УДК 681. 3:622.276

В.І. Шекета, к.т.н., доц.
Івано-Франківський національний технічний університет нафти і газу

АЛГОРИТМИ ЛІНІЙНОГО УТОЧНЕННЯ ДОМЕНІВ МОДИФІКАЦІЙНИХ ПРЕДИКАТНИХ ЗАПИТІВ

Розглянуто типові проблеми, які виникають при застосуванні техніки лінійного уточнення до домену модифікаційних предикатних запитів: питання точності представлення та комплексності результатуючих уточнених доменів. Показано, що точність представлення можна підвищити за рахунок вивчення взаємозв'язків між абстрактними властивостями предикатних запитів через введення стрілок, причому уточнені домени характеризуються тільки набором "корисних" стрілок. В результаті показано спосіб використання техніки лінійного уточнення домену модифікаційних предикатних запитів для отримання стрілок максимальної корисності. Розроблено операції уточнення для представлення операцій, введених в домені.

Вступ. Суттєве місце в ринку програмних продуктів для нафтогазової предметної області займають інформаційні інтелектуальні системи на основі баз даних і знань. Основою більшості таких систем є програмні модулі, побудовані на основі концепцій логічного *Prolog* – програмування.

В роботі [1] база знань інформаційної системи розглядається як набір інформаційних сутностей атомарних предикатів з деякого скінченного інформаційного простору $\Re$. Всі зміни, що відбуваються в базі знань, розглядаються як наслідок модифікаційних предикатних запитів Q_M, що генеруються інтелектуальною інформаційною системою відповідно до вказівок користувача. Основою самих запитів є набір модифікаційних предикатних правил. Розглядаються два типи правил:

$$Q_M \longleftrightarrow (K_B)^{<<} \Big\|_{K_{B\pm}(o)} <<, \qquad (1)$$

де $o, o_i, p_i \in \Re$. Основна ідея такого запису правил полягає в тому, що $K_{B+}(o)$ означає, що атомарний предикат o повинен бути включений в базу знань K_B, K_{B-} означає, що o – повинен бути виключений 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 в базовому домені виконання модифікації; << – дескриптор модифікації, що розглядається як *категорійна стрілка* .

Техніка послідовного уточнення домену є одним із можливих способів підвищення точності домену з точки зору апроксимації введених в ньому операцій [2], [3]. Хоча при цьому не існує жодної гарантії, що уточнений домен досягне деякого бажаного рівня точності. Тому в роботі [3] процедура лінійного уточнення застосовується тільки до окремого часткового випадку аналізу властивості базовості.

Іншою важливою проблемою є задання алгоритмічних означень для абстрактних операцій, введених в домені. Так, в роботах [2], [3] домен розглядається лише як множина наборів конкретних об'єктів, тобто як множина фіксованих значень оператора замкнутості. Кожний із конкретних об'єктів в множині має ті самі абстрактні властивості. Такий підхід є теоретично обґрунтованим і дозволяє суттєво спростити твердження, що вводяться, та їх доведення. Проте в кожній імплементації використовуються конкретні імена для множин об'єктів для того, щоби даний абстрактний домен можна було обробляти в процедурах абстрактного аналізу [4–12]. В роботі [4] застосовано підхід, при якому означення абстрактних операцій виводяться із означення самого домену. В [2], [3] взагалі не розглядається проблема алгоритмічної імплементації абстрактних операцій. В [4] дана проблема розглядається, проте явних формальних означень не введено, а розроблений формальний апарат не може бути автоматично трансльований в алгоритмічні конструкції.

Проблемою, тісно пов'язаною із введенням алгоритмічних означень для абстрактних операцій, є проблема комплексності аналізу. Зовсім не є очевидним той факт, що найкращі можливі апроксимації введених в домені конкретних операцій матимуть також хороші властивості із точки зору обчислювальної комплексності. У загальному випадку, ми можемо допускати втрату точності з метою одержання кращої ефективності виконання операцій.

В роботах [2], [3] розглядається проблема алгоритмічного означення абстрактних операцій, але не наводиться жодного алгоритму, на основі якого можна було б будувати абстрактні відображення. У випадку аналізу властивості базовості в роботі [3] показано, що значної точності може бути досягнуто через виконання лінійного уточнення вихідного домену, який використовується виключно для моделювання властивості базовості. Це саме було нами використано раніше [13], де бралися тільки домени, які моделюють властивості базового абстрактного типу даних.

Проте нам потрібно розробити подібний алгоритм, оскільки він буде основою процедури аналізу властивостей модифікаційних предикатних запитів. Для цього використаємо ідею абстрактних алгоритмів [2–6].

