УДК 621.3

С.В. Лістровий, О.В. Сєвєрінов, С.В. Осієвський

Харківський університет Повітряних Сил ім. І. Кожедуба, Харків

УПРАВЛІННЯ ІНФОРМАЦІЄЮ В ІНТЕЛЕКТУАЛЬНИХ ЗАСОБАХ МЕРЕЖНИХ ІНФОРМАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ

У роботі показана можливість побудови інтелектуальних засобів управління потоками інформації, що дозволяють формувати несуперечливі теорії на основі конструктивних об'єктів в рамках функціонально повних систем.

Ключові слова: *інтелектуальні засоби управління потоками інформації.*

Вступ

Питання про перспективи передачі інтелектуальних функцій людини обчислювальній машині (а зокрема і питань управління інформаційними потоками) є предметом широкої дискусії між вченими різних напрямків.

На даний час інтелектуальні засоби маршрутизації використовуються для вирішення чітко формалізованих задач.

Проте, судячи з публікацій, що стосуються інтелектуальних систем в цілому [1], більшість вчених досить скептично відносяться до можливості створення "штучного інтелекту" в широкому розумінні цього поняття. При цьому як основні аргументи висуваються результати, отримані в теорії алгоритмів, а саме: показано існування алгоритмічно не вирішуваних проблем, наприклад проблеми "останову" для машини Тюрінга, теореми Райса для обчислюваних функцій та ін., а також доведенні теореми Геделя про існування умов, при яких будь-які дедуктики нерозв'язні [2, 3]. В той же час активний ріст кількості користувачів мережних інформаційних технологій вимагає розробки функціонально нового підходу щодо управління потоками інформації на різних ділянках мережі. Саме це питання і стало первинним при написанні даного матеріалу.

Основна частина

Нехай існує інтелектуальний засіб (ІЗ), в який введено деяку теорію, у вигляді програм. Припустимо в рамках даної теорії відома деяка підмножина M дійсних висловів у вигляді теорем (маршрутів). Якщо ІЗ зможе сформувати новий дійсний вислів $l \notin M$, то називатимемо такий ІЗ інтелектуальним. А здатність перераховувати дійсні вислови $\{l_i\}$ належні і не належні M – інтелектуальною здатністю ІЗМ, що наділений інтелектуальною здатністю тайого віднесемо до інтелектуальних систем 1-го рівня.

Припустимо, що у ІЗ вводиться деяка підмножина показників якості і він перераховує дійсні вислови, що задовольняють необхідним значенням введених показників якості. Такі ІЗ називатимемо інтелектуальною системою 2-го рівня.

Якщо на основі ІЗ другого рівня побудувати самовідтворюючі ІЗ, то їх слід віднести до інтелектуальних систем 3-го рівня. Якщо в процесі самовідтворення ІЗМ сам обирає показники якості і їх значення, то такі ІЗ називатимемо інтелектуальною системою 4-го рівня. Розглянемо можливість побудови ІЗ різних рівнів.

У математиці істинність висловлювань і справедливість теорем ґрунтується на понятті "докази". Для більшої визначеності вважатимемо, що доказ – це визначення за допомогою алгоритму A, наприклад того, чи є вислів істинним або помилковим. Тоді процес перерахування дійсних висловів, можна розглядати як процес побудови деякої теорії T що складається з певної підмножини дійсних висловів отриманих в рамках деякого алфавіту L, на основі якого формуються слова створюючі вислови. Алфавіт L складається з букв $\{l_i\}$ які по певних правилах R^0 об'єднуються в слова, а слова по правилах R^1 об'єднуються у вислови. Система висловів об'єднана правилами R^2 утворюють теорію T. Фактично четвірка $< A, R^0, R^1, R^2 >$утворюють дедуктику над алфавітом L, яка еквівалентна трійці $<Д, D, \delta>$, δ в теоремі Геделя про суперечність дедуктики, де Д – алфавіт доказів, D – підмножина, елементами якої є доказами, δ – функція виділення доведеного. Розглянемо наступні теореми Геделя про суперечність дедуктики:

Теорема 1. Якщо T – перераховуюча множина, то для фундаментальної пари $<L, T>$ можна побудувати повну і несуперечливу дедуктику.

