

**Введение.** Внедрение информационных технологий на предприятии позволяет ему, во-первых, существенно сократить время на проведение бизнес-операций, во-вторых, обеспечить логическую интеграцию фрагментов информации вне зависимости от их физического местоположения. В-третьих, с помощью автоматизированных информационных систем управления (АИСУ) появляется возможность широкой унификации и глубокого анализа деловых операций.

Средним и крупным компаниям требуются комплексные / корпоративные АИС для управления деловыми процессами, которые бы упростили эти процессы и лишили бухгалтерию и прочие службы монопольного права на владение финансовыми и прочими показателями, передав эту собственность руководителям, которые непосредственно заинтересованы в результатах финансовой деятельности.

Системы для комплексной автоматизации деятельности предприятий относятся к классу систем ERP/MRP/II (Enterprise Resource Planning / Manufacturing Resource Planning) управления предприятием. Они предлагают унифицированную централизованную базу данных, единое приложение и общий пользовательский интерфейс для финансово-хозяйственных задач всего предприятия. Системы данного класса предназначены для ведения как финансового так и управленческого учета, главными требованиями к информации в которых является полнота, оперативность и достоверность.

Уровень достоверности обрабатываемых данных в АИСУ определяется надежностью характеристиками как технических средств регистрации, передачи и обработки информации, так и оператора подготовки и ввода данных в ЭВМ.

Вопросы борьбы с ошибками человека-оператора изучены менее глубоко, в то время как эти ошибки играют в АИСУ первостепенную роль. Важность первоочередного учета человеческого фактора определяется тем, что интенсивность процесса внесения ошибок человеком на 1-2 порядка выше интенсивности сбоев технических средств и имеет особенно высокие значения при подготовке и вводе данных операторами низкой квалификации.

Настоящая работа направлена на дальнейшее развитие проблематики отмеченных исследований в направлении повышения эффективности использования естественной избыточности и основанных на ней методах логического контроля.

В основу систематизации ошибок и методов их обнаружения положены следующие 4 фактора:

- грамматический характер ошибок (синтаксические ошибки и семантические);
- уровень агрегации контролируемых элементов (реквизит, запись, блок записей, файл);
- вид и форма используемой для контроля избыточности (избыточные разряды, избыточные реквизиты, избыточные записи, двукратная избыточность, естественная избыточность);
- момент внесения избыточности в контролируемые элементы (заполнение документов, перенесение на машинный носитель и ввод).

Поскольку цель работы заключается в исследовании методов контроля, основанных на естественной избыточности, уточняются общие понятия, связанные с ее интерпретацией, оценкой и потенциальной эффективностью.

**Постановка задачи.** Методы контроля, использующие естественную избыточность, основаны на конкретных специфических свойствах контролируемых реквизитов и их сочетаний, проявляющихся в том, что не все комбинации значений символов и реквизитов являются разрешенными. В отличие от других форм избыточности естественная априори имеется в исходных сообщениях, а не вносится в них специально. Благодаря этому естественная избыточность, как основа ряда специальных методов контроля, играет особую роль, которая проявляется в следующем:

- различные формы естественной избыточности охватывают контролируемые элементы различных уровней агрегации, поэтому она может быть использована для обнаружения всех типов семантических ошибок;

- естественная избыточность сопровождает информацию с момента возникновения и регистрации сообщений, поэтому она позволяет обнаруживать ошибки, внесенные на самых ранних этапах технологического процесса подготовки и ввода данных;

- использование естественной избыточности для контроля не требует практически никаких затрат труда на подготовку и ввод данных.

Если обозначить через  $Q_p$  количество разрешенных комбинаций символов, составляющих данный реквизит или сочетание реквизитов (словосочетание), а через  $Q$  – количество всевозможных комбинаций, то имеющаяся естественная избыточность может быть оценена относительной величиной  $d = 1 - \frac{Q_p}{Q}$ . Опреде-

лим контролируемую способность некоторого метода контроля по отношению к определенному типу ошибок как относительное количество обнаруживаемых ошибок. Под ошибкой будем понимать переход из некоторого "правильного" значения в ошибочное. Так как один и тот же метод контроля может по-разному реагировать на разные типы ошибок, в общем случае "интегральную" контролируемую способность  $D$  метода контроля необходимо оценивать суммой

$$D = \sum \frac{S_{0i}}{S_i} p_i$$

где  $S_i$  – полное количество ошибок  $i$ -го типа;  $S_{0i}$  – количество обнаруживаемых ошибок;  $p_i$  – относительное количество ошибочных переходов  $i$ -го типа в общем потоке ошибок.

