УДК 004.942

Л.І. ВИПАСНЯК, В.І. ШЕКЕТА

ГРАФОВА ІНТЕРПРЕТАЦІЯ ІНФОРМАЦІЙНИХ СИСТЕМ НА ОСНОВІ БАЗ ДАНИХ ТА ЗНАНЬ У РАМКАХ КОНЦЕПЦІЇ ЗАДОВОЛЕННЯ ОБМЕЖЕНЬ ТА ПРАВИЛ

Анотація. *В даному дослідженні представлено підхід до виконання інтерпретації інформаційно-пошукових задач на основі обмежень з введеними правилами у вигляді пошуку співпадань інформаційної предикатної схеми з обмеженням та правилом з гіперграфом нафтогазової предметної області. Оцінка співпадань здійснюється на основі аналізу задоволення накладеної системи обмежень та верифікації відповідного ланцюга правил.*
Ключові слова: *інформаційно-пошукова задача, предикатна схема, гіперграф, нафтогазова предметна область.*

Аннотация. *В данном исследовании представлен подход к выполнению интерпретации информационно-поисковых задач на основе ограничений с введенными правилами в виде поиска совпадений информационной предикатной схемы с ограничением и правилом с гиперграфом нефтегазовой предметной области. Оценка совпадений осуществляется на основе анализа удовлетворения наложенной системы ограничений и верификации соответствующей цепи правил.*
Ключевые слова: *информационно-поисковая задача, предикатная схема, гиперграф, нефтегазовая предметная область.*

Abstract. *In the research we presented an approach for interpretation of constraints satisfaction problem based on information retrieval problem in the form of coincidence searching for predicate schemes with constraint, rule and oil and gas subject field hypergraph. The evaluation of coincidence is based on satisfaction analysis of imposed constraint system and relative rules chain verification.*
Key words: *constraint satisfaction problem, predicate query, hypergraph, oil&gas subject domain.*

1. Вступ

Однією з актуальних проблем штучного інтелекту є проблема задоволення обмежень (CSP – constraints satisfaction problem) [1], яка має ряд застосувань: прогнозування, розподіл ресурсів, планування, розміщення ресурсів та ін. Наукові пошуки в області CSP базуються на класичних задачах штучного інтелекту, мовах програмування штучного інтелекту [2, 3], абстрактних обчисленнях, теоріях логіки. В першому наближенні обмеження можна розглядати як прості логічні відношення між кількома невідомими чи змінними, які набувають значення із своїх доменів. Обмеження, таким чином, розділяє можливі значення, які змінні можуть набувати. Вони представляють деяку часткову інформацію про змінні. Формалізовано проблема задоволення обмежень може бути представлена у вигляді множини змінних $X=\{x_i\}, i=\overline{1,n}$, скінченних множин D_i, їх можливих значень (доменів), $D=\{D_i\}, i=\overline{1,n}$ і множини обмежень, які обмежують значення, що змінні можуть одночасно приймати $Constr=\{Constr_i\}, i=\overline{1,n}$. Розв'язком CSP є набір значень з відповідних доменів для кожної змінної, які б задовольняли кожне накладене обмеження. Розрізняють пошук тільки одного розв'язку, всіх розв'язків, оптимального розв'язку [4]. Обмеження мають ряд властивостей: можливість описувати часткову інформацію; обмеження не є напрямленими; обмеження мають декларативний характер, тобто можуть описувати відношення без опису обчислювальних процедур; обмеження адитивні, тобто порядок їх виклику не є суттєвим; спільні обмеження можуть використовуватися для розділених змінних.

Проте невирішеними залишаються проблеми щодо коректної інтерпретації процесу пошуку рішення інформаційно-пошукових задач при накладеній множині обмежень та введеній послідовності правил.

2. Введення гіперграфової інтерпретації

Метою даної статті є введення гіперграфової інтерпретації для формально-логічного опису процесу пошуку рішення інформаційно-пошукових задач нафтогазової предметної області на основі обмежень та правил.

Означення 1. Інформаційно-пошукову задачу на основі обмежень та правил представимо кортежем $(X, D, Constr_{set}, Rules_{set})$, де $X=\{x_i\}, i=\overline{1,n}$ – множина змінних; D_i – множина доменів їх значень, $D=\{D_i\}, i=\overline{1,n}$; $Constr_{set}$ – множина обмежень, які обмежують значення, що змінні можуть приймати; $Constr_{set}=\{Constr_i\}, i=\overline{1,n}$, $Rules_{set}=\{Rules_i=RP_i \to RC_i\}$ – послідовність правил [5].

