

Рівність значень $I_{f_{II}G}$ та $I_{q_{II}fG}$ є підтвердженням представлення нечіткого графа другого роду (нечіткого бінарного відношення другого роду $f_{II}G$) у системі квантових реєстрів $q_{II}f$ -системи.

З очевидності числового експерименту випливає, що нечіткі гіперграфи другого роду, як математичні моделі об'єктів та процесів ІТ, можуть бути представлені у системі квантових реєстрів $q_{II}f$ -систем завдяки N -арних квантових нечітких відношень другого роду (гіперграфів з квантовими нечіткими числовими мітками).

Висновки. Здійснено чисельне моделювання представлення графів з нечіткими мітками в квантових нечітких інформаційних системах другого роду на основі бінарних квантових нечітких відношень другого роду та його апробація шляхом порівняння з результатами чисельного моделювання представлення графів з нечіткими мітками у нечітких інформаційних системах, що дає основу для проведення практичних робіт у даному напрямі.

Література

1. Берж К. Теория графов и ее применение / Берж К.; [пер. с фр. А.А. Быкова]. – М.: Иностранная литература, 1962. – 319 с.
2. Харари. Ф. Теория графов / Харари. Ф.; [пер. с англ. В.П.Козырева]. – М.: Мир, 1973. – 300 с.
3. Пастух О.А. Квантові нечіткі множини з комплексно значною характеристичною функцією і їх використання для квантового комп'ютера / О.А. Пастух // Вісник Хмельницького національного ун-ту. – 2006. – Т.1. – № 2. – С. 158-161.
4. Пастух О.А. Квантова нечітка випадкова подія та її маргінальна амплітуда ймовірності / О.А.Пастух // Вісник Хмельницького національного ун-ту. – 2006. – № 5. – С. 58-60.
5. Пастух О.А. Повний біунарний уноід квантових нечітких булевих підмножин на просторі $[0; \infty)$ / О.А. Пастух // Вісник Хмельницького національного ун-ту. – 2007. – № 1. – С. 196-198.
6. Пастух О.А. Основи зв'язку між математичними формалізмами інформаційних систем, нечітких інформаційних систем та квантових інформаційних систем / О.А. Пастух // Вісник Хмельницького національного ун-ту. – 2008. – № 3. – С. 87-98.

Надійшла 6.12.2009 р.

УДК 681.215

Н.Г ШИРМОВСЬКА, Н.Б.ГОЛЕМБІЙОВСЬКА, Г.Я ШИРМОВСЬКИЙ,
В.В.ЖУРАКІВСЬКИЙ

Івано-Франківський Національний Університет Нафти і Газу

РОЗРОБКА АЛГОРИТМІВ ВИЯВЛЕННЯ І ВИПРАВЛЕННЯ ПОМИЛОК ПРИ КОДУВАННІ-ДЕКОДУВАННІ ПОВІДОМЛЕНЬ НА ПІДПРИЄМСТВАХ НАФТОГАЗОВОГО КОМПЛЕКСУ

У статті розглядається проблематика і пропонується комбінований підхід розробки алгоритмів виявлення і виправлення одиночних і багатократних помилок, виникаючих на різних етапах збору, формування, обробки, передачі і відображення технологічних і планово-економічних даних на підприємствах нафтогазового комплексу України. Показані переваги використання комбінації коректуючих AN і (n, k) – кодів і системи числення залишкових класів.

The paper considers issues and proposed a combined campaign of the development of algorithms to detect and correct single and multiple errors, poznikauschih at different stages збора, formation, processing, Transmission and mapping-tion of technological and economical даних at enterprises of oil and gas complex of Ukraine. The advantages of a combination of correcting AN and (n, k) – codes and the number system of residual classes.

Ключові слова: виявлення помилок, нафтогазовий комплекс.

Вступ

Зважаючи на різноманіття і складність проблем, що виникають в процесі розробки, впровадження і розвитку інформаційно-вимірвальних систем (ІВС) виникає потреба в постановці і рішенні ряду завдань з оптимізації концентрованих повідомлень для формування достовірних та захищених від перешкод даних в ІВС бурових виробництв.

Для підвищення достовірності передачі інформації по каналах зв'язку, зберігання її в пам'яті ЕОМ і подальшої обробки в інформаційних системах, використовуються корегуючі залишкові, AN – коди [1].

Вибір AN і (n, k) – кодів зумовлений тим, що вони можуть ефективно використовуватися для захисту інформації при передачі по каналах зв'язку, а також при контролі достовірності результатів обчислень та обробки інформації на ЕОМ [1].

