УДК 004.8

Ю.В. Паржин

Национальный технический университет "ХПИ", Харьков

О ПРОБЛЕМЕ РАЗРЕШИМОСТИ В ФОРМАЛЬНЫХ ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНЫХ СИСТЕМАХ

В работе рассмотрен класс информационных систем, способных решать эвристические задачи на основе формальной теории, получившей название модально-векторной теории формальных интеллектуальных систем (ФИС). Обоснован подход к построению разрешающего алгоритма ФИС, определены основные свойства данных систем и доказаны теоремы, лежащие в основе теории, сформулирован принцип репрезентативного разнообразия в построении ФИС.

Ключевые слова: *искусственный интеллект, формальная интеллектуальная система, модально-векторная теория.*

Актуальность

В работе [1] определено, что *формальной интеллектуальной системой* (ФИС) является информационная система в которой на основе множества формальных правил осуществляется автоматическое целевое генерирование правильно построенных формул (ППФ) – гипотез, имеющих семантическую (смысловую) интерпретацию, их доказательство либо опровержение в результате применения эффективной процедуры (алгоритма) без использования арифметических операций. Один из подходов к построению подобных систем основывается на модально-векторной теории, основные принципы которой изложены в работах [1 – 4].

Центральным вопросом любой формальной системы является вопрос ее разрешимости, т.е. наличия *эффективного алгоритма* способного за конечное число шагов для любой ППФ определить является ли она теоремой или нет (принадлежит ли она множеству истинных формул T или множеству ложных формул R).

Результаты исследований, приведенные в данной работе, являются теоретической основой модально-векторной теории ФИС, решающей проблему создания подобного эффективного алгоритма.

Основные результаты исследований

В ФИС, как и в любой другой открытой системе, происходит отображение внешних реально существующих объектов, процессов, явлений в их внутреннее представление в терминах языка ФИС.

Определение 1. Подсистему ФИС, воспринимающую входную информацию о реально существующих объектах, процессах, явлениях и преобразующую ее во внутренний (восходящий) информационный поток на языке ФИС, будем называть *подсистемой или системой восприятия* (СВ).

Определение 2. Подсистему ФИС в которой каждому воспринимаемому объекту, процессу или явлению ставится в соответствие определенная информационная последовательность восходящего информационного потока *–презентация*, будем называть *презентативной подсистемой или системой* (ПС), т.е. системой первичного представления – презентаций.

Адекватность данного отображения относительна в том смысле, что его полнота зависит от характеристик СВ (технических характеристик детекторов восприятия, архитектуры СВ и др.), а также от архитектуры и алгоритма функционирования ПС. Можно утверждать, что любая СВ и ПС не полностью отображает входной информационный поток в систему презентаций. Однако результат каждого конкретного отображения – каждая презентация должна являться необходимой и достаточной для выполнения целей функционирования ФИС, а сам процесс (алгоритм) построения презентаций должен быть объективным, т.е. не зависящим от технических характеристик или особенностей архитектуры ФИС.

Наиболее общей *целью функционирования ФИС*, отличающей ее от других формальных систем, является постановка задач на языке ФИС, связанная с автоматическим генерированием гипотез и принятие качественных решений в терминах данного языка в условиях неопределенности или информационной неполноты, так называемых "эвристических решений", на основе эффективного разрешающего алгоритма. Собственно, термин "эвристическое решение" лишь отражает степень нашего незнания общего формального подхода к решению подобных задач. Разработка эффективного разрешающего алгоритма в рамках формального представления информационных систем может явиться основой создания "сильного интеллекта" [5].

Ключевым понятием любой формальной теории является понятие *истины*.

Существует множество философских концепций, подходов, определений понятия "истина". Проблема трактовки этого понятия является едва ли не самой популярной темой не только античной, но и современной философии. Не претендуя на новый взгляд в трактовке "истины", возьмем за основу следующую интерпретацию ее классического определения [6], применительно к ФИС.

Определение 3. Под *истиной в ФИС* будем понимать отражение воспринимаемых объектов, процессов, явлений реального мира в системе презентаций на основе объективной формальной процедуры (эффективного алгоритма).

Тогда, если предположить, что подобный эффективный алгоритм существует, можно сформулировать следующую основополагающую в данной теории аксиому.

Аксиома 1. Любая презентация в ПС ФИС – истина.

То есть в ПС не существует неистинных или ложных презентаций.

Действительно, любая открытая информационная система воспринимает окружающий мир и с той или иной степенью адекватности строит его относительно истинную модель (презентацию).

Таким образом, понятие "ложь", противоположное понятию "истина", не применимо к презентациям ФИС. Презентации – это факты, утверждения, аксиомы ПС ФИС.

В чем же тогда смысл понятия "ложь", для чего оно существует и как формируется? Для ответа на этот вопрос необходимо перейти к формальным рассуждениям.

Для простоты изложения определим ограничения, накладываемые на рассматриваемую ФИС. Данные ограничения представлены в работе [3] и в основном касаются типов объектов реального мира, воспринимаемых ФИС.