Означення 2. Впорядкований набір $HG=(V_{set}, HA_{set}, f^1_{src}, f^2_{trg}, f^3_{ext.src}, f^4_{ext.trg}, Constr_{set,} Rules_{set})$ вважатимемо інформаційним гіперграфом з обмеженнями та правилами, якщо V_{set} – скінченна множина вершин, HA_{set} – скінченна множина гіперребер, f^1_{src} – функція присвоєння послідовності вихідних вузлів до кожного гіперребра, f^2_{trg} – функція присвоєння послідовності кінцевих вузлів до кожного гіперребра, $f^3_{ext.src}$ – функція ініціалізації зовнішніх вихідних вузлів, $f^4_{ext.trg}$ – функція ініціалізації зовнішніх кінцевих вузлів, $Constr_{set}$ – множина обмежень, $Rules_{set}$ – множина правил.

Означення 3. Нехай $Rules_{[Constr_{set}]}=\{r^1_{[c_1]}, r^2_{[c_2]}, r^3_{[c_3]}...\}$ – множина написів на ребрах гіперграфа, які є правилами з введеними обмеженнями з множини вихідних обмежень для інформаційно-пошукової задачі (CSP[1]). Тоді впорядкований набір $HGC=(V_{set}, HA_{set}, f^1_{src}, f^2_{trg}, f^3_{ext.src}, f^4_{ext.trg}, Constr_{set}, Rules_{set}, \eta)$ будемо вважати $(Rules_{[Constr_{set}]}-)$ описаним гіперграфом з обмеженнями та правилами, якщо $HGC=(V_{set}, HA_{set}, f^1_{src}, f^2_{trg}, f^3_{ext.src}, f^4_{ext.trg}, Constr_{set}, Rules_{set})$ є гіперграфом і $\eta: V_{set} \cup HA_{set} \to Rules_{[Constr_{set}]}$ є функцією ініціалізації міток з множини $Rules_{[Constr_{set}]}$.

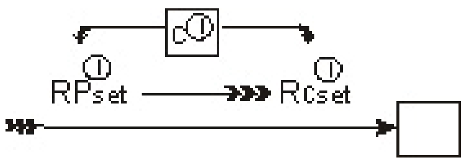

Рис. 1. Інформаційна предикатна схема з обмеженням та правилом

Означення 4. Інформаційною предикатною схемою з обмеженням та правилом (рис. 1) на множині унарних предикатів Π будемо називати об'єкт

$$PS^{Rule}_{Constr}=(V^{(PS)}, HA^{(PS)}, f^{1\ (PS)}_{src}, f^{2\ (PS)}_{trg}, f^{3\ \ (PS)}_{ext.src},$$

$f^{4\ \ (PS)}_{ext.trg}, Rules^{(PS)}_{set}, Constr^{(PS)}_{set}, \eta^{(PS)})$, де кожному елементу приписаний відповідний предикат $\eta: V^{(PS)} \cup HA^{(PS)} \to \Pi$.

Означення 5. Під співпаданням (або функцією співпадання) інформаційної предикатної схеми PS^{Rule}_{Constr} з обмеженням та правилом з об'єктом Ω будемо розуміти ізоморфне вбудовування предикатної схеми PS^{Rule}_{Constr} в Ω, тобто ін'єктивний морфізм $\sigma: PS^{Rule}_{Constr} \to \Omega$, такий, що для всіх $x \in : V^{(PS^{Rule}_{Constr})} \cup HA^{(PS^{Rule}_{Constr})} \to \Pi$ предикат $\eta^{(PS^{Rule}_{Constr})}(x)$ є істинним для $\eta^{(\Omega)}(\sigma(x))$.

Будемо вказувати тільки послідовність дуг для ініціалізації обходу гіперграфа $Walk_{csp}^{HGC}$. Такий підхід дозволяє встановлювати зовнішні вершини за допомогою функцій $f_{ext.src}^{3}$ і $f_{ext.trg}^{4}$ та виконувати відповідну корекцію для ланцюга правил. Кількість ребер в обході $Walk_{csp}^{HGC}$ вважатимемо довжиною обходу і на її основі визначатимемо довжину ланцюга правил. Для побудови коректної інтерпретації по аналогії із звичайним графом можна виконувати побудову маршрутів $Route_{csp}^{HGC}$ для гіперграфа HGC. Позначимо множину всіх непорожніх маршрутів через $T^{+}_{Route_{csp}^{HGC}}$ і включимо цю множину в формальне представлення гіперграфа $HGC=(V_{set},HA_{set},T^{+}_{Route_{csp}^{HGC}},f_{src}^{1},f_{trg}^{2},f_{ext.src}^{3},f_{ext.trg}^{4})$. Введені нами функції $f_{src}^{1},f_{trg}^{2},f_{ext.src}^{3},f_{ext.trg}^{4}$ розширимо таким чином, щоб вони покривали операції обходу $Walk_{csp}^{HGC}$, маршруту $Route_{csp}^{HGC}$ і шляху $Path_{csp}^{HGC}$ у гіперграфі HGC: $f_{src}^{1}((\overbrace{v_{i_0},a_{i_1},v_{i_1}}^{r_i=RP_i\to RC_i},...,a_{i_m},v_{i_m})):=v_{i_0}$, $f_{trg}^{2}((v_{i_0},\overbrace{a_{i_1},v_{i_1},...,a_{i_m}}^{c_i},v_{i_m})):=v_{i_m}$. Вважатимемо два обходи $[Walk_{csp}^{HGC}]^{1}$ і $[Walk_{csp}^{HGC}]^{2}$ такими, що можуть бути об'єднані, якщо $f_{trg}^{2}([Walk_{csp}^{HGC}]^{1})=f_{src}^{1}([Walk_{csp}^{HGC}]^{2})$. Об'єднання обходів $[Walk_{csp}^{HGC}]^{1}$ і $[Walk_{csp}^{HGC}]^{2}$, де $[Walk_{csp}^{HGC}]^{1}=(\overbrace{v_{1_0},a_{1_1},v_{1_1}}^{r_1},...,\overbrace{a_{1_m},v_{1_m}}^{r_m})$ і $[Walk_{csp}^{HGC}]^{2}=(v_{2_0},\overbrace{a_{2_1},v_{2_1},...,a_{2_n}}^{c_1...c_n},v_{2_n})$, визначимо як $[Walk_{csp}^{HGC}]^{1}\circ[Walk_{csp}^{HGC}]^{2}=(v_{1_0},\overbrace{a_{1_1},v_{1_1},...,a_{1_m}}^{c_1...c_m},v_{1_m}=\overbrace{v_{2_0},a_{2_1},v_{2_1}}^{r_1},...,\overbrace{a_{2_n},v_{2_n}}^{r_n})$.