1. Розробка алгоритмів виявлення і виправлення помилок

При реалізації алгоритму стиснення інформації доцільним є формування залишкових і нероздільних AN – кодів [2].

В основі конструкції нероздільних AN – кодів лежить властивість ділення кодових слів не деяке, визначене для заданого коду число A ; в разі виникнення помилки ділення без остачі не відбувається, а характер помилки визначається за значенням залишку. AN – код представляє відображення $N_k + AN_k$ цілих чисел $0,1,2,\dots,N_k$ в цілі числа $0, A,\dots, AN_k$, де A – стала величина [1].

Арифметична вага W_A коду N_k визначається як найменше число ненульових членів у виразі (1).

Як впливає з визначення, арифметична вага W_A не може бути більше ваги Хеммінга W_H цього числа.

Арифметична відстань $d(C_1, C_2)$ між парою будь-яких чисел C_1 і C_2 визначається як арифметична вага абсолютної величини їх різниці

$$d_A(C_1, C_2) = W_A(|C_1 - C_2|)$$

Арифметична відстань, як і відстань Хеммінга, володіє властивостями рефлексивності, симетричності та задовольняє нерівність трикутника.

AN – код може виявляти $d - 1$ помилку тоді і лише тоді, коли він має максимальну арифметичну відстань d [1].

З цього випливає, що для виявлення одиночних арифметичних помилок необхідно і достатньо щоб мінімальна арифметична відстань $d_{\min} = 2$.

Для будь-якого непарного $A > 1$ AN – код з довільною довжиною n здатний виявляти всі одиночні помилки. Очевидно, код з $A = 3$ є кодом з мінімальними витратами і вимагає два перевіірочні розряди при довільній кількості інформаційних розрядів.

Для виправлення одиночних помилок, необхідно, щоб $d_{\min} = 3$. Конструкцію кодів, що виправляють одиночні помилки, описує наступна теорема 1 [1]:

Якщо A – непарне число, не рівне одиниці, то

$$M(A,3) = \begin{cases} \frac{2^e - 1}{A}, & \text{якщо } 2^e \equiv 1 \pmod{A} \\ \frac{2^e + 1}{A}, & \text{якщо } 2^e \equiv -1 \pmod{A} \end{cases}$$

де e – найменше додатне ціле число, яке задовольняє вказані порівняння.

У таблиці 1 наведені значення $M(A,3)$ і параметри відповідних кодів з виправленням одиночних помилок для простих A , які задовольняють умови теореми 1.

Таблиця 1

Параметри кодів з виправленням одиничних помилок			
A	$M(A, 3)$	n	k
11	3	5	1
13	5	6	2
19	27	9	4
23	89	11	6
29	565	14	9
37	7085	18	12
47	178481	23	17
53	1266205	26	20
59	9099507	29	23
61	17602325	30	24

Максимальне значення кодових чисел, що формується розроблювальною апаратурою, не перевершує 2712996. Отже, як видно з табл. 1, для реалізації AN – коду, що виправляє одиночні помилки формуючим пристроєм код необхідно помножити на $A = 59$. Проте введення такого великого модуля значно збільшує час на формування вихідного коду. Для усунення цього недоліку вводиться додатковий модуль, що породжує залишковий код. Таким чином, відпадає необхідність в реалізації неділимого AN – коду, який виправляє одиночні помилки. Стає достатньою реалізація AN – коду, який виявляє одиночні помилки [1].

Як наголошувалося вище, для цього достатньо ввести модуль 3. В апаратурі $A = 5$. Вибір цього модуля пояснюється тим, що в процесі індикації і реєстрації числа з'являється можливість візуального виявлення помилок оператором, а також порівняно простим пристроєм декодування.

Таким чином, вихідний код представляє собою комбінацію неділимого AN – коду і (n, k) – коду.

Він дозволяє виявляти і виправляти адитивні і арифметичні одиночні помилки. На рис. 1. представлено структуру вихідного коду. Для розпізнання рангових $N_k(a)$ і вирахуваних $N_k(b)$ слів використовується знаковий розряд, в якому одиниці відповідає $N_k(a)$, а нулю – $N_k(b)$.

Вирахування b_{k+1} являє собою вирахування кодових слів AN – коду по породжуючому модулю $P_{k+1}(n, k)$ – коду. І так, породжуючі модулі вихідного коду рівні $P_0 = 5$ і $P_{k+1} = 23$.