Предположим, что в модели реального мира существуют только контурные двумерные объекты без внутренней структуры. Любой контур представлен непрерывной последовательностью точек, каждая из которых воспринимается как один бит информации со значением "1". Объекты находятся на плоскости – белом фоне, каждая точка которого воспринимается как "0". Предположим, что существует множество подобных плоскостей, моделирующих пространственную структуру, которую назовем *"Контурным миром"* (КМ). Объекты КМ могут участвовать в различных процессах. Предположим, что СВ ФИС представлена оптической системой с матрицей детекторов типа ПЗС. В этом случае СВ является формальной системой по определению.

Представим ПС ФИС как формальную систему z_1.

Любая формальная система строится на основе формальной (аксиоматической) теории [7].

В общем случае, формальной системой Z над алфавитом К называется совокупность следующих множеств:

1) алфавита К;

2) множества V правил построения формул языка – ППФ;

3) множества А истинных формул языка – аксиом;

4) множества С правил вывода истинных ППФ:

$$Z = \langle K, V, A, C \rangle. \qquad (1)$$

Алфавит K_1 системы z_1 представляет собой множество реакций детекторов СВ. Если матрица детекторов СВ имеет размерность n x n элементов, то K_1 содержит n^2 символов "1", отличительной характеристикой которых будет их местоположение в матрице. Введем также знак импликации ($\rightarrow$). Определим *множество* V_1 правил построения ППФ.

1. $a_i = 1$, где i – номер символа в алфавите K_1 – ППФ. Любую последовательность символов алфавита будем называть выражением.

2. Пусть $F_i(x_i)=(a_1,a_2,\ldots,a_m)$ – линейно упорядоченное множество, последовательность символов непрерывная по определенной характеристике $x_i \in X_1$, где a_1 – начальный и a_m – конечный символы в данной последовательности, т.е. символы a_0 и a_{m+1} имеют значение "0". Тогда $F_i(x_i)$ – ППФ.

Множество характеристик $X_1=(x_1,x_2,\ldots,x_m)$ определяют *синтаксические правила построения ППФ*. Каждое синтаксическое правило определяет признак, лежащий в основе упорядочивания символов выражения. Классификация и алгоритм применения характеристик приведены в работах [1, 2]. Заметим, что каждая характеристика конъюнктивно связывает символы в формуле, но значение формулы не является результатом булевой операции. ППФ не содержит переменных и потому являются предложениями [7]. Тогда

$$z_1 = \langle K_1, V_1, X_1, A_1, C_1 \rangle . \qquad (2)$$

Любая ППФ системы z_1 является презентацией и в соответствии с аксиомой 1 – истинной формулой, т.е. аксиомой.

Пусть F – множество ППФ системы z_1, тогда:

$$A_1 = F = T_1. \qquad (3)$$

Множество C_1 правил вывода истинных ППФ в z_1 состоит из единственного правила отделения (modus ponens). Суть применения данного правила состоит в сопоставлении каждой аксиоме ее номера, т.е. в нумерации аксиом:

$$F_i(x_i) \rightarrow I, \qquad (4)$$

где i – номер аксиомы. Данное отображение является биективным. Тогда множество V_1 дополним следующими правилами:

3. i – ППФ.

4. Если некоторое подмножество полученных номеров аксиом может быть упорядочено по определенной характеристике x_j, то

$$F_j(x_j)=(i_1,i_2,...,i_k) \qquad (5)$$

является ППФ.

5. Рекурсивно, если $F_i(x_i)$ – ППФ, то выражение

$$F_1(x_1)\to F_2(x_2)\to\ldots\to F_n(x_n) \; – \qquad (6)$$

также ППФ.

Определим свойства системы z_1.

Свойство 1. Множество F – ППФ и, следовательно, множество A_1 – аксиом системы z_1 рекурсивно перечислимы и конечны.

Действительно, если z_1 – реально существующая система, то ресурсы памяти и время ее существования конечны, следовательно F и A_1 – конечны. Так как в соответствии с правилами построения ППФ, все ППФ пронумерованы, то F и A_1 – рекурсивно перечислимы.

Свойство 2 сформулируем в виде следующей теоремы.

Теорема 1. Формальная система z_1 является непротиворечивой и полной.

Доказательство. Множество выражений системы z_1 к которым не могут быть применены синтаксические привила множеств V_1 и X_1, образуют множество R_1. В данной системе ложные выражения не имеют конструктивной ценности (семантического значения) и потому не нумеруются и в процессе дальнейшей обработки информации не используются. Тогда $R_1.=\varnothing$. Так как в соответствии с выражением (3) $T_1= F$, то T_1 – конечное и рекурсивно перечислимое множество и $T_1\cap R_1= \varnothing$, т.е. применение правил V_1 и X_1 разделяют данные множества. Следовательно, z_1 – непротиворечивая система.

Так как существует эффективный алгоритм вывода с применением правил построения ППФ, то любая ППФ в системе z_1 доказуема, тогда z_1 – полная система.

Очевидно, что в процессе функционирования системы z_1 всегда найдется F', являющееся расширением F: $F\subset F'$. Так как F' – множество ППФ, то оно также конечно и рекурсивно перечислимо. Следовательно, система z_1 и в случае существования данного расширения полна и непротиворечива.

Можно сделать вывод о том, что система z_1, обладающая свойствами 1 и 2 позволяет решить задачу *идентификации образов*.