Природно, що таке об'єднання буде асоціативним, тобто для обходів $[Walk_{csp}^{HGC}]^{1},[Walk_{csp}^{HGC}]^{2}$, $[Walk_{csp}^{HGC}]^{3}$ буде справедливим

$$([Walk_{csp}^{HGC}]^{1}\circ[Walk_{csp}^{HGC}]^{2})\circ[Walk_{csp}^{HGC}]^{3}=[Walk_{csp}^{HGC}]^{1}\circ([Walk_{csp}^{HGC}]^{2}\circ[Walk_{csp}^{HGC}]^{3}).$$

Нехай $HGC=(V_{set}^{(HGC)},A_{set}^{(HGC)},[f_{src}^{1}]^{(HGC)},[f_{trg}^{2}]^{(HGC)},[f_{ext.src}^{3}]^{(HGC)},[f_{ext.trg}^{4}]^{(HGC)},Constr_{set},Rules_{set})$ є гіперграфом. Тоді маршрут $Route_{csp}^{HGC}$ є послідовністю ребер $(\overbrace{a_{i_1},...,a_{i_m}}^{c_1...c_m})$, де всі a_{i_j} є різними і існують вузли $(\overbrace{v_{i_1}}^{r_1=RP_1\to RC_1},...,\overbrace{v_{i_m}}^{r_m=RP_m\to RC_m})$, такі, що для всіх a_{i_j} $f_{src}^{1}(a_{i_j})=v_{i_{j-1}}$ і $f_{trg}^{2}(a_{i_j})=v_{i_j}$. Кількість ребер у маршруті $Route_{csp}^{HGC}$ будемо розглядати як довжину маршруту. Множину всіх маршрутів у гіперграфі позначимо через $T_{Route_{csp}^{HGC}}$, а множину непорожніх – через $T^{+}_{Route_{csp}^{HGC}}$. Для непорожнього маршруту $Route_i=(\overbrace{a_{i_1},...,a_{i_m}}^{c_1...c_m})\in T^{+}_{Route_{csp}^{HGC}}$ введемо функції $[f_{src}^{1}]^{T},[f_{trg}^{2}]^{T}:T^{+}_{Route_{csp}^{HGC}}\to V$, які означимо як $[f_{src}^{1}]^{T}(Route_i)=[f_{trg}^{1}]^{T}(a_{i_1}^{c_i^1})$ і $[f_{src}^{2}]^{T}(Route_i)=[f_{trg}^{2T}]^{T}(a_{i_m}^{c_i^m})$, відповідно.

Нехай Ω – деяка база даних, PS_{Constr}^{Rule} – інформаційна предикатна схема з обмеженням та правилом і $\Omega_1\subseteq\Omega$ є співпаданням $PS_{Constr^1}^{Rule^1}$ (рис. 2).

Тоді кожен надоб'єкт Ω_2 для Ω_1 $\Omega_1\subseteq\Omega_2\subseteq\Omega$ є також співпаданням $PS_{Constr^1}^{Rule^1}$. Нехай $\Phi^{(PS^{Rule}_{Constr})}(\Omega)$ позначає множину всіх співпадань PS^{Rule}_{Constr} в Ω. Оскільки $\Phi^{(PS^{Rule}_{Constr})}(\Omega)$ є підмножиною $\theta(\Omega)$, то структура $[\Phi^{(PS^{Rule}_{Constr})}(\Omega), \subseteq]$ є також частково впорядкованою множиною. Будемо називати мінімальний елемент у цій частково впорядкованій множині мінімальним співпаданням або мінімальним екземпляром PS^{Rule}_{Constr} в Ω $[PS^{Rule}_{Constr}]^{\min}$.