У використанні абстрактних алгоритмів є ряд переваг: 1) абстрактний алгоритм може бути використаний як відправна точка для означення спеціалізованого алгоритму для конкретної заданої властивості; 2) абстрактний алгоритм можна використати у тих випадках, коли побудова спеціалізованого алгоритму є неможливою; 3) може бути виконана імплементація абстрактного алгоритму в абстрактний аналізатор (тобто аналізатор, який є параметричним і може виконувати аналіз конкретної властивості, заданої на вході). Таким чином, коректна імплементація абстрактного алгоритму суттєво впливає на ефективність кожної процедури аналізу, що виконується абстрактним аналізатором.

Стосовно введеного нами формально логічного апарата модифікаційних предикатних запитів, **недослідженим** залишається питання можливості застосування абстрактних алгоритмів лінійного уточнення до домену модифікаційних предикатних запитів.

Тому метою даної роботи є побудова абстрактних алгоритмів лінійного уточнення для домену модифікаційних предикатних запитів.

Нехай задано множину змінних W і множину функцій M_F, причому кожній функції присвоєна певна 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) $\mathrm{T}\left(M_F, W\right) = \bigcap\limits_{c \ge 0} \mathrm{T}^c\left(M_F, W\right)$.

Означення 1. Нехай $ST = < M_F^1, M_F^2, \psi >$ – система абстрактних типів, і $W \in r_f(W_1)$. Означимо:

$\omega_\iota = \left\{ \sigma \in \sigma_w \middle| \sigma(w) \in [\iota] \ \psi \right\}$ для довільного $w \in W$ і $\iota \in T\left(M_F^1, \varnothing\right)$, і

$BS_{ST,\,w} = \Omega\left\{ \omega_\iota \ \middle| \ w \in W \ \text{ і } \ \iota \in T\left(M_F^1, \varnothing\right) \right\}$;

$BS_{ST,\,w}^{i+1} = BS_{ST,\,w}^{i} >> *^{NS_w} BS_{ST,\,w}^{i}$, для $i \ge 0$

У наступному викладі ми покажемо значення операції $>>*^{NS_w}$, і те, що $BS_{ST,w}^{i+1}$ містить $BS_{ST,w}^{1}$, що є причиною того, чому в означенні 1 ми використали спрощену форму процедури лінійного уточнення.

Приклад 1. (Система абстрактних типів для опису властивості базовості). Нехай $H = < \left\{h^o\right\}, M_F^2, \varphi >$ і нехай $\varphi(h) = T\left(M_F^2, \varnothing\right)$. Функторний символ h інтерпретується, як множина термів, що не містять змінних.

Означення 2. Еластичною системою обмежень над множиною змінних W_1 будемо вважати набір множин $O = \{O_w\}_{w \in r_f(W_1)}$ разом із чотирма операціями для заданого $W \in r_f(W_1)$:

$$*^{O_w} : O_w \times O_w \to O_w, \tag{2}$$

$$OB_m^{O_w} : O_w \to O_{w \setminus m}, \text{ де } m \in W, \tag{3}$$

$$RZ_y^{O_w} : O_w \to O_{w \cup y}, \ y \in W_1 \setminus W, \tag{4}$$

$$PN_{y \to m}^{O_w} : O_w \to O_{(w \setminus y) \cup m}, \text{ де } y \in W \text{ і } m \in W_1 \setminus W. \tag{5}$$

Розширимо введені операції наступним чином:

$$OB^{O_w}_{\{x_1,\ \dots\ x_n\}}h = OB^{O_w\setminus\{x_1,\ \dots\ x_n\}}_{x_1}\dots OB^{O_w}_{x_n}h\,, \tag{6}$$

$$RZ^{O_w}_{\{x_2,\ \dots\ x_n\}}h = RZ^{O_w\setminus\{x_2,\ \dots\ x_n\}}_{x_1}\dots RZ^{O_w}_{x_n}h\,, \tag{7}$$

$$PN^{O_w}_{\langle x_1,\ \dots\ x_n\rangle \to \langle V_1,\ \dots,\ V_n\rangle}h = PN^{O_{(w\,\cup\,\{V_1,\ \dots\ V_n\})}\setminus\{x_2,\ \dots\ x_n\}}_{x_1\to V_1}\dots PN^{O_w}_{x_n\to V_n}h\,. \tag{8}$$