В общем виде, если образ (презентация) $\mathcal{F}(q_n)$ объекта q_n, принадлежащего КМ, в системе z_1 представляет собой ППФ вида:

$$\begin{array}{ccccccc} q_n \to & \begin{pmatrix} F_1(x_1) \\ F_2(x_1) \\ \vdots \\ F_k(x_1) \end{pmatrix} & \to & \begin{pmatrix} F_1(x_2) \\ F_2(x_2) \\ \vdots \\ F_k(x_2) \end{pmatrix} & \to \cdots \to & F_n(x_n) & \\ & \| & & \| & & \| & \\ & \mathcal{F}_1(x_1) & \to & \mathcal{F}_2(x_2) & \to \cdots \to & \mathcal{F}_n(x_n) & = \mathcal{F}(q_n), \end{array} \qquad (7)$$

то отображение вида $q_n\Leftrightarrow i$, где "$\Leftrightarrow$" - знак, означающий "тогда и только тогда", существует в случае если $\mathcal{F}_n(x_n)\to i \equiv F(q_n)\to i$, где "$\equiv$" - знак эквивалентности. Тогда будем говорить, что объект q_n идентифицирован в системе z_1 с именем i.

Для того, чтобы система z_1 могла решать задачи *классификации образов*, необходимо множество правил V_1 дополнить следующим правилом разбиения A_1 на классы (подклассы):

6. *Правило классификации.* Если $F(q_1) \to i_1$ и $F(q_2) \to i_2$ – ППФ, где i_1 и i_2 – номера аксиом, которые семантически можно интерпретировать как имена объектов q_1 и q_2 ($q_1 \neq q_2$) в системе z_1 ($q_1\in Q$, $q_2\in Q$, где Q – класс объектов) и существует

$$F(q_1) \cap F(q_2) = \mathcal{F}(Q)\,, \qquad (8)$$

то F(Q) – ППФ.

Тогда, импликация $F(Q) \to i$ устанавливает имя i класса объектов Q.

Однако, для принадлежности объектов q_1 и q_2 классу Q необходимо но недостаточно выполнения условия (8).

Действительно, существует множество пересечений различных ППФ, но не все они конструктивно разделяют классы аксиом, т.е. являются необходимыми и достаточными признаками классов.

Принадлежность объектов, а следовательно и презентаций (образов) в z_1 тому или иному классу определяется только в результате процедур обучения системы "с учителем" или "без учителя". Данные процедуры обучения детально рассмотрены в работах [1, 2].

Определим, что процедура обучения системы z_1 "без учителя" или процедура самообучения основана на выполнении следующего условия:

Условие 1. Если существует множество объектов КМ $\aleph = (q_1, q_2, \ldots, q_n)$, последовательно воспринимаемых системой z_1 (назовем множество $\aleph$ обучающей выборкой) и существует множество попарных пересечений $F(q_i) \cap F(q_j) = F(q^*)$; $i \neq j$, то подмножество объектов $\aleph^*\subseteq\aleph$ принадлежит классу Q тогда и только тогда, когда существует

$$F(Q) = \max\left|F(q^*)\right| \qquad (9)$$

для всех $q_i, q_j\in Q$.

В соответствии с данным условием, два образа принадлежат одному классу, если их ППФ имеют одинаковые подструктуры последовательностей символов и данные последовательности имеют максимальную длину.

Определение 4. ППФ типа (9) будем называть *классовой ППФ, аксиомой класса или концептом.*

Данная аксиома должна обладать свойством устойчивости, т.е. сохранять порядок и число элементов в процессе обучения. Аксиомы классов добавляются в общий список аксиом и участвуют в процессе дальнейшего обучения наравне с другими аксиомами. При следующем цикле обучения может быть образована новая, более конструктивная аксиома класса (аксиома более эффективно разделяющая подмножества аксиом).

Очевидно, что процедура обучения "без учителя" имеет большое число итераций и зависит от мощности обучающей выборки и последовательности ее элементов.

Более сложной и более эффективной по числу итераций является процедура обучения "с учителем". Под термином "учитель" понимается внешняя по отношению к z_1 система. Обозначим данную систему как z_2.

Прежде чем перейти к рассмотрению данной системы, отметим следующее общее свойство систем типа z_1.

Свойство 3. Если две системы z_1 и z_1' имеют обучающие выборки, соответственно $\aleph$ и $\aleph'$ ($\aleph \neq \aleph'$), то номера ППФ (аксиом) аналогичных презентаций в данных системах не будут совпадать.

Это очевидное свойство выдвигает следующее основополагающее требование к системе z_2.

Требование 1. Каковы бы ни были номера аксиом аналогичных презентаций $\mathcal{F}(q)$ и $\mathcal{F}'(q)$ в системах z_1 и z_1', данным аксиомам необходимо импликативно поставить в соответствие одинаковые символы алфавита K_2 системы z_2.

Если $\mathcal{F}(q) \to i$ и $\mathcal{F}'(q) \to j$, $i \neq j$,

то
$$\mathcal{F}(q) \to i \to b_1;$$
$$\mathcal{F}'(q) \to j \to b_1, \tag{10}$$

где $b_1 \in K_2$.

Таким образом, система z_2 будет являться надсистемой или системой – "учителем" для любых систем типа z_1.