Розглянемо випадок одиночної адитивної помилки, тобто помилки, пов'язаної з трансформацією двійкового числа в одному з розрядів кодового слова N_{ik} при передачі інформації по каналу зв'язку ($1 \rightarrow 0$ або $0 \rightarrow 1$). При цьому можуть мати місце два випадки:

1. Помилка сталася в перевірочній частині b_{k+1} , тобто

$$N_{ik} \equiv 0(\text{mod } 5); N_{ik} \neq b_{k+1}(\text{mod } 23);$$

В цьому випадку, очевидно, виправляти помилку немає потреби, оскільки інформаційна частина N_{ik} передана правильно.

2. Помилка сталася в інформаційній частині.

Позначимо спотворене кодове слово через \tilde{N}_{ik} , його залишки від ділення на 5 або на 23 відповідно через c і r . В цьому випадку очевидно,

$$c \neq 0 \text{ і } r \neq b_{k+1}(\text{mod } 23);$$

Задача полягає у знаходженні номера розряду, в якому сталася помилка.

Зміна двійкового числа $i - m$ розряду на протилежне рівнозначна збільшенню його на 2 при трансформації 0 на 1 і зменшенню на 2 – у в зворотному випадку.

У таблиці 2 наведені остачі від ділення ряду чисел кратних двом на модуль 23.

Таблиця 2

Значення остачі від ділення рядка чисел кратних двом на модуль 23			
2^{0-10}	Остача	2^{11-21}	Остача
2^0	1	2^{11}	1
2^1	2	2^{12}	2
2^2	4	2^{13}	4
2^3	8	2^{14}	8
2^4	16	2^{15}	16
2^5	9	2^{16}	9
2^6	18	2^{17}	18
2^7	13	2^{18}	13
2^8	3	2^{19}	3
2^9	6	2^{20}	6
2^{10}	12	2^{21}	12

Обчисливши різницю $b_{k+1} - r$, ми, очевидно, можемо вказати лише два розряди, в яких могла б статися помилка.

Наприклад:

1. $b_{k+1} - r \equiv 8(\text{mod } 23)$

В цьому випадку або в третьому, або в чотирнадцятому розряді 1 змінилась на 0.

2. $b_{k+1} - r \equiv 10(\text{mod } 23)$

В цьому випадку протилежна помилка (0 змінився на 1) могла виникнути або 7-му, або в 18-му розряді.

Номер розряду в якому треба здійснювати виправлення, із величини остачі \tilde{N}_{ik} по модулі 5, тобто C .

В результаті виправлення повинне вийти число, що ділиться без залишку на 5.

У таблиці 3 наведена остача від ділення ряду чисел кратних двом на модуль 5.

Таблиця 3

Значення остачі від ділення ряду чисел кратних двом на модуль 5

2^{0-10}	Остача (с)	2^{11-21}	Остача (с)
2^0	1	2^{11}	3
2^1	2	2^{12}	1
2^2	4	2^{13}	2
2^3	3	2^{14}	4
2^4	1	2^{15}	3
2^5	2	2^{16}	1
2^6	4	2^{17}	2
2^7	3	2^{18}	4
2^8	1	2^{19}	3
2^9	2	2^{20}	1
2^{10}	4	2^{21}	2

Зіставивши таблиці 2 і 3, можна бачити, що немає таких двох чисел кратних 2, щоб остачі від ділення на 23 і 5 збігалися, тобто якщо остачі від ділення на 23 однакові, то різні остачі від ділення на 5 і навпаки.

Це означає, що вказати розряд, в якому сталася помилка, можна однозначно.

Приклад.

Припустимо $b_{k+1} - r \equiv 8(\text{mod } 23)$ і $C = 1$.

Раніше було встановлено, що якщо $b_{k+1} - r \equiv 8(\text{mod } 23)$, то помилка могла б статися або в 3-му, або в 14-му розряді, причому 1 змінилася на 0. Порівнюючи розрахунки $C = 1$ з розрахунками в табл. 3, можна бачити, що помилка могла б статися лише в 14-му розряді, або $2^{14} \equiv 4(\text{mod } 5)$ і лише зміна в ньому 1 на 0 могла б призвести до остачі 1 по модулю 5. Зміна 1 на 0 в 33-му розряді привела б до $C = 2$. Таким чином у вказаному прикладі необхідно в 14-му розряді замінити 0 на 1.

На рис. 1 представлена блок-схема алгоритму виявлення і виправлення помилок.

