небажаних ефєктів елайзингу і, відповідно, забезпечити оптимальну збіжність оцінок імовірнісних характеристик МПКВП.

1. Efstratios Nikolaidis, Honggang Wang, Akhilesh Jha, Dan M. Ghiocel. Fatigue reliability of cars under road-induced cyclostationary excitation // of Materials & Product Technology. - 2001. – 16, № 4/5. – p.404–416.
2. Драган Я.П., Рожков В.А., Яворский И.Н. Методы вероятностного анализа ритмики гидрометеорологических процесов. – Л.: Гидрометеоиздат, 1987. – 347с.
3. Заболотний О.В., Михайлишин В.Ю., Яворський І.М., Метод найменших квадратів при статистичному аналізі поліритміки // Доповіді Національної академії наук України - 2000. – №8. – С. 93-101.
4. Заболотний О.В, Михайлишин В.Ю. Оцінка математичного сподівання полі ритмічних часових рядів за методом найменших квадратів // Відбір і обробка інформації. – 2002. – №17(93). – С.65–70.

В.Шекета
Івано-Франківський національний технічний університет нафти і газу

УДК 681. 3:622. 276

АНАЛІЗ СЕМАНТИКИ ШАБЛОНІВ ВИКЛИКУ МОДИФІКАЦІЙНИХ ПРЕДИКАТНИХ ЗАПИТІВ ДЛЯ ІНФОРМАЦІЙНИХ СИСТЕМ НА ОСНОВІ БАЗ ДАНИХ І ЗНАНЬ

Запропоновано спосіб обчислення семантик шаблонів виклику модифікаційних предикатних запитів для інформаційних систем на основі баз даних і знань.

The method of calculation semantics for patterns of modification predicate queries calls is offered for the information systems on the basis of databases and knowledges.

Вступ

Під семантикою будемо розуміти відображення, яке кожній програмі, створеній заданою мовою програмування, дозволяє поставити у відповідність певну практичну значимість реалізації. Для оголошення абстрактної семантики для логічних програм із накладеними обмеженнями [1,2] використовується алгебраїчний підхід[3], що дозволяє отримувати ціленезалежну семантику. Така семантика дозволяє обчислювати поведінку запиту, який ініціалізує дана програма, оцінюючи запит у межах семантики конкретної програми. Ця особливість є дуже важливою для глобального аналізу програми, коли нам потрібна інформація про програму, яка не залежить від вхідного потоку даних. Отже, ціленезалежна семантика дозволяє отримувати характеристики, які є конкретними для кожного можливого запиту.

Огляд літературних джерел за темою дослідження

Шаблон виклику [4–10] є процедурою, яка застосовується під час обробки програмного запиту. Ця процедура є досить важливою для аналізу програми, оскільки описує множину всіх можливих підстановок аргументів в момент виклику. Процедура шаблону виклику для логічної програми задається у межах відповідної семантики, яка передбачає трансформацію вихідної програми.

Абстрактна інтерпретація [11–13] – це теорія, яка описує абстрактні відношення між абстрактними і конкретними семантиками. Основна ідея підходу полягає у перенесенні властивостей програми, одержаних в конкретній чіткій семантиці на випадок деякої приблизної, абстрактної семантики, що дозволяє уявити структурну побудову запиту та його модифікації.

У роботі [14] база знань розглядається як набір інформаційних сутностей атомарних предикатів з деякого скінченного інформаційного простору O. 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:

$$Q_M \longleftrightarrow K_{B+}(o) << K_{B+}(o_1),\dots,K_{B+}(o_l), K_{B-}(p_1),\dots,K_{B-}(p_m)\,, \tag{1}$$

$$Q_M \longleftrightarrow K_{B-}(o) << K_{B+}(o_1),\dots,K_{B+}(o_l), K_{B-}(p_1),\dots,K_{B-}(p_m)\,, \tag{2}$$

де o, o_i, $p_i \in O$. Основна ідея такого запису правил полягає в тому, що $K_{B+}(o)$ означає, що атомарний предикат o має бути вміщено в базу знань K_B, а K_B означає, що o має бути виведено з бази знань.