Так как символы алфавита K_2 может поставить во взаимно-однозначное соответствие номерам аксиом системы z_1 только сама система z_2 непосредственно в процессе их формирования с использованием процедуры обучения "с учителем", то система z_2 должна быть подсистемой ФИС при том условии, что алфавит K_2 должен быть идентичным для любых ФИС.

Взаимодействие различных ФИС и их подсистем показано на рис. 1, где $\mathcal{K}$ – биективное отображение алфавитов K_2 систем z_2 и z_2', формализующее соответствующую коммуникативную функцию между ФИС-1 и ФИС-2. На рисунке знак "$\leftrightarrow$" обозначает биективное отображение, т.е. если $f(A)=K_2$, то $f^{-1}(K_2)=A$, или $A \leftrightarrow K_2$. Для реализации коммуникативной функции $\mathcal{K}$ необходимо существование коммуникативных подсистем типа z_3 с алфавитом K_3 .в каждой ФИС.

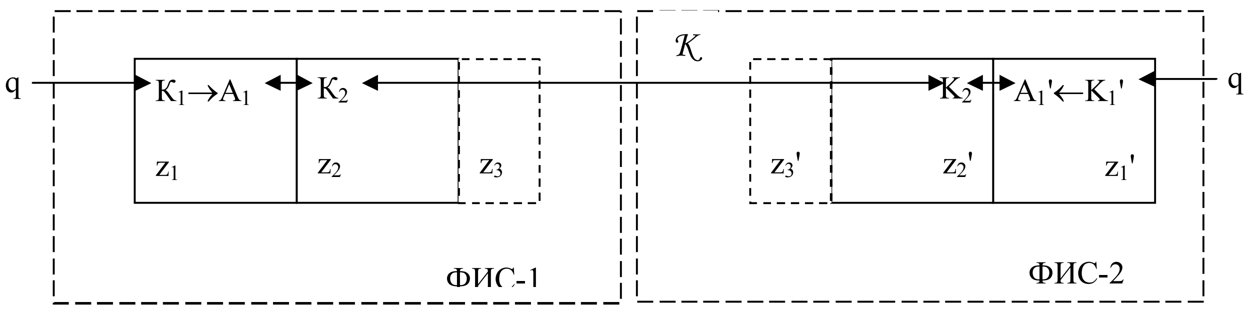

Рис. 1. Взаимодействие ФИС при реализации коммуникативной функции $\mathcal{K}$

Определение 5. Таким образом, в системе z_2 формируются вторичные презентации воспринимаемых объектов в алфавите K_2, которые назовем *репрезентациями*, а саму систему z_2 назовем *репрезентативной подсистемой или системой* (РС).

Основной особенностью процедуры обучения системы z_1 "с учителем" (системой z_2), является выполнение следующего условия.

Условие 2. Если существует множество презентаций $\mathcal{F}(q_1), \mathcal{F}(q_2), \ldots, \mathcal{F}(q_m)$ и отображение f^{-1}, ставящее в соответствие каждой презентации одну и ту же букву b_1 алфавита K_2

$$f^{-1}(\mathcal{F}(q_1), \mathcal{F}(q_2), \ldots, \mathcal{F}(q_m)) = b_1, \tag{11}$$

что можно представить в виде диаграммы:

$$\left.\begin{array}{l} \mathcal{F}(q_1) \leftarrow \\ \mathcal{F}(q_2) \leftarrow \\ \vdots \\ \mathcal{F}(q_m) \leftarrow \end{array}\right] b_1$$

то существует

$$\mathcal{F}(Q) = \min\left|\mathcal{F}(q^*)\right|, \tag{12}$$

где $\mathcal{F}(Q)$ – аксиома класса Q; $\min\left|\mathcal{F}(q^*)\right|$ - минимальная длина последовательности символов во множестве попарных пересечений $\mathcal{F}(q_i) \cap \mathcal{F}(q_j) = \mathcal{F}(q^*)$; $i \neq j$.

Следовательно, существует и отображение f:

$$f(\mathcal{F}(Q)) = b_1,$$

тогда

$$\mathcal{F}(Q) \leftrightarrow b_1. \tag{13}$$

Таким образом, выделение минимально необходимых признаков класса и формирование аксиомы класса осуществляется уже при первой итерации в процедуре обучения "с учителем", т.е. внешнего по отношению к z_1, "принудительного" разделения классов. Это и определяет эффективность данного вида обучения.

Невозможность построения эффективной процедуры классификации в системе z_1 без участия системы z_2 является далеко не единственным ограничением z_1. Основным ограничением данной системы является ее свойство 4, которое сформулируем в виде следующей теоремы.

Теорема 2. Система z_1 замкнута относительно множества T_1.

Доказательство. В соответствии с выражением (3), T_1 – конечное и рекурсивно перечислимое множество. Предположим, что существует множество $\mathcal{T}$ – рекурсивно перечислимое бесконечное множество истин такое, что $T_1 \subset \mathcal{T}$. Тогда существует открытое множество $U = \mathcal{T} \setminus T_1$, являющееся дополнением T_1 до $\mathcal{T}$ и, следовательно, T_1 – замкнутое множество.

Система z_1 задается кортежем (2) и в соответствии с (3) $A_1 = T_1$ и только множество T_1 из данного кортежа является конструктивно пополнимым множеством.

