УДК 004.942

В. Шекета
Національний технічний університет нафти і газу, м.Івано-Франківськ

АНАЛІЗ АБСТРАКТНИХ ТИПІВ ДАНИХ ДЛЯ МОДИФІКАЦІЙНИХ ПРЕДИКАТНИХ ЗАПИТІВ

Побудовано домен для аналізу абстрактних типів даних в модифікаційних предикатних запитах із використанням поліморфних типів даних і домена трансфінітних формул. Показано можливість використання домена логічних програм як абстрактного домена для інтерпретації модифікаційних предикатних запитів.

The domain construction for the abstract data types analysis in the predicate queries modifications is done with the use of polymorphic data types and the domain of transfinite formulas. The possibility of use of the logical programs domain, as an abstract domain for the interpretation of predicate queries modifications is shown.

Вступ

Сьогодні у нафтогазовій галузі України використовують автоматизовані мікропроцесорні системи різних рівнів і типів, а також різні програмні комплекси для прогнозу нафтогазоносності, пошуку та розвідки родовищ нафти і газу, але масштаби та ефективність застосування ЕОМ для кожного рівня різні. Впровадження нових інформаційних технологій на базі мікропроцесорних систем у нафтогазовій справі дає можливість змінити економіко-екологічний підхід до пошуково-розвідувальних робіт на нафту і газ. Помітне місце на ринку програмних продуктів для нафтогазової предметної галузі займають інформаційні інтелектуальні системи на основі баз даних і знань. Основою багатьох таких систем є програмні модулі, побудовані на основі концепцій логічного *Prolog*-програмування. Аналіз абстрактних типів даних для логічних програм є важливим як і для програми (виконання дебаггінгу і верифікації), так і для компілятора (оптимізація програмного коду). Порівняння різних технік і методик аналізу абстрактних типів даних в термінах точності, ефективності і загальності є досить важливим завданням, оскільки такі техніки часто використовують різні методи аналізу, основані на протилежних вихідних гіпотезах. Дотепер відомі такі методи: аналізу абстрактних типів даних і побудови на його основі процедури логічного висновку – подібні до тих, які використовують у функціональних мовах програмування високого рівня **[1,2]**; техніки аналізу на основі методів верифікації програм **[3]**; аналіз абстрактних типів на основі типованих графів **[4]**; техніки аналізу абстрактних типів на основі абстрактної інтерпретації**[5–12]**.

Вихідним кроком підходу до аналізу абстрактних типів даних на основі абстрактної інтерпретації є вибір абстрактного домена, який визначає, як буде виконано присвоєння абстрактних типів термам. Формальні засоби опису базових типів не дозволяють обробляти залежності між типами. Деякі залежності абстрактних типів серед попарно різних аргументів процедур можна навести з використанням змінних типу в мовах програмування, що оперують із структурними типами даних. Це є стандартне рішення, описане зокрема в **[3,5,8]**. Подібну техніку використано також у межах підходу щодо регулярної апроксимації множин успішних рішень **[7]**. Проте треба зазначити, що використанням змінних типу не можна визначити залежності між абстрактними типами даних із точки зору позиціювання аргументів процедур. Тільки в роботах **[5,6]** наведено приклад виключення випадку, який явно визначає залежності між типами. У **[5]** описано абстрактний домен для аналізу базових типів. У цій роботі введено поняття типізованих програм, що значно звужує можливості застосування такого підходу. Крім того, оскільки змінні типів не використовуються, практичне застосування розроблених доменів є досить складним завданням. У роботі **[6]** автори узагальнюють техніку побудови домена *POS* для аналізу базовості до випадку абстрактних типів. Проте коректність такого підходу не підтверджено формальним доведенням. Більше того, використання змінних типу є більшою мірою наслідком вибраного способу практичної реалізації, ніж формальності теорії, що лежить в основі підходу.

У роботах **[13,14]** базу знань інформаційної системи розглядають як набір інформаційних сутностей атомарних предикатів з деякого скінченного інформаційного простору $\mathfrak{R}$. Всі зміни, що відбуваються в базі знань, розглядають як наслідок модифікаційних предикатних запитів Q_M, що генеруються інтелектуальною інформаційною системою відповідно до вказівок користувача. Основою самих запитів є набір модифікаційних предикатних правил. Розглядають два типи правил:

$$Q_M \longleftrightarrow (K_B)^{<<} \left\| _{K_{B+}(o)} << K_{B+}(o_1),\ldots,K_{B+}(o_l),K_{B-}(p_1),\ldots,K_{B-}(p_m)\right., \tag{1}$$

$$Q_M \longleftrightarrow (K_B)^{<<} \left\| _{K_{B-}(o)} << K_{B+}(o_1),\ldots,K_{B+}(o_l),K_{B-}(p_1),\ldots,K_{B-}(p_m)\right., \tag{2}$$

де $o, o_i, p_i \in \mathfrak{R}$. Основна ідея такого запису правил полягає в тому, що $K_{B+}(o)$ означає, що атомарний предикат o має бути введено до бази знань K_B, а K_{B-} означає, що o – має бути виведено з бази знань, а $(K_B)^{<<}$ – означає модифікацію бази знань на рівні логічної зв'язаності предикатних правил як наслідок виконання операцій додавання і вилучення правил; $<<$ – розглядають як комплексну стрілку, властивості якої будуть досліджені пізніше *засобами теорії категорій*. Введений формально-логічний аппарат модифікаційних предикатних запитів побудовано як коректне розширення множини абстрактних логічних програм. ***Недослідженим*** залишається питання введення абстрактних типів даних для модифікаційних предикатних запитів та побудови коректного домена їх аналізу .