2. Технологічні особливості об'єктів впровадження

Інформація у вигляді 30-и розрядних кодових слів M (рис. 2) поступає з каналу зв'язку в ЕОМ, де відбувається їх розділення на інформаційну частину і остачу "в" за породжуючим модулем (n, k) – коду (оператор 1).

Обчислюються залишки $N_{ik}r$ і n по модулях 23 і 5 (оператори 2, 3). Якщо $r = 0$ і $n = 0$, то виробляється перехід до програми декодування інформації (оператори 5, 6) інакше виконується програма виявлення і виправлення помилок. Визначаються адреси розрахунків A_j , порівнюємо їх з Δr за модулем 23 (оператори 10, 11, 12, 13, 14), де A_j – адреси масиву розрахунків 2^k за модулем 23. Після цього визначаються адреси B_b розрахунків, порівняних з 2^k за модулем 5, де B_b – адреса масиву розрахунків 2^k за модулем 5 (оператори 17, 18, 19, 20, 21). Порівнюючи між собою відносні адреси $2^k(\text{mod } 23)$, порівняних з Δr , визначається номер розряду "С", в якому виникла помилка (оператори 22, 23, 24, 25, 26, 27, 28).

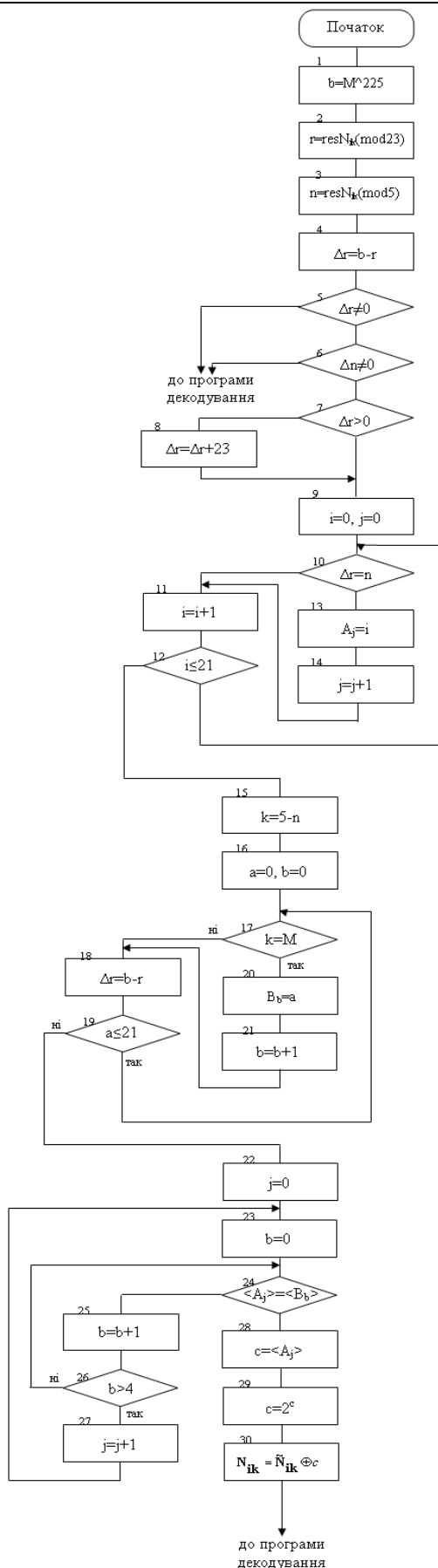


Рис. 1. Блок-схема алгоритму виявлення та виправлення помилок

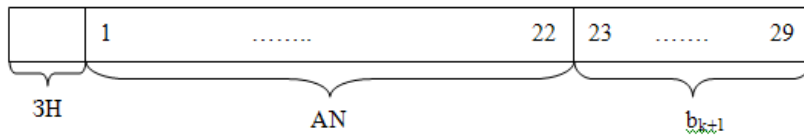


Рис. 2. Структура вихідного коду

Після визначення номера спотвореного розряду, відбувається виправлення помилки в слові \tilde{N}_{ik}

$$N_{ik} = \tilde{N}_{ik} \oplus 2^e \text{ (оператори 29, 30)}$$

і управління передається підпрограми декодування інформації.

Отриманий алгоритм реалізований на ЕОМ "Наїрі- 2" і дав необхідні результати по виявленню і виправленню помилок при декодуванні.

