О. В. Бисикало, д-р техн. наук
И. А. Кравчук,
А. А. Кириленко

Винницкий национальный технический университет, Винница, Украина
e-mail: obisikalo@gmail.com

УДК 004.93:159.95

МОДЕЛЬ ФОРМАЛЬНОЙ ТЕОРИИ В ВИДЕ КОММУТАТИВНОЙ ПОЛУГРУППЫ ОБРАЗНЫХ КОНСТРУКЦИЙ

Ключові слова: *формальна теорія, комутативна напівгрупа, мовний образ, образна конструкція, підтримка діалогу.*

Анотація. *Робота присвячена створенню математичного апарату для підтримки діалогу з користувачем на основі узагальнення інформації речень тексту. Розроблена формальна теорія першого порядку, що припускає побудову моделі у вигляді комутативної напівгрупи конструкцій мовних образів. На основі 15ти аксіом сформульовані і доведені теореми, що дозволяють забезпечити функції підтримки обмеженого поняттям мовного образу діалогу.*

Введение

Возрастающая сложность современных технологий машиностроения и других отраслей промышленности приводит к необходимости создания и оперативной обработки большого количества сопровождающей документации. Объемы генерируемой технологической информации уже давно превысили предел сложности осознания инженерными специалистами, причем сама по себе электронная форма информации не обеспечивает необходимой точности поиска нужных знаний. Особенно актуальна задача пошагового нахождения требуемой специализированной информации при обучении и повышении квалификации современных инженеров.

Актуальность разработки математических моделей и методов поддержки интерактивного взаимодействия человек-компьютер подтверждается основными тенденциями развития современных информационных технологий, включая *Semantic WEB*. Исключительную важность обеспечения диалога между человеком и машиной демонстрирует термин *AI*-полная задача, присвоенный известному тесту Тьюринга на интеллектуальность искусственных систем [1]. Многозначность естественных языков пока еще остается непреодолимым барьером для алгоритмов поддержки универсальных вопрос-ответных систем [2], поэтому перспективным направлением является построение моделей для решения частных задач направленного поиска информации с помощью диалога.

С целью развития исследований в данном направлении в работе [3] предложен подход к обеспечению нескольких ограниченных типов диалога на основе формализации понятия образного смысла и ассоциативного образного поиска. К числу таких возможных ограничений относятся:

«дельфийский оракул» – ответ представлен в виде множества слов, ассоциативно связанных с вопросом;

«магистр Йода» – ответом является цитата из литературного произведения, связанная с вопросом по смыслу;

«*Basic English*» – слова ответа составляют только смысловой каркас без строгого соответствия морфологическим и синтаксическим правилам соединения слов предложения.

Постановка проблемы

В условиях направленного поиска специализированной информации *AI*-полная задача извлечения смысла из текста может быть сведена к обеспечению нескольких последовательных операций. На первом этапе достаточно найти наиболее релевантные запросу пользователя тексты из соответствующего репозитория. Поскольку общий смысл текста далеко не всегда покажет наличие требуемой информации, необходимо или усовершенствовать формулировку запроса, что сопровождается дополнительными временными затратами и не всегда приводит к цели, или же исследовать текст в режиме диалога. При этом очень важно использовать механизмы обобщения лексической информации на основе формальных понятий, одним из которых является предложенное в [4] понятие языкового образа. Проблема состоит в построении такого математического аппарата, который обеспечит формальную поддержку диалога с пользователем на основе обобщения информации каждого предложения текста понятием ЯО.

Анализ исследований и публикаций

С формальной точки зрения решение рассмотренной проблемы представляет собой нахождение частных решений класса *NP*-полных задач, исходя из введенной системы ограничений на многозначность каждого слова предложения. Ключевым ограничением является понятие языкового образа (ЯО) – это множество однокоренных слов, характеризирующих отдельный образ исходя из морфемной классификации – такое понятие обобщает словарную статью или лексему [4 – 6], в форме которых задаются понятия в онтологии выбранной предметной области. Задача on-line классификации текстовых документов, поступающих на обработку последовательно в реальном времени, с использованием архитектуры и алгоритма нечеткой вероятностной нейронной сети, рассматривалась в работе [7]. Изучение научных публикаций по теоретическим аспектам вопрос-ответных систем показывает, что наибольшее развитие получили методы поддержки узконаправленных видов диалога, ограниченных функциональными возможностями и математическими формализмами [2, 8 – 10]. При этом такие наиболее общие математические теории, как теория групп, позволяющие оперировать обобщающими лексическими понятиями, для поддержки диалога в научной литературе не описаны.