Стрілка $m >>^{\Theta} p$, одержана в результаті лінійного уточнення домену $\Delta \supseteq \{m, p\}$, представляє собою множину конкретних об'єктів, які, якщо їх поєднати операцією Θ із конкретними об'єктами в m, дають в результаті конкретний об'єкт в p. Розглянемо процедуру лінійного уточнення вихідного домену для аналізу властивості базовості $BS_{G,W}$. У випадку виключно лише властивості базовості така втрата точності є незначною. Це, в свою чергу, означає, що задовільний рівень точності може бути досягнений, якщо ми виразимо властивості базовості змінної, як наслідок базовості інших змінних. Проте, у загальному випадку, абстрактна властивість не може бути змодельована точним способом, якщо ми використовуємо залежності, пов'язані виключно із даною властивістю. Для рішення даної проблеми із використанням лише одного застосування процедури лінійного уточнення достатньо вивчення всіх типів абстрактних властивостей, які можуть вплинути на розглядувану. Так, наприклад, у випадку непопарного розділення, виявляється, що розділення або нерозділення пари змінних залежить значною мірою від того, чи буде виконано розділення деяких інших пар змінних чи ні і від їх зв'язаності, чи незв'язаності. Подібним чином, незв'язаність змінної залежить значною мірою від незв'язаності інших змінних і від того, чи буде виконано розділення деяких інших пар змінних. Все це означає, що стрілки $m >> {}^{*r(\Gamma_w)} p$, маючи обидві властивості – непопарного розділення і незв'язаності, можуть бути використані для моделювання властивостей змінних в домені модифікаційних предикатних запитів.

Означення 3. Для повної структури $< M, \leq >$ представленням для домену $D \leq M$ будемо вважати скінченну множину PR структур інформації разом із відображенням "на" $\xi : PR \to M$ і відображенням $V : PR \to M$. Будемо говорити, що $pr \in PR$ представляє кожне $d \in D$, таке, що $d \leq \xi(pr)$ і має розмірність $V(pr)$. Крім того, означимо $V(PR) = \max\{V(pr) | pr \in PR\}$. Будемо використовувати $V(PR)$ для читання, запису і порівняння елементів PR.

Означення 4. Припустимо, що ми маємо скінченну множину абстрактних властивостей $D \leq M$, які представляються за допомогою PR. Множину $\Omega(PR)$ будемо вважати представленням для $\Omega(D)$, де $\xi(\{pr_1, \dots, pr_2\}) = \Pi^H\{\xi(pr_1), \dots, \xi(pr_k)\}$ і $V(pr) = \sum_{i \in pr} V(i)$ для $pr \in \Omega(PR)$. Домовимося використовувати запис $pr_1, \dots, pr_k$ для $\{pr_1, \dots, pr_k\}$ і $t_1, \dots, t_l$ для $U_{i=1,\dots,l} t_i$, де $\{t_1, \dots, t_l\} \leq \Omega(L)$ для $i = 1, \dots, l$.

Означення 5. Припустимо, що $D_1 \leq M$ і $D_2 \leq M$ представлені з допомогою PR_1 і PR_2 відповідно. Тоді $D_1 \sqcap D_2$ представляється через $PR_1 \sqcap PR_2 = PR_1 \times PR_2$, де $\xi(< pr_1, pr_2 >) = \Pi^H\{\xi(pr_1), \xi(pr_2)\}$ і $V(< pr_1, pr_2 >) = V(pr_1) + V(pr_2)$ для кожного $pr_1 \in PR_1$ і $pr_2 \in PR_2$.

Означення 6. Припустимо, що домени $D_1 \leq M$ і $D_2 \leq M$ представлені з допомогою PR_1 і PR_2 відповідно. Якщо $\Xi : M \times M \to M$, то ми означимо представлення $\{pr_1 \to \Xi\ pr_2, pr_1 \leftarrow \Xi\ pr_2 | pr_1 \in PR_1 : pr_2 \in PR_2\}$ для множини $\{x \to \Xi\ y, x \leftarrow \Xi\ y | x \in D_1 : y \in D_2\}$, елементи якої можна розглядати, як пари із заданим напрямком. Більше того, означимо

$$\xi(pr_1 \to \Xi\ pr_2) = \xi(pr_1) \to \Xi\ (pr_2),\ \ \xi(pr_1 \leftarrow \Xi\ pr_2) = \xi(pr_1) \leftarrow \Xi\ (pr_2), \tag{9}$$

$$V(pr_1 \to \Xi\ pr_2) = V(pr_1 \leftarrow \Xi\ pr_2) = V(pr_1) \to V(pr_2). \tag{10}$$