При поступленні інформації на ЕОМ, розміщеної на центральному диспетчерському пункті, вирішуються завдання обробки даних:

1. Виявлення і виправлення помилок прийнятої інформації.
2. Декодування інформації.
3. Статистична обробка з метою здобуття кореляційних, регресійних і спектральних характеристик.
4. Оптимізація режимів буріння і видача рекомендацій операторові на буровій.
5. Прогнозування аварійних ситуацій.

В даному параграфі вирішуються перші два завдання обробки інформації. При поступленні інформації в ЕОМ починає роботу програма виявлення і виправлення помилок. Після її виконання управління передається програмі декодування інформації.

При декодуванні інформації в початковий момент визначаються розрахунки b_{ij} з $N_k(b)$ по модулям кодування P_j

$$b_{ij} = \text{res}(N_i(b)(\text{mod } P_j)),$$

потім обчислюються ординати u_{ij} по поточних значеннях вирахувань.

Якщо прийнятим по каналу зв'язку є код $N_i(a)$, то ординати обчислюються за формулою:

$$u_{ij} = a_i P_j + b_{ij},$$

де $N_i(a)$ – рангове число.

Блок-схема програми декодування інформації, що поступає в стислому вигляді, наведена на рис. 3.

Після виконання програми виявлення і виправлення помилок, управління передається програмі декодування.

За допомогою оператора 1 визначається обчислення b_{i7} числа $N_k(.)$ за модулем P_7 . Аналізуючи обчислення за допомогою умовного оператора 2, розрізняються числа $N_k(a)$ і $N_k(b)$. Якщо $b_{i7} = 0$, то число класифікується як $N_k(a)$, в інакшому випадку (вихід "ні" умовного оператора 2) число класифікується як $N_k(b)$.

Якщо прийшло число $N_k(a)$, то включається в роботу підпрограма обчислення рангів $\{a_j\}$ ординат u_{ij} . Управління передається операторові 3.

Операції виключення рангів $\{a_j\}$ за формулою

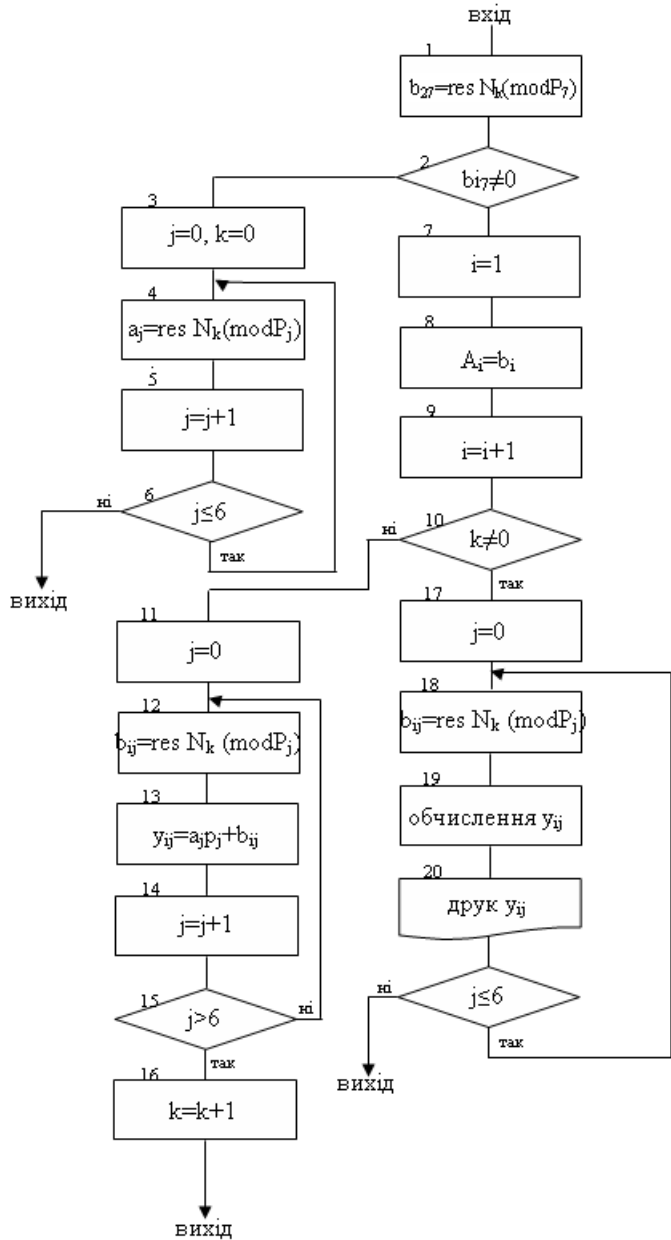


Рис. 3. Блок-схема програми декодування інформації

$$a_j = \text{res}N_k(a)(\text{mod } P_j).$$

і розміщення їх в спеціальному масиві елементів пам'яті ЕОМ реалізується операторами 3, 4, 5, 6.