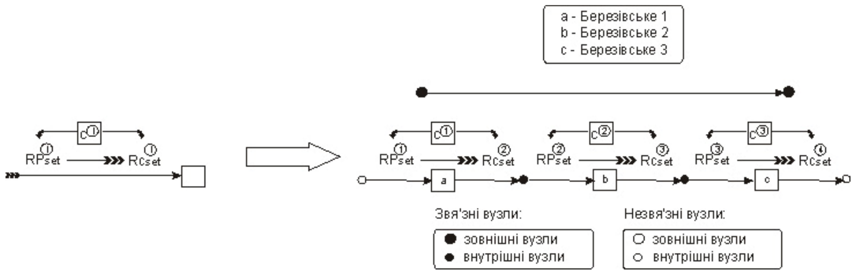

Рис. 2. Інформаційна предикатна схема з обмеженнями та співпаданнями

Твердження 1. Для заданого об'єкта Ω структура $[\theta(\Omega), \subseteq]$ є частково впорядкованою множиною, тобто $\subseteq$ є рефлексивним, антисиметричним і транзитивним бінарним відношенням над $\theta(\Omega)$.

Доведення. $\subseteq$ є рефлексивним тому, що $\Omega \subseteq \Omega$ є справедливим для будь-якого об'єкта Ω. Нехай Ω_1, Ω_2 – два об'єкти, причому $\Omega_1 = (V^{(\Omega_1)}_{Set}, HA^{(\Omega_1)}_{Set}, [f^1_{src}]^{(\Omega_1)}, [f^2_{trg}]^{(\Omega_1)}, [f^3_{ext.src}]^{(\Omega_1)}, [f^4_{ext.trg}]^{(\Omega_1)}, Constr^{(\Omega_1)}_{set}, Rules^{(\Omega_1)}_{set})$ і $\Omega_2 = (V^{(\Omega_2)}_{set}, HA^{(\Omega_2)}_{set}, [f^1_{src}]^{(\Omega_2)}, [f^2_{trg}]^{(\Omega_2)}, [f^3_{ext.src}]^{(\Omega_2)}, [f^4_{ext.trg}]^{(\Omega_2)}, Constr^{(\Omega_2)}_{set}, Rules^{(\Omega_2)}_{set})$. Тоді $\Omega_1 \subseteq \Omega_2$ і $\Omega_2 \supseteq \Omega_1$ означимо, що $V^{(\Omega_1)} \cup Rules^{\Omega_1}_{set} = V^{(\Omega_2)} \cup Rules^{\Omega_2}_{set}$ і $HA^{(\Omega_1)} \cup Constr^{\Omega_1}_{set} = HA^{(\Omega_2)} \cup Constr^{\Omega_2}_{set}$ і, таким чином, $\Omega_1 = \Omega_2$. Звідки слідує, що $\subseteq$ є антисиметричною. Нехай $\Omega_3 = (V^{(\Omega_3)}_{Set}, HA^{(\Omega_3)}_{Set}, [f^1_{src}]^{(\Omega_3)}, [f^2_{trg}]^{(\Omega_3)}, [f^3_{ext.src}]^{(\Omega_3)}, [f^4_{ext.trg}]^{(\Omega_3)}, Constr^{(\Omega_3)}_{set}, Rules^{(\Omega_3)}_{set})$. $\Omega_1 \subseteq \Omega_2$ і $\Omega_2 \supseteq \Omega_1$ означають, що $(V^{(\Omega_1)} \cup Rules^{\Omega_1}_{set}) \subseteq (V^{(\Omega_2)} \cup Rules^{\Omega_2}_{set})$ і $(HA^{(\Omega_1)} \cup Constr^{\Omega_1}_{set}) \subseteq (HA^{(\Omega_2)} \cup Constr^{\Omega_2}_{set})$. Із $\Omega_1 \subseteq \Omega_2$ і $\Omega_2 \subseteq \Omega_3$ слідує

$$f^{1\ (\Omega_3)}_{src} = f^{1\ (\Omega_2)}_{src}\Big|_{HA^{(\Omega_3)} \cup Constr^{\Omega_3}_{set}} = (f^{1\ (\Omega_1)}_{src}\Big|_{HA^{(\Omega_2)} \cup Constr^{\Omega_2}_{set}})\Big|_{HA^{(\Omega_3)} \cup Constr^{\Omega_3}_{set}},$$

$$f^{2\ (\Omega_3)}_{trg} = f^{2\ (\Omega_2)}_{trg}\Big|_{HA^{(\Omega_3)} \cup Constr^{\Omega_3}_{set}} = (f^{2\ (\Omega_1)}_{trg}\Big|_{HA^{(\Omega_2)} \cup Constr^{\Omega_2}_{set}})\Big|_{HA^{(\Omega_3)} \cup Constr^{\Omega_3}_{set}}.$$