Проте недослідженим залишається питання семантичних аспектів застосування введеного формально-логічного апарата модифікаційних предикатних запитів як інструмента для підтримки діалогу з користувачем в інформаційних інтелектуальних системах на основі баз даних і знань.

Постановка завдання дослідження

Ціллю статті є побудова способу обчислення абстрактних семантик для шаблонів виклику модифікаційних предикатних запитів для інформаційних систем на основі баз даних і знань.

Введення формально-логічного апарату семантики шаблонів виклику модифікаційних предикатних запитів

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. $T^{\varnothing}(M_F,W)W$.
2. $T^{l+1}(M_F,W) = T^l(M_F,W)V\left\{f(t_1,\ldots,t_n)\middle| f^n \in M_F\{t_1, \ldots, t_n\} \subseteq T^l(M_F,W)\right\}$.
3. $T(M_F,W) = \bigcap_{c\geq 0} T^c(M_F,W)$.

Ми виходимо з припущення, що M_F містить принаймні один символ арності $\varnothing$. Позначимо через $V(t)$ множину змінних, які зустрічаються в термі t. Якщо $V(t) = \varnothing$, вважаємо, що терм t є базовим. Для заданої множини змінних W і конкретної змінної x будемо вважати, що $W \cup x$ означає $W \cup \{x\}$, а $W \backslash x$ означає $V \backslash \{x\}$.

Під підстановкою σ будемо розуміти відображення множини змінних на множину термів. Додатково означимо такі множини:

1. $M_{dom}(\sigma) = \left\{x\middle|\sigma(x) \neq x\right\}$.
2. $M_{rang}(\sigma) = \bigcup_{x} \in M_{dom}(\sigma)V(\delta(x))$.

На множину $M_{dom}(\sigma)$ накладається вимога скінченності, що дозволить нам навести підстановку σ як $\sigma\{W_1 \to t_1, \ldots, W_n \to t_n\}$ за умови, що $\sigma(W_i) = t_i$ для всіх $i = 1, \ldots, n$ і $\sigma(W) = W$ для кожного $w \in W \backslash \{w_i | i = 1, \ldots, n\}$.

Далі означимо $\sigma_{w,z}^{Y}$, де $Y \subseteq W \cap Z$ як множину підстановок σ таких, що $M_{dom}(\sigma) \leq W$ і $\sigma(x) \in T(M_F,Z)$ для кожного $x \in W$, $M_{dom}(\sigma) \cap M_{rang}(\sigma) \leq W$. Елемент $\sigma_{w,z}$ будемо називати ідемпотентною підстановкою і використовувати запис $\sigma_{w,w}$ і σ_w^{Y}, для $\sigma_{w,w}^{Y}$,. Підстановку σ будемо вважати базовою для множини H змінних, якщо $\sigma(x)$ є базовою для кожного $x \in H$. Для заданого σ і множини змінних P ми означимо $\sigma|_p(x) = \sigma(x)$, якщо $x \in P$ і $\sigma|_p(x) = x$ в іншому випадку.

Нехай задано терм $t \in T(M_F,W)$ і $\sigma \in \sigma_{w,z}^{Y}$, $\sigma t \in T(M_F,Z)$ є термом, отриманим в результаті паралельної підстановки кожної змінної x в θ з $\sigma(x)$. Будемо використовувати запис $t[t'/x]$ для випадку $t\{x \to t'\}$ для довільного $t' \in T(M_F,W)$. Для заданої підстановки θ і пари $\{x,n\} \subseteq W$ позначимо підстановки $\theta[n/x]$, як $\theta[n/x](x) = x$, $\theta[n/x](x) = \theta(x)[n/x]$. Композиція підстановок $\theta_1 \in \sigma_{w,z}$ і $\theta_2 \in \sigma_{ZY}$ означається як $(\theta_1\ \theta_2)(x) = \theta_1(x)\theta_2(x)$ для кожного $x \in W \cup Z$. У роботі [6] показано, що композиція підстановок є асоціативною, підстановка E є нейтральним елементом і для кожного терму t, $t(\theta_1\ \theta_2) = t(\theta_1)\ \theta_2$. Підстановка π називається перейменуванням, якщо існує π^{-1} таке, що $\pi\pi^{-1} = \pi^{-1}\pi = E$.

