УКРАЇНА

(19) UA (11) 65206 (13) U

(51) МПК

H03M 13/31 (2006.01)

ДЕРЖАВНА СЛУЖБА ІНТЕЛЕКТУАЛЬНОЇ ВЛАСНОСТІ УКРАЇНИ

ОПИС ДО ПАТЕНТУ НА КОРИСНУ МОДЕЛЬ

(54) СПОСІБ ВИЗНАЧЕННЯ НАДЛИШКОВОСТІ ДЛЯ КОДУ "ЗВАЖЕНИХ ГРУП"

(21) u201106506
(22) 24.05.2011
(24) 25.11.2011
(46) 25.11.2011, Бюл.№ 22, 2011 р.
(72) ВАСИЛЕНКО МИКОЛА ЮРІЙОВИЧ, ВАСИЛЕНКО ВЯЧЕСЛАВ СЕРГІЙОВИЧ, ЧУНАРЬОВ АНДРІЙ ВАДИМОВИЧ
(73) НАЦІОНАЛЬНИЙ АВІАЦІЙНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
(57) Спосіб визначення надлишковості для коду "зважених груп", що полягає у здійсненні розрахунку контрольної ознаки, який **відрізняється** тим, що визначають верхню та нижню межу реально потрібної розрядності контрольної ознаки для коду "зважених груп" з метою знаходження оптимального значення розміру контрольної ознаки та зменшення ймовірності виникнення помилок в сучасних інформаційно-комунікаційних системах та мережах.

Запропонована корисна модель може бути використана в сучасних інформаційно-комунікаційних системах та мережах.

Спосіб визначення надлишковості для коду «зважених груп», розроблений на основі корисної моделі, може бути використаний для забезпечення цілісності інформаційного потоку сучасних інформаційно-комунікаційних систем та мереж.

Метою даного способу є визначення потрібної і реальної надлишковості для коду «зважених груп» на основі виявлення та виправлення викривлень при отриманні інформації.

На сучасному етапі мінімально необхідне значення розрядності контрольної частини можна розрахувати із виразу необхідне для виявлення та виправлення викривлень [1, 2]:

$k_н > \log_2(1+n)$

Отже, це мінімально необхідна надлишковість, необхідна для побудови завадостійких кодів із виявленням та виправленням поодиноких викривлень. Але побудувати код із такою надлишковістю є досить непростою задачею, оскільки для більшості кодів реально потрібна надлишковість може суттєво перевищувати значення $k_н$. Питання щодо надлишковості, якої потребує той чи інший код, є чи не найважливішим при виборі завадостійких кодів. Тому постає задача розробки нового способу визначення надлишковості для коду «зважених груп».

Задачею створення даного винаходу є підвищення ефективності та надійності функціонування сучасних інформаційно-комунікаційних систем та мереж. Для досягнення поставленої мети була поставлена задача розробки способу визначення надлишковості для коду «зважених груп».

Поставлена задача вирішується тим, що спосіб визначення надлишковості для коду «зважених груп», що полягає у здійсненні розрахунку контрольної ознаки, згідно з винаходом визначає верхню та нижню межу реально потрібної розрядності контрольної ознаки для зазначеного коду з метою знаходження оптимального значення розміру контрольної ознаки та зменшення ймовірності виникнення помилок в сучасних інформаційно-комунікаційних системах та мережах.

Технічний результат, який може бути отриманий при створенні даної корисної моделі полягає в тому, що підвищується достовірності отриманої інформації з умов виявлення та виправлення помилок, зменшення ймовірності виникнення. Впровадження даної корисної моделі дасть можливість введення поняття реальної надлишковості з верхньою та нижньою межею на базі забезпечення цілісності інформаційних ресурсів сучасних систем та мереж.

Однією з характеристик будь-якого коду є надлишковість, яка потрібна для рішення його функцій. Контрольна частина не повинна бути достатньо великою, оскільки її величина впливає на загальний обсяг інформації та швидкість її передачі.

Надлишковість має бути достатньою для виявлення і виправлення заданого класу викривлень. При цьому розрізняють теоретичну мінімальну необхідну надлишковість та надлишковість, яка досягається при застосування конкретного

(19) UA (11) 65206 (13) U

коду. Як такий розглядають код «зважених груп», контрольна ознака якого розраховується з виразу:

$$R = \sum_{i=1}^{m} a_i \cdot c_i \,, \qquad (2)$$

де: m - кількість символів в інформаційній частині, a_i - значення відповідних символів, C_i - їх вагові коефіцієнти.