Если не производить разделение ошибок на отдельные типы, то

$$D = \frac{S_{0i}}{S_i} = 1 - \frac{Q_p - 1}{Q - 1} = \frac{Q - Q_p}{Q - 1}$$

Таким образом  $D \approx d$ , и относительное значение естественной избыточности определяет потенциальную контролируемую способность соответствующих методов контроля.

Для определения уровня имеющейся естественной избыточности и характеристики ошибок в структурных элементах данных, обрабатываемых в АСУ металлургическим предприятием, было проведено статистическое обследование информационного обеспечения подсистемы управления сбытом металлопродукции. Особенностью подсистемы является то, что большая часть первичных документов подготавливается непосредственно в производственных подразделениях. В процессе обследования проверены более 60 тыс. записей (1660 тыс. значений реквизитов), 1,5 млн. служеб-

ных слов общим объемом 8 млн. символов. Получены распределения ошибок по их видам, искаженных значений реквизитов по видам реквизитов, ошибок по видам в структурных компонентах, искаженных структурных компонент по видам ошибок, искаженных записей по числу ошибок в них, ошибок и искаженных записей по этапам обработки. Проведенный анализ подтвердил, что интенсивность возникновения ошибок при подготовке данных непрофессиональными операторами велика и характеризуется величиной 4,0...9,0 искаженных символов в выборке из  $10^4$  символов, при этом около 80% ошибок составляют орфографические ошибки (искажения на уровне отдельных реквизитов) и 16,3% составляют корреляционные или смысловые ошибки (искажения сочетаний реквизитов в записях). Установлено, что такие критерии оценки уровня достоверности, как вероятность искажения символа и реквизита не в полной мере соответствуют, реальной структуре ошибок и их применение для оценки эффективности различных методов контроля может привести к грубым ошибкам. Поэтому в качестве меры достоверности и как основа для последующего сравнения эффективности методов контроля предложена вероятность искажения записи.

В процессе экспериментальных исследований установлено, что естественная избыточность в реквизитах и их сочетаниях достаточно велика. Так, в среднем для призначных реквизитов  $d = 0,815$ , для количественных  $d = 0,720$ , а для взаимосвязанных признаков (сочетаний призначных реквизитов)  $d = 0,953$ . Следовательно, логический контроль потенциально является эффективным средством повышения достоверности данных.

Формальная общность различных процедур проверки совместимости данных и их независимость от конкретного содержания информационного обеспечения создают основу для реализации логического контроля на стандартном уровне. Определяющим фактором в этом отношении является эффективная организация базы данных, описывающей множество разрешенных значений сочетаний реквизитов и обеспечивающей минимизацию объема памяти и/или времени выполнения процедуры контрольной проверки.

Выявлено, что множество разрешенных значений сочетаний реквизитов представляет многоуровневую сложную сетевую структуру, описывающую отношения "многие к многим". Методы эффективного физического представления таких структур в литературе исследованы не достаточно.

Результаты экспериментальных исследований информационного обеспечения и обзора литературы обосновывается целесообразность исследования и разработки формального аппарата и стандартных программных средств реализации логического контроля на основе проверки совместимости данных, позволяющей, как показал анализ, дополнительно обнаруживать около 10% общего потока ошибок.

Далее исследуются общие методы организации базы данных и алгоритмы проверки совместимости.

Назовем кратностью контролируемого словосочетания количество составляющих его слов. Примем следующие обозначения:

$R_i(1)$  – множества разрешенных значений каждого из слов  $A_{ij}$ , образующих словосочетание кратности  $K$  ( $i = 1, \dots, K$ ;  $j = 1, \dots, Q_{pi}$ ) –  $R(K)$  – множество разрешенных значений  $K$  – кратных словосочетаний мощностью

$Q_p(K)$ ;  $p_i$  – количество символов в  $i$ -ом слове;  $q$  – основание системы счисления.