Для кожної множини змінних W оголосимо відношення передпорядку на σ_u як таке, що $\sigma_1' \leq_u \sigma_1$, якщо існує підстановка $\theta \in \sigma_u{}^u$ така, що $\sigma_1' = \sigma_1\theta$. У випадку, коли множина W є зрозумілою з контексту, ми будемо використовувати $\leq$ замість $\leq_w$. Відношення передпорядку можна оголосити інакше на множині $T(M_F,W)$, а саме як $t_1 \leq_u t_2$, якщо $t_1 = t_2\sigma_1$ для відповідного $\sigma_1 \in \sigma_u{}^u$.

Через $\equiv$ ми будемо позначати відношення еквівалетності між термами. А саме, два терми tit' є еквівалентними тоді і тільки тоді, коли t є екземпляром t'. Дане означення є рівносильним до іншого: терми *tit'* будуть еквівалентними тоді і тільки тоді, коли існує переіменування r таке, що $t = t'r$.

Нехай M_F – множина функцій заданої розмірності, а W – скінченна множина змінних. Означимо скінченну множину Гербранда [6] H_w як

$$H_w : f^{id}\left(\left\{t^1 = t^2 \middle| t^1, t^2 \in T\left(M_F, W\right)\right\}\right). \tag{3}$$

де f^{id} – відображення ініціалізації.

Припустимо, що $h \in H_w$. Тоді будемо говорити, що $h\sigma$ набуває істинне значення, якщо $h^1\sigma$ є синтаксично рівнозначним до $h^2\sigma$ для кожної пари $(t^1 = t^1) \in h$. У роботі [6] показано існування $\sigma \in \sigma_w$ такого, що $h\sigma$ є істинним, і тоді h може бути приведений до нормального вигляду $N_{mg}(h) = \left\{t_k'^1 = t_k'^2 \middle| k \in K\right\}$, де $t_k'^1, t_k'^2 \in W$ попарно різні змінні, що не зустрічаються в $t_l'^2$, для $\forall k, l \in K$ і до того ж множина змінних в $N_{mg}(h)$ є підмножиною змінних в h. Крім того, вважаємо, що $h\sigma$ набуває значення істинності тоді і тільки тоді, коли $N_{mg}(h)\sigma$ є істинним. Якщо не існує σ таких, що $h\sigma$ є істинним, тоді $N_{mg}(h)$ і нормальна форма для h є невизначеними. Якщо ж h приведено до нормального вигляду, то h можна розглядати як підстановку і використовувати запис $h(w)$ для позначення терму в правій частині рівності $w = t \in h$.

Більше того, кожну підстановку h можна розглядати як систему обмежень Гербранда без введених змінних:

$$E(\sigma) = \exists_\varnothing \left\{w = \sigma(w) \middle| w \in M_{dom}(\sigma)\right\}. \tag{4}$$

Нехай W_1 і W_2 – дві множини змінних, які не містять спільних елементів. Для кожного $Y \in r_f(W)$ задамо множину обмежень Гербранда:

$$\tilde{A}_w = \left\{\begin{array}{l} \exists_v h \middle| V \in r_f(W_2),\ h \in H_{w_1 \cup w_2} \ \text{³ñí ó°} \ \ \sigma_1 \in \sigma_{w_1 \cup w_2} \\ \text{òàêà, ù î } M_{rang}(\sigma) \le W_1,\ h\sigma = \text{³ñòèí à} \end{array}\right\}. \tag{5}$$

У цьому випадку W_1 є множиною змінних запиту, а W_2 – множина змінних Гербранда. Множину розв'язків для системи накладених обмежень Гербранда означимо так:

$$S_{w_1}^{\text{ðî çâ}}\left(\exists_{w_2} h\right) = \left\{\sigma\big|_{w_1} \middle| \ \sigma_1 \in \sigma_{w_1 \cup w_2},\ M_{rang}(\sigma) \le W_1,\ h\alpha\sigma = \text{³ñòèí à}\right\}. \tag{6}$$

Звідки отримаємо, що

$$S_{w_1}^{\text{ðî çâ}}\left(\exists_{w_2} h\right) = S_{w_1}^{\text{ðî çâ}}\left(\exists_{w_2} N_{mg}(h)\right). \tag{7}$$

Обмеження $\exists_{w_2} h$ буде перебувати у нормальному вигляді, якщо h є у нормальному вигляді.

