

# Наука і сучасні технології

УДК 681.3:622.276

## РОЗРОБКА МЕТОДІВ ЗМЕНШЕННЯ ОБ'ЄМУ ТА ПІДВИЩЕННЯ ПЕРЕШКОДОСТІЙКОСТІ КОДУВАННЯ В ІНФОРМАЦІЙНО-ВИМІРЮВАЛЬНИХ СИСТЕМАХ ПІДПРИЄМСТВ НАФТОГАЗОВОГО КОМПЛЕКСУ

Г.Я.Ширмовський, Н.Г.Ширмовська, Г.І.Левицька, А.Ю.Левицький

ІФНТУНГ, 76019, м. Івано-Франківськ, вул. Карпатська, 15, тел. (03422) 49358  
e-mail: public@nuing.edu.ua

Запропонована оптимізована процедура зменшення об'єму повідомлень та підвищення перешкодостійкості кодування потоків інформації в інформаційних системах підприємств нафтогазового комплексу на базі перетворення системи числення залишкових класів. Показано, що стиснення інформації та введення незначної надмірності володіє властивостями реального часу при формуванні, передачі та відображенні повідомлень як в апаратурі, яка передає інформацію, так і в апаратурі, що приймає її, а також суттєво підвищує перешкодостійкість контрольної інформації.

Ключові слова: технологічні параметри процесу буріння, система залишкових класів, модуль кодування, інформаційно-вимірвальна система.

Предлагается оптимизированная процедура уменьшения объема сообщений и повышения помехоустойчивости кодирования потоков информации в информационных системах предприятий нефтегазового комплекса на базе преобразования системы счисления остаточных классов. Показано, что уплотнение информации и введение незначительной избыточности обладает свойствами реального времени при формировании, передаче и отображении сообщений как в передающей, так и в приемной аппаратуре, а также существенно повышает помехоустойчивость контролируемой информации.

Ключевые слова: технологические параметры процесса бурения, система остаточных классов, модуль кодирования, информационно-измерительная система

The article suggests the optimized procedure for reducing the volume of messages and increasing the noise resistance of information streams encoding in the information systems of oil and gas enterprises on the basis of residual classes numerical system transformation. It is shown that data reduction and insignificant amount of redundancy introduction has the real time properties with the formation, transmission and displaying of messages in the equipment that transmits information, and in the equipment that receives it; and it is also significantly increasing a noise resistance of the control information.

Keywords: technological parameters of the drilling process, system of residual classes, encoding module, information measurement system

Зменшення об'єму повідомлень шляхом перетворення системи залишкових класів (СЗК-перетворення) і використання  $y_{ij}$  обчисленнями за залежністю

$$y_{ij} = R_j \cdot P_j + b_{ij} \quad (1)$$

наведена в [1] складає 1.2-1.7 разів порівняно з традиційними методами.

Згортка повідомлень, що несуть інформацію про технологічні і планово-економічні дані на тимчасовому інтервалі  $k+1, n$  матриці  $y_{ij}$ , має ще більше стиснення в порівнянні з СЗК-

перетворенням, що несе інформацію лише про технологічні дані. Зобразимо це.

Позначимо СЗК-перетворення (1) як  $N_i(y)$ , тоді згідно з [2] діапазон представлення блокових кодів обмежений  $0 \leq N_i(y) < \tau$ .

Представимо ординати  $y_{ij}$  як

$$y_{ij} = b_{ij} + R_j \tau_j, \quad (2)$$

де  $\tau_j$  – модуль кодування СЗК-перетворення за методом залишку, на відміну від  $p_j$  – модуля кодування звичайного СЗК-перетворення.

Обмежимо максимальні значення ординати  $y_{ij}$ , вирахування  $b_{ij}$  і рангу  $R_j$  відповідними модулями кодування, враховуючи, що для згортки  $k+1$  рядки матриці (1) необхідний модуль  $P_{k+1}$ . Тоді система співвідношень матиме вигляд

$$\left. \begin{aligned} (y_{ij}) \max &\leq P_j - 1 \\ (b_{ij}) \max &\leq \tau_j - 1 \\ (R_j) \max &\leq \tau_{k+1} - 1 \end{aligned} \right\} . \quad (3)$$