С другой стороны, коммутативные полугруппы [11 – 13] как наиболее перспективный аппарат для достижения поставленных целей, исследовались теоретически [14] или использовались для решения иных задач [15].

Формулировка целей статьи

Цель работы – построение формальной теории, позволяющей на уровне модели обеспечить поддержку ограниченного понятием языкового образа типа диалога для каждого предложения некого фиксированного текста. При этом известными являются синтаксические связи между всеми значимыми словами каждого предложения и соответствующие этим словам ЯО. Значимыми согласно [4] будем считать слова, принадлежащие 4м частям речи – существительные, глаголы, прилагательные и наречия.

Формальная теория

Зададим формальную теорию Th как прикладную теорию первого порядка на основе известных результатов теории формальных систем [16] с учетом ограничений предложенного понятия образного смысла естественно-языковых (ЕЯ) конструкций [4].

Введем конечный алфавит из символов, которые будут использоваться в дальнейшем как обозначения

$Al = \{A, B, ..., Z, x_1, x_2, ..., x_n, t_1, t_2, t_3\}$ – переменных;

$Con = \{\varnothing, 1, ..., n\}$ – констант;

$\{\backslash, \oplus\}$ – символов бинарных операций, определения которых дадим ниже;

$\{=\}$ – бинарного предикатного символа «равно» в теоретико-множественном значении;

$\{\neg, \rightarrow, \forall\}$ – логических связок и кванторов, где $\neg$ – отрицание (не), $\rightarrow$ – логическое следование (если …, то …), $\forall$ – квантор общности;

скобок «(», «)» и запятой «,».

В соответствии с формализованным понятием образного смысла ЕЯ конструкций [1] будем полагать, что символы из с) обозначают

$\backslash$ – связь между двумя образами в ассоциативной паре $\omega \in \Omega$, интерпретируемая в дальнейшем в лингвистическом значении;

$\oplus$ – операция объединения образных конструкций «PLUS ОК».

Определим процедуры построения термов (строк символов) и формул (допустимых выражений) формальной теории Th. Термы получаем с помощью процедуры конкатенации символов алфавита

$< Term >::= x_i j \mid x_i \in Al, j \in Con$;

$< Term >::=< Term >< Term >$.

Обозначим буквами $t_1, t_2, t_3 \in Al$ следующим образом построенные термы в ассоциативной нормальной форме (АНФ)

$< ANF\omega >::= x_i \backslash x_j \mid x_i, x_j \in Al$;

$< ANFтерм >::=< ANF\omega >$;

$< ANFterm >::=< ANFterm > \oplus < ANFterm >$,

где $< ANF\omega >$ будем называть элементарным термом в АНФ.

Для упрощения восприятия буквами $A, B, ..., Z \in Al$ отдельно обозначим построенные так формулы:

$< Formula >::=< ANFterm >$;
$< Formula >::= (< Formula >)$;
$< Formula >::= \neg < Formula >$;
$< Formula >::=< Formula >\to< Formula >$;
$< Formula >::= (\forall x) < Formula >$.

Для удобства использования в состав алфавита теории Th введем еще 3 логические связки, квантор и функциональный символ

$A \,\&\, B ::= \neg(A \to \neg B)$;
$A \vee B ::= \neg A \to B$;
$A \Leftrightarrow B ::= (A \to B) \,\&\, (B \to A)$;
$(\exists x)(A) ::= \neg(\forall x)(\neg A)$;
$x_i \times x_j ::= (x_i \setminus x_j) \oplus (x_j \setminus x_i)$,

где $\&$ – логическое «И»; $\vee$ – логическое «ИЛИ»; $\Leftrightarrow$ – тогда и только тогда; $\exists$ – квантор существования; $\times$ – прикладной функциональный символ, определение которого будет дано ниже через символ $\setminus$. В дальнейшем формулу A, в которой переменная $x_i \in Al$ или терм t_1 связаны одним из кванторов, будем обозначать как $A(x_i)$ либо $A(t_1)$.