Враховуючи, що масиву кодів чисел $N_k(b)$ завжди передує рангове число $N_k(a)$, то з прибутком наступного числа $N_k(\cdot)$ управління передається правій гілці блок-схеми. При цьому 7, 8, 9 оператори організовують завантаження розрахунків за модулем P_j в спеціальний масив клітинок, виділений для даних добового рапорту.

Процес виключення обчислень b_{ij} і обчислення ординат розгалужується умовним оператором 10.

Якщо ознака $k = 0$ (вихід "так" умовного оператора 10), тобто є першим кодовим числом, наступним за $N_k(a)$, то ординати y_{ij} обчислюється за формулою $y_{ij} = a_i P_j + b_{ij}$ за допомогою операторів 11, 12, 13, 14, 15. Після виконання цих операторів управління передається (вихід "ні" умовного оператора 15) операторові нарощування ознаки k на 1 і далі програмі виявлення і виправлення помилок.

Якщо при приході кодового числа $N_k(b)$ $k \neq 0$ (вихід "ні" умовного оператора 10), то обчислення ординат y_{ij} проводиться за формулою (3.3) за допомогою операторів 17, 18, 19, 21, 22. Після виконання цієї гілки програми, управління передається (вихід "ні" умовного оператора 22) програмі виявлення і виправлення помилок.

Виведення шести вимірюваних параметрів на цифровий друк здійснюється оператором 20, у вигляді таблиці, вигляд якої показаний на рис. 3.

Висновки

Таким чином алгоритм виявлення і виправлення помилок і алгоритм декодування дозволяють виключати ординати вимірюваних процесів розшифровкою послідовності чисел $N_k(\cdot)$ відновлювати інформацію при збоях або перешкодах в каналах зв'язку, і так само виводити її на цифровий друк.

У спільному випадку обчислювальний засіб може бути укомплектований набором стандартних програм для вивчення перешкодостійкості каналу зв'язку, аналізу збоїв передаючих і приймаючих пристроїв, статистики розподілу відмов, а також визначення необхідної частоти передачі опорних кодів $N_k(a)$ залежно від зміни зовнішніх умов. Розроблені алгоритми випробовувались на технологічних об'єктах [3].

Література

1. Дадаев Ю.Г. Теория арифметических кодов. М.: Радио и связь, 1981. – 272 с.
2. Николайчук Я.Н., Процюк В.Р., Ширмовський Г.Я. Эффективное кодирование суточного рапорта бурового мастера для формализованого вводу в ЭВМ. – М.. 1986. – 256 с.

Надійшла 23.12.2009 р.

УДК 621.3.049.771.14

Н.Г ШИРМОВСЬКА, К.Г ШИРМОВСЬКА
Івано-Франківський Національний Університет Нафти і Газу

ЕКСПЕРТНА СИСТЕМА ДІАГНОСТУВАННЯ ГАЗОПЕРЕКАЧУВАЛЬНОГО АГРЕГАТУ ЗА ПАРАМЕТРАМИ ВІБРАЦІЇ

У статті пропонується розробка алгоритму діагностування, а також дається оцінка стану газоперекачувального агрегату за параметрами вібрації за допомогою експертної системи. Також розглянуті правила побудови експертних систем зі змінними величинами. Визначення технічного стану агрегату по вібраційних параметрах виробляється як за змістом відповідної інформації в момент часу, так і на основі аналізу зміни її в часі.

The paper proposed the development of diagnostic algorithms and assesses the state of gas compressor units for vibration parameters by the expert system. Also consider rules of construction of expert systems with variables. Definition of the technical condition of the unit to vibration parameters is made as to the content of relevant information in time and based on analysis of changes in time.

Ключові слова: діагностика, експертна система.

Вступ

Надійність роботи газоперекачуючого агрегату (ГПА) залежить від ряду факторів, в тому числі і від вібрації, яка згубно відбивається на його технічному стані. При вібрації окремі деталі та вузли піддаються впливу знакозмінних навантажень. Це призводить до підвищеної напруженості, в результаті чого