Определение 6. Под *конструктивной пополнимостью множества* T_1 системы z_1 будем понимать существование его расширения в результате построения новых презентаций в процессе функционирования системы.

Таким образом, расширение z_1' системы z_1 существует тогда и только тогда, когда существует расширение $T_1' \supset T_1$. Последнее и позволяет утверждать о замкнутости z_1 относительно T_1.

Важнейшей особенностью ФИС является формирование новых аксиом в результате доказательства либо опровержения сгенерированных гипотез в процессе функционирования системы.

Теорема 2 показывает, что система z_1 не может генерировать гипотезы, доказывать либо опровергать их. Эту функцию должна реализовывать система z_2.

Определение 7. Под гипотезой $h_i \in H$ будем понимать ППФ системы z_2, сформированную в результате выполнения коммуникативной функции $\mathcal{K}$ либо под воздействием других подсистем ФИС, относительно истинности которой ничего не известно.

Рассмотрим свойства РС z_2.

В данной системе любая сгенерированная ППФ h_i может относится как ко множеству T_2, так и ко множеству R_2. Таким образом в системе z_2, в отличие от системы z_1, множество ложных выражений не пусто $R_2 \neq \varnothing$.

Как формальная система, z_2 должна описываться следующим кортежем:

$$z_2 = \langle K_2, V_2, X_2, A_2, C_2 \rangle , \quad (14)$$

где *алфавит* K_2 представлен конечным множеством символов, являющихся *семантическими определителями* (СО) либо номерами аксиом A_1.

$$K_2 = (b_1, b_2, \ldots, b_m) , \quad (15)$$

где b_i – символы алфавита K_2.

Справедливо следующее свойство системы z_2.

Свойство 5. Алфавит K_2 замкнут относительно множества A_1.

Исходя из *требования 1*, *условия 2 и теоремы 2*, доказательство данного свойства очевидно.

Таким образом система z_1 накладывает ограничения на систему z_2.

Правила построения ППФ *множества* V_2 определим следующим образом:

1. Любой символ b_i алфавита K_2 – ППФ.
2. Если

$$G_i(x_i) = (b_1, b_2, \ldots, b_n) \quad (16)$$

есть упорядоченная по характеристике $x_i \in X_2$ последовательность символов алфавита K_2, то $G_i(x_i)$ – ППФ. Так как $G_i(x_i)$ не содержит переменных, то является предложением.

3. Если $G_i(x_i)$ импликативно поставить в соответствие определенный номер i данного предложения

$$G_i(x_i) \rightarrow i , \quad (17)$$

то i – ППФ.

4. Если некоторое подмножество номеров ППФ может быть упорядочено по характеристике $x_j \in X_2$, то выражение

$$G_j(x_j) = (i_1, i_2, \ldots, i_k) \quad (18)$$

также является ППФ.

5. Рекурсивно: если $G_i(x_i)$ – ППФ, то выражение

$$G_1(x_1) \rightarrow G_2(x_2) \rightarrow \ldots \rightarrow G_n(x_n) \quad (19)$$

также ППФ.

Итак, в системе z_2 появляется новый вид ППФ – гипотезы $h_i \in H$.

Любая гипотеза h_i представляет собой либо предложение типа $G_i(x_i)$ либо предикат $P_i(x_i)$ в котором на месте некоторых либо всех элементов формулы находятся переменные y_i.

Определение 8. Под переменной y_i будем понимать неопределенный элемент, стоящий на i–м месте в последовательности символов ППФ.

От интерпретации переменных зависит истинность либо ложность предиката. Таким образом, переменные задают степень неопределенности при выводе аксиом в z_2.

Определение 9. Под n-местным предикатом $P_i(x_i)$ в z_2 будем понимать линейно-упорядоченную структуру - ППФ, состоящую из n элементов типа ППФ и/или переменных, упорядоченную по характеристике $x_i \in X_2$, где P_i – имя предиката или предикатный символ.

Определение 11. Предикатный символ $P_i \in K_2$ и является: 1) СО процесса (действия) в котором участвуют элементы предиката или 2) СО принадлежности элементов предиката определенному множеству (подмножеству) аксиом либо 3) СО взаимосвязи элементов предиката, принадлежащих различным множествам (подмножествам) аксиом.

Определение 12. Место в структуре предиката, которое может занимать его элемент, назовем *актантом.*

Семантически актант определяет роль элемента в предикате. Количество актантов задает размерность предиката.

Таким образом, мы будем рассматривать предикат скорее как лингвистическую, а не математическую конструкцию. Предикатный символ образует устойчивое ядро формулы и лингвистически определяет "сказуемое". Действительно, тип процесса не меняется (инвариантен) по отношению к объектам в нем участвующим. Тогда, во множество V_2 добавим следующее правило:

6. $P_i(x_i)=(\mathcal{G},\mathcal{Y})$ – ППФ, где $\mathcal{G}$ – множество ППФ в структуре предиката, являющихся символами алфавита K_2, а $\mathcal{Y}$ – множество переменных в структуре предиката, стоящие на соответствующих актантах.