Выделим множество формул, которые будем считать схемами аксиом.

Логические аксиомы (3.1–3.3 – исчисления высказываний, 3.4–3.5 – исчисления предикатов первого порядка)

$A \to (B \to A)$.
$(A \to (B \to C)) \to ((A \to B) \to (A \to C))$.
$(\neg B \to \neg A) \to ((\neg B \to A) \to B)$.
$\forall x_i A(x_i) \to A(t_1)$ [где $A(x_i)$ – формула из Th и t_1 – терм из Th, свободный для x_i в $A(x_i)$].
$\forall x_i (A \to B) \to (A \to \forall x_i B)$ [при условии, что формула A не содержит свободных вхождений x_i].

Собственные аксиомы (3.6–3.11 – аксиомы коммутативной полугруппы, 3.12–3.15 – прикладные аксиомы (продукции) теории)

$\forall t_1 \forall t_2 \forall t_3 (t_1 \oplus (t_2 \oplus t_3) = (t_1 \oplus t_2) \oplus t_3)$ (ассоциативность);
$\forall t_1 (t_1 = t_1)$ (рефлективность);
$\forall t_1 \forall t_2 (t_1 = t_2 \to t_2 = t_1)$ (симметричность);
$\forall t_1 \forall t_2 \forall t_3 (t_1 = t_2 \to (t_2 = t_3 \to t_1 = t_3))$ (транзитивность);
$\forall t_1 \forall t_2 \forall t_3 (t_2 = t_3 \to (t_1 \oplus t_2 = t_1 \oplus t_3) \,\&\, (t_2 \oplus t_1 = t_3 \oplus t_1))$ (подстановка);
$\forall t_1 \forall t_2 (t_1 \oplus t_2 = t_2 \oplus t_1)$ (коммутативность);
$\forall x_i, x_j, x_k (x_i j x_k \to x_j \setminus x_i \oplus x_k)$ (преобразование строки в термы в АНФ);
$\forall x_i, x_j (x_i j \to x_j \setminus x_i)$ (конечное преобразование строки в терм в АНФ);
$\forall x_i, x_j (x_i \setminus x_j \oplus x_i \setminus x_j \to x_i \setminus x_j)$ (сокращение терма в АНФ);
$\forall t \quad (t \to (\varnothing \oplus t) \vee (t \oplus \varnothing))$ (объединение терма с пустым множеством $\varnothing$).

Определим конечное множество правил вывода, позволяющих получить с некоторого конечного множества формул другое множество формул

$A, A \to B \mapsto B$ «Modus ponens»;
$A \mapsto (\forall t) A$ «правило обобщения»,

где $\Gamma \mapsto A$ означает, что A есть следствием множества формул Γ.

Кроме теорем формальной теории предикатов первого порядка, в теории Th справедливы следующие собственные теоремы:

$< Term >\to< ANFterm >$.

Доказательство индукцией по длине вывода $B_1, B_2, ..., B_k = B$:

$< Term >$ – гипотеза;

$x_1 j$ – база индукции: исходя из 1-го определения терма (2.а.);

$x_j \backslash x_1$ – 3.13 к б);

$< ANFterm >$ – согласно 1-му определению терма в АНФ;

$x_1 j x_2 i$ – или исходя из 2-го определения терма;

$x_j \backslash x_1 \oplus x_2 i$ – 3.12 к д);

$x_j \backslash x_1 \oplus x_i \backslash x_2$ – 3.13 к е);

$< ANFterm >$ – согласно 2-му определению терма в АНФ;

$\underbrace{x_1 j x_2 i ...}_{k-1} x_k l$ – индукционный переход: исходя из 2-го определения терма;

$< ANFterm > \oplus x_k l$ – 3.12 к и) k-1 раз;

$< ANFterm > \oplus x_l \backslash x_k$ – 3.13 к к);

$< ANFterm >$ – согласно 2-му определению терма в АНФ.