Оскільки $(HA^{(\Omega_3)} \cup Constr^{\Omega_3}_{set}) \subseteq (HA^{(\Omega_2)} \cup Constr^{\Omega_2}_{set})$, то це є рівним $f^{1\ (\Omega_1)}_{src}\Big|_{HA^{(\Omega_3)} \cup Constr^{\Omega_3}_{set}}$, $f^{2\ (\Omega_1)}_{trg}\Big|_{HA^{(\Omega_3)} \cup Constr^{\Omega_3}_{set}}$. Звідси слідує, що операція $\subseteq$ є транзитивною.

Твердження 2. Для заданого об'єкта Ω $[\theta(\Omega), \subseteq]$ є повною структурою, тобто кожна непорожня підмножина $\theta(\Omega)$ має найменшу верхню і найбільшу нижню границі.

Доведення. Нехай Ω – заданий об'єкт і $\Lambda = \{\Omega_1, ..., \Omega_m\}$ підмножина $\theta(\Omega)$, f_{dsc} – функція опису множини міток (обмежень та правил). Тоді

$$\Omega_{nng} = (\bigcap_i [V^{(\Omega_i)} \cup Rules^{(\Omega_i)}_{set}], \bigcap_i [HA^{(\Omega_i)} \cup Constr^{(\Omega_i)}_{set}],\ f^{1\ (\Omega)}_{src}\Big|_{\bigcap_i [HA^{(\Omega_i)} \cup Constr^{(\Omega_i)}_{set}]},$$

$$f^{2\ (\Omega)}_{trg}\Big|_{\bigcap_i [HA^{(\Omega_i)} \cup Constr^{(\Omega_i)}_{set}]}, f^{(\Omega)}_{dsc}\Big|_{\bigcap_i [[V^{(\Omega_i)} \cup Rules^{(\Omega_i)}_{set}] \cup [HA^{(\Omega_i)} \cup Constr^{(\Omega_i)}_{set}]]})$$

є об'єктом перетину. Побудова найменшої верхньої границі може бути здійснена через використання об'єкта об'єднання. Якщо ребро належить $HA^{(\Omega_{nng})} = \bigcap_i [HA^{(\Omega_i)} \cup Constr^{(\Omega_i)}_{set}]$, то вона належить і всім $HA^{(\Omega_i)}$. Тоді його початкова і кінцева вершини належать $V^{(\Omega_i)}$ і, таким чином, також належить $V^{(\Omega_{nng})}$.

$\Omega_{nng} \subseteq \Omega_{|}$ справджується для всіх $1 \le i \le m$, тому що $V^{(\Omega_{nng})} \subseteq [V^{(\Omega_i)} \cup Rules_{set}^{(\Omega_i)}]$ і $A^{(\Omega_{nng})} \subseteq [A^{(\Omega_i)} \cup Constr_{set}^{(\Omega_i)}]$, звідки Ω_{nng} є нижньою границею. Припустимо, ми маємо іншу нижню границю Ω', і $\Omega' \subseteq \Omega_{nng}$ не справджується, тоді існує вершина або ребро $x \in [V^{(\Omega')} \cup HA^{(\Omega')}]$, причому $x \notin [V^{(\Omega_{nng})} \cup HA^{(\Omega_{nng})}]$. Звідси випливає, що існує об'єкт Ω_i, для якого $x \notin [V^{(\Omega_i)} \cup HA^{(\Omega_i)}]$. Але це відразу ж приводить до $\Omega' \not\subset \Omega_i$, що суперечить тому факту, що Ω' є нижньою границею.

Твердження 3. Нехай Ω – об'єкт і PS_{Constr}^{Rule} – інформаційна предикатна схема з обмеженням та правилом. Нехай $(X, D, Constr_{set}, Rules_{set})$ є інформаційно-пошуковою задачею на основі обмежень та правил, що має *l*-змінних $X = \{x_1, ..., x_|\}$. Тоді кортеж $\overbrace{(d_{1_i}^{C_1^i}, ..., d_{l_i}^{C_l^i})}^{r_1^i ... r_l^i} \in D_1 \times ... \times D_l$ є рішенням для пошукової задачі на основі обмежень тоді і тільки тоді, якщо відповідний йому підоб'єкт Ω є мінімальним співпаданням PS_{Constr}^{Rule} в Ω.