<u>*Твердження 1*</u>. Нехай $W_1 \in r_f(W_1)$ і $g \in A_W$, тоді множина $S_{W_1}^{\text{ðî çâ}}(g)$ є неспадно замкнутою.

Якщо відношення передпорядку позначити на A_{W_A} як $g_1 \leq g_2$, тоді очевидно, що $S_{W_A}^{\partial i\, \varsigma \hat{a}}(g_1) \leq S_{W_A}^{\partial i\, \varsigma \hat{a}}(g_2)$. Це відношення перепорядку може перейти в частковий порядок, якщо ми будемо розглядати класи еквівалентності обмежень, де $g_1, g_2 \in A_{W_A}$ будемо вважати еквівалентними, якщо

$$S_{W_A}^{\partial i\, \varsigma \hat{a}}(g_1) = S_{W_A}^{\partial i\, \varsigma \hat{a}}(g_2). \tag{8}$$

При такому записі кожне накладене обмеження буде відповідати певному класу еквівалентності. Тому, як і було показано вище, кожне з обмежень Гербранда може бути подане в еквівалентному нормальному вигляді, тому надалі ми будемо розглядати тільки обмеження нормального вигляду.

Тепер ми можемо стверджувати, що описані операції і введені діагональні елементи над $\tilde{A}_{W_A}$ є такими, що $\tilde{A} = \left\{\tilde{A}_{W_A}\right\}_{W_A} = \in r_f\left(W_1\right)$ можна розглядати як систему обмежень.

<u>Означення 1</u>. Задання операції кон'юнкції над A_{W_A}. Припустимо, що $V_1 \cap V_2 = \varnothing$, тоді

$$\left(\exists_{v_1} h_1\right) *^{\tilde{A}_{W_A}} \left(\exists_{v_1} h_1\right) = \left\{\exists_{v_1 \cup v_2} N_{mg}\left(h_1 \cup h_2\right)\right|_{N_{mg}\left(h_1 \cup h_2\right)}.$$

<u>Означення 2</u>. Задання операції циліндрифікації над A_{W_A}. Означимо операцію циліндрифікації, що задається обмеженням Гербранда $\exists_{W_A} h$ відносно змінної запиту y як

$$\exists_V^{\Gamma_{W_A}}\left(\exists_V h\right) = \exists_{V \cup K} h\left[K / y\right], \quad \text{де} \quad K \in W_2. \tag{9}$$

Отже, ми розглядаємо змінну запиту y як нову змінну Гербранда K.

Зазначимо, що імена змінних Гербранда в термінах введених означень можемо інтерпретувати так: для заданого обмеження Гербранда $\exists_V h$, обмеження $\exists_{V'} h\left[V' / V\right]$ є еквівалентним до нього.

<u>Означення 3</u>. Введення діагональних елементів над A_{W_A}.

Нехай задано дві послідовності попарно відмінних змінних $\left\langle V_1^1, \ldots, V_n^1\right\rangle$ і $\left\langle V_1^2, \ldots, V_n^2\right\rangle$ в W_A, перетин яких є порожньою множиною, тоді

$$\theta^{\tilde{A}_{W_A}}_{\left\langle V_1^1, \ldots, V_n^1\right\rangle, \left\langle V_1^2, \ldots, V_n^2\right\rangle} = \left\{V_i^1 = V_i^2 \middle| i = 1, \ldots, n\right\}. \tag{10}$$

Припустимо, що задано деяку множину змінних запиту W. Для нашого дослідження ми дамо досить абстрактне означення системи обмежень, що накладаються на W, як структури даних з введеними двома операціями і виділеними діагональними елементами.