Пусть предикат  $\psi(A_{i1} \dots A_{ij})$  равен 1, если значение словосочетания  $\{A_{i1} \dots A_{ij}\}$  принадлежит множеству  $R(L)$ , и равен нулю в противном случае. Будем считать, что отдельные слова и словосочетания удовлетворяют условию:

если

$$\psi(A_{i1} \dots A_{ij}) = 0, \text{ то } \psi(A_{i1} \dots A_{ij}, A_{L+1,j}) = 0 \quad (1)$$

Условие (1) выражает следующее правило: разрешенные словосочетания строятся только из разрешенных словосочетаний.

### 1. Список разрешенных $K$ – словосочетаний. В

этом способе множество  $R(K)$  описывается просто перечнем (списком) своих элементов. Физически список представляет собой некоторый файл, записанный в памяти; условием принадлежности значения  $\{A_1 \dots A_k\}$  словосочетания  $\{A_{i1} \dots A_{ki}\}$  множеству  $R(K)$  является наличие этого значения в файле.

### 2. Дерево связей. Обозначим $R_i^{l-1,j}$ подмножество

множества  $R_i(1)$ , состоящие из значений, совместимых со значениями слов  $A_{i-1,j}, A_{i-2,j}, \dots, A_{1,j}$ . Представим множество  $R(K)$  в виде древовидной структуры, в которой на уровнях  $1, \dots, l, \dots, K$  имеются узлы (отдельные элементы множеств  $R_i^{l-1,j}$ ), гнезда (сами множества  $R_i^{l-1,j}$ ) и дуги, соединяющие каждый узел уровня  $l$  с соответствующим в смысле совместимости гнездом уровня  $l+1$ . Физически гнезда представляют собой списки элементов множеств  $R_i^{l-1,j}$ , а дуги – ссылки, связывающие эти элементы с адресом участка памяти, содержащего список элементов множества  $R_i^{l,j}$ .

Процесс контроля заключается в проверке вхождения компоненты  $A_i$  проверяемого словосочетания в соответствующее подмножество  $R_i^{l-1,j}$  и, в случае положительного результата, переходе к уровню  $l+1$ . Переходы по уровням  $1 \rightarrow 2 \rightarrow \dots \rightarrow l$  продолжаются до тех пор, пока на уровне  $K$  анализ подмножества  $R_k^{k-1,j}$  не даст положительный результат. В этом случае  $\{A_1 \dots A_k\} \in R(K)$ . Если на каком-либо уровне результат проверки принадлежности  $A_i \in R_i^{l-1,j}$  оказывается отрицательным, контролируемое словосочетание является запрещенным, и процесс переходов заканчивается. Значения  $j$  определяются компонентами  $x = 1, \dots, m_x$  и  $y = 1, \dots, M_x^{(l)}$ , где  $m_x$  есть количество вершин уровня  $l$ , а  $M_x^{(l)}$  – объем  $x$ -й вершины уровня  $l$  (мощность соответствующего множества  $R_i^{l-1,j}$ ).

### 3. Бинарная таблица связей. Здесь множество

$R(K)$  задается таблицей  $T(\psi)$ , бинарные элементы которой определяются значениями функций  $\psi(A_{i1} \dots A_{ki})$ . Сущность этого способа основана на том, что вектор значения  $A_{i1} \dots A_{ki}$  можно интерпретировать как некоторое число, определяющее адрес соответствующего значения  $\psi(A_{i1} \dots A_{ki})$ . В этом случае контрольная проверка заключается в выборке и анализе бита, расположенного по адресу

$$\sum_{i=1}^k A_i q^{n(k-i)}$$

Основными критериями оценки эффективности описанных трех способов представления базы данных являются объем памяти и время выполнения контрольной проверки.

**Объем памяти.** Обозначим количество разрешенных значений словосочетаний  $Q_p(k)$  в долях от количества всевозможных значений

$$Q_p(k) = \gamma Q = \gamma \prod_{l=1}^k Q_{pl}, \quad \text{где } \gamma < 1$$

Предположим далее, что независимо от значения  $\gamma$  разрешенные словосочетания распределены равномерно относительно множества всевозможных значений и что значения  $A_{ij}$  представлены равнодлинными избыточными кодами, т.е. выполняется неравенство  $q^{n-1} < Q_{pl} \leq q^n$ . Последнее предположение означает, что мы будем анализировать результаты, наиболее "экономичные" в смысле требуемой памяти.