Доведення. Нехай $\overbrace{(d_{1_i}^{C_1^i}, ..., d_{l_i}^{C_l^i})}^{r_1^i ... r_l^i}$ є рішенням пошукової задачі на основі обмежень та правил, де $C_1^i, ..., C_l^i$ – i-ий набір обмежень, $r_1^i, ..., r_l^i$ i-ий набір правил. Для кожного $d_{j_i} \in ([d_{1_i}]_{r_1^i}^{C_1^i}, ..., [d_{l_i}]_{r_l^i}^{C_l^i})$ виконаємо таке. Якщо $[d_{j_i}]_{r_j^i}^{C_j^i}$ є вершиною, тоді нехай

$$[V^{(j)} \cup Rules_{set}^{(j)}] = [[V^{(j-1)} \cup Rules_{set}^{(j-1)}] \cup \{[d_{j_i}]_{r_j^i}^{C_j^i}\},]$$

$$[HA^{(j)} \cup Constr_{set}^{(j)}] = [HA^{(j-1)} \cup Constr_{set}^{(j)}].$$

Якщо $[d_{j_i}]_{r_j^i}^{C_j^i}$ є ребром, тоді нехай

$$[V^{(j)} \cup Rules_{set}^{(j)}] = [V^{(j-1)} \cup Rules_{set}^{(j-1)}] \text{ і } [HA^{(j)} \cup Constr_{set}^{(j)}] = [[HA^{(j-1)} \cup Constr_{set}^{(j)}] \cup \{[d_{j_i}]_{r_j^i}^{C_j^i}\}].$$

Якщо $[Route_{csp}^{HGC}]_{j_i}$ є маршрутом, тоді нехай

$$[V^{(j)} \cup Rules_{set}^{(j)}] = [V^{(j-1)} \cup Rules_{set}^{(j-1)}] \text{ і}$$

$$[HA^{(j)} \cup Constr_{set}^{(j)}] = [[HA^{(j-1)} \cup Constr_{set}^{(j)}] \cup \{ha_{i_j}^{C_j^i} \,|\, ha_{i_j}^{C_j^i} \in [d_{j_i}]_{r_j^i}^{C_j^i}\}].$$

Оскільки множина доменів була побудована на основі D, ми бачимо, що $[V^{(l)} \cup Rules_{set}^{(l)}] \subseteq [V^{(\Omega)} \cup Rules_{set}^{(\Omega)}]$ і $[A^{(l)} \cup Constr_{set}^{(l)}] \subseteq [A^{(\Omega)} \cup Constr_{set}^{(\Omega)}]$. Тепер

$$V^{(\Omega_i)} \cup Rules_{set}^{(\Omega_i)} = V^{(l)} \cup Rules_{set}^{(l)} \cup \{v \in V^{(\Omega)} \cup$$

$$Rules_{set}^{(\Omega)} \,|\, \exists ha \in HA^{(l)} : v = f_{src}^{1\ (\Omega)}(ha) \cup v = f_{trg}^{2\ (\Omega)}(ha)\}$$

і $HA^{(\Omega_i)} = HA^{(l)}$. Таким чином,

$$\Omega_i = (V^{(\Omega_i)} \cup Rules_{set}^{(\Omega_i)}, HA^{(\Omega_i)} \cup Constr_{set}^{(\Omega_i)}, f_{set}^{1\ (\Omega)}\Big|_{HA^{(\Omega_i)} \cup Constr_{set}^{(\Omega_i)}},$$

$$f_{trg}^{2\ (\Omega)}\Big|_{HA^{(\Omega_i)} \cup Constr_{set}^{(\Omega_i)}}, f_{dsc}^{(\Omega)}\Big|_{V^{(\Omega_i)} \cup Rules_{set}^{(\Omega_i)} \cup HA^{(\Omega_i)} \cup Constr_{set}^{(\Omega_i)}})$$

є підоб'єктом Ω, що відповідає $([d_{1_i}]_{r_1^i}^{C_1^i}, ..., [d_{l_i}]_{r_l^i}^{C_l^i})$.

Нехай тепер $\Omega = (V^{(\Omega)} \cup Rules_{set}^{(\Omega)}, HA^{(\Omega)} \cup Constr_{set}^{(\Omega)}, f_{src}^{1\ (\Omega)}, f_{trg}^{2\ (\Omega)}, f_{dsc}^{\ (\Omega)})$ є фіксованим об'єктом і

$$PS_{Constr}^{Rule} = (V^{(PS_{Constr}^{Rule})} \cup Rules_{set}^{(PS_{Constr}^{Rule})}, HA^{(PS_{Constr}^{Rule})} \cup Rules_{set}^{(PS_{Constr}^{Rule})}, f_{src}^{1\ (PS_{Constr}^{Rule})}, f_{trg}^{2\ (PS_{Constr}^{Rule})},$$
$$f_{dsc}^{\ (PS_{Constr}^{Rule})}, \vartheta^{(PS_{Constr}^{Rule})}, \vartheta_{\min}^{(PS_{Constr}^{Rule})}, \vartheta_{\max}^{(PS_{Constr}^{Rule})})$$