Теорема 2. $< ANFterm > \rightarrow < ANFq > \oplus < ANF? > \oplus < ANFa >$,

где $< ANF\omega >= x_i \backslash x_j \mid x_i, x_j \in Al$ для удобства использования обозначим как $< ANF? >$;

$< ANFa >$ – все элементарные термы из $< ANFterm >$, в которых символ x_j является первым (например, $< ANF\omega >= x_j \backslash x_k$, где $k \in Con$), затем рекурсивно вставляется следующий символ по принципу поиска в глубину в дереве графа, но если в рекурсии находится $< ANF? >= x_j \backslash x_i$, то эта ветвь поиска на этом прерывается (символ x_i и все следующие за ним не учитываются);

$< ANFq >$ – все остальные за исключением $< ANF? > \oplus < ANFa >$ элементарные термы, составляющие $< ANFterm >$.

Доказательство по всем возможным вариантам построения терма в АНФ

$< ANFterm >$ – гипотеза;

$x_i \backslash x_j \mid x_i, x_j \in Al$ – элементарный вариант: в соответствии с 1-м определением терма в АНФ;

$< ANF? >$ – по определению в теореме 2;

$\varnothing \oplus < ANF? > \oplus \varnothing$ – 3.15 к в) дважды;

$< ANFq > \oplus < ANF? > \oplus < ANFa >$ – при условии

$< ANFq >= \varnothing, < ANFa >= \varnothing$;

$x_j \backslash x_1 \oplus < ANF? >$ – первое возможное усложнение варианта б) согласно 2-му определению терма в АНФ;

$< ANF? > \oplus x_j \backslash x_1$ – 3.11 к е);

$< ANF? > \oplus < ANFa >$ – при условии $< ANFa >= x_j \backslash x_1$;

$\varnothing \oplus < ANF? > \oplus < ANFa >$ – 3.15 к з);

$< ANFq > \oplus < ANF? > \oplus < ANFa >$ – при условии $< ANFq >= \varnothing$;

$x_1 \backslash x_i \oplus < ANF? >$ – второе возможное усложнение варианта б) согласно 2-му определению терма в АНФ;

$< ANFq > \oplus < ANF? >$ – при условии $< ANFq >= x_1 \backslash x_i$;

$< ANFq > \oplus < ANF? > \oplus \varnothing$ – 3.15 к м);

$< ANFq > \oplus < ANF? > \oplus < ANFa >$ – при условии $< ANFa >= \varnothing$;

$< ANFa > \oplus x_j \backslash x_2 \oplus x_1 \backslash x_3$ – снимаем условие $< ANFa >= x_j \backslash x_1$ для з) согласно 2-му определению терма в АНФ;

$< ANFa >$ – по определению $< ANFa >$ в теореме 2;

$< ANFq > \oplus x_2 \setminus x_i \oplus x_3 \setminus x_1$ – снимаем условие $< ANFq >= x_1 \setminus x_i$ для м) согласно 2-му определению терма в АНФ;

$< ANFq >$ – по определению $< ANFq >$ в теореме 2, а именно, тогда, когда терм в АНФ $x_2 \setminus x_i \oplus x_3 \setminus x_1 \oplus < ANF\,? > \oplus < ANFa >$ не допускает сокращения согласно с аксиомой 3.14.

Теорема 3. $< ANFa^j > \to < ANFa_1^j > \oplus < ANFa_2^j >$,

где $< ANFa^j >$ – поддеревья элементарных термов, соответствующие условиям теоремы 2 и для которых символ x_j является корневым;

$< ANFa_1^j >$ та $< ANFa_2^j >$ – элементарные термы, соответствующие принципу построения $< ANFa^j >$, но найденные в двух различных термах $< ANFterm_1 >$ и $< ANFterm_2 >$.