Постановка задачі

Метою дослідження є аналіз абстрактних типів даних модифікаційних предикатних запитів для інформаційних інтелектуальних систем на основі баз даних і знань.

Кожна система обмежень для абстрактних типів даних вимагає виконання абстрактної інтерпретації домена низпаднозамкнутих множин підстановок термів NS. У цій статті ми прагнемо показати, як ієрархію абстрактних інтерпретацій домена NS можна визначити на основі деякої базової структури BS, моделюючи лише властивості введених абстрактних типів даних модифікаційних предикатних запитів. Згідно із заданою системою обмежень кожний домен в такій ієрархії буде послідовним уточненням попереднього щодо введеної операції стабільної кон'юнкції**[8]**. Так одержана ієрархія буде ланцюгом доменів, що спричинятимуть, у свою чергу, побудову ланцюга апроксимацій (послідовних наближень) стабільної кон'юнкції, що буде ставати більш точною у міру просування роботи процедури послідовного уточнення.

Нехай задано множину змінних W і множину функцій M_F, причому кожній функції присвоєно певну розмірність . Для $l \in N$ означимо множину термів T:

1. $\mathrm{T}^{\varnothing}\left(M_F^1, W\right)W$.

2. $\mathrm{T}^{l+1}\left(M_F^2, W\right) = \mathrm{T}^l\left(M_F^1, W\right)W$

3. $\left\{f(t_1,\ldots t_n) \middle| f^n \in M_F^1 \{t_1,\ldots t_n\} \subseteq T^l\left(M_F^1, W\right)\right\}$

4. $\mathrm{T}(M_F, W) = \bigcap\limits_{c \geq 0} \mathrm{T}^c(M_F, W)$.

Ми виходимо з припущення, що M_F містить принаймні один символ арності $\varnothing$.

Ми прагнемо побудувати формальне представлення для системи обмежень абстрактних типів даних $VF_{M_F^1}$ на основі скінченних формул із змінними типів, тобто фактично на основі абстрактних логічних програм. За такою системою обмежень на основі абстрактних логічних програм можна ефективно аналізувати типи даних для модифікаційних предикатних запитів. Більше того, це дає змогу відслідковувати, де процес абстрагування втрачає точність з метою одержання більшої ефективності. Розв'язуючи цю задачу, будуватимемо представлення на основі конкретних доменів, означених за допомогою формальної методології послідовного уточнення доменів **[8]**, які є узагальненнями відомого домена *Def* для аналізу властивості базовості. За допомогою такого підходу можна чітко розділити теоретичні аспекти побудови системи обмежень абстрактних типів та подальше абстрагування в множину скінченних формул із змінними типів, тобто в множину абстрактних логічних програм, де, виходячи з міркувань практичної ефективності, обмежена можлива втрата точності для досягнення скінченності аналізу. Тобто, ми будемо використовувати логічні Prolog-програми як абстрактний домен для аналізу модифікаційних запитів, що є логічним наслідком пропонованого нами застосування процедури послідовного уточнення доменів.

Означення 1. Для заданої системи абстрактних типів $ST=<\left\{o^{\varnothing}\right\},M_F^2,\Psi>$ і $W=\{x_1,\dots,x_n\}\in r_f(w_1)$, $\varphi\in F_{M^1_{F,w}}$ будемо називати позитивним, якщо для довільного базового терма $t\in T\left(M_F^2,\varnothing\right)$, такого що $t\in[o]\Psi$, отримуємо, що $[\varphi]\{x_1\mapsto t,\dots,x_n\mapsto t\}=1$, де Ψ – прототип функторного відображення, $w,w_1\in W$, r_f – абстрактний оператор, F – функторний символ.

У наступному викладі ми будемо виходити із припущення, що існує деяка скінченна множина ZT змінних типу, елементи якої позначатимемо великими буквами.

Означення 2. Систему обмежень $SO=\{SO_w\}w\in r_f(w_1)$ для системи абстрактних типів $<M_F^1,M_F^2,\Psi>$ будемо вважати позитивною, якщо M_F^1 сформована лише із допомогою однієї константи, тобто $M_F^1=\left\{o^{\varnothing}\right\}$, для деякого o і для кожного $w\in r_f(w_1)$ і кожного $\varphi\in SO_w$, φ є позитивним .

Означення 3. Нехай Γ – простір обмежень Гербранда**[2]**. Систему обмежень $SO=\{SO_w\}_{w\in\Gamma_{r_{f(w_1)}}}$ для системи абстрактних типів $ST=<M_F^1,M_F^2,\Psi>$ будемо вважати структурною, якщо ST є структурною, тобто, іншими словами, якщо для кожного $w\in\Gamma_{r_{f(w_1)}}$ і $S\in\Gamma_{r_{f\left(T\left(M_F^2,w\right)\right)}}$ існує $\theta\in\sigma_{w,\varnothing}$, таке, що для кожного $o\in SO$ і кожного $t\in T\left(M_F^1,\varnothing\right)$ вважаємо, що $o\in[t]\Psi$, якщо $o\theta\in[t]\Psi$.

Основна ідея, що лежить в введеному означенні структурних систем абстрактних типів даних модифікаційних предикатних запитів, полягає в тому, що кожну скінченну множину термів можна ініціалізувати в деяку скінченну множину базових термів з тими самими властивостями щодо заданих абстрактних типів даних, що й вихідні терми.