інформаційна предикатна схема. Нехай $(X, D, Constr_{set}, Rules_{set})$ – пошукова задача на основі обмежень з l-змінними $X = \{x_1,..., x_l\}$. Нехай $([d_{1_i}]_{r_1^i}^{C_1^i},...,[d_{l_i}]_{r_l^i}^{C_l^i}) \in D_1 \times ... \times D_l$ є рішенням для пошукової задачі. Нехай $\Omega_i = (V^{(\Omega_i)} \cup Rules_{set}^{(\Omega_i)}, HA^{(\Omega_i)} \cup Constr_{set}^{(\Omega_i)}, f_{src}^{1\ (\Omega_i)}, f_{trg}^{2\ (\Omega_i)}, \eta^{(\Omega_i)})$ є підоб'єктом Ω, що відповідає $([d_{1_i}]_{r_1^i}^{C_1^i},...,[d_{l_i}]_{r_l^i}^{C_l^i})$. Спочатку покажемо, що Ω_i є співпаданням для співставлення η в Ω, і тоді доведемо, що Ω_i є мінімальним. Нехай σ є відображенням між $V^{(\eta)} \cup Rules_{set}^{(\eta)} \cup A^{(\eta)} \cup Constr_{set}^{(\eta)}$ і $V^{(\Omega)} \cup Rules_{set}^{(\eta)} \cup [T_{Route_{csp}^{GC}}^{+}]^{(\Omega)}$, заданої таким чином, що $\sigma(x_j) := [d_{i_j}]_{r_i^j}^{C_i^j}$, де $[d_{i_j}]_{r_i^j}^{C_i^j}$ є значенням змінної x_j, що була введена в пошукову задачу для представлення вузлів і ребер інформаційної предикатної схеми з обмеженнями та правилами. Будемо використовувати змінні x_i як синоніми для представлення ребер і вузлів. Відображення σ є ізоморфним вбудовуванням η в $\Omega_T^{Route_{csp}^{GS}}$. Нехай $x_j^{C_j}$ є ребром в η, і $x_{j1}^{RP_{j1}}, x_{j2}^{RC_{j2}}$ є її початковим і кінцевим вузлами. Тоді $([d_{i_j}]_{r_i^j}^{C_i^j}, [d_{i_{j1}}]_{r_i^{j1}}^{C_i^{j1}}) \in [C^{поч}]_{\underbrace{RP_i \to RC_{j1}}_{(x_i, x_{j1})}}$ і $([d_{i_j}]_{r_i^j}^{C_i^j}, [d_{i_{j1}}]_{r_i^{j2}}^{C_i^{j2}}) \in [C^{кін}]_{\underbrace{RP_i \to RC_{j2}}_{(x_i, x_{j2})}}$, тому що обмеження задані і $([d_{1_i}]_{r_1^i}^{C_1^i},...,[d_{l_i}]_{r_l^i}^{C_l^i})$ є рішенням для пошукової задачі. Виходячи із означення цих двох обмежень, видно, що $[d_{i_{j1}}]_{r_i^{j1}}^{C_i^{j1}}$ і $[d_{i_{j1}}]_{r_i^{j2}}^{C_i^{j2}}$ є вузлами початку і кінця для $[d_{i_j}]_{r_i^j}^{C_i^j}$ в $\Omega_T^{Route_{csp}^{GS}}$. Подібним чином можна довести, що σ є ін'єктивною функцією, що використовує ін'єктивні обмеження $[C^{ін}]_{\underbrace{RP_i \to RC_{j2}}_{(x_i, x_{j2})}}$.

Нехай $x_j^{RP_j}$ є вузлом. Тоді $[d_{i_j}]_{r_i^j}^{C_i^j} \in C_{(x_j^{RP_j})}^{пр}$, звідки входження $\eta^{(\Omega)}(x_j^{RP_j})$ приймає значення істина для $\eta^{(\Omega_T^{Route_{csp}^{GS}})}([d_{i_j}]_{r_i^j}^{C_i^j})$. Далі, нехай x_j – ребро. Тоді $[d_{i_j}]_{r_i^j}^{C_i^j} \in C_{(x_j^{RP_j})}^{пр}$ і звідки для всіх ребер в $[d_{i_j}]_{r_i^j}^{C_i^j}$ предикат $\eta^{(\Omega)}(x_j^{RP_j})$ є істинним для відповідних міток.

Якщо таких двох змінних не існує, то умови з означень 1–3 задовольняються тривіально. Якщо вони все-таки існують, тоді $([d_{i_{j1}}]_{r_i^{j1}}^{C_i^{j1}}, [d_{i_{j1}}]_{r_i^{j2}}^{C_i^{j2}}) \in [C^{кін}]_{\underbrace{RP_i \to RC_{j1}}_{(x_i, x_{j1})}}$, оскільки існують обмеження, і $([d_{1_i}]_{r_1^i}^{C_1^i},...,[d_{l_i}]_{r_l^i}^{C_l^i})$ є рішенням для пошукової задачі. Це, у свою чергу, передбачає, що надписи для $[d_{1_i}]_{r_1^i}^{C_1^i}$ і $[d_{1_i}]_{r_2^i}^{C_2^i}$ є однаковими, виходячи із означень заданих обмежень.