Домовимося, що коли це зрозуміло із контексту, то індекс Ξ будемо опускати. Якщо $D \le M$ представлено із допомогою PR, то ми можемо представити $D \to \Xi\ D$, як

$$PR \to \Xi PR = PR \sqcap \Omega\left(pr_1 \to \Xi\ pr_2, pr_2 \to \Xi\ pr_1 \middle| \{pr_1, pr_2\} \le PR\right). \qquad (11)$$

Якщо $D = \Omega(L)$, $PR = \Omega(PR')$, де PR' є представленням для L, то ми можемо зробити висновок, що представленням для $D >> \Xi\ D$ буде

$$PR >> \Xi\ PR = PR \sqcap \Omega\{pr_1 >> \Xi\ pr_2, pr_2 >> \Xi\ pr_1 | pr_1 \in PR \text{ і } pr_2 \in PR'\}. \qquad (12)$$

В наступному викладі ми будемо вважати, що коли ми пишемо $PR >> \Xi\ PR$, то маємо на увазі:

$$\Omega\{pr_1 >> \Xi\ pr_2, pr_2 >> \Xi\ pr_1 | pr_1 \in PR \text{ і } pr_2 \in PR'\}. \qquad (13)$$

Досліджуючи питання побудови абстрактного домену модифікаційних запитів, ми будемо розглядати випадок локальних властивостей, співвіднесених до введених змінних.

Означення 7. Під властивістю, співвіднесеною до змінної, будемо розуміти пару $VZ = \langle\{VZ_w\} w \in r_f(w_1), Z\rangle$, де $Z: r_f(w_1) \to r(r_f(w_1))$ є монотонною для довільного $W \in r_f(w_1)$, $Z(w) \in r(w)$ і $VZ_w \subseteq \Gamma_w Z(w)$, де Γ – простір Гербранда [13].

Введемо також поняття абстрактної ширини властивості ρ $\rho(VZ) = \max\{\# W' | W \in r_f(w_1), w' Z(w)\}$.

Введені характеристики є локальними тоді і тільки тоді, якщо для кожного $w \in r_f(w_1)$ мають місце наступні умови:

1. Для кожного $x \in W_1 \setminus W$, $\Delta_v h \in \Gamma_{w \cup x}$, $W' \in Z(v)$ і $N \in W_1$ ми маємо $VZ_w(\Delta_{v \cup N}\ h[N/x], W')$ тоді і тільки тоді, коли $VZ_{w \cup x}(\Delta_v h, W')$, де Δ – абстрактний оператор над простором Гербранда.

2. Для кожного $\Delta_v h \Gamma_w$, $W' \in Z(w)$ і $\{w_1, w_2\} \subseteq W$, $VZ_w(\Delta_v h, W')$ якщо і тільки якщо $VZ_w(\Delta_v(h[W_1/W_2,\ W_2/W_1]),\ W'[W_1/W_2,\ W_2/W_1])$.

3. Для заданого $x \in W$ і для кожного $\{\Delta_{v_1} h_1, \Delta_{v_2} h_2\} \subseteq \Gamma_{w \setminus x}$ і $W' \in Z(w)$ такого, що $x \in W'$ ми матимемо $VZ_w(\Delta_{v_1} h_1, W')$ тоді і тільки тоді, коли $VZ_w(\Delta_{v_2} h_2, W')$.

Компонента Z (ціль) абстрактної властивості змінних вказує на множини змінних, для якої дана властивість справедлива. Компонента ρ для абстрактної властивості змінних є максимальною розмірністю Z.

Приклад 2. Базовість [3], [5], [6], [7] є локальною властивістю змінних модифікаційного запиту, означимо її наступним чином:

$VZ^{баз.} = \left\langle \{VZ_w^{баз.}\}_{w \in r_f(w_1)},\ ZW\{\{w\} | w \in W\}\right\rangle$, де для кожного $C \in \Gamma_w, W \in r_f(w_1)$ і $w \in W$, $VZ_w^{баз.}(\Delta_v h, \{w\})$ є істинним тоді і тільки тоді, коли $V_r(h(w)) = \varnothing$. $\rho(VZ^{баз.}) = 1$.

Приклад 3. Незв'язаність [8], [9], [10] – локальна властивість змінних модифікаційних запитів. Означимо її наступним чином:

$VZ^{нзв.} = \left\langle \{VZ_w^{нзв.}\}_{w \in r_f(w_1)},\ ZW\{\{w\} | w \in W\}\right\rangle$, де для кожного $W \in r_f(w_1)$, $c \in \Gamma_w$ і $w \in W$, $VZ_w^{нзв.}(\Delta_v h, \{w\})$ є істинним тоді і тільки тоді, якщо $h(w) \in W_1 \cup W_2$. $\rho(VZ^{нзв.}) = 1$.