З урахуванням  $P_{k+1}$  – модуля кодування залежність СЗК-перетворення за методом залишку набуде вигляду

$$N_i(b) = \text{res} \left( \sum_{j=1}^k b_j B_j + R_j \tau_{k+1} \right) \pmod{\tau_{k+1}} . \quad (4)$$

Для  $\tau_{k+1}$  діапазон представлення обмежений

$$0 \leq N_i(b) < \tau_{k+1} \prod_{j=1}^k \tau_j .$$

Виразимо (2) через  $b_{ij}$ , тоді

$$b_{ij} = y_{ij} - R_j \tau_j . \quad (5)$$

Запишемо (5) з урахуванням (3) для максимальних  $b_{ij}, y_{ij}, R_j$ :

$$(\tau_j - 1) = (P_j - 1) - (\tau_{k+1} - 1) \cdot \tau_j . \quad (6)$$

Модуль кодування звичайного СЗК-перетворення можна представити із (6) як

$$P_j = \tau_{k+1} \cdot \tau_j ,$$

або з врахуванням того, що набір модулів кодування – взаємно прості числа,

$$P_j \geq \tau_{k+1} \cdot \tau_j . \quad (7)$$

З врахуванням (7) діапазон представлення блокових кодів обмежені:

$$0 \leq N_i(y) < \tau_{k+1} \prod_{j=1}^k \tau_j ;$$

$$0 \leq N_i(b) < \tau_{k+1} \prod_{j=1}^k \tau_j .$$

Зіставивши  $N_i(y)$  та  $N_i(b)$  отримаємо для максимально можливих кодових чисел таке співвідношення

$$\frac{N_i(y)}{N_i(b)} > \tau_{k+1}^{k-1} . \quad (8)$$

Модуль кодування  $P_{k+1}^{k-1}$  виражається, як правило, двозначним числом, тому оцінка (8) визначає значний коефіцієнт стиснення повідомлень, що притримується до аналогічних методів стиснення інформації для космічного зв'язку [3]. Для числа каналів  $k=6$  (середнє число контрольованих параметрів установки буріння в заданому інформаційному стані) співвідношення (8) сягає 10.

Одержаний виграш в об'ємі інформації, у свою чергу, вимагає підвищення вимог до її достовірності. Такі роботи проводилися і відбиті в [4], [5].

У [5] показано, що розподіл помилок при передаванні телефонними каналами такий:

70% помилок викликано переходом "1" в "0";

80-90% всіх спотворених слів мали тільки один спотворений символ;

у 83% випадків між спотвореними знаками знаходилися більше двох неспотворених символів;

у 80% випадків між помилками знаходилося принаймні 50 неспотворених символів.

Як показано в [6], [7], найбільш перспективним методом захисту даних від помилок в інформаційно-вимірювальних системах (ІВС) і мережах персональних комп'ютерів (ПК) є застосування арифметичних  $AN$ -кодів. Це вимагає введення в СЗК контрольованого модуля кодування  $P_0$ , що призводить до розширення початкової матриці (1) до вигляду

$$\begin{pmatrix} b_{00} b_{10} \dots b_{k0} b_{k+1,0} \dots b_{n0} \\ \dots \dots \dots \\ b_{0k} b_{1k} \dots b_{kk} b_{k+1,k} \dots b_{nk} \\ X_0 R_1 \dots R_k X_{k+1} \dots X_n \end{pmatrix} , \quad (9)$$

де:  $b_{00} - b_{n0}$  – залишок від різниці каналу захисту і помилок;

$X_0$  – вільна позиція  $k+1$ -каналу.

Для забезпечення синхронізації залишку  $b_{00} - b_{k0}$  присвоюються значення, що відрізняються від значень  $b_{k+1,0} - b_{nk}$ .

Символу  $X_0(k+1)$ -го каналу нульового вектора-стовпця матриці (9) присвоюється код  $S$  – стан контрольованого об'єкта. Це дає змогу під час переходу технологічного об'єкта в різні стани, керуючись лише ознакою  $S$ , реєструвати різні технологічні параметри без застосування додаткової інформації.

Введена надмірність представлення  $N_i$  із захистом від помилок зумовлює розширення діапазону  $N_i$ :

$$0 \leq N_i < P_0 \tau .$$

Надмірність  $N_i$ , представлену двійковим  $AN$ -кодом, можна оцінити співвідношенням

$$\log_2 P_0 - 1 < N_i < \log_2 P_0 + 1 ,$$

для кількості помилок  $(P_0 - 1) / P_0$  (табл.1).