Для первого способа объем памяти  $V_1$ , выраженный в количестве символов, определяется следующим простым выражением:

$$V_1 = \gamma K n \prod_{l=1}^k Q_{pl} \quad (2)$$

Оценивая эффективность древовидной структуры, сделаем вначале некоторые дополнительные упрощающие допущения. Будем считать, что  $M_x^{(l)} = \varphi Q_{pl}$ , где  $\varphi < 1$ , и длина адресной ссылки совпадает с длиной рекузита (последнее вполне согласуется с принятым ранее предположением о избыточности представления рекузитов). Тогда объем памяти  $V_2$  определится как сумма объемов записанных рекузитов и ссылок:

$$V_2 = n \sum_{l=1}^k \varphi^{l-1} \prod_{i=1}^l Q_{pi} + \sum_{l=1}^{k-1} \varphi^{l-1} \prod_{i=1}^l Q_{pi}$$

Свяжем значения коэффициентов  $\gamma$  и  $\varphi$ . С одной стороны,  $Q_p(k) = m_k M_x^{(k)} = \varphi_k^{k-1} \prod_{l=1}^k Q_{pl}$ . С другой стороны, в соответствии с (2)  $Q_p(k) = \gamma \prod_{l=1}^k Q_{pl}$ . Отсюда  $\gamma = \varphi^{k-1}$ , и

$$V_2 = 2n \left( \sum_{l=1}^{k-1} \gamma^{k-1} \prod_{i=1}^l Q_{pi} \right) + n \prod_{i=1}^k Q_{pi} \quad (3)$$

Для третьего способа

$$V_3 = q^{kn} / z \quad (4)$$

где  $z = \lceil \log_2 q \rceil$

Здесь возможно некоторое сокращение занимаемого объема памяти за счет устранения остаточной избыточности, определяемой неравенством  $Q_{pl} < q^n$ . В этом случае адреса  $N_\psi$  двоичных элементов  $\psi(A_1 \dots A_k)$  определяются следующим образом

$$N_\psi = \sum_{l=1}^k A_l \prod_{i=l+1}^k Q_{pi} \quad (5)$$

Выражение (5) определяет значение числа, записанного в системе счисления со смешанным основанием  $Q_{pl}$ , причем в качестве разрядов фигурируют слова с меньшими значениями  $l$ . Очевидно (и это вытекает непосредственно из (5)), что максимальное значение адреса равно  $\prod_{l=1}^k Q_{pl} - 1$ , количество двоичных элементов таблицы равно  $\prod_{l=1}^k Q_{pl}$ , и требуемый объем памяти

$$V_3 = \frac{1}{z} \prod_{l=1}^k Q_{pl} \quad (6)$$

На рис. 1 в качестве примера показаны зависимости, иллюстрирующие области потенциальной экономичности каждой из трех рассмотренных структур. Здесь  $K = 2$ ;  $n = 2$ ;  $Q_{p1} = Q_{p2} = Q_p = 64$ ,  $z = 4$ ,  $q = 10$ .

В общем случае относительная экономичность той или иной структуры для заданных значений  $Q_{pl}$ ,  $k$ ,  $n$ ,  $z$  и параметра  $\gamma$  определяется совместным решением (2) – (5). Далее проведен анализ тенденции изменения объемов памяти в зависимости от двух видов корректировок  $R(k)$ : добавления новых компонент и расширения множества значений отдельных компонент.

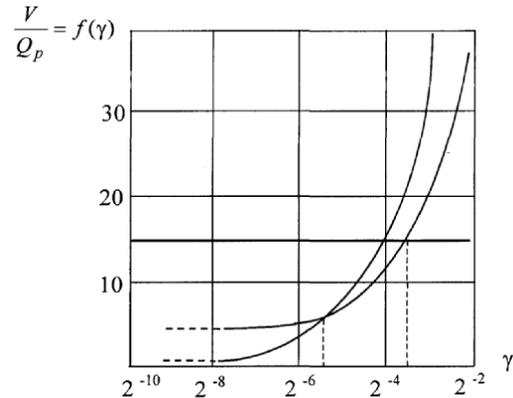


Рис. 1. График зависимости относительного объема памяти от параметра.

**Продолжительность контрольной проверки.**

Время выполнения процедуры контроля одного словосочетания зависит от многих взаимосвязанных факторов: типа запоминающего устройства, хранящего базу данных, структуры (файлов, описывающих множество  $R(k)$ , метода доступа к записям и т.п. Для получения ориентировочных оценок, независимых от конкретных условий, продолжительность проверки характеризуется количеством обращений к файлам базы данных.