Доказательство по всем возможным вариантам построения терма $< ANFa^j >$ из термов $< ANFterm_1 >$ и $< ANFterm_2 >$:

$< ANFa^j >$ – гипотеза;

$< ANFa_1^j >$ – при условии наличия $< ANF\omega >= x_j \setminus x_k$, где $k \in Con$ в составе $< ANFterm_1 >$;

$< ANFa_1^j > \oplus \varnothing$ – 3.15 к б);

$< ANFa_1^j > \oplus < ANFa_2^j >$ – при условии $< ANFa_2^j >= \varnothing$ и отсутствия $< ANF\omega >= x_j \setminus x_k$, где $k \in Con$ в составе $< ANFterm_2 >$;

$< ANFa_1^j > \oplus < ANFa_2^j >$ – при условии наличия $< ANF\omega >= x_j \setminus x_k$, где $k \in Con$ в составе $< ANFterm_2 >$;

$< ANFa_2^j >$ – при условии наличия $< ANF\omega >= x_j \setminus x_k$, где $k \in Con$ в составе $< ANFterm_2 >$;

$\varnothing \oplus < ANFa_2^j >$ – 3.15 к е);

$< ANFa_1^j > \oplus < ANFa_2^j >$ – при условии $< ANFa_1^j >= \varnothing$ и отсутствия $< ANF\omega >= x_j \setminus x_k$, где $k \in Con$ в составе $< ANFterm_1 >$;

$< ANFa_1^j > \oplus < ANFa_2^j >$ – при условии наличия $< ANF\omega >= x_j \setminus x_k$, где $k \in Con$ в составе $< ANFterm_1 >$.

Коммутативная полугруппа образных конструкций

Рассмотрим модель формальной теории Th как коммутативную полугруппу образных конструкций. При лингвистической интерпретации модели будем считать, что функциональные символы обозначают следующие связи между двумя ЯО [17]: $\setminus$ – связь «главный-подчиненный», $\times$ – связь типа «подлежащее-сказуемое». Под термом будем понимать образную конструкцию простого предложения, а под формулой теории – образный аналог логического ЕЯ выражения. Буквами $x_1, x_2, ..., x_n$ будем обозначать отдельные ЯО из множества $I = \{x_1, x_2, ..., x_n\}$, буквами t_1, t_2, t_3 – термы в АНФ; $A, B, ..., X$ – формулы; Y – неизвестное подлежащее (объект действия); Z – неизвестное сказуемое (метод). Элементарный терм в АНФ $< ANF\omega > \,|\, < ANF\,? >$ будем называть ассоциативной парой образов, где $|$ – обозначение оператора ИЛИ в нотации Бекуса-Наура. Термы или образные конструкции создаются из ЕЯ предложений на основе такого правила 1: предложения из k слов преобразовываются в строки из $2 \cdot k$ символов, где каждому i-му слову предложения соответствует ЯО $x_i \in Al$, а после него записывается $j \in Con$ как указатель на другой ЯО x_j этого предложения, который является главным к подчиненному образу x_i. Если в предложении встречаются однородные члены, то возможны случаи $(x_1 \,\&\, x_2)\, j \to x_j \setminus x_1 \oplus x_j \setminus x_2$ или

$(x_1 \,\&\, x_2)\, j \oplus < ANFterm > \oplus x_j \setminus x_1 \to$

$x_j \setminus x_1 \oplus x_j \setminus x_2 \oplus < ANFterm > \oplus x_1 \setminus x_j \oplus x_2 \setminus x_j$.

Ограничения предложенной модели:

– естественно-языковые предложения обязательно содержат и подлежащее и сказуемое, в противном случае их искусственно вводят с помощью символов Y и/или Z;

– правило 1 применяется только к значимым словам предложения, для которых установлено соответствие с языковыми образами, а разделительные знаки, предлоги и служебные слова не учитываются.

В рамках модели доказанные теоремы формальной теории Th получают следующую лингвистическую интерпретацию:

Любой терм, соответствующий ЕЯ предложению и созданный на основе правила 1, можно представить как терм в АНФ: $<Term>\to<ANFterm>$.