Теорема 2. Якщо за допомогою фундаментальної пари $<L, T>$ справедлива приналежність хоч би до однієї неперераховуємої множини натуральних чисел, то для $<L, T>$ не може існувати повної несуперечливої дедуктики.

Як випливає з теореми 2, поява нескінченних множин є індикатором суперечності теорії. Під суперечністю розуміється наявність тверджень в рамках однієї теорії, які не можна ні довести ні спростувати.

З теореми 1 витікає, що для кінцевих об'єктів, що відносяться до конструктивних, дедуктики повні і вирішувані. У роботах Колмогорова [1] введені (Б, К) комплекси на основі поняття конструктивних об'єктів. При цьому під конструктивним об'єктом розуміються об'єкти, про які можна мислити без надання абстракції "актуальної нескінченності", тобто об'єкт може бути пред'явлений цілком.

У загальному випадку конструктивний об'єкт складається з кінцевої множини базових елементів $L = \{l_i\}$, потужності W з якої на основі правил R^p він може будуватися, складаючись з r базових елементів, де $r \le W$. Сам базовий елемент може бути складно влаштований і складатися з $\{l_i^{/}\}$, об'єднаних між собою по правилах R_{p-1} . При цьому вважатимемо, що правила R_p і R_{p-1} і стосунки визначені усередині цих правил, суворо визначені і не вносять ніякої невизначеності в процес формування конструктивних об'єктів.

Складність пристрою базових елементів може бути скільки завгодно великою, але кінцевою, тобто можна виділити первинну множину $\{l_{i0}\}$ базових елементів потужності W_0, з яких за правилами $R = (R_0, R_1, R_2., R_n)$ може бути побудований довільний конструктивний об'єкт. Якщо для побудови конструктивного об'єкту застосовуються правила $R_0, R_1, R_2., R_k$, то говоритимемо, що побудований конструктивний об'єкт має складність К.

Кожному базовому елементу $\{l_i\}$ поставимо у відповідність $m+1$ вагову характеристику, що визначається за правилами R_ν, які теж мають бути кінцеві, суворо визначені і повинні дозволяти визначати вагові характеристики породжених конструктивних об'єктів будь-якої складності.

Таким чином, конструктивний об'єкт складності К також характеризується $m+1$ ваговою характеристикою. Одну вагову характеристику вважатимемо за основну, а решту m – допоміжними і в загальному випадку на них можуть накладатися обмеження.

Позначимо множину всіх об'єктів, яку можна побудувати на основі базових елементів $\{l_i\}$ через Ω. Тоді підмножина об'єктів $\Omega^{/} \in \Omega$, яку можна побудувати, використовуючи правила R і R_ν, що задовольняють обмеженням на допоміжні m характеристики, називатимемо підмножиною конструктивних об'єктів таких, що задовольняють властивості ν.

Побудуємо граф G^1, вершини якого відповідають базовим елементам $\{l_{i0}\}$, які сполучені відповідно до правил R_0 .

Якщо розглядати базові елементи як букви деякого алфавіту L, тоді самі об'єкти, побудовані за правилами R_0, можна розглядати як слова алфавіту L. Далі побудувавши множину всіх слів $\{l_{i1}\}$ на основі графа G_0 і розглядаючи їх як нову базову множину елементів $\{l_{i1}\}$ побудуємо, аналогічно використовуючи правила R_1 граф G^2, в якому вершинам відповідає множина можливих висловів $\{l_{i2}\}$. Використовуючи множину висловів знову як базові елементи і правила R_2 можна побудувати граф G^3, в якому множина $\{l_{i3}\}$ утворює множину теорій.

Продовжуючи процес побудови, отримаємо послідовність графів

$$G^0, G^1, G^2, G^3, G^4., G^n, \qquad (1)$$

відповідних теоріям різної складності.

У даній послідовності графів граф G^0 відповідає алфавіту, граф G^1 – словнику деякої предметної області, а графи G^i при $i \ge 2$ – теоріям різної складності.