Для первого способа требуется одно обращение к файлу, который может быть организован, например, как простой последовательный, индексированный или рандомизированный (произвольный).

Для второго способа требуется  $K$  обращений к файлам, содержащим множества  $R_l^{l-1,j}$ . Эти файлы так же как и при первом способе, могут быть организованы по-разному, но в равных условиях (одинаковой организации и примерно равном суммарном объеме памяти)  $K$  обращений потребует, как правило, больше времени, чем одно обращение к списку разрешенных словосочетаний.

В третьем способе требуется одно прямое обращение по вычисленному адресу. Для однократной проверки это, по-видимому, всегда быстрее, чем поиск по ключу в списке словосочетаний и тем более  $K$  поисков в гнездах дерева. Однако, при организации групповой проверки третий способ в определенных условиях может потребовать больше времени, чем первый.

Далее получены оценки продолжительности контрольной проверки для случая, когда  $R(K)$  расположено в памяти разного времени доступа. Сопоставление полученных результатов приводит к следующим выводам относительно общих оценок областей эффективного применения рассмотренных методов. Отметим на рис.1 значения  $\gamma_a$  и  $\gamma_b$ , отсекающие три области:

- 1)  $0 < \gamma < \gamma_a$ ; 2)  $\gamma_a < \gamma < \gamma_e$ ; 3)  $\gamma > \gamma_l$ .

В первой области список разрешенных словосочетаний обеспечивает минимальный объем памяти и, как правило, минимальное время контрольной проверки. Во второй области дерево связей дает минимальный объем памяти, но скорее всего наихудшие значения скорости проверки. Здесь все три метода могут быть конкурентоспособными, и их выбор определяется конкретными требованиями к минимизации объема памяти и/или времени обработки. В третьей области абсолютное преимущество, как правило, должно принадлежать бинарной таблице.

Эти выводы сделаны при определенных допущениях относительно избыточности представления реквизитов, длин адресных ссылок распределения разрешенных значений словосочетаний и т.п. Далее рассматриваются тенденции смещения оценок при отказе от указанных ограничений и изменениях значений существенных параметров.

Третья глава посвящена решению некоторых задач повышения эффективности организации данных и алгоритмов проверки совместимости. Для списка словосочетания в  $R(K)$ , как правило, упорядочены, а значения первых слов соседних словосочетаний могут совпадать. Указанное свойство позволяет применить к  $R(K)$  известные методы сжатия упорядоченных данных. Сущность метода уплотнений значений в  $R(K)$  заключается в изоморфном отображении матрицы размером  $Q_p(K) \times K$  в  $K$ -уровневое дерево с количеством вершин соответственно  $Q_p(1), \dots, Q_p(K)$ . Объем памяти для "сжатого" таким образом списка определяется по формуле

$$V_{\text{сж}}^{\text{сж}} = n \left( \sum_{i=1}^{k-1} \sum_{j=1}^{k-1} Q_{pi} \right) + 2m \prod_{i=1}^k Q_{pi} \quad (7)$$

Исследованы возможности оптимизации дерева связей путем соответствующего упорядочения реквизитов по уровням. Доказано, что представление  $R(K)$  деревом связей и "сжатым" списком будет оптимальным в смысле минимизации объема памяти только тогда, когда новый порядок реквизитов задается упорядочением  $\{Q_{pi}\}_i^k$ , по возрастанию, причем, если  $Q_{pi} = Q_{pj}$  при  $i$  и  $j \leq K$ , то первым должен следовать тот столбец, у которого число исходящих из него связей меньше.

Далее рассмотрены методы групповой обработки для каталогизованного, хешированного и последовательно организованного списка. Показано, что их использование позволяет уменьшить продолжительность контрольной проверки.

Для дерева связей продолжительность контрольной проверки может быть сокращена за счет упорядочения группы контролируемых словосочетаний синфазно с  $R(K)$  и запоминания адресов очередных контролируемых слов  $K$ -кратного словосочетания. При единичной обработке  $S$  словосочетаний трудоемкость  $C_{\text{ед}} = K \cdot S$ . При групповой обработке группы из  $S$  словосочетаний трудоемкость будет зависеть от распределения активных записей по отношению к  $R(K)$ .