Приклад 4. Розділення [11, 12] – локальна властивість змінних модифікаційних запитів. Означимо її наступним чином.

$VZ^{розд.} = \left\langle \{VZ_w^{розд.}\}_{w \in r_f(w_1)}, ZW\ r(W)\right\rangle$, де для кожного $W \in r_f(w_1)$, $c \in \Gamma_w$ і $W' \subseteq W$, $VZ_w^{розд.}(\Delta_v h, W')$ є істинним тоді, і тільки тоді, якщо існує $w \in W \cup W_2$ таке, що

$W' = \{W' \in W | w \in V_r(h(w'))\}$. $\rho(VZ^{розд}) = \infty$, оскільки множина розділених змінних по відношенню до даної може бути як завгодно великою.

Приклад 5. Лінійність [9] – локальна властивість змінних модифікаційних запитів. Означимо її наступним чином :

$VZ^{лін} = < \{VZ_w^{лін}\}_{w \in r_f(w_1)}$, $ZW\{\{w\}|w \in W >\}$, для кожного $w \in r_f(w_1)$, $c \in \Gamma_w$ і $w \in W$. Ми маємо, що $VZ_w^{лін}(\Delta_v h, \{w\})$ є істинною тоді і тільки тоді, якщо кожне $w' \in W$ зустрічається не більше одного разу в $h(w)$, $\rho(VZ^{лін}) = 1$.

Приклад 6. Нехай $w \in r_f(w_1)$, $y \in w$ і $x \in w_1 \setminus w$. Для довільного $\Delta_v h \in \Gamma_w$ і $w' \subseteq w$ ми означимо $VZ_w^{виняток}(\Delta_v h, w')$ тоді і тільки тоді, якщо $x \notin M_{rang}(h)$. Для заданого $w' \subseteq w$ ми маємо $VZ_w^{виняток}(\Delta_{\{N\}}\{y \to N\}, w')$, але не $VZ_{w \cup x}^{виняток}(\{y \to N\}, w')$, оскільки тоді $< \{VZ_w^{виняток}\}_{w \in r_f(w_1)}$, $ZWr(w) >$ порушує умови, накладені означенням 7.

Означення 8. Нехай $VZ = \{< vz, \iota > | i = 1, \ldots, k\}$ – скінченна множина вдастивостей змінних. Для довільного $w \in r_f(w_1)$, $i = 1, \ldots, k|$ $w' \in \iota : (w)$ означимо $VZ_i^1(w_c')w = \{c \in \Gamma_w | (VZ_i)_w (c, w')\}$. Для довільного $w \in r_f(w_1)$ множина властивостей VZ утворює підмножину $r(\Gamma_w)$:

$$Cr(VZ)_w = \{VZ_i(w_c')_w | 1 \leq i \leq k \quad \text{і} \quad w' \in \iota_i(w)\}. \tag{14}$$

Представленням для $Cr(VZ)_w$ буде

$$\Pr Cr(VZ)_w = \{VZ_i(w') | 1 \leq i \leq k \quad \text{і} \quad w' \in \iota_i(w)\}. \tag{15}$$

Імплементація об'єкта $VZ_i(w')$ може бути виконана у формі пари $< VZ_i, W' >$. Будемо використовувати запис $VZ_i(w_1, \ldots, w_k)$ для $VZ_i(\langle w_1, \ldots, w_k \rangle)$ опускати VZ_i коли це очевидно із контексту. В такій самій ситуації будемо використовувати запис w для $VZ_i(w)$, де $w \in W$. Означимо відображення $\xi_w(VZ_i(w')) = VZ_i^1(w_c')_w$, а відображення U_w – як $U_w(VZ_i(w')) = 1$.

Для заданої множини властивостей змінних VZ введені означення дозволяють виконати означення домену $\Omega(Cr(VZ)_w)$, представлення якого може бути отримано із $PrCr(VZ)_w$ з допомогою означення 6. Розширимо означення 5, тоді pr_w^c буде відповідати $PR_w(pr)$ для довільного $pr \in \Omega(Cr(VZ)_w)$. Процедура лінійного уточнення для $\Omega(Cr(VZ)_w) >>^{\Theta} \Omega(Cr(VZ)_w)$ може бути представлена із допомогою означень 5 і 6.

Визначений аналіз [6], [7] виконує апроксимацію вибраної властивості "знизу–вверх". Це означає, що аналізатор обчислює підмножину цілей виділених властивостей таким чином, що дані властивості мають місце для цих підмножин в певний момент виконання запиту. Домен $\Omega(Cr(VZ)_w)$ і його уточнення можуть бути використані для визначеного аналізу властивостей із множини VZ. Відмітимо, що кожний можливий аналіз властивості VZ може розглядатися, як визначений аналіз протилежної властивості $\overline{VZ}$ до VZ.