Побудуємо алгоритм, що дозволяє формувати графи G^i з початкових базових елементів. У загальному випадку об'єкт може бути довільним, але має бути визначена кінцева множина елементів $\Omega = \{\omega_I\}$, або підмножини $L_i \in i$ правила R, що дозволяють формувати об'єкти з початкових елементів або підмножин L_i, що належать множині.

Нехай задано деяке розбиття множини Ω на сімейства підмножин $\{L_i\}$ таке, що $\bigcup_i L_i = \Omega$. Нехай L_i описують об'єкти та складаються з базових елементів $\{l_i\}$ таких, що $\bigcup_i l_i = \Omega$.

Нехай правило R дозволяє з базових елементів визначати вагові характеристики довільних об'єднань $L_k \cup L_p \in \Omega$, що характеризують властивості $\{\nu\}$. Потрібно визначити об'єкт з властивістю, що нас цікавить, $\nu^* \in \{\nu\}$.

Представимо множину всіх можливих об'єднань підмножин L_i у вигляді графа D_0 (рис. 1) з паралельно ярусною структурою, що складається з n горизонтальних лінійок з вершинами 1,2…n і n ярусами [4], кожен з яких містить всі вершини графа D_0, при цьому, кожній вершині графа D_0 поставимо у відповідність базовий елемент l_i.

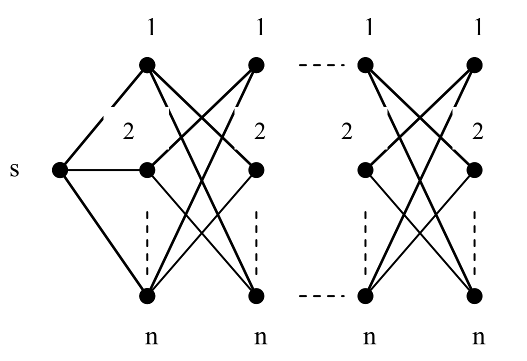

Рис. 1. Граф D_0

У графі D_0 довільна вершина i може бути досягнута шляхами рангів r = 1, r = 2 ... r = n – 1, а довільному шляху μ_{st}, що задовольняє правилам побудови R і що проходить через вершини (j,p.k,t) відповідає об'єднання базових елементів ($l_j \cup l_p \cup \ldots \cup l_k \cup l_t$), що визначають деякий об'єкт $L_i \in \Omega$.

Довжина цього шляху $d(\mu_{st})$ визначається по правилах, що належать множині R. Отже, множина всіх шляхів $m_{si}(r)$ в графі D_0, що задовольняють правилам R, визначає область допустимих рішень початкової задачі по виділенню об'єкту з властивістю, що нас цікавить $\nu^* \in \{\nu\}$.

Як початкову вершину в графі D_0 використовуватимемо фіктивну вершину S, яку в деяких випадках зручно ототожнювати з нульовим або початковим станом системи. Це приводить до того, що максимальний ранг шляху в графі D_0 стає рівним n, а додавання вершини S до базових елементів системи не змінює їх властивостей, що визначаються правилами R.

Множина складних систем, що володіють різними властивостями $\{F_i\}$ може бути відображена за допомогою деякої підмножини графів $\{G^i\}$. Розглянемо довільний n вершинний граф $G(V,E) \in \{G^i\}$, який описує стан системи $F \in \{F_i\}$ з кінцевим числом станів n. Вершини $\{V_i\}$ графа G(V,E) відповідають можливим станам системи, шляхи в графові G(V,E) визначаються послідовністю проходження вершин $\{v_i\}$ і ребер {(i,j)} та характеризують можливий порядок досягнення стану i = p з деякого початкового стану s.

Важливою характеристикою шляху є ранг шляху r – число ребер утворюючих шлях.

У графові G(V,E) максимальне значення рангу r = n – 1, і в загальному випадку ранг довільного шляху μ_{sp} характеризує суму початкового стану, кінцевого стану і числа станів передування, через які може бути досягнуто стан p, з деякого початкового стану s.

Тоді множина шляхів $m^r_{sj}\,;\, j = (\overline{1,n})$ визначає способи досягнення стану j. Оскільки встановлена взаємно однозначна відповідність базових елементів $\{l_i\}$ і множини $\{v_i\} \in V$ вершин графа G(V,E), то об'єктам $\{L_j\}$ відповідатиме вся множина об'єктів Ω, яку можна породити на множині V, використовуючи правила R.