При визначенні теоретичної мінімально необхідної надлишковості враховують, що існує певна множина варіантів викривлень, наприклад викривлення можуть бути як в одному символі, так і в двох, трьох... чи в усіх символах одразу або може не бути взагалі. Для прикладу, розглядають можливі варіанти викривлень в базовому кодовому слові (БКС). Нехай таке БКС має загальну розрядність в n двійкових символів, які розподіляються між m суто інформаційними та k надлишковими.

- Викривлення відсутні. Кількість таких подій дорівнює одиниці, або із використанням апарату комбінаторики: $C_n^0 = \dfrac{n!}{1!\,n!} = 1$;

- Викривлення присутнє тільки в одному символі. Загальну кількість таких варіантів записують у вигляді: $C_n^1 = \dfrac{n!}{1!(n-1)!}$;

- Викривлення присутнє в будь-яких двох символах контрольної частини. Загальна кількість варіантів: $C_n^2 = \dfrac{n!}{1!(n-2)!}$.

Для загального випадку / викривлень, мають: $C_n^i = \dfrac{n!}{1!(n-i)!}$, де i=0, 1, 2, ..., n.

Оптимальну надлишковість знаходять як мінімально необхідне значення розрядності контрольної частини коду $k_н$=min k, де k - надлишкові символи коду, призначеного для виявлення та виправлення викривлень певної кратності.

Із викладеного витікає, що найменше необхідне значення розрядності контрольної частини при виявленні та виправленні викривлень будь-якої кратності знаходять із виразу:

$$k_н \ge \log_2\left(C_n^0 + C_n^1 + C_n^2 + \ldots + C_n^n\right) = \log_2\left(\sum_{i=0}^{n} C_n^i\right) = \log_2 2^n = m + k_н \cdot$$

$k_н \ge m+k_н$

Сума під логарифмом є сумою коефіцієнтів в розкладанні бінома Ньютона і дорівнює 2^n. Отже, двійковий логарифм від цієї суми дорівнює n. Оскільки n=m+k то останній вираз набуває вигляду $k_н \ge m+k_н$. Оскільки, така нерівність є неможливою, то слід зробити висновок: створити код для виявлення і виправлення викривлень в n символах кратністю від 0 до n неможливо.

Для вирішення ж задачі виявлення і виправлення викривлень доцільно зробити припущення, що в каналі існують викривлення, але в обмеженій кількості символів, наприклад в $t_в$ символах. Таке припущення є справедливим для більшості реальних каналів. Надалі розглядають випадок наявності викривлень не більше ніж в одному із символів, тобто коли $t_в$=1.

Для визначення реального значення $k_р$, необхідно і достатньо знати найбільше із можливих значень контрольної ознаки R(A) коду, що розглядається.

Тоді реальне значення кількості символів к контрольної частини R(A) знаходять формулою як функцію надлишковості (1):

$$k_р = f(\max(RA)). \qquad (2)$$

В двійковій системі числення двійкове число представляється як послідовність нулів і одиниць. Отже a_i може приймати значення або 0 або 1. Контрольна частина R(A) прийме максимальне значення тільки тоді, коли кожний елемент інформаційної частини дорівнює a_i=1, бо 1 - найбільше число в двійковій системі числення.

Таким чином, виходячи з цих міркувань, величина max R(A) набуде вигляду:

$$\max R(A) = \sum_{i=1}^{m} c_i \qquad (3)$$

Формують правило вибору вагових коефіцієнтів: вагові коефіцієнти розрядів інформаційних частин мають бути більшими ніж основа системи числення p та не повинні дорівнювати величині p^i (i=0, 1, 2, ...), в той час як вагові коефіцієнти контрольних символів повинні дорівнювати величині p\

Тоді вагові коефіцієнти розрядів інформаційних частин c_t в двійковій системі числення можуть дорівнювати: 3, 5, 6, 7, 9, 10, 11, ... Тобто дорівнюють усім числам, окрім 2^i (i=0, 1, 2, ..., k-1). Отже, сукупність вагових коефіцієнтів інформаційних та контрольних розрядів можна вважати такою, що утворює ряд натуральних чисел від 0 до n.

Для знаходження суми вагових коефіцієнтів інформаційної частини коду $\sum_{i=1}^{m} c_i$ використають той факт, що вона дорівнює сумі усіх вагових коефіцієнтів за виключенням суми вагових коефіцієнтів контрольних розрядів. Окрім того, врахують, що перша із цих сум є сумою членів арифметичної прогресії від 1 до n із різницею, що дорівнює 1, а друга є сумою членів геометричної прогресії від 1 до 2^{k-1} із знаменником 2. Тоді:

$$\sum_{i=1}^{m} c_i = (1+n)\cdot n/2 - \sum_{i=0}^{k-1} 2^i = (1+n)\cdot n/2 - \left(2^{k-1}-1\right)/(2-1) = (1+n)\cdot n/2 - 2^{k-1} + 1$$

Тоді вираз (4) можна записати у наступному вигляді:

max R(A)=(1+n)-n/2-2^{k-1}+1.