Означення 9. Для заданої властивості змінної $VZ = < \{VZ_w\} w \in r_f(w_1)$, $\iota >$, протилежної властивості $\overline{VZ} = < \{\overline{VZ}_w\} w \in r_f(w_1)'$, $\iota >$, заданих $w \in r_f(w_1), c \in \Gamma_w$ і $w' \in \iota(w)$, $\overline{VZ}_w(c, w')$ має місце тоді і тільки тоді, коли $VZ_w(c, w')$ не справджується. Відзначимо, що якщо VZ є локальною, тоді і $\overline{VZ}$ є локальною і $\rho(\overline{VZ}) = \rho(VZ)$.

Приклад 7. Аналогічно до прикладу 2 можна ввести властивість небазовості, як локальної властивості змінних, протилежної до властивості базовості. Для заданих $w \in r_f(w_1)$, $w \in W$ і $\Delta_v h \in \Gamma_w$ матимемо, що $VZ_w^{небаз}(\Delta_v h, \{w\})$ тоді і тільки тоді, якщо $V_r(h(w)) \neq 0$, $\rho(VZ_w^{небаз}) = 1$.

Абстрактні алгоритми лінійного уточнення для $OB^{PR(VZ)_w}$

Абстрактний алгоритм для $OB_x^{PR(VZ)_w}$ визначатиме всі посилення на змінну x.

Означення 10. Нехай VZ – скінченна множина локальних властивостей змінних, $w \in r_f(w_1)$, $x \in w$, $L \in PR(VZ)_w$. Нехай $X = \langle vz(w')\{< vz,\ \iota >,\ w' \in \iota(w)\} : x \in w' \rangle$.

Означимо $OB_x^{PR(VZ)_w}(L) = \left\{ a \setminus X \to pr \setminus X \left| \begin{array}{l} a \to pr \in L,\ pr \setminus X \neq \varnothing,\ \text{для}\ \forall < vz,\ \iota > \in VZ \\ і\ \ w'' \in \iota(w),\ \text{якщо}\ \ vz(w'') \in a : x \in w'' \\ \text{тоді}\ \ vz_w(l,\ w''). \end{array} \right. \right.$

Твердження 1. Якщо VZ є множиною локальних властивостей змінних, $w \in r_f(w_1)$, $x \in w$, тоді абстрактний алгоритм для $OB_x^{PR(VZ)_w}$ є коректним і має час виконання, лінійно залежний від розмірності його аргументів.

Доведення. Нам треба довести, що

$$OB_x^{r(\Gamma_w)}(\xi_w(L)) \subseteq \xi_{w \setminus x}\left(OB_x^{PR(VZ')_w}(L)\right). \quad (16)$$

Нехай $C = \Delta_V h \in OB_x^{r(\Gamma_w)}(\xi_w(L))$. Нехай $a \setminus X \to pr \setminus X \in OB_x^{PR(VZ)_w}(L)$. Очевидно, що $a \to pr \in L$. Нехай тепер $C' = \Delta_{V'} h' \in \Gamma_{w \setminus x}$ таке, що $C' \in a \setminus X_{w \setminus x}$. Оскільки для кожного $VZ(W'') \in a \cap X$, де $< VZ, \iota >: W'' \in \iota(W)$, ми матимемо, що $VZ_w(a,\ W'')$ і VZ є локальними і на основі пункту 3) означення 7 ми матимемо $VZ_w(C',\ W'')$, тобто, що $C' \in VZ(W'')_w$. Більше того, оскільки $C' = \Delta_{V'} h' \equiv \Delta_{V' \cup K} h[K/X]$, то на основі означення 7 ми матимемо: $C' \in a \setminus X_{w \setminus x}$, якщо $C' \in VZ(W'')_{w \setminus x}$ для кожного $VZ(W'') \in a \setminus X$, якщо $VZ_{w \setminus x}(C',\ W'')$ для кожного $VZ(W'') \in a \setminus X$, якщо $VZ_w(C',\ W'')$ для кожного $VZ(W'') \in a \setminus X$, якщо $C' \in VZ(W'')_w$ для кожного $VZ(W'') \in a \setminus X$, якщо $C' \in a \setminus X_w$.