Если в ЕЯ предложении, представленном в виде терма в АНФ $<ANFterm>$, считать любую ассоциативную пару $<ANF?>=x_i \setminus x_j$ вопросительным местоимением, связывающим ЯО x_i и x_j, то все непосредственно зависимые от этой пары элементарные термы в АНФ составят ответ $<ANFa>$ на данный вопрос к ЯО x_j, а все другие элементарные термы из $<ANFterm>$ – соответствующее вопросительное предложение $<ANFq>$. Таким образом:

$$<ANFterm>\to<ANFq>\oplus<ANF?>\oplus<ANFa>.$$

Ответ $<ANFa_1^j>$ на вопрос $<ANF?>=x_i \setminus x_j$ к ЯО x_j по одному предложению $<ANFterm_1>$ можно дополнить частью другого предложения $<ANFterm_2>$ в виде $<ANFa_2^j>$ при условии существования $<ANF\omega>=x_j \setminus x_k$, где $k\in Con$ в составе $<ANFterm_2>$.

Для удобства применения модели формальной теории Th в лингвистических приложениях введем правило 2:

$<ANFterm>::=<\underline{ANF?}><tQ>?<tA>$, где

$<\underline{ANF?}>$ – вопросительное местоимение, соответствующее паре $<ANF?>$;

$<tQ>::=(x_i\,|<ANFq>=\varnothing)\ \big|\ (x_i x_l \ldots x_m x_k\,|<ANFq>=x_i \setminus x_l \oplus\ldots\oplus x_m \setminus x_k)$;

$<tA>::=(x_j\,|<ANFa>=\varnothing)\ \big|\ (x_j x_l \ldots x_m x_k\,|<ANFa>=x_j \setminus x_l \oplus\ldots\oplus x_m \setminus x_k)$;

? – дополнительный знак, обозначающий окончание вопросительной части $<ANFterm>$.

Полученные для $<tQ>$ и $<tA>$ строки символов $x_i x_l \ldots x_m x_k$ переписываются путем изъятия слева направо ранее встречавшихся символов. Формально для второго символа $x_1x_2 \to ([x_2=x_1]x_1, x_1x_2)$ и т.д., а для к-го символа:

$$x_1x_2\ldots x_k \to ([x_k=x_1\,|\,x_k=x_2\,|\ldots|\,x_k=x_{k-1}]x_1x_2\ldots x_{k-1}, x_1x_2\ldots x_k).$$

Аналогично, с целью удобного восприятия сложного ответа на вопрос в соответствии Теоремой 3 и с учетом правила 2, введем правило 3:

$$<ANFterm>::=<\underline{ANF_1^j?}><tQ_1^j>?<tA_1^j>THAT<tA_2^j>,$$

где, в отличие от правила 2, строка дополнительной части ответа не содержит ЯО x_j – $<tA_2^j>::=(x_l \ldots x_m x_k\,|<ANFa>=x_j \setminus x_l \oplus\ldots\oplus x_m \setminus x_k)$.

Выводы

Благодаря использованию коммутативной полугруппы образных конструкций как модели формальной теории *Th* к ЕЯ предложениям достигнута поддержка ограниченного понятием языкового образа типа диалога для вопросов к отдельным членам предложения.

Отметим, что в представленном варианте формальной теории *Th* не использовано понятие силы связи между ЯО, которое несложно определить, в первом приближении, даже статистически. С помощью теоремы 3 и накопления силы связей между ЯО в пределах корпуса текстов открывается возможность поддержки диалогов типа «магистр Йода» и «дельфийский оракул» [6].

Литература

1. Turing, A. Computing Machinery and Intelligence [Text] / A. Turing // Mind. – 1950. – Vol. LIX, № 236. – P. 433 – 460.