Означення 4. Нехай $ST=<M_F^1,M_F^2,\Psi>$ – система абстрактних типів, і $w\in r_f(w_1)$. Означимо: $\omega_1=\left\{\sigma\in\sigma_w\,\middle|\,\sigma(w)\in[\iota]\Psi\right\}$ для довільного $w\in W$ і $\iota\in T\left(M_F^1,\varnothing\right)$, і $BS_{ST,w}=\Omega\left\{\omega_1\,\middle|\,w\in W\ i\ \iota\in T\left(M_F^1,\varnothing\right)\right\}$, $BS_{ST,w}^{i+1}=BS_{ST,w}^{i}>>*^{NS_w}BS_{ST,w}^{i}$, для $i\geq 0$.

Твердження 1. Нехай $w \in r_f(w_1)$.

1. Якщо $[\iota_1, \iota_2] \subseteq NS_w$, тоді $\iota_1 >> *^{NS_w} \iota_2 = \{\sigma \in \sigma_w\}$, для всіх $\theta \leq \sigma$, якщо $\theta \in \iota_1$ тоді $\theta \in \iota_2$.

2. Для заданої системи абстрактних типів ST вважатимемо, що $BS^{i}_{ST,w} \subseteq BS^{i+1}_{ST,w}$ для довільного $i \geq 0$.

Доведення. **1.** $t_1 \Rightarrow^{NS_w} t_2 = \bigcup \{t \in NS_w | t_1 \cap t \subseteq t_2\} = \{\sigma \in \sigma_w\}$, для всіх $\theta \leq \sigma$, якщо $\theta \in t_1$ тоді $\theta \in t_2$.
2. Для кожного $i \leq 0$ ми матимемо $\sigma_w \in BS^{i}_{ST,w}$, оскільки $BS^{i}_{ST,w}$ є множиною Мура[**8**] для NS_w. Отже, ми маємо $\sigma_w \Rightarrow t = t$ і, оскільки t є низпадно замкнутою підстановкою, то можна зробити висновок, що кожна $t \in BS^{i}_{ST,w} \subseteq BS^{i+1}_{ST,w}$.

У загальному випадку $BS^{i+1}_{ST,w}$ продукує точнішу операцію кон'юнкції, ніж $BS^{i}_{ST,w}$. Хоча у цьому випадку для великого класу систем абстрактних типів, такий ланцюг є скінченним. Тому, очевидно, повинен існувати домен із кращими властивостями, для виконання абстрактного аналізу заданого набору абстрактних типів модифікаційних запитів.

Твердження 2. Нехай $ST = < M^1_F, M^2_F, \Psi >$ – структурна система абстрактних типів. Тоді для довільного $w \in r_f(w_1)$ вважаємо, що: **1.** $BS^{2}_{ST,w} = BS^{i}_{ST,w}$ для довільного $i \geq 2$. **2.** $BS^{2}_{ST,w} = \left(BS_{ST,w} >>^{NS_w} BS_{ST,w}\right) >>^{NS_w} BS_{ST,w}$ **3.** $BS^{2}_{ST,w}$ є низпадною.

Доведення. Нехай $\{b^1_i\}_{i \in I}$, $\{b^2_j\}_{j \in J}$ і $\{b^3_k\}_{k \in K}$ належать множині $\{w_1 | w \in W\}$ і $\iota \in T\left(M^1_F, \varnothing\right)$, де $I, J, K \subset N$ і припустимо, що $\sigma \in \sigma_w$ є таким, що $\sigma \notin B^1 \cup B^2 \cup B^3$, тоді отримаємо $\sigma \notin \left(B^1 >> B^2\right) >> B^3$. З означення **2** випливає, що існує $\theta \in \sigma^w_w$ така, що $\sigma\theta$ є базовою для w і σ є E–еквівалентною до $\sigma\theta$. Отже, кожна підстановка $\theta' = \sigma\theta$ і $\theta' \notin B^1 \cup B^3$. Тому ми можемо зробити висновок, що $\sigma\theta \in \left(B^1 >> B^2\right)$ і $\sigma\theta \notin B^3$. Це означає, що $\sigma\theta \notin \left(B^1 >> B^2\right) >> B^3$, тобто $\sigma \notin \left(B^1 >> B^2\right) >> B^3$, оскільки $\left(B^1 >> B^2\right) >> B^3$ є низпадно замкнутою, що і доводить твердження.

Тепер доведемо, що введені домени $BS_{ST,w}$, $BS^{1}_{ST,w}$ і $BS^{2}_{ST,w}$ можна навести відповідними системами обмежень для введених систем абстрактних типів для модифікаційних предикатних запитів.