Розбиття контрольованого модуля  $P_0$  на ряд

малих модулів кодування  $P_0 = \prod_{m=1}^r P_m$  дає змогу підвищити редагуючі властивості блокового коду  $N_i$  без збільшення двійкового представлення  $N_i$ , оскільки в полунітарному кодуванні

Таблиця 1 – Число помилок, що виявляються AN - кодом помилок для набору P<sub>0</sub> – A

Контрольний модуль, P <sub>0</sub>	Відсоток виправлених помилок, A
3	66,6
5	80
7	85,7
11	90,9
13	92,3
17	94,1
19	94,7
23	95,6
29	96,5
31	96,7
37	97,2
41	97,5
43	97,5
47	97,8
53	98,1
59	98,3
61	98,3
...	...
127	99,2

$$\log_2 P_0 \geq (\log_2 P_1 + \log_2 P_2 + \dots + \log_2 P_r).$$

Вважається, що арифметичний AN - код є множиною

$$C_{P_0, M} = \{0, P_0, 2P_0, \dots, (M-1)P_0\},$$

де M – ціле, рівне потужності коду N<sub>i</sub> [8]. Тоді виявленими і помилковими (причому будь-якої кратності) є коди N<sub>i</sub>, не кратні P<sub>0</sub>. Крім того, при введенні рівних нулевих контрольних ординат y<sub>01</sub>, y<sub>02</sub>, ..., y<sub>0r</sub> для модулів P<sub>01</sub>, P<sub>02</sub>, ..., P<sub>0r</sub> також спостерігається скорочення довжини блокового коду N<sub>i</sub> на 1-2 двійкових розряди.

Ряд методів корекції кодів СЗК наводиться в роботі [8] і розвинений в [9], [10], [3], [11]. Тестові оперативні методи контролю і діагностики орієнтовані на специфіку пристроїв, що функціонують в СЗК, і мають свою специфіку. Так в [6], [11] показано, що код СЗК двома контрольними підставами дає змогу повністю зберегти працездатність ПК при відмовах у будь-яких двох трактах. При виникненні третьої і, навіть, четвертої відмов ПК все ще може виконувати програму, що правда з певним зменшенням точності або швидкості обчислень [8].

Алгоритмічний спосіб корекції помилок заснований на виявленні N<sub>i</sub> не кратного контрольному модулю P<sub>0</sub>, пошуку відношення N<sub>i</sub> < τ / P<sub>j</sub>, (j = 1, k) та виявленню, таким чином, спотвореного залишку b<sub>ij</sub>.

Коригування b<sub>ij</sub> виконується за залежністю

$$b_{ij} = \text{res}(\tilde{b}_{ij} + \tilde{E} \left[ \frac{P_j(1+P_0)}{P_0} - \frac{\tilde{N}_i}{B_j} \right] \text{mod } P_j).$$

Для оптимальних перешкодостійких двійкових кодів потрібне співвідношення надмірності 16:1 [26], у той час як для привірюваного за місткістю обчисленого СЗК-коду це відношення складає 9:1, що вказує перспективність використання досліджуваного методу [3].

З теорії чисел відомо [12], [13], що помилка обчислених кодів за однією з основ викликає помилку, кратну добутку решти основ, тобто

$$\text{помилка} = M / P_j \equiv L(\text{mod } P_j),$$

де: M – значення N<sub>i</sub>, що підлягає кодуванню;

P<sub>j</sub> – модуль кодування j-того параметра;

L – ціле число.

Якщо місткість коду перевищує M, то

$$M < \begin{cases} (x|_{p_1} = 1, |x|_{p_2} = |x|_{p_3} = \dots = |x|_{p_k} = 0); \\ (x|_{p_1} = |x|_{p_3} = \dots = |x|_{p_k} = 0, |x|_{p_2} = 1); \\ \dots \\ (x|_{p_1} = |x|_{p_2} = \dots = |x|_{p_{k-1}} = 0, |x|_{p_k} = 1). \end{cases}$$