Кожен об'єкт може характеризуватися m + 1 ваговою характеристикою, де m – це деякі другорядні характеристики об'єкту, на які в загальному випадку можуть бути накладені обмеження зокрема на те, що вони не повинні перевищувати деяких величин $\{b_i\}$ i = (1,2,...,m).

Крім цього, існує один визначальний показник якості об'єкту, побудованого з початкових елементів або їх підмножин – це об'єкт, що належить множині Ω та наділений певною властивістю ν. Правила P визначення вагових характеристик об'єктів природно визначаться відповідно до правил формування самих об'єктів та $P \in R$. Таким чином, шляху μ^r_{sj} у графі D_0 відповідає об'єкт L_j, який може бути побудований з r базових елементів $\{v_j\}$, включаючи елемент j, на основі правил R, а множина шляхів $m^r_{sj}\,;\, j = (\overline{1,n})$ визначає множину об'єктів L_j, які можна побудувати з r базових елементів $\{v_j\}$, включаючи елемент j.

Введемо узагальнену процедуру A0 для формування шляхів у графі D_0, що дозволяє перераховувати всі об'єкти множини $\{L_j\}$. При цьому розгляд почнемо з випадку, коли визначальною характеристикою об'єктів $\{L_j\}$ є одна вагова характеристика об'єкту.

Процедура A0.

Шаг 1. Формуємо в графові D_0 з вершини S в множину шляхів $m^{r=1}_{sj}$ всі можливі шляхи рангу r = 1, що задовольнятимуть правилу R.

Шаг 2. На основі шляхів поточного рангу r формуємо всі можливі шляхи рангу r = r + 1 в підмножинах $m^{r:=r+1}_{sj}$, що задовольняють правилу R.

Шаг 3. Перевіряємо підмножини $m^{r:=r}_{sj}$ поточного рангу r, порожні чи ні, якщо вони порожні, то переходимо до виконання шагу 2, інакше процедура закінчує роботу, оскільки всі об'єкти $L_j \in \Omega$ перераховані.

Процедура A0 при переході від довільного рангу r до рангу r + 1 дозволяє будувати з об'єктів L_j базових елементів v_j та об'єкти L_j, що містять базовий елемент v_j.

В такому випадку узагальнена процедура формування можливих рішень може мати наступну послідовність.

Шаг 1. З вершини S будуються шляхи рангу r = 1, що задовольняють правилам R і відповідно до правил R визначаються їх вагові характеристики.

Шаг 2. На основі шляхів поточного рангу r будуються всі можливі шляхи наступного рангу r = r + 1, що задовольняють правилам R на основі наступного рекурентного співвідношення

$$\mu^{r+1}_{sp} = \min_{d_j(m^r_{sj} \cup (j,p))} (\max)\{m^r_{sj} \cup (j,p)\}\,; \qquad j = (\overline{1,n})\,;\ p = (\overline{1,n});\ \ j \neq p, \tag{2}$$

де вагові характеристики d_l об'єктів визначаються відповідно до правил $P \in R$.

Шаг 3. Перевіряємо підмножини поточного рангу r, якщо множини порожні або виконується перехід до виконання шагу 2, інакше процедура закінчує роботу, і з отриманих локальних екстремумів на всіх рангах вибирається глобальний екстремум.

Залежно від властивостей об'єктів і правил R може виникнути необхідність в виконанні процедури досягнення деякого конкретного значення рангу r = k.

Використовуючи процедури A0 і $A_0^{/}$ можна побудувати алгоритм породження графів послідовності.

Висновок

В наведеному матеріалі розглянуто один з підходів до створення несуперечливих теорій. Він заснований на поступовому ускладненні теорії відповідно до послідовності (1), побудованої в рамках алфавіту заданих базових елементів на основі запропонованого алгоритму.

Наведений підхід фактично повністю формалізований, і обчислювальна система тільки перераховуватиме дійсні вислови, а людина буде їх користувачем.