Означення 5. Нехай $< M^1_F, M^2_F, \Psi >$ – система абстрактних типів і нехай $w \in r_f(w_1)$. Означимо:

$$AND_{M^1_F,w} = \left\{\wedge c \,\middle|\, C \subseteq \left\{w \in \iota \,\middle|\, w \in W \ i \ \iota \in T\left(M^1_F, \varnothing\right)\right\}\right\}$$

$$OR_{M^1_F,w} = \left\{\vee c \,\middle|\, C \subseteq \left\{w \in \iota \,\middle|\, w \in W \ i \ \iota \in T\left(M^1_F, \varnothing\right)\right\} i \, c \neq 0\right\}$$

$$VF_{M^1_F,w} = \left\{B_1 \Rightarrow B_2 \,\middle|\, \{B_1, B_2\} \subseteq AND_{M^1_F,w}\right\}$$

$$PTF_{M^1_F,w} = \left\{B \Rightarrow D \,\middle|\, B \in AND_{M^1_F,w} \ i \ D \in OR_{M^1_F,w}\right\}.$$

Більше того, ми оголосимо систему обмежень для абстрактних типів даних $VF_{M_F^1}=\left\{VF_{M_F^1,w}\right\}_{w\in r_f(w_1)}$ і $PTF_{M_F^1}=\left\{PTF_{M_F^1,w}\right\}_{w\in r_f(w_1)}$.

Твердження 3. Нехай $<M_F^1,M_F^2,\Psi>$ – система абстрактних типів, і $w\in r_f(w_1)$. Позначимо через β той факт, що $\beta_{F_{M_{w,w}^1}}$. Тоді

1) $\beta(w\in\iota)=\omega_1$ для довільного $w\in W$ і $\iota\in T\left(M_F^1,\varnothing\right)$,

2) $\beta(V(C))=u_{\varphi\in C}^{min}\beta(\varphi)$, якщо $V(C)\in OR_{M_F^1,w}$,

3) $\beta(B\Rightarrow D)=\beta(B)>>\beta(D)$, якщо $B\in AND_{M_F^1,w}$ і $\theta\in NS_w^p(E(\sigma))$,

де u^{min} – операція визначення найменшої верхньої границі в домені підстановок, а $E()$ – процедура задання еквівалентної підстановки.

Доведення. **1.** $\beta(w\in\iota)=\{\sigma\in\sigma_w\}$ для всіх $\theta\in\sigma$ ми маємо $\theta(x)\in[\iota]\psi$.

2. Нехай $V(M)\in OP_{M_{F,w}^1}^V$, де $OP=\{AND,OR\}$. Тоді кожна формула $\varphi\in M$ має вигляд $x\in\iota$ для відповідного $x\in W$ і $\iota\in T\left(M_F^1,\varnothing\right)$. Отже, $\beta(V(M))=\{\sigma\in\sigma_w\}$ для всіх $\theta\leq\sigma$ існує $\varphi\in M$ таке, що $[\varphi]\theta=1$. $(\varphi=x\in\iota)=\{\sigma\in\sigma_w\}$, існує $\varphi\in M$ таке, що $\{[\varphi]\sigma=1\}\cup\{\sigma\in\sigma_w\,|\,[\varphi]\sigma=1\}$, тоді $(\varphi=x\in\iota)=\bigcup_{\varphi\in M}\{\sigma\in\sigma_w\,|\,\forall\theta\leq[\varphi]\theta=1\}=\bigcup_{\varphi\in M}\beta(\varphi)$.

3. $\beta(B\Rightarrow C)=\{\sigma\in\sigma_w\,|\,\forall\theta\leq\sigma,\ |\,[B]\theta=1\rightarrow[C]\theta=1\ \}=$

$=\{\sigma\in\sigma_w\,\|[B]\sigma=1\,\}>>\{\sigma\in\sigma_w\,|\,[C]\sigma=1\,\}=\{\sigma\in\sigma_w\,|\,\forall\ \ \theta\leq\sigma,\ [B]\theta=1\}>>$

$>>\{\sigma\in\sigma_w\,|\,\forall\ \theta\leq\sigma,[C]\theta=1\}=\beta(B)>>\beta(C)$, $B\in OP_{M_F^1,w}^{\wedge}$, $C\in OP_{M_F^1,w}^{\vee}$.

Твердження 4. Для системи абстрактних типів $\left(M_F^1,M_F^2,\Psi\right)$, структурної або такої, що $M_F^1=\left\{h^{\varnothing}\right\}$, для деякого h і $w\in r_f(w_1)$ домен визначених формул $VF_{M_F^1,w}$ є ізоморфним до домена $BS_{M_F^1,w}^1$ і домен позитивних трансфінітних формул $PTF_{M_F^1,w}^1$ є ізоморфним до $BS_{M_F^1,w}^2$.

Доведення. На основі твердження **3** і коадитивності β можна зробити висновок, що $BS_{M_F^1,w}^1=\beta\left(VF_{M_F^1,w}\right)i\ BS_{M_F^1,w}^2=\beta\left(PTF_{M_F^1,w}\right)$.

Отже, β є відображенням "один до одного".

На основі наведених міркувань можна стверджувати, що для структурної системи обмежень абстрактних типів модифікаційних предикатних запитів домен $PTF_{M_F^1}^1$ можна використати для апроксимації операції стабільної кон'юнкції найкращим можливим способом серед абстрактних доменів, які не оперують з іменами функторів в термах.

Означення 6. (Система обмежень LP^n). Нехай $ST=<M_F^1,M_F^2,\Psi>$ є системою абстрактних типів, $w\in r_f(w_1)$ і $n\geq1$, $M_F^1\in w(\iota)$, де $w\in W$ і $\iota\in T^n\left(M_F^1,ZT\right)$. Елементами LP_w^n будуть множини тверджень (можливо порожні або нескінченні) $C<<A$, де C є n-й атом для w і M_F^1, і A є

множиною, можливо порожньою, n-атомів для w і M_F^1, розділених комою. Базовою ініціалізацією для твердження $C<<A$ будемо вважати твердження, отримане із $C<<A$ через заміну кожної змінної типу деяким елементом із $T\left(M_F^1,\varnothing\right)$.

