ, 2006. – Вип. 2 (17). – С.137–141.

3. *Юдін О.К.* Обґрунтування взаємооднозначності двоознакового структурного представлення двійкових даних у поліадичному просторі // Вісник НАУ. – 2007. – № 1. – С. 38–42.

4. *Bernard Sklar* Digital communications // Prentice Hall PTR, 2001. – 1099 p.

5. *Прэтт У.К.* Методы передачи изображений. Сокращение избыточности. – М.: Радио и связь, 2004. – 263 с.

Стаття надійшла до редакції 25.11.08.

.