В выражении (20) показана "пустая" структура предиката, где знак "_" обозначает место определенного актанта.

$$P_i(\_,\_,\ldots,\_)\ . \qquad (20)..$$

В общем случае, структура предиката $P_i(x_i)$ отличается от структуры предложения $G_i(x_i)$ тем, что в предикате заполнены не все актанты, свободные актанты могут быть заполнены только символами алфавита K_2 в соответствии с синтаксическим правилом x_i. С формальной точки зрения, пустой актант интерпретируется как переменная. Предложение $G_i(x_i)$ будет иметь такую же актантную структуру, что и предикат $P_i(x_i)$, где имя G_i аналогично предикатному символу P_i.

Очевидно, что любой доказанный предикат или предложение, в случае его отсутствия во множестве A_2, дополняет данное множество.

Тогда, множество A_2 будет конструктивно пополняться в результате доказательства гипотез h_i.

Вывод теорем в z_2 осуществляется с использованием следующих правил, образующих множество C_2:

1. Применения правила отделения (4);
2. Установления эквивалентности:

$$h_i=G_i(x_i)\Leftrightarrow f^{1}(G_i(x_i))=\mathcal{F}(q_i)\ . \qquad (21)$$

3. Подстановкой вместо переменных y_i в $P_i(x_i)$ символов алфавита K_2.

Каждое выражение типа $G_i(x_i)$ или $P_i(x_i)$ строится на основе применения соответствующего *синтаксического правила* $x_i\in X_2$.

Если $x_i\in X_1$ заданы базовыми, фундаментальными и производными характеристиками [1,2], то $x_i\in X_2$ определяются лингвистическими конструкциями, сформированными в процессе обучения системы z_2 "с учителем", т.е. с участием другой ФИС.

Суть синтаксических правил множества X_2 состоит в формировании типов и последовательности актантов для каждого типа предиката или предложения. Тогда,

$$|X_2|=|P|=|G|\ . \qquad (22)$$

Для русского языка типы актантов и их последовательность в предикате или предложении определяются предлогами и падежами (падежными окончаниями) слов обучающей выборки в процессе реализации коммуникативной функции $\mathcal{K}$.

Проанализируем, что представляют собой ложные выражения в z_2.

Очевидно, что понятие "ложь" может быть применено только по отношению к гипотезе h_i, т.е. выражению, сформированному в z_2 под воздействием других подсистем данной ФИС либо других ФИС.

Если $h_i=G_i(x_i)$, то установление истинности ППФ осуществляется при реализации правила (21). Это правило вывода по сути означает проверку наличия презентации $\mathcal{F}(q_i)$, соответствующей репрезентативному выражению $G_i(x_i)$. В случае, если данного отображения не существует и оно не может быть выведено из имеющихся в z_1 аксиом, то $G_i(x_i)$ – ложное выражение.

Если $h_i=P_i(x_i)$, то установление истинности предиката осуществляется в результате применения следующей схемы вывода:

Схема вывода 1.

1. $f^{1}(P_i)=F_i$ – идентификация процесса (действия), соответствующего предикатному символу.
2. $f^{1}(\mathcal{G})=\mathcal{F}_i$ – идентификация объектов, соответствующих ППФ находящихся в актантах предиката.
3. Если $\mathcal{F}_i$ входит в локус F_i, то $P_i(x_i)$ истинно при условии $\mathcal{Y}$=f($\mathcal{F}_j$), где $\mathcal{F}_j$ также входит в локус F_i (подстановка на место переменных $\mathcal{Y}$ предиката презентаций, соответствующих типам актантов).

В общем случае, презентации в структуре $F_{i-1}\rightarrow F_i\rightarrow F_{i+1}$, т.е непосредственно взаимосвязанные с F_i, образуют локус F_i [1].

При выполнении шагов 1-3 данной схемы можно говорить об *актуальной интерпретации* $P_i(x_i)$, т.е. $P_i(x_i)$ – *актуально истинно.*

При выполнении шагов 1 и 2 данной схемы, т.е. без подстановки символов вместо переменных, можно говорить об *условной истинности* $P_i(x_i)$. В этом случае предикат может быть как истинным, так и ложным при определенных интерпретациях переменных.

Тогда можно сформулировать следующее утверждение.

Утверждение 1. Отсутствие интерпретации переменных в предикате $P_i(x_i)$, определяет недостаточность оснований для разрешения гипотезы $h_i=P_i(x_i)$ (отнесения к T или R).

Определим следующие критерии ложности предикатов:

1. Предикатный символ или символы актантов не идентифицированы в z_1.
2. Презентации символов актантов не входят в локус презентации предикатного символа.
3. Предикат актуально истинен при других значениях актантов. Например, предикат, соответ-

ствующий лингвистической конструкции (предложению на русском языке) "Игорь ушел из дома в 14.00" противоречит презентации, соответствующей лингвистической конструкции "Игорь Иванов ушел из дома в 8.30 на работу" по актанту времени действия.

4. Если отображение $f^{1}(P_i(x_i))=\mathcal{F}_i(x_i)$ наследственно противоречит имеющимся в z_1 презентациям. Например, предикат, соответствующий лингвистической конструкции "Человек (*является*) бессмертен", противоречит презентации, соответствующей лингвистической конструкции "Алан Тьюринг умер 7 июня 1954 года". Здесь "Алан Тьюринг" является примером класса "Человек", а локализованное по времени событие "умер" симметрично противоположно неограниченному по времени событию "живет", имеющему семантический эквивалент "живет вечно" (синоним "бессмертен").