При равномерном распределении (наименее экономичном с точки зрения продолжительности контрольной проверки) трудоемкость групповой обработки может быть оценена следующим соотношением:

$$C_{\text{max}}^{\text{гп}}(S) = \sum_{l=1}^{r(S)} [Q_p(l) - Q_p(l-1)] (k-l+1) \quad (8)$$

где

$$Q_p(r) \geq S, \quad Q_p(0) = 0.$$

Как видно из приведенного соотношения, экономичность групповой обработки для дерева связей зависит как от схемы вершин  $R(K)$ , так и от величины  $S$ .

Потенциальную эффективность групповой обработки в зависимости от количества одновременно контролируемых словосочетаний продемонстрируем на примере бинарного дерева (рис. 2).

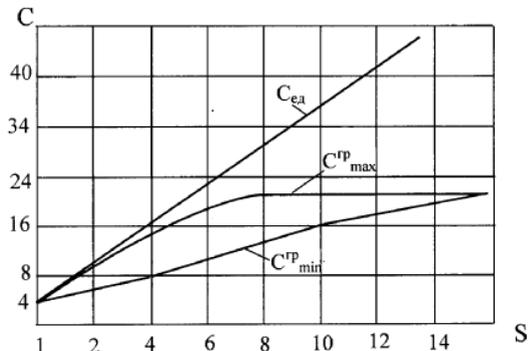


Рис. 2. График зависимости трудоемкости групповой обработки от параметра  $S$ .

Для "экономичных" распределений активных записей приведена кривая  $C_{\text{min}}^{\text{гп}} = f(S)$ .

Для бинарной таблицы связей продолжительность проверки может быть уменьшена таким же образом, как и для хешированного файла, когда за счет предварительного определения адресов контролируемых словосочетаний в таблице и последующего их упорядочения возможно сокращение длительности проверки.

Ранее нами были рассмотрены три основных метода представления  $R(K)$ , пригодных для любых правил образования разрешенных (запрещенных) словосочетаний. Во множестве правил образования  $R(K)$  выделим два частных случая. Пусть дополнительно к условию (1) выполняется следующее условие:

$$\psi(A_{1j} \dots A_{lj}, A_{l+1,j}) = \psi(A_{1j} \dots A_{lj}) \wedge \left[ \bigvee_{i=1}^L \psi(A_{ij}, A_{l+1,j}) \right] \quad (9)$$

где  $\wedge$  и  $\vee$  – знаки конъюнкции и дизъюнкции. Здесь определение принадлежности некоторого словосочетания к множеству  $R(K)$  может быть выполнено с помощью рекуррентной процедуры проверки условия (9) для  $L = 1, 2, \dots, K-1$ . Словосочетание  $A_{1j} \dots A_{kj} \in R(k)$  если существует  $K-1$  дуг, соединяющих узлы  $A_{1j} \dots A_{kj}$ .

Кроме базовых методов структура  $R(K)$  в этом случае может быть задана матрицей смежности  $M_c$ , бинарные элементы которой являются, по сути, значениями  $\psi(A_{1j} \dots A_{kj})$ .

Пусть дополнительно к условию (1) выполняется  $\psi(A_{1j} \dots A_{lj}, A_{l+1,j}) = \psi(A_{1j} \dots A_{lj}) \wedge \bigwedge_{i=1}^L \psi(A_{ij}, A_{l+1,j})$ .

В этом случае словосочетание  $A_{1j} \dots A_{kj} \in R(k)$ , если существует  $C_k^2$  дуг, связывающих попарно все узлы  $A_{1j} \dots A_{kj}$ . Структура  $R(K)$  в этом случае также может быть задана матрицей смежности. Объем памяти  $V_3'$ , занимаемый матрицей  $M_c$ , для рассматриваемых случаев пропорционален квадрату количества значений  $A_l$  для  $l = 1, k$ . При условии представления  $A_l$  равнодлинными неизбыточными кодами.

$$V'_3 = \frac{1}{z} \left( \sum_{l=1}^k Q_{pl} \right)^2 \tag{11}$$

Полагая  $Q_{pl} = Q_p \forall l$ , значения  $V'_3 < V_3$ , если выполняется неравенство  $\frac{k^2 Q_p^2}{Q_p^k} < 1$ .