Означимо систему обмежень $LP^n=\left\{LP_w^n\right\}_{w\in r_f(w_1)}$ із введеними операціями:

1. $Q_1 *^{LP_w^n} Q_2=Q_1\cup Q_2$.

2. $PN_{x\mapsto k}^{LP_w^n}Q=Q[k/x]$, якщо $x\in w$ і $k\notin w$.

3. $\Delta_x^{LP_w^n}Q=(Q\cup Q')\cap LP_{w\setminus x}^n$,

де Q' є множиною тверджень, які можна отримати у результаті розгортання тверджень в предикатному запиті Q виду $x(\iota)<<D$ в тілах інших тверджень. Для заданих $<x_1,...,x_k>$ і $<y_1,...,y_k>$ в w означимо діагональні елементи

$$(\theta_1)^{LP_w^n}_{<x_1,...,x_k>,<y_1,...,y_k>}=\left\{x_i(ST)<<y_i(ST)\middle|i=1,...,k\right\}\cup\left\{y_i(ST)<<x_i(ST)i=1,...,k\right\}$$

Для заданого запиту $Q\in LP_w^n$ і моделі абстрактного типу ϑ для ST, ми означимо

1. $\vartheta|=\omega(\iota)$, якщо $\iota\in\vartheta(w)$, і ι є базовим;

2. $\vartheta|=E_1,...,E_k$, якщо $\vartheta|=E_1$, для довільного $i=1,...,k\,(k\geq 0)$;

3. $\vartheta|=C<<A$, якщо із $\vartheta|=A$ випливає $\vartheta|=C$, у випадку, коли $C<<A$ є базовими;

4. $\vartheta|=C<<A$, якщо $\vartheta|=C'<<A'$ для кожної базової ініціалізації $C'<<A'$ для $C<<A$, коли $C<<A$ не є базовим.

5. $\vartheta|=Q$, якщо $\vartheta|=h$, для довільного $h\in Q$.

Означимо $\vartheta_{ST}(Q)=\{\vartheta\}$, де ϑ є моделлю типу для ST такою, що $\vartheta|=Q$.

Для довільного $w\in r_f(w_1)$ запити в LP_w^n є частково впорядкованими, а саме $Q_1\leq_{ST}Q_2$ тоді і тільки тоді, коли $\vartheta_{ST}(Q_1)\subseteq\vartheta_{ST}(Q_2)$. Означимо також, що $Q_1\equiv_{ST}Q_2$ тоді і тільки тоді, коли $Q_1\leq_{ST}Q_2$ і $Q_2\leq_{ST}Q_1$. Залишок множини LP_w^n відносно операції $\equiv_{ST}$ є повною структурою, верхнім фіксованим елементом для якої є порожній запит, операцією визначення найбільшої нижньої границі є композиція запитів на основі операції $*^{LP_w^n}$.

Отже, надалі кожному запиту буде зіставлятися певний клас еквівалентності.

Твердження 5. Для заданих $\{Q_1,Q_2\}\subseteq\angle p_w^n$, де $\angle p_w^n$ – домен коректної апроксимації предикатних запитів, ми матимемо

$$\beta^n(Q_1\cup Q_2)=\bigwedge_{h\in Q_1\cup Q_2}\beta^n(h)=\bigwedge_{h\in Q_1}\beta^n(h)\wedge\bigwedge_{h\in Q_2}\beta^n(h)=\beta^n(Q_1)\wedge\beta^n(Q_2).$$

Доведення. Спочатку ми покажемо, що $\beta^n(Q)\leq\beta^n\left(Q'\cap\angle p_{w\setminus x}^n\right)$. Дійсно, розглянемо твердження $h\in Q'\cap\angle p_{w\setminus x}^n$. Таке твердження можна розглядати як результат розгортання деякої послідовності тверджень $h_1,....,h_k\in Q$ в твердженні $h_{k+1}\in Q$. Кожна базова ініціалізація h^δ для h є результатом розгортання відповідних базових ініціалізацій $h_1^\delta,...,h_k^\delta$ у відповідній базовій ініціалізації h_{k+1}^δ для h_{k+1} . Отже, якщо $\left[\beta^n(Q)\right]^\delta=1$, то тоді $\left[h_i^\delta\right]\sigma=\perp$, для $i=1,...,k+1$ і $\left[h^\delta\right]\sigma=1$. Оскільки це є істинним для кожного $h\in Q'\cap\angle p_{w\setminus x}^n$, то отримаємо, що $\left[\beta^n\left(Q'\cap\angle p_{w\setminus x}^n\right)\right]\sigma=1$.