Функція f у виразі (2) є логарифмічною за основою p, яка для двійкової системи дорівнює 2.

Таким чином, для розробленого коду вираз (2) набуде наступного вигляду:

$$k_p \ge \log_2\left((1+n)\cdot n/2 - 2^{k_р - 1} + 1\right). \qquad (4)$$

Звернуть увагу, що шукане значення $k_р$ знаходиться в обох частинах нерівність (4).

З нерівності (4) знайдуть вираз для розрахунку нижньої межі реально потрібної розрядності контрольної ознаки для коду, що розглядається, $k_р$. Для цього здійснять наступну низку перетворень.

$$k_p \ge \log_2\left((1+n)\cdot n/2 - 2^{k_р - 1} + 1\right),$$

$$2^{k_р} \ge (1+n)\cdot n/2 - 2^{k_р - 1} + 1,$$

$$2\cdot 2^{k_р - 1} + 2^{k_р - 1} \ge (1+n)\cdot n/2 + 1,$$

$2^{k_p-1} \ge (1+n)\cdot n/6+1/3$.

Таким чином, нижня межа реально потрібної розрядності контрольної ознаки для коду, що розглядається, k_p може бути визначеною із нерівності:

$k_p \ge 1+\log_2((1+n)\cdot n/6+1/3)$. (5)

Верхню межу реально потрібної розрядності контрольної ознаки для коду, що розглядається, k_p можна знайти шляхом аналізу підлогарифмічного виразу в нерівності (5), значення якого не може бути від'ємним. Отже, після низки наступних перетворень:

$(1+n)\cdot n-2^{k_p}+2>0$,

$2^{k_p}<(1+n)\cdot n+2$,

$k_p<\log_2((1+n)\cdot n+2)$,

$k_p<\log_2(2\cdot\{(1+n)\cdot n/2+1\})$,

$k_p<\log_2\{\{1+n)\cdot n/2+l)+\log_2 2$

одержують вираз для визначення шуканого значення верхньої межі реально потрібної розрядності контрольної ознаки для коду, що розглядається:

$k_p<1+\log_2\{(1+n)\cdot n/2+1)$ (6)

При визначенні реально потрібної розрядності контрольної ознаки (для коду, що розглядається) k_p врахують, що ця величина може приймати лише цілочисельне значення. Тоді в виразах (5) та (6) замість можливих дробових значень логарифмів використають їх найближче більше ціле, наприклад здійснять перехід типу:

$\log_2((1+n)\cdot n/6+1/3)\rightarrow[\log_2((1+n)\cdot n/6+1/3)]+1$.

В цій формулі [X] - означає обчислення цілої частини від X. Результати розрахунків за виразами (5) та (6) зведено в порівняльну таблицю 1. Одержані результати дозволяють стверджувати, що надлишковість, якої потребує код «зважених груп» при малих розрядностях БКС (n) не перевищує оптимальної, а в разі збільшення розрядності БКС (n) є несуттєво більшою за оптимальну.

Джерела інформації:

1. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение. 2-е издание. Пер. с англ. - М.: Издательский дом "Вильяме", 2003. - 1104 с.

2. Юдін О.К. Кодування в інформаційно-комунікаційних мережах - Монографія. - К.: Книжкове видавництво НАУ, 2007. - 302 с.

Таблиця 1.

	n									
	4	5	6	7	8	12	16	24	32	40
$k_н$	3	3	3	3	4	4	5	5	6	6
min k_p	2	3	3	4	4	5	6	7	8	9
max k_p	3	3	4	4	5	6	7	8	9	9

	n									
	48	56	64	80	96	112	128	144	160	176
$k_н$	6	6	7	7	7	7	8	8	8	8
min k_p	9	10	10	11	11	12	13	12	13	13
max k_p	10	10	11	11	12	12	13	13	13	13

	n				
	192	208	224	240	256
$k_н$	8	8	8	8	9
min k_p	13	13	14	14	14
max k_p	14	14	14	14	15

Комп'ютерна верстка Г. Паяльніков Підписне Тираж 23 прим.

Державна служба інтелектуальної власності України, вул. Урицького, 45, м. Київ, МСП, 03680, Україна

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