<u>Означення 4</u>. Під системою обмежень, накладених на множину змінних W, розуміємо набір множин виду $O = \{O_w\}$ $w \in r_f(\omega)$ разом із двома операціями:

для $w \in W$, $w \in r_f(\omega)$ ми введемо операцію часткової інфіксної кон'юнкції:

$$\forall^{O_w}: O_w \times O_w \to O_w,$$

і операцію повної циліндрифікації:

$$\exists^{O_w}: W \times O_w \to O_w.$$

Будемо використовувати запис $\exists_x^{O_w} z$ для $\exists^{O_w}(x,z)$. Крім того, для кожних двох послідовностей $\tilde{a};\tilde{b}$ в W, які мають однакову довжину і не містять повторень і перетин яких дає порожню множину, ми припускаємо, що існує елемент $\theta^{O_w}_{\tilde{a},\tilde{b}} \in O_w$.

Виконавши оголошення множини обмежень, ми перейдемо до оголошення множини цілей для модифікаційного запиту.

<u>*Означення 5*</u>. Нехай $O = \{O_w\}$ $w \in r_f(w)$ – система накладених обмежень; P – скінченний набір предикатних символів з заданою розмірністю (арністю). Позначимо через w множину попарно різних змінних $\{p_1, ..., p_n\}$, де n – максимальна розмірність предикатів у P.

Припустимо, що $\pi \subseteq W$. Позначимо через Z^{O_w} множину цілей, заданих над O_w:

$$Z^{O_w} ::= O \Big| Z^{O_w}, \quad Z^{O_w} \Big| Z^{O_w} \text{ або } Z^{O_w} \Big| p(a_1,...,a_n), \tag{11}$$

де $O \in O_w$, $p_n \in P$, $n \geq 0$ і $\{a_1, ..., a_n\} \leq W$ попарно різні змінні, що не належать π.

Позначимо через $Q_M^{O_w}$ множину запитів, заданих на O_w. Припустимо, що запити складаються з множини тверджень, причому кожному предикатному символу відповідає не більше одного твердження і в загальному випадку твердження для p^n мають вигляд

$$P(b_1,...,b_n) \leftarrow Z, \tag{12}$$

де $Z \in Z^{O_w}$; $\{b_1,...,b_n\} \leq W$ є попарно відмінними змінними, що не належать π.

Нехай $O = \{O_{w'}\}$ $w' \in r_f(\omega)$, $w \in W$ – система накладених обмежень, а P – скінченна множина предикатних символів заданої розмірності. Крім того, припустимо, що $w \in r_f(\omega)$ і $\pi \leq W$. Будемо розглядати процедури інтерпретації запиту як відображення множини предикатних символів на множину накладених обмежень.

Ключова ідея полягає у співставленні конкретної і абстрактної інтерпретації виконуваних обчислень за допомогою пари функцій: абстракції f_a і конкретизації f_c, які разом утворюють так звану зв'язку Галоїза [13]. Зв'язка Галоїза використовується для формалізації відношення між процедурами виконання абстрактного і конкретного обчислення.

Нехай $(C,\leq)$ (конкретний домен) – є доменом конкретних семантик, а $(A,\leq)$ – домен абстрактних семантик. Відношення часткового порядку відображає характер досліджуваного відношення апроксимації. Оскільки в теорії апроксимації[7] частковий порядок специфікує ступінь точності кожного елемента в посеті, то очевидним є припущення про те, що якщо f_a задає відображення конкретного елемента в $(C,\leq)$ в деякий абстрактний елемент в $(A,\leq)$, то справедливе таке твердження: якщо $f_a(x) \leq y$, то тоді є теж конкретним, хоча менш точним наближенням для x. Те ж саме і у випадку, коли $x \le f_c(y)$.

<u>*Означення 6*</u>. Нехай $(C,\le)$ і $(A,\le)$ – два посети (конкретний і абстрактний домени). Зв'язкою Галоїза $\langle f_a, f_c \rangle : (C,\le) \Leftrightarrow (A,\le)$ будемо називати пару відображень: f_a: $C \to A$ і f_c: $A \to C$ таких, що:

1. f_a і f_c є монотонними.
2. Для кожного $x \in C$ маємо, що $x \le (f_c \circ f_a)(x)$.
3. Для кожного $y \in A$ маємо, що $(f_c \circ f_a)(y) \le y$.