Тепер покажемо, що $\Delta_x^{VF_{M'F}}\beta^n(Q)\le\beta^n\left(Q'\cap\angle p^n_{w\lambda x}\right)$. Нехай $\left[\Delta_x^{VF_{M'F}}\beta^n(Q)\right]\sigma=1$. Тоді $\beta^n(Q)[M/x]\sigma=1$ для відповідного $M\in r\left(\mathrm{T}\left(M_F^1,\varnothing\right)\right)$. Розглянемо твердження $C<<D\in Q\cap LP^n_{w\lambda x}$. Оскільки $C<<D\in Q$ і x не зустрічаються в $C<<D$, то $\left[C'[L_1/W_1]...[L_k/W_k]<<D'[L_1/W_1]...[L_k/W_k]\right]\sigma=1$, для $\{L_1,...,L_k\}\le T\left(M_F^1,\varnothing\right)$, де $W_1,...,W_k$ є змінними типів для $C<<D$. Це, в свою чергу, означає, що $\left[\beta^n\left(Q\cap LP^n_{w\lambda x}\right)\right]\sigma=1$. Отже, на основі викладених вище міркувань можемо зробити висновки про те, що

$$\Delta_x^{VF_{M'F},w}\beta^n(Q)=\Delta_x^{VF_{M'F},w}\left(\beta^n(Q)\wedge\beta^n\left(Q'\cap LP^n_{w\lambda x}\right)\right)=$$

$$=\left(\Delta_x^{VF_{M'F},w}\beta^n(Q)\right)\wedge\beta^n\left(Q'\cap LP^n_{w\lambda x}\right)\le\beta^n\left(Q\cap LP^n_{w\lambda x}\right)\wedge\beta^n\left(Q'\cap LP^n_{w\lambda x}\right)=$$

$$=\beta^n\left(\left(Q\cap LP^n_{w\lambda x}\right)\cup\left(Q'\cap LP^n_{w\lambda x}\right)\right)=\beta^n\left(\Delta_x^{LP^n_w}(Q)\right).$$

Означення 7. Для заданої системи абстрактних типів $ST=\left\langle M_F^1,M_F^2,\Psi\right\rangle$, процедури a_type для $ST,n\ge1,w\in r_f(w_1),h\in H_w$ в нормальній формі, для довільного $X\in W$ ми означимо

$$\gamma^x_{алг}(h)=\left\{x(\iota_i)<<x^1\left(\iota_i^{x^1}\right),....x^{k1}\left(\iota_i^{x^{k1}}\right)\middle|\, i=1,...,l\right.\cup$$

$$=\left\{x^j\left(\iota_i^{x_j}\right)<<x(\iota_i)\middle|\, j=1,...,k,\ i=1,...,l\right.,$$

де $V_r(h(x))=\{x_1,...,x_k\}$ і $a\_type(h(x),t_2)$ дає нам обчислювальну підстановку $\left\{t_2\mapsto\iota_i,x_1\mapsto\iota_i^{x^1},...,x_k\mapsto\iota_i^{x^k}\right\}$ для $i=1,...,l$.

Означимо $\gamma^w_{алг}(h)=\bigcup_{x\in w}\gamma^x_{алг}(h)$. Наступне твердження покаже нам, що множину рішень для екзистенціального обмеження Гербранда**[1–3]** виду $\Delta_\varnothing h$ можна коректно наближати за допомогою $\gamma^w_{алг}(h)$.

Твердження 6. Для заданої системи абстрактних типів $ST=\left\langle M_F^1,M_F^2,\Psi\right\rangle$, процедури a_type для $ST,n\ge1,w\in r_f(w_1)$, $h\in H_w$ в нормальній формі і $X\in W$, отримуємо $\downarrow h\subseteq\beta^{VF_{M'F},w}\beta^n\gamma^w_{алг}(h)$.

Доведення. Оскільки h можна розглядати як підстановку, розглянемо $\theta\le h$. Ми покажемо, що $\left[\beta^n\gamma^w_{alg}(h)\right]\theta=1$, тобто, що $\left[\beta^n\gamma^w_{alg}(h)\right]\theta=1$ для кожного $x\in W$. Ми повинні показати, що для довільного $C<<D\in\gamma^w_{alg}(h)$ і довільного $\nu:ZT>>T\left(M_F^1,\varnothing\right)$ отримаємо, що $[C'\nu\Leftarrow D'\nu]\theta=1$. Згідно з означенням **7** вважаємо, що твердження в $\gamma^w_{alg}(h)$ генеруються відповідно до довільної обчислюваної підстановки для $a\_type(h(x),t_2)$. Розглянемо одну із таких підстановок

$$\sigma=\left\{t_2>>L^i,x_1>>L^i_{x_1},...,x_k>>L^i_{x_k}\right\},$$

де $V_r(h(x))=\{x_1^1,\dots,x_n^k\}$. Тоді матимемо: $\left[\left(x^1\left(L_i^{x_1}\right),\dots,x^k\left(L_i^{x_k}\right)\right)'\nu\right]\theta=1$

$$\Leftrightarrow\left[x^1\in L_i^{x^1}\nu\wedge\dots\wedge x^k\in L_i^{x^k}\nu\right]\theta=1\Leftrightarrow\left[x^j\in L_i^{x^j}\nu\right]\theta=1,\ j=1,\dots,k$$

$$\Leftrightarrow\theta\left(x^j\right)\in\left[L_i^{x^j}\nu\right]\varphi,\ \text{для всіх}\ j=1,\dots,k\ \Leftrightarrow h(x)\theta\in[t_2\sigma\nu]\varphi,$$

$$\Leftrightarrow\theta\left(x^j\right)\in\left[\sigma\left(x^j\right)\nu\right]\varphi$$

$$\text{для всіх}\ j=1,\dots,k\Leftrightarrow h(x)\theta\in\left[L^i\nu\right]\varphi$$

$$\Leftrightarrow\theta\left(x^j\right)\in\left[L^i\nu\right]\varphi,\ (\text{для}\ \theta\le h\ )\Leftrightarrow\left[\left(x\in L^i\right)'\nu\right]\theta=1.$$

Отже, для всіх $i=1,\dots,l$ отримуємо

$$\left[\left(x\left(L^i\right)<<x^1\left(L_i^{x_1}\right),\dots,x^k\left(L_i^{x^k}\right)\right)'\nu\right]\theta=1\ \text{і}\ \left[\left(x^j\left(L_i^{x^j}\right)<<x\left(L^i\right)\right)'\nu\right]\theta=1$$

для довільного $j=1,\dots,k$, що і доводить твердження, враховуючи означення **6,7.**

Означення абстрактного відображення можна значно покращити через використання представлення інформації, що міститься в екзистенційних обмеженнях Гербранда в формі заперечень.