На основі першого підходу для кожної предметної області може бути легко побудована мова і словник термінів і понять.

Сам процес створення таких мов може бути автоматизований за рахунок створення відповідного програмного забезпечення на основі вже наявного досвіду побудови мов програмування.

Список літератури

1. *Успенский В.А. Теория алгоритмов основные открытия и приложения / В.А. Успенский, А.Л. Семенов. – М.: Наука, 1987. – 288 с.*
2. *Успенский В.А. Теорема Геделя о неполноте / В.А. Успенский. – М.: Наука, 1982. – 111 с.*
3. *Виленкин Н.Я. В поисках бесконечности / Н.Я. Виленкин // Серия "Наука и технический прогресс". – М.: АН СССР, Издательство "Наука", 1983. – 160 с.*
4. *Осиевский С.В. Способ решения задачи параллельной обработки запросов к базам данных / С.В. Осиевский // Системи обробки інформації. – Х.: НАНУ, ПАНМ, ХВУ, 2002. – Вип. 5 (21). – С. 197-204 .*
5. *Кузнецов О.П. Дискретная математика для инженера / О.П. Кузнецов, Г.М. Адельсон-Вельский. – М.: Энергия, 1980. – 342 с.*
6. *Листровой С.В. Метод решения задачи 3 выполнимость / С.В. Листровой // Электронное моделирование. – 2001. – № 6. – С. 66-76.*
7. *Методы моделирования и дискретной оптимизации вычислительных систем реального времени / В.Я. Жихарев, В.М. Илюшко, Л.Г. Кравец, С.В. Листровой, В.С. Харченко; под ред. В.Я. Жихарева. – Х.: НАКУ «ХАИ», 2004. – 550 с.*
8. *Теория NP-полных задач / В.Я. Жихарев, С.В. Листровой; под ред. В.Я. Жихарева. – Х.: НАКУ «ХАИ», 2004. – 150 с.*
9. *Листровой С.В. Архитектура параллельных вычислительных систем циклического типа / С.В. Листровой // Электронное моделирование. – 1992. – Т. 14, № 2. – С. 28-36.*
10. *Листровой С.В Метод решения задач целочисленного линейного программирования с булевыми переменными на основе рангового подхода / С.В. Листровой, Д.Ю. Голубничий, Е.С. Листровая // Электронное моделирование. – 1998. – Т. 20, № 6. – С. 14-32.*
11. *Listrovoy S.V. Solution Method on the Basis of Rank Approach for integer Linear Programming Problems with Boolean Variables / S.V. Listrovoy, D.Yu. Golubnichiy, E.S. Listrovaya // Engineering Simulation. – 1999. – Vol. 16. – P. 707-725.*
12. *Listrovoy S.V. Solution Method on the Basis of Rank Approach for integer Linear Programming Problems with Boolean Variables / S.V. Listrovoy, D.Yu. Golubnichiy, E.S. Listrovaya // Engineering Simulation. – 1999. – Vol. 16. – P. 707-725.*

Надійшла до редколегії 12.11.2009

Рецензент: д-р техн. наук, проф. В.А. Краснобаєв, Харківський національний технічний університет сільського господарства ім. П. Василенка, Харків.

УПРАВЛЕНИЕ ИНФОРМАЦИЕЙ В ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНЫХ СРЕДСТВАХ СЕТЕВЫХ ИНФОРМАЦИОННЫХ ТЕХНОЛОГИЙ

С.В. Листровой, А.В. Северинов, С.В. Осиевский

В работе показана возможность построения интеллектуальных средств управления потоками информации, которые позволяют формировать непротиворечивые теории на основе конструктивных объектов в рамках функционально полных систем.

Ключевые слова: *интеллектуальные средства управления потоками информации.*

A MANAGEMENT INFORMATION IS IN INTELLECTUAL FACILITIES OF TECHNOLOGIES OF INFORMATIONS OF NETWORKS

S.V. Listrovoy, A.V. Severinov, S.V. Osievskiy

In work possibility is shown of construction of intellectual facilities of management the streams of information, which allow to form nonconflicting theories on the basis of structural objects within the framework of the functional complete systems.

Keywords: *intellectual facilities of management the streams of information.*