Нехай $x_j^{C_j}$ – деяке ребро. Якщо воно має D_A як свій домен, тоді $\vartheta_{\min}^{(\eta)}(x_j^{C_j})=1$ і $\vartheta_{\max}^{(\eta)}(x_j^{C_j})=1$. Якщо $[d_j]_{r_j}^{C_j}$ має своїм доменом $\Omega_T^{Route_{csp}^{GS}}$, тоді обмеження $C_{(x_j^{C_j})}^{\min}$ і $C_{(x_j^{C_j})}^{\max}$ існують, і $[d_j]_{r_j}^{C_j}$ є членом обох з них, оскільки він входить у рішення пошукової задачі. Виходячи з означення обмежень, $[d_j]_{r_j}^{C_j}$ є не коротшим, ніж $\vartheta_{\min}^{(\eta)}(x_j^{C_j})$, і не довшим, ніж $\vartheta_{\min}^{(\eta)}(x_j^{C_j})$.

Нехай $\Omega_i=(V^{(\Omega_i)}\cup Rules_{set}^{(\Omega_i)}, HA^{(\Omega_i)}\cup Constr_{set}^{(\Omega_i)}, f_{src}^{1\ (\Omega_i)}, f_{trg}^{2\ (\Omega_i)}, \eta^{(\Omega_i)})$ є мінімальним співпаданням η в Ω. Нехай σ є функцією співставлення. Нехай $([d_{1_i}]_{r_1^i}^{C_1^i},...,[d_{l_i}]_{r_l^i}^{C_l^i}):=(\sigma(x_1^{C_1}),...,\sigma(x_l^{C_l}))$ і $([d_{1_i}]_{r_1^i}^{C_1^i},...,[d_{l_i}]_{r_l^i}^{C_l^i})\in D_1\times...\times D_l$, тобто $([d_{1_i}]_{r_1^i}^{C_1^i},...,[d_{l_i}]_{r_l^i}^{C_l^i})$ є потенційним рішенням для пошукової задачі. Перевіримо, чи воно задовольняє всім введеним умовам.

Нехай $C_{([x_j]_{r_j}^{C_j})}^{np}$ є обмеженням на надписи(мітки). Якщо $[x_j]_{r_j}^{C_j}$ є вузлом, тоді предикат $\eta^{(\Omega)}([x_j]_{r_j}^{C_j})$ є істинним для $\eta^{(\Omega)}(\sigma([x_j]_{r_j}^{C_j}))$, тому що σ є функцією співпадання. Це означає $\sigma([x_j]_{r_j}^{C_j})\in C_{(x_j)}^{np}$ і таким чином $[d_j]_{r_j}^{C_j}\in C_{([x_j]_{r_j}^{C_j})}^{np}$, тому що η є функцією співставлення. Таким чином, $[d_j]_{r_j}^{C_j}\in C_{([x_j]_{r_j}^{C_j})}^{np}$ справджується і в цьому випадку.

3. Висновки

У даній статті виконано побудову гіперграфової інтерпретації інформаційно-пошукової задачі на основі обмежень з введеними правилами. Процес пошуку рішень інформаційно-пошукової задачі на основі обмежень та правил представлено у вигляді процедури співставлення інформаційної предикатної схеми з обмеженнями та правилами з відповідним гіперграфом нафтогазової предметної області. Подальші дослідження даного напряму будуть спрямовані на створення модуля планування експертної інформаційної системи на основі баз даних та знань для нафтогазової предметної області.

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Tsang E.P.K. Foundations of Constraint Satisfaction. – London and San Diego: Academic Press, 1993.
2. Шекета В.І. Інформаційна система для прогнозування нафтогазоносних покладів: дис. … кандидата техн. наук: 05.13.06 / Шекета Василь Іванович. – Херсон, 1999. – 130 с.
3. Шекета В.І. Інтерпретація предикатних запитів на основі премоноїдної дедукції в семантичній стратегії і системі обмежень / В.І. Шекета, М.Я. Бестильний, Р.І. Храбатін // Проблеми програмування. – 2006. – № 2–3.– С. 436 – 444.
4. Випасняк Л.І. Імплементація CSP-концепцій для інтелектуального аналізу даних нафтогазової предметної області / Л.І. Випасняк, Б.І. Шпакодрай, В.І. Шекета // Проблеми програмування. – 2008. – № 2–3. – С. 355 – 360.
5. Випасняк Л.І. Використання коефіцієнтів впевненості при побудові предикатних запитів на основі шаблонів JAVA-JESS / Л.І. Випасняк, В.І. Шекета, М.Я. Бестильний // Вісник Хмельницького національного університету. Технічні науки. – 2007. – Т. 2. – С. 43 – 46.

Стаття надійшла до редакції 02.11.2009