Процедури одержання інформації

Розглянемо проблему одержання інформації із абстрактного обмеження $O\in LP_w^n$. Побудуємо алгоритм, здатний визначати, чи змінна належить до абстрактного типу $t\in T\left(M_F^1,\varnothing\right)$, коли O задовольняється, тобто чи $\beta^n(O)\le w\in t$. Оскільки $w\in t=\beta^n\{w(t)<<\}$, то наступний результат дозволить нам безпосередньо порівнювати $\nu_{ST}(O)$ із $\nu_{ST}(\{w(t)<<\})$ без обов'язкової їх конкретизації через β^n.

***Твердження** 7.* Нехай $ST=\left\langle M_F^1,M_F^2,\Psi\right\rangle$ – система абстрактних типів, $n\ge1$, $w\in r_f(w_1)$. Тоді для довільних $\{O_1,O_2\}\in LP_w^n$ ми матимемо, що із $O_1\lesssim O_2$ випливає $\beta_{ST}^n(O_1)\le\beta_{ST}^n(O_2)$.

Доведення. Припустимо, що $\left[\beta^n(Q_1)\right]\sigma=1$. Нехай $S(w)=\left\{t\in T\left(M_F^1,\varnothing\right)\middle|\sigma(w)\in[t]\varphi\right\}$. Для кожного твердження $C<<D\in Q_1$ і кожного ν ми маємо $[C'\nu\Leftarrow D'\nu]\sigma=1$. Це, в свою чергу, означає, що $V\models C\nu<<D\nu$. Тому, оскільки $Q_1\le Q_2$, то $V\models Q_2$. Отже, для кожного твердження $C<<D\in Q_2$ і кожного $ZT>>T\left(M_F^1,\varnothing\right)$ $V\models C\nu<<D\nu$, тобто $[C'\nu\Leftarrow D'\nu]\sigma=1$. Можна зробити висновок, що $\left[\beta^n(Q_2)\right]\sigma=1$.

Оскільки в загальному випадку ми маємо нескінченну множину моделей абстрактного типу, то твердження **7** не забезпечує алгоритм для перевірки того факту, чи $\beta^n(O)\le\beta^n(\{w(t)<<\})$. Цієї мети можна досягти так.

Твердження 8. Нехай $ST=\left\langle M_F^1,M_F^2,\Psi\right\rangle$ – система абстрактних типів, $n\ge1$, $w\in r_f(w_1)$, $O\in LP_w^n$, $w\in W$, $t\in T\left(M_F^1,ZT\right)$. Якщо $w(t)$ може бути одержано з O за допомогою процедури резолюції (тобто якщо існує спростування для $w(t)$<< в O із η як обчислюваної підстановки), тоді $O \le \{w(t) <<\}$.

Доведення. Оскільки $ZT >> T\left(M_F^1, \varnothing\right)$ можна вивести із Q, то $\omega(t)\nu$ теж можна вивести з Q. Якщо ми покажемо це для кожного ν, то твердження буде доведено. Побудуємо доведення методом індукції по k, де k – кількість кроків процедури резолюції. Якщо $k=1$, то тоді існує твердження $[\,\omega(L) <<] \in Q$ таке, що $L\nu' = t\nu$, для відповідного ν'. Тоді маємо $V \models \omega(L)\nu' <<$, тобто $V \models \omega(t)\nu <<$. Припустимо, що результат є істинним для $k \ge 1$, і що $\omega(t)\nu$ може бути виведено із Q за допомогою процедури резолюції, що складається з $k+1$ кроків. Тоді існує твердження $\omega(L) << D_1, ..., D_l \in Q$, таке, що $L\nu' = t\nu$ для відповідних ν і $D_i\nu'$ може бути виведено із Q за допомогою k-кроків для довільного $i = 1, ..., l$. Тому на основі індуктивної гіпотези можна зробити висновок, що $Q \le D_i\nu'$ для довільного $i = 1, ..., l$. Оскільки $\vartheta \models D$, то $V \models D_i\nu$ для довільного $i = 1, ..., l$ і оскільки $\vartheta \models \omega(\iota)v^1 << D_1 v^1, ..., D_l v^1$, то $\vartheta \models \omega(\iota)v^1$, а отже, $\vartheta \models \omega(t)v <<$. У загальному випадку процес викликів процедури резолюції не є скінченним. Тому ми будемо обмежуватися k-викликами процедури. Чим більшим буде k, тим точнішою буде перевірка ланцюга слідування в процедурі логічного висновку інформаційної системи.

Висновки

У цій статті на формально-логічній основі теорії послідовного уточнення побудовано домен для аналізу абстрактних типів даних модифікаційних предикатних запитів через використання поліморфних типів даних і домена трансфінітних формул. Введено систему обмежень на основі логічних Prolog-програм як скінченне представлення для домена визначених формул і показано, що логічні програми можуть бути використані як абстрактні домени для аналізу і інтерпретації модифікаційних предикатних запитів.