Вставкою Галоїза для $(C,\le)$ в $(A,\le)$ - $\langle f_a, f_c \rangle : (C,\le) \Leftrightarrow (A,\le)$ є зв'язка Галоїза, де $f_a \circ f_c = f^{id}$.

Властивість 2 будемо називати екстенсивністю $f_c \circ f_a$, а відображення $f_a(f_c)$ – функцією абстракції (конкретизації) в контексті абстрактної інтерпретації, шаблонів виклику для модифікаційних предикатних запитів.

З точки зору композиційного дизайну абстрактної інтерпретації маємо, що композиція вставки Галоїза є знову вставкою Галоїза.

Кожна зв'язка Галоїза задовольняє такі базові властивості:

1. f_c є відображенням один до одного тоді і тільки тоді, коли f_a є відображенням "на" і $f_a \circ f_c = f^{id}$.
2. f_a є адитивною функцією, а f_c – коадитивною.
3. Відображення абстрагування унікально визначає відображення конкретизації і навпаки. А саме:

$$f_c = Z \setminus y,\ \underset{C}{U}^{\min} \left\{ X \in C \middle| f_a(x) \le y \right\}; \tag{13}$$

$$f_a = Z \setminus x,\ \underset{C}{L}^{\max} \left\{ y \in A \middle|\ x \le f_c(y) \right\}, \tag{14}$$

де $U^{\min}$, $L^{\max}$ відповідні границі, означення яких подане нижче. І навпаки, якщо C і A є повними структурами і f_a: $C \to A$ є адитивною або f_c: $A \to C$ є коадитивною функціями, тоді $\langle f_a, f_c \rangle$ є зв'язкою Галоїза з C до A.

У роботі [7] показано, що якщо в зв'язці Галоїза $\langle f_a, f_c \rangle$, f_c не є відображенням один до одного, то обов'язково існує кілька відмінних між собою елементів абстрактного домену $(A,\le)$, які набувають те саме значення при відображенні f_c. Отже, вставка Галоїза може бути завжди виконана через об'єднання всіх абстрактних елементів, які відповідають тому самому конкретному елементові в один елемент. Результатом такого процесу буде абстрактний домен, що не містить надлишкових елементів. Цей процес відомий як процес редукції абстрактного домену [13]. Він забезпечує гарантію того, що кожен абстрактний елемент є образом деякого конкретного елемента, або того, що функція абстрагування є відображенням "на". Отже, маємо, що:

$$(C, \le) \Leftrightarrow (A, \le)\ ^{\circ}\ \ \langle f_a,\ f_c \rangle : (C, \le) \Leftrightarrow \left(f_a(C), \le \right). \tag{15}$$

Якщо $\langle f_a,\ f_c \rangle$: $(C, \le) \Leftrightarrow \left(f_a(C), \le \right)$ є вставкою Галоїза, тоді $f_a(C)$ є ізоморфним до $f_c(f_a(C))$ і $\langle f_c f_a, f^{id} \rangle$: $\left(f_c\left(f_a(C) \right), \le \right)$ є також вставкою Галоїза. Це дозволяє нам розглядати вставки Галоїза типу $\langle r, f^{id} \rangle : (C, \leq) \Leftrightarrow (r(C), \leq)$ лише для r: $C \rightarrow C$. Функція абстрагування і абстрактний домен визначають один одного унікальним чином. Тому для того, щоби специфікувати вставку Галоїза типу $\langle r, f^{id} \rangle : (C, \leq) \Leftrightarrow (A, \leq)$, достатньо задати або відображення абстрагування r (і тоді абстрактний домен буде заданий як $r(C)$), або задати абстрактний домен $A \subseteq C$ (тоді функція абстрагування буде унікальною функцією r: $C \rightarrow C$, такою, що $\langle r, f^{id} \rangle : (C, \leq) \Leftrightarrow (r(C), \leq)$ є вставкою Галоїза і $r(C) = A$).