Введем символ отрицания "$\neg$" ("не"). Данный символ в гипотезе $\neg P_i(x_i)$ или $\neg G_i(x_i)$ является указанием на проверку отсутствия соответствующей презентации в z_1.

В этом случае схема вывода будет иметь следующий вид:

Схема вывода 2.

1. $f^{1}(P_i)=F_i$;
2. $f^{1}(\mathcal{G})=\mathcal{F}_i$;
3. Если $\mathcal{F}_i$ не входит в локус F_i, то $\neg P_i(x_i)$ истинно;
4. Если $\mathcal{F}_i$ входит в локус F_i, то $\neg P_i(x_i)$ истинно при условии $\Upsilon = f(\mathcal{F}_j)$, где $\mathcal{F}_j$ не входит в локус F_i.

Если символ "$\neg$" связывает не предикатный символ, а актантный символ в предикате, например, $P_i(x_i)=(b_1,b_2,-,-,\ldots,\neg b_k,\ldots,b_n)$, то схема вывода будет иметь следующий вид:

Схема вывода 3.

1. $f^{1}(P_i)=F_i$;
2. $f^{1}(b_1,b_2,\ldots, b_k,\ldots,b_n)=(F_1,F_2,\ldots,F_k,\ldots,F_n)$;
3. Если презентация $f^{1}(b_k)=F_k$ не входит в локус F_i, то $P_i(x_i)$ истинно при соответствующих интерпретациях $\Upsilon = f(\mathcal{F}_j)$, где $\mathcal{F}_j$ входит в локус F_i.

Рассмотрим *свойство 6* системы z_2, которое сформулируем в виде следующей теоремы.

Теорема 3. Изолированная формальная система z_2 является неразрешимой.

Доказательство. Предположим, что система z_2 изолирована по отношению к z_1, т.е. данные системы не взаимосвязаны. Тогда схемы вывода 1-3 неприменимы. В этом случае истинность либо ложность гипотез h_i может быть определена только на основе заданного множества A_2, правил построения ППФ V_2 и X_2, правил вывода 1 и 3 из множества C_2.Тогда в z_2 будет отсутствовать эффективная процедура вывода теорем, т.к. истинными в z_2 могут быть только логически общезначимые ППФ. Любая другая гипотеза типа $G_i(x_i)$ может быть получена из $P_i(x_i)$ в результате произвольной подстановки символов алфавита K_2 вместо переменных y_i. Истинность подобного выражения может быть установлена только в результате его непосредственного добавления во множество T_2 с использованием обучающей ФИС. При отсутствии подобной процедуры обучения, в соответствии с теоремой Геделя о неполноте [8], всегда могут быть построены истинные ППФ, которые невозможно доказать. Кроме того, могут быть построены ППФ, которые невозможно ни доказать, ни опровергнуть (например, известные логические парадоксы).

Таким образом, изолированная формальная система z_2 является неразрешимой. Кроме того, всегда найдется такая доказанная ППФ, которая будет опровергнута в результате расширения множества A_2 в процессе обучения "с учителем". Таким образом, изолированная формальная система z_2 также является противоречивой и неполной.

Как следует из данной теоремы, изолированная система z_2 приобретает характеристики формальной системы на основе классического исчисления предикатов с тем ограничением, что множество A_2 пополнимо только в результате реализации коммуникативной функции $\mathcal{K}$.

Из теоремы 3 следует *свойство 7* системы z_2.

Свойство 7. Алфавит K_2 изолированной формальной системы z_2 невыразим относительно объектов восприятия.

Действительно, определим свойство невыразимости алфавита K_2 как невозможность осуществления взаимно-однозначного отображения конкретного объекта восприятия q_i в его СО $b_i \in K_2$, т.е. отсутствие взаимосвязи $q_i \Leftrightarrow b_i$.

Так как СО ставится в соответствие только презентации наивысшего уровня общности (7):

$$q_i \Leftrightarrow (\mathcal{F}(q_i)= \mathcal{F}_1(x_1)\rightarrow \mathcal{F}_2(x_2)\rightarrow\ldots\rightarrow \mathcal{F}_n(x_n)) \quad (23)$$

и $$\mathcal{F}_n(x_n)\leftrightarrow i\leftrightarrow b_i,\ b_i\in K_2,$$

то отсутствие отображения $f^{1}(b_i)=\mathcal{F}_n(x_n)$, равносильно отсутствию взаимосвязи $q_i \Leftrightarrow b_i$.

Данное очевидное свойство имеет важное следствие.

Следствие 1. Изолированные репрезентативные системы невыразимы относительно объектов восприятия.

Это значит, что для построения ФИС необходимо наличие как презентативной, так и репрезентативной системы.

Наличие взаимосвязи систем z_1 и z_2 позволяет доказать следующую теорему (*свойство 8*).

Теорема 4. Система z_2 является разрешимой относительно системы z_1.