Отже, може бути одержаний код для виявлення помилок, оскільки виникнення помилки на одиницю в будь-якій основі призводить до кодового представлення, що перевищує значення M [3]. Зберігаючи першу нерівність, одержимо скорегований код за допомогою додавання таких умов

$$M < \begin{cases} (x|_{p_1} = 1 |x|_{p_2} = |x|_{p_3} = \dots = |x|_{p_k} = 0) - \\ - (x|_{p_1} = |x|_{p_3} = \dots = |x|_{p_k} = 0, |x|_{p_2} = 1); \\ \dots \\ (x|_{p_1} = |x|_{p_2} = \dots = |x|_{p_{k-1}} = 0, |x|_{p_k} = 1) - \\ - (x|_{p_1} = |x|_{p_2} = \dots = |x|_{p_{k-1}}, |x|_{p_k} = 1). \end{cases}$$

Для отримання вірної відповіді необхідно виконати наступні операції

$$N + (x|_{p_1} = 1, |x|_{p_2} = |x|_{p_3} = \dots = |x|_{p_k} = 0) = N_1;$$

$$N + (x|_{p_1} = |x|_{p_3} = \dots = |x|_{p_k} = 0, |x|_{p_2} = 1) = N_2;$$

$$\dots \\ N + (x|_{p_1} = |x|_{p_2} = \dots = |x|_{p_{k-1}} = 0, |x|_{p_k} = 1) = N_k.$$

Потім визначається, яка з нерівностей буде виконана

$$\left. \begin{matrix} 0 < N_1 < M \\ 0 < N_2 < M \\ \dots \\ 0 < N_k < M \end{matrix} \right\} . \quad (10)$$

Вірного значення кодове слово N<sub>i</sub> може бути за єдиного значення системи співвідношень (10). Наведена схема корекції спотворених N<sub>i</sub> має такі особливості:

- всі одиничні помилки коригуються;
- половина парних помилок коригується в межах плюс/мінус одне число;
- з парних помилок, що залишилися, половина залишається не виявленою;
- величина невиявлених помилок нижча за фіксоване відносне значення помилок;
- половина виявлених помилок, що залишилася, не підлягає коригуванню.

Проте, окрім описаної вище алгоритмічної корекції помилок, СЗК-перетворення володіє природною властивістю до адаптації і самокорекції помилок.

### Література

1 Браго Е.Н. Пути совершенствования АСУТП нефтедобычи на основе микропроцессорных средств автоматизации / Е.Н.Браго, А.Г.Огиенко. – М.: Наука, 1997. – 45 с.

2 Смирнов Н.В. Курс теории вероятностей и математической статистики для технических приложений / Н.В.Смирнов, И.В.Дунин-Барковский. – М.: Наука Главная редакция физико-математической литературы, 1965. – 511 с.

3 Кожемяко В.П. Оптоэлектронные логико-временные информационно-вычислительные среды / В.П.Кожемяко. – Тбилиси: МЕЦНИЕРЕБА, 1984. – 358 с.

4 Мэтьюз Джон Г., Финк Куртис Д. Численные методы. Использование MATLAB, 3-е издание.: Пер. с англ. – М.: Издательский дом "Вильямс", 2001. – 720 с.

5 Смирнов Н.В. Курс теории вероятностей и математической статистики для технических приложений / Н.В.Смирнов, И.В.Дунин-Барковский. – М.: Наука Главная редакция физико-математической литературы, 1965. – 511 с.

6 Кристофидес Н. Теория графов. Алгоритмический подход / Н.Кристофидес. – М.: Мир, 1978. – 432 с.

7 Кочетков Г.Б. Управление производством / Г.Б.Кочетков. – М.: Знание, 1995. – 64 с.

8 Белима А.С. Теоретические основы централизованного контроля технологических процесов / А.С. Белима. – К.: Вища школа, 1973. – 242 с.

10 Рожнов В.С. Информационное обеспечение хозяйственной деятельности предприятия / В.С.Рожнов. – М.: Финансы и статистика, 1987. – 144 с.

11 Чеголин П.М. Методы и средства обработки сигналов в дискретных базисах / П.М.Чеголин. – Минск.: Наука и техника, 1987. – 296 с.

12 Howes I. Merging well data from all sources // The Oil-Man. – 1996. – 212 p.

13 Лобанов В.А. Автоматизация технологических процесов бурения / В.А.Лобанов. – М.: Газпром, 1996.–50 с.

*Стаття надійшла до редакційної колегії  
26.11.09*

*Рекомендована до друку професором  
Л. М. Заміховським*