<u>*Означення 7*</u>. Будемо розглядати процедуру інтерпретації O_w як функцію I: $P \rightarrow r(O_w)$. Множину всіх можливих інтерпретацій O_w позначимо через I^{O_w}. Множина I^{O_w} є повною структурою відносно операції $\leq$, яку позначимо як $i_1 \leq i_2$, тоді і тільки тоді, коли $i_1(p) \leq i_2(p)$ для кожного, $i_1 \in I$, $i_2 \in I$.

Найменшу верхню і найбільшу нижню границю множини можливих інтерпретацій позначимо так:

$$\left(U_{k \in K}^{\min} \{i_k\}\right)(p) = U_{k \in K}^{\min} \left(i_k(p)\right), \tag{16}$$

$$\left(L_{k \in K}^{\max} \{i_k\}\right)(p) = L_{k \in K}^{\max} \left(i_k(p)\right), \tag{17}$$

де $\{i_k\}_{k \in K} \leq I^{O_w}$ і $K \leq N$.

Навівши формальне означення інтерпретації, тепер можна подати спосіб оцінювання множини цілей модифікаційних предикатних запитів.

<u>*Означення 8*</u>. Нехай дано

$$\{S, S_1, S_2\} \leq r(O_w) \text{ і } \{a_1, \ldots, a_n\} \leq W, \tag{18}$$

тоді:

$$S_1 \circ^{O_w} S_2 = \left\{x_1 *^{O_w} x_2 \middle| x_1 \in \rho_1, x_2 \in S_2; x_1 *^{O_w} x_2 \text{ є визначеним}\right\}, \tag{19}$$

$$S_1 \circ^{O_w} S_2 = S_1 \cup S_2, \tag{20}$$

$$\exists_{\{a_1, \ldots a_n\}}^{O_w} S = \left\{ \exists_{a_1}^{O_w} \ldots, \exists_{a_n}^{O_w} x \middle| x \in S \right\}. \tag{21}$$

Позначимо абстрактний оператор інтерпретації модифікаційного предикатного запиту $KA^{O_w}[\ ]$: $Z^{O_w} x I^{O_w} >> r(O_w)$ так:

$$KA^{O_w}[x]i = \{x\}; \tag{22}$$

$$KA^{O_w}[Z_1 \ \ ^3 \ \ Z_2]i = KA^{O_w}[Z_1]i \circ^{O_w} KA^{O_w}[Z_2]i; \tag{23}$$

$$KA^{O_w}[Z_1 \ \ \grave{a}\acute{a}\hat{\imath} \ \ Z_2]i = KA^{O_w}[Z_1]i \circ^{O_w} KA^{O_w}[Z_2]i; \tag{24}$$

$$KA^{O_w}\left[p(a_1, \ldots, a_2)\right]i = \exists_{\{t_1, \ldots, t_n\}}^{O_w} \left(\left\{\theta_{<a_1, \ldots, a_n>, <t_1, \ldots, t_n>}^{O_w}\right\} \Theta^{O_w} i(p)\right). \tag{25}$$

Введемо додатковий оператор, який покращує якість інтерпретації запиту через використання його тверджень.

<u>*Означення 9*</u>. Нехай задано запит $Q_M \in Q_M^{O_w}$, для $i \in I$ введемо оператор R_n: $i^{O_w} \to i^{O_w}$, як

$$R_n(i)\left(p^n\right)=\begin{cases}\left[\begin{array}{l}\exists^{O_w}_{w\{t_1,\dots,t_n\}}\left(\left\{\theta^{O_w}_{<t_1,\dots,t_n>,<b_1,\dots,b_n>}\right\}o^{O_w}KA^{O_w}[Z]i\right);\\ \text{якщо } p\left(b_1,\dots,b_n\right) << Z\in Q_M;\end{array}\right.\\ 0, \text{ в іншому випадку.}\end{cases} \tag{26}$$

<u>*Твердження 2*</u>. Нехай задано модифікаційний запит $Q_M \in Q_M^{O_w}$, тоді R_n є неперервним відображенням.