Доказательство. В соответствии со свойством 5, алфавит K_2 замкнут относительно множества A_1, которое, в свою очередь, в соответствии с теоремой 2, конструктивно пополнимо в результате формирования новых презентаций. Взаимосвязь систем z_1 и z_2 делает возможным применение схем вывода 1-3, что позволяет доказывать либо опровергать любые гипотезы h_i на основе их проверки в z_1. Это говорит о существовании эффективного алгоритма способного за конечное число шагов для любой ППФ определить является ли она теоремой или нет (принадлежит ли она множеству истинных формул T_2 или множеству ложных формул R_2), что и позволяет утверждать о разрешимости системы z_2 относительно системы z_1.

Очевидно, что и в этом случае система z_2 неполна и противоречива.

Одним из важнейших свойств системы z_2 является следующее:

Свойство 9. Множество A_2 формируется: 1) в результате отображения A_1 в символы алфавита K_2; 2) в результате доказательства гипотез h_i; 3) в результате расширения A_2 при реализации коммуникативной функции $\mathcal{K}$.

Таким образом, в формировании A_2 может принимать участие большое количество как внешних ФИС, так и подсистем данной ФИС.

Определение 13. Назовем данное свойство *репрезентативным разнообразием* ФИС.

В данном свойстве множество A_1 играет роль *презентативной базы*.

Репрезентативное разнообразие отражает способность ФИС генерировать и проверять (доказывать либо опровергать) гипотезы.

Выводы

Таким образом, на основе проведенных исследований можно сделать основной вывод, который сформулируем в виде следующего принципа построения ФИС.

Принцип репрезентативного разнообразия в построении ФИС. Чем шире презентативная база (мощнее A_1), чем больше подсистем данной ФИС и внешних систем участвуют в процессе формирования A_2, тем выше репрезентативное разнообразие ФИС.

Исходя из данного принципа, можно сделать следующие выводы:

Вывод 1. ФИС должна иметь как минимум две подсистемы: презентативную и репрезентативную.

Вывод 2. Для создания ФИС, аналогичной по своему репрезентативному разнообразию интеллекту человека, необходимо осуществить моделирование всех подсистем восприятия, презентации и репрезентации человека, обучить ФИС с применением мощных обучающих выборок и большого количества обучающих систем.

Список литературы

1. *Паржин Ю.В. Модально-векторная теория формальных интеллектуальных систем. Основные определения / Ю.В. Паржин // Системи обробки інформації. – Х.: ХУПС, 2011. – Вип. 8 (98). – С. 2 – 11.*
2. *Паржин Ю.В. Основы теории формальных систем интеллектуального типа. Структурные нейронные сети / Ю.В. Паржин // Системи обробки інформації. – Х.: ХУПС, 2010. – Вип. 6 (87). – С. 2 – 12.*
3. *Паржин Ю.В. Модель презентативной подсистемы формальной системы интеллектуального типа / Ю.В. Паржин // Системи обробки інформації. – Х.: ХУПС, 2009. – Вип. 6 (80). – С. 2 – 12.*
4. *Паржин Ю.В. О фундаментальном свойстве невыразимости репрезентативных формальных систем / Ю.В. Паржин // Системи обробки інформації. – Х.: ХУПС, 2008. – Вип. 7 (74). – С. 142 – 147.*
5. *Серль Дж. Сознание, мозг и наука / Дж. Серль // Путь: межд. филос. журнал. – 1993. – № 4. – С. 3 – 66.*
6. *Касавин И.Т. Истина / И.Т. Касаткин // Новая философская энциклопедия: в 4 т. / Ин-т философии РАН; Нац. обществ.-науч. фонд. — М.: Мысль, 2000. – 2001. – ISBN 5-244-00961-3.*
7. *Смальян Р. Теория формальных систем. Пер. с англ. / Р. Смальян – М.: Наука, 1981. – 207с.*
8. *Клини С.К. Математическая логика. Пер. с англ. / С.К. Клини – М.: Мир, 1973. – 480 с.*

Поступила в редколлегию 23.01.2012

Рецензент: д-р техн. наук, проф. В.А. Краснобаев, Полтавский национальный технический университет им. Юрия Кондратюка, Полтава.

ЩОДО ПРОБЛЕМИ ВИРІШУВАННЯ У ФОРМАЛЬНИХ ІНТЕЛЕКТУАЛЬНИХ СИСТЕМАХ

Ю.В. Паржин

У роботі розглянуто клас інформаційних систем, що здатні вирішувати евристичні задачі на основі формальної теорії, яка отримала назву модально-векторної теорії формальних інтелектуальних систем (ФІС). Обґрунтовано підхід до побудови розв'язувального алгоритму ФІС, визначено основні властивості даних систем та доказані теореми, що лежать в основі теорії, сформульовано принцип репрезентативної різноманітності у побудові ФІС.

Ключові слова: *штучний інтелект, формальна інтелектуальна система, модально-векторна теорія.*

ABOUT THE PROBLEM OF SOLVABILITY IN THE FORMAL INTELLECTUAL SYSTEMS

Y.V. Parzhin

The paper deals with the set of information systems which are capable to solve heuristic tasks on the basis of formal theory which was called modal and vector theory of formal intellectual systems (FIS). The paper also justifies the approach to FIS resolving algorithm development, defines the main properties of system data, proves the theorems which lay the foundation of the theory and formulates the principle of representative variety in FIS development.

Keywords: *artificial intelligence, formal intellectual system, modal and vector theory.*