2. Galitsky, B. Natural Language Question Answering System: Technique of Semantic Headers [Text] / B. Galitsky // International Series on Advanced Intelligence. – Australia: Advanced Knowledge International. – 2003. – Vol. 2. – P. 12-20.
3. Бисикало, О. В. Ассоциативный поиск для задач обучения на основе электронного тезауруса образов [Текст] / О. В. Бисикало // Управляющие системы и машины. – 2009. – № 2. – С. 28 – 33.
4. Бісікало, О. В. Формалізація понять мовного образу та образного сенсу природно-мовних конструкцій [Text] / О. В. Бісікало // Математичні машини і системи. – 2012. – № 2. – С. 70 – 73.
5. Крылов, С. А. Некоторые уточнения к определениям понятий словоформы и лексемы [Текст] / С. А. Крылов // Семиотика и информатика. – 1982. – Вып. 19. – С. 118 – 136.
6. Бісікало, О. В. Формальні методи образного аналізу та синтезу природно-мовних конструкцій [Текст]: монографія / О. В. Бісікало. – Вінниця: Вінниць. нац. техн. ун-т, 2013. – 316 с.
7. Бодянский, Е. Классификация текстовых документов с помощью нечеткой вероятностной нейронной сети / Е. Бодянский, Н. Рябова, О. Золотухин // Восточно-Европейский журнал передовых технологий. – 2011. – Т. 6, № 2(54). – С. 16 – 18. – Режим доступу: http://journals.uran.ua/eejet/article/view/1917
8. Соснин, П. И. Вопросно-ответное программирование человеко-компьютерной деятельности [Текст] / П. И. Соснин. – Ульяновск: Ульянов. техн. ун-т, 2010. – 240 с.
9. Чмир, І. О. Моделювання та синтез діалогових агентів в інтелектуальних системах [Текст] : автореф. дис. д-ра техн. наук: 05.13.23 / І. О. Чмир. – Київ, 2008 . – 33 с.
10. Burger, J. Tasks and Program Structures to Roadmap Research in Question & Answering (Q & A) [Text] / J. Burger, C. Cardie, V. Chaudhri et al. – New York, 2001. – P. 1 – 35.
11. Grillet, P. A. Commutative Semigroups [Text] / P. A. Grillet // Dordrecht: Kluwer Academic Publishers, 2001. – 440 p.
12. Горюшкин, А. П. Элементы абстрактной и компьютерной алгебры [Текст] : уч. пос. / А. П. Горюшкин, В. А. Горюшкин. – 2-е изд., испр. и доп. – Петропавловск-Камчатский : КамГУ им. Витуса Беринга, 2011. – 518 с.
13. Clifford, A. H., Preston, G. B. The Algebraic Theory of Semigroups [Text] / A. H. Clifford, G. B. Preston // American Mathematical Soc., 1967. – 352 p.
14. Grillet, P. A. Semigroups: An Introduction to the Structure Theory [Text] / P. A. Grillet. – CRC Press, 1995. – 408 p.
15. Rosenfeld, V. Using Semigroups in Modeling of Genomic Sequences [Text] / V. Rosenfeld // MATCH Communications in Mathematical and in Computer Chemistry. – 2006. – Vol. 56. – P. 281 – 290.
16. Столл, Р. Множества. Логика. Аксиоматические теории [Text] : пер с англ. – М.: Просвещение, 1968. – 231 с.
17. Bisikalo, O. Formalization of semantic network of image constructions in electronic content [Электронный ресурс] / O. Bisikalo, I. Kravchuk // Cornell University Library (Computer Science, Computation and Language), arXiv: 1201.1192v1. – January 2012. – 4 p. – Aviable at: http://arxiv.org/ftp/arxiv/papers/1201/1201.1192.pdf. – 10.12.2013 г. – Загл. с экрана.

Поступила в редакцию 11.11.13

УДК.681.5

МОДЕЛЬ КОНТРОЛЯ СКРЫТЫХ ОТКАЗОВ ДВУХКОМПОНЕНТНОЙ СИСТЕМЫ С ОТКЛЮЧЕНИЕМ КОМПОНЕНТОВ

Ю. Е. Обжерин, д-р техн. наук
Е. Г. Бойко, канд. техн. наук

Севастопольский национальный технический университет, Севастополь, Украина
e-mail: vmsevntu@mail.ru

Ключові слова: *напівмарківська модель, прихована відмова, стаціонарні характеристики, двокомпонентна система, коефіцієнт готовності.*

Анотація. *На базі теорії напівмарківських процесів із загальним фазовим простором станів побудована математична модель контролю прихованих відмов двокомпонентної системи з послідовним з'єднанням компонентів. Застосовано метод наближеного обчислення характеристик системи, що ґрунтується на алгоритмах фазового укрупнення. Знайдені наближені та точні значення стаціонарних характеристик функціонування системи: коефіцієнта готовності, середнього питомого прибутку, середніх питомих витрат.*

Введение

Важнейшей частью систем управления качеством продукции на машиностроительных предприятиях является технический контроль. Высокий уровень контрольно-измерительной аппаратуры и ее