Поскольку практически всегда  $Q_p > k$ , то  $V'_3 < V_3$  для  $K > 2$ .

Кроме  $M_c$  структура  $R(K)$  в общем случае может быть задана и  $(K-1)$  матрицами бинарных элементов, причем первая матрица отображает связь вершин первого уровня со всеми остальными уровнями, вторая – второго уровня с  $(K-2)$  уровнями и т.д.

При этом объем памяти  $V''_3$ , занимаемый  $(K-1)$  матрицами бинарных элементов будет равен

$$V''_3 = \frac{1}{z} \sum_{r=1}^{k-1} \sum_{l=1}^{k-r} Q_{pl} Q_{pk-r+1} \tag{12}$$

Из (11) и (12) видно, что  $V''_3 < V'_3$  более чем в 2 раза.

Для первого случая, когда связаны только смежные уровни, структура  $R(K)$  может быть задана  $(K-1)$  матрицами, каждая из которых отображает связи двух смежных уровней. Тогда

$$V''_3 = \frac{1}{z} \sum_{l=1}^{k-1} Q_{pl} \cdot Q_{pl+1} \tag{13}$$

**Выводы.** Исследованы уровень информационной избыточности и достоверности [сходных данных в АСУ промышленным предприятием; разработаны и исследованы эффективные методы организации данных многоуровневой сложной сетевой структуры, описывающей корреляционные связи между значениями атрибутов; разработаны принципы создания стандартных процедур логического контроля данных.

ЛИТЕРАТУРА

1. Литвинов В.А., Крамаренко В.В. Контроль достоверности и восстановление информации в человеко-машинных системах. – К.: Техніка, 1986, 200 с.
2. Левыкин В.М., Петриченко А.П., Петренко А.А. Методы и средства разработки логических структур баз данных WEB-ориентированных информационных систем. // Науковий вісник Інституту економіки та нових технологій. Нові технології 2005. – №1–2 (7–8) С. 88-91.

пост. 06.05.05

**Математические модели процесса коррозии в задачах строительной механики корродирующих континуальных конструкций**

*Д.Г. ЗЕЛЕНЦОВ, Н.Ю. НАУМЕНКО*

Украинский государственный химико-технологический университет

В статье проводится анализ существующих математических моделей, описывающих процесс протекания коррозии. Рассматривается общий случай коррозионного износа, когда скорость коррозии является функцией напряжений. Предлагается выбор и обоснование обобщенной модели для решения задач строительной механики корродирующих континуальных конструкций. Показано, что с необходимой мерой точности для моделирования коррозионных процессов в нагруженных конструкциях может применяться обобщенная модель, которая дает возможность построения единого подхода к разработке новых алгоритмов исследований. Исследована адекватность и устойчивость предложенных моделей.

У статті проводиться аналіз існуючих математичних моделей, що описують процес протікання корозії. Розглядається загальний випадок корозійного зносу, коли швидкість корозії є функцією напруг. Пропонується вибір і обґрунтування узагальненої моделі для рішення задач будівельної механіки кородуючих конструкцій. Показано, що з необхідною мірою точності для моделювання корозійних процесів у навантажених конструкціях може застосовуватися узагальнена модель, що дає можливість побудови єдиного підходу до розробки нових алгоритмів досліджень. Досліджено адекватність і стійкість запропонованих моделей.

In clause the analysis of existing mathematical models describing process of course of corrosion will be carried out. The general case of corrosion deterioration is considered, when the speed of corrosion is function of stress. The choice and substantiation of the generalized model for the decision of tasks of the building mechanics in corrosion of designs is offered. Is shown, that with a necessary measure of accuracy for modeling corrosion processes in the loaded designs the generalized model can be applied which enables constructions of the uniform approach to development of new algorithms of researches. The adequacy and stability of the offered models is investigated.

В некоторых отраслях промышленности, в первую очередь – в химической, нефтеперерабатывающей, металлургической, технологические процессы предполагают контакт конструктивных элементов с рабочими агрессивными средами, которые вызывают коррозию, то есть разрушение приповерхностного слоя ме-

талла. Игнорирование воздействия агрессивных сред может привести к снижению ресурса конструкций и преждевременному выходу их из строя. Механизм протекания коррозионного процесса в большинстве случаев предполагает зависимость скорости коррозии от условия механических напряжений.