<u>*Означення 10*</u>. Для заданого модифікаційного запиту $Q_M \in Q_M^{O_w}$ означимо семантику обчислювальних результатів як:

$$S_{Q_M}=\bigcup_{k\geq 0} R_{Q_M}(\uparrow)_{<<}k(\perp). \tag{27}$$

Нехай P – скінченна множина предикатних символів заданої розмірності. Крім того, припустимо, що $W \in r_f(w)$ містить описані змінні π і попарно різні змінні $V = V(V_1, \dots, V_n)$, де n – максимально можлива розмірність предикатів в P. Припустимо також, що $\pi \cap V = \varnothing$. Змінні π використовуються для наведення аргументів процедури p в $I(p)$, де I - інтерпретація; змінні V використовуються для наведення аргументів кожного шаблону виклику, вибраного під час роботи процедури p.

<u>*Означення 11*</u>. Інтерпретація шаблону виклику O_w є функцією I: $P \to r(Q_w \cup (O_w \times P))$. Множину всіх інтерпретацій шаблонів викликів модифікаційних предикатних запитів O_w позначимо через $I_{Sh}^{O_w}$. Множина є повною структурою стосовно операції $\leq$, причому $I_1 \leq I_2$ тоді і тільки тоді, коли $I_1(p) \leq I_2(p)$ для кожного $p \in P$. Операції визначення найменшої верхньої і найбільшої нижньої границі позначимо так:

$$\left(U_{k\in K}^{\min}\ \left\{I_k\right\}\right)(p)=U_{k\in K}^{\min}\left(I_k\left(p\right)\right); \tag{28}$$

$$\left(L_{k\in K}^{\max}\left\{I_k\right\}\right)(p)=L_{k\in K}^{\max}\left(I_k\left(p\right)\right), \tag{29}$$

причому

$$\left\{I_k\right\}_{k\in K}\leq I_{Sh}^{O_w}\quad \text{і}\quad K\leq N. \tag{30}$$

Означення 12. Нехай задано

$$\left\{S,S_1,S_2\right\}\leq r\left(O_w\bigcup\left(O_w\times P\right)\right)\ \text{ і }\ \left\{a_1,\dots,\ a_n\right\}\leq W. \tag{31}$$

Тоді

$$S_1\Theta_{S_h}^{O_w}\ =\left\{b_1 *^{O_w} b_1\in S_1\bigcap O_w, b_2\in S_2\bigcap O_w,\ b_1 *^{O_w} b_2\right\};$$

$$\bigcup\left\{< b_1 *^{O_w} b_2,\ p_1 > \middle| b_1 \in S_1 \cap O_w,\ \langle b_2,\ p_1\rangle \in S_2,\ b_1 *^{O_w} b\right\}, \tag{32}$$

є визначеним і тому

$$\left\{\langle b_1,\ p_1\rangle \in S_1\right\}, \tag{33}$$

$$S_1 \circ^{O_w}_{S_h} S_2 = S_1 \cup S_2, \tag{34}$$

$$\exists_a^{O_w} \langle b, p_1\rangle = \left\langle \exists_a^{O_w} b, p_1\right\rangle, \tag{35}$$

$$\exists^{O_w}_{S_h\{a_1,\dots a_n\}} S = \left\{\exists^{O_w}_{a_1} \dots \exists^{O_w}_{a_n} S \middle| s \in S\right\}. \tag{36}$$

Тепер можемо позначити нову версію абстрактного оператора інтерпретації шаблону виклику модифікаційного предикатного запиту

$$KP^{O_w}[\quad]: Z^{O_w} \times I^{O_w}_{S_h} \to r\left(O_w \cup (O_w \times P)\right), \tag{37}$$

як

$$KP^{O_w}[b]I = \{b\}, \tag{38}$$

$$KP^{O_w}[Z_1 \text{ i } Z_2]I = KP^{O_w}[Z_1]I \Theta^{O_w}_{S_h} KP^{O_w}[Z_2]I, \tag{39}$$

$$KP^{O_w}[Z_1 \ \text{ààî} \ Z_2]I = KP^{O_w}[Z_1]I \circ^{O_w}_{S_h} KP^{O_w}[Z_2]I,$$

$$KP^{O_w}\left[p(a_1, \dots a_n)\right]I = \left\{\theta^{O_w}_{\