В кінцевому підсумку ми маємо, що $C' \in a_w$, і оскільки $C \in a_w \to pr_w$, ми матимемо $C' *^{\Gamma_w} C \in pr_w$, тобто $C' *^{\Gamma_w} C \in pr \setminus X_w$. Оскільки $\{C, C'\} \subseteq \Gamma_{w \setminus x}$, то ми матимемо:

$C' *^{\Gamma_w} C = \Delta_{V' \cup V}(h' \cup h) = \Delta_{V' \cup W}(h' \cup h)[K/x]$ і із того, що $C' *^{\Gamma_w} C \in pr \setminus X_w$, ми можемо зробити висновок, що $C' *^{\Gamma_w} C \in pr \setminus X_{w \setminus x}$. Це, в свою чергу, означає, що $C \in \xi_{w \setminus x}(a \setminus X \to pr \setminus X)$. Оскільки це є істинним для кожної стрілки в $OB_x^{pr(VZ)_w}$ то твердження доведено.

Абстрактні алгоритми лінійного уточнення для $PN^{PR(VZ)_w}$

Означення 11. Нехай VZ – скінченна множина властивостей змінних модифікаційних запитів, $w \in r_f(w_1)$, $x \in w$, $k \in w_1 \setminus w : L \in PR(VZ)_w$. Означимо $PN_{x \to k}^{PR(VZ)_w}(L) = L[k/x]$.

Твердження 2. Якщо VZ скінченна множина локальних властивостей змінних модифікаційних запитів, $w \in r_f(w_1)$, $x \in w$, $k \in w_1 \setminus w$ тоді $PN_{x \to k}^{PR(VZ)_w}$ є коректним і має час виконання, лінійно залежний від розмірності його аргументів.

Доведення. Нам треба довести, що

$$PN_{x \to k}^{r(\Gamma_w)}(\xi(L)) \leq \xi_{(w \setminus x) \cup k}\left(PN_{x \to k}^{PR(VZ)_w}(L)\right). \quad (17)$$

Нехай $C \in PN_{x \to k}^{r(\Gamma_w)}(\xi(L))$. Ми маємо, що $C \in \Gamma_{(w \setminus x) \cup k}$: $C = \Delta_V(h[k/x])$, де $\Delta_V h \in \xi_w(L)$. Нехай тепер $a[k/x] >> pr[k/x] \in PN_{x \to k}^{PR(VZ)_w}(L)$. Нехай також $C' = \Delta_{V'} h' \in a[k/x](w \setminus x) \cup k$. Тоді одержуємо: $\Delta_{V'} h' \in a[k/x](w \setminus x) \cup k$, якщо $\Delta_{V'} h' \in a[k/x]_{w \cup k}$, якщо $\Delta_{V'} h'[x/k, k/x] \in a[k/x][x/k, k/x]_{w \cup k}$, якщо $\Delta_{V'} h'[x/k] \in a_{w \cup k}$, якщо $\Delta_{V'} h'[x/k] \in a_w$.

Оскільки $\Delta_V h \in a_w >> pr_w$, то ми отримаємо, що $\Delta_V h *^{\Gamma_w} \Delta_{V'}(h'[x/k]) \in pr_w$. А це, в свою чергу, означає, що $\Delta_{V \cup V'}(h[k/x] \cup h'[x/k]) \in pr_w$. Звідки слідує, що $\Delta_{V \cup V'}(h[k/x] \cup h') \in pr[k/x]_{(w \setminus x) \cup k}$, тобто, що $C *^{\Gamma_{(w \setminus x) \cup k}} C' \in pr[k/x]_{(w \setminus x) \cup k}$. Таким чином, одержуємо $C \in a[k / x]_{(w \setminus x) \cup k} >> ^{* \Gamma_{(w \setminus x) \cup k}} pr[k / x]_{(w \setminus x) \cup k}$, тобто, що $C \in \xi_{(w \setminus x) \cup k}(a[k / x] >> pr[k / x])$. Оскільки це є істинним для кожної стрілки в $PN_{x \to k}^{PR(VZ)_w}(L)$, то це і доводить твердження.

Висновки. В даній статті розглянуто типові проблеми, які виникають при застосуванні техніки лінійного уточнення до домену модифікаційних предикатних запитів. А саме: питання точності представлення і комплексності результатуючих уточнених доменів. Ми показали, що точність представлення можна підвищити за рахунок вивчення взаємозв'язків між абстрактними властивостями через введення стрілок, причому уточнені домени характеризуються тільки набором "корисних" стрілок. В результаті показано спосіб використання техніки лінійного уточнення домену модифікаційних предикатних запитів для отримання стрілок максимальної корисності. Розроблено операції уточнення для представлення операцій, введених в домені.