Темою подальших досліджень буде розроблення механізму одержання інформації, релевантної до підтипів базових типів даних на основі задання специфікації для введених абстрактних типів даних модифікаційних предикатних запитів і використання такої інформації для покращання точності виконуваного аналізу.

1. Barbuti R., Giacobazzi R. A Bottom-up Polymorphic Type Inference in Logic Programming. Science of Computer Programming, 19(3).– 1992.–P.281–313. 2. Apt K. R., Marchiori E. Reasoning about Prolog Programs: from Modes through Types to Assertions. Formal Aspects of Computing, 6(6A).– 1994.P–743–765. 3. Yardeni E., Shapiro E. A Type System for Logic Programs. Journal of Logic Programming, 10.–1991.–P.125–135. 4. Hentenryck P., Cortesi A., Charlier B. Type Analysis of Prolog using Type Graphs. Journal of Logic Programming, 22(3).–1995.–P.179–209. 5. Codish M., Demoen B. Deriving Polymorphic Type Dependencies for Logic Programs Using Multiple Incarnations of Prop. In Proc. of the first International Symposium on Static Analysis, volume 864 of Lecture Notes in Computer Science. Springer-Verlag.–1994–P.281–296. 6. Codish M., Lagoon V. Type Dependencies for Logic Programs Using ACI Unification. In Proceedings of the 1996 Israeli Symposium on Theory of Computing and Systems, IEEE Press,June 1996.–P.136–145. 7. Gallagher J., Waal D. A. Fast and Precise Regular Approximation of Logic Programs. In Pascal Van Hentenryck, editor, Proceedings of the Eleventh International Conference on Logic Programming,Santa Margherita Ligure, Italy, The MIT Press.–1994.– P.599–613. 8. Janssens G., Bruynooghe M. Deriving Descriptions of Possible Values of Program Variables by means of Abstract Interpretation. Journal of Logic Programming, 13(2 & 3), 1992.–P.205–258. 9. Kifer M., Wu J. A First Order Theory of Types and Polymorphism in Logic Programming. In IEEE Symposium on Logic in Computer Science.– 1991. 10. Lunjin Lu. A Polymorphic Type Analysis in Logic

Programs by Abstract Interpretation. Journal of Logic Programming, 36(1).–1998.–P.1–54. 11. Papadimitriou C. Computational Complexity. Addison-Wesley.–1994. 12. Smaus J.-G., Hill P., King A. Mode Analysis for Typed Logic Programs. In Proc. of the LOPSTR'99 Workshop, Venice,Italy, September 1999.–P.163–170. 13. Шекета В.І. Модифікаційні предикатні запити як інструмент підтримки діалогу з користувачем в інформаційних системах на основі баз даних і знань // Вісник Тернопільського державного технічного університету "Технічні науки". – 2003. – Т. 8. – №4. – С. 113–119. 14. Sheketa V.I. Predicate queries modification, as an tool to work with the knowledgebases of oil and gas subject domain. In proceedings of 6-th International scientific conference "Modern problems of Radio engineering, telecommunications and Computer science – TCSET'2004" .-Lviv-Slavsko, February 24-28.- 2004.–P.315–319.

УДК 681.3

Я. Кардаш
Львівський національний університет імені Івана Франка

СУЧАСНИЙ ПІДХІД ДО МОДЕЛЮВАННЯ ТА ІНЖЕНЕРІЇ ЗНАНЬ НА ОСНОВІ ПОВТОРНО ВЖИВАНИХ КОМПОНЕНТ

Описано базований на моделі підхід до інженерії знань. Проаналізовано методи розв'язання задач та онтології як повторновживані компоненти в моделюванні знань разом з підходами до моделювання CommonKADS та Protege. Розглянуто декілька формальних мов для представлення знань та нові ділянки для застосування інженерії знань з використанням повторно вживаних компонент.

Model-based approach to knowledge engineering is described. Problem-solving methods and ontologies as reusable components for knowledge modelling are analyzed with CommonKADS and Protege modelling frameworks for developing intelligent applications. Several formal languages of knowledge representation and new research areas for usage of knowledge engineering principles with reusable components are considered.

Вступ

Як зазначав Дейвід Сток у розділі "Тенденції та полеміка" [1] видання "Інтелектуальні системи та їх застосування" Інституту інженерів-електриків та електроніків (IEEE Intelligent Systems) за травень/червень 1999 р., "спільнота штучного інтелекту (ШІ) зсунула свій фокус з фундаментальних концепцій та математичних технік до великомасштабного набуття даних та інженерії знань". Це відповідає тому припущенню, яке зробив свого часу відомий вчений в ділянці штучного інтелекту, керівник лабораторії штучного інтелекту в державному університеті Огайо (Ohio State University) проф. Чандрасекаран "... що, якщо ми не розвинемо почуття відносного внеску механізмів нижнього рівня та теорій змісту вищого рівня в успіх систем, що будуються, тоді наша здатність будувати та вчити, як будувати складні інтелектуальні системи, буде обмежена" [2]. Цю статтю присвячено: 1) сучасному підходу до інженерії та моделювання знань; 2) аналізу ключових елементів, застосовуваних у моделюванні знань для побудови інтелектуальних систем та інших застосувань: повторно вживаних онтологій та методів розв'язання задач певного роду; 3) розгляду деяких перспективних напрямків, у яких можна використати здобутки інженерії знань.