Абстрактні алгоритми побудовано над множиною представлень для кожного лінійного уточнення домену, що дозволило виконати імплементацію конкретних операцій для збірної еластичної семантики модифікаційних запитів із передбачуваною обчислювальною складністю. Побудований формальний апарат лінійного уточнення доменів модифікаційних запитів дозволяє використовувати гнучкі денотаційні представлення для процедур обробки даних, що робить можливим виконання їх композиції в залежності від поставленої задачі і при цьому зберігається прийнятна точність одержуваних результатів.

Темою наступних досліджень буде оголошення абстрактних алгоритмів лінійного уточнення доменів модифікаційних предикатних запитів індиферентних до підстановок наборів еквівалентних аргументів.

ЛІТЕРАТУРА:

1. *Шекета В.І.* Модифікаційні предикатні запити // Науковий журнал «Проблеми програмування» Інституту Програмних Систем НАН України. – 2004. – № 2–3. – С. 339–343 // Спеціальний випуск за матеріалами 4-ї МНПК "УкрПрог`2004", 1–3 червня 2004.– Київ, Кібернетичний центр НАН України.
2. *Giacobazzi R., Ranzato F., Scozzari F.* Building Complete Abstract Interpretations in a Linear Logic-based Setting. In G. Levi, editor, Static Analysis,Proceedings of the 5th International Static Analysis Symposium SAS 98, volume 1503 of Lecture Notes in Computer Science, Springer-Verlag. – 1998. – P. 215–229.
3. *Scozzari F.* Logical Optimality of Groundness Analysis. In P. Van Hentenryck,editor, Proceedings of the 4th International Static Analysis Symposium SAS'97,volume 1302 of Lecture Notes in Computer Science, Springer-Verlag. – 1997. – P. 83–97.
4. *Cousot P., Cousot R.* Abstract Interpretation and Applications to Logic Programs. Journal of Logic Programming, 13(2 & 3). – 1992. – P. 103–179.
5. *Cortesi A., File G., Winsborough W.* Prop Revisited: Propositional Formula as Abstract Domain for Groundness Analysis. In Proc. Sixth IEEE Symp.on Logic In Computer Science, IEEE Computer Society Press. – 1991. – P. 322–327.
6. *Armstrong T., Marriott K., SchachteP., Sondergaard H.* Two Classes of Boolean Functions for Dependency Analysis. Science of Computer Programming, 31(1). – 1998. – P. 3–45
7. *Cortesi A., File G.,Winsborough W.* Optimal Groundness Analysis Using Propositional Logic. Journal of Logic Programming, 27(2). – 1996. – P. 137–167
8. *Muthukumar K., Hermenegildo M.* Combined Determination of Sharing and Freeness of Program Variables through Abstract Interpretation. In K. Furukawa, editor, Proceedings of the 8th International Conference on Logic Programming, Paris. – 1991. – The MIT Press. – P. 49–63.
9. *Bruynooghe M., Codish M.* Freeness, Sharing, Linearity and Correctness. In P. Cousot, M. Falaschi, G. File, and A. Rauzy, editors,Proceedings of the 3rd International Workshop on Static Analysis, volume 724 of Lectures Notes in Computer Science. Springer-Verlag. – 1993. – P. 153–164.
10. *Codish M., Dams D., File G., Bruynooghe M.* On the Design of a Correct Freeness Analysis for Logic Programs. Journal of Logic Programming, 28(3): September 1996. – P. 181–206.

11. *Jacobs D., Langen A.* Static Analysis of Logic Programs for Independent AND Parallelism. Journal of Logic Programming, 13(2 & 3). – 1992. – P. 291–314.
12. *King A.* A Synergistic Analysis for Sharing and Groundness which Traces Linearity. In D. Sannella Editor, Proc. of the 5th European Symp. on Programming, volume 788 of Lecture Notes in Computer Science, Edinburgh,UK. Springer-Verlag, Berlin. – 1994. – P. 363–378
13. *Шекета В.І.* Використання еластичних семантик модифікаційних предикатних запитів для інформаційних систем на основі баз даних і знань // Вісник Технологічного університету Поділля. – № 1, Ч. 1(58) / Технічні науки – Хмельницький. – 2004. – С. 128–132.

ШЕКЕТА Василь Іванович – кандидат технічних наук, доцент кафедри прикладної математики Івано-Франківського національного технічного університету нафти і газу.

Наукові інтереси:

- бази даних та знань;
- інформаційні інтелектуальні системи;
- дослідження застосувань семантик абстрактного логічного програмування..

Тел. р. (8–03422) 4–21–27.

E-mail: sheketa@mail.ru

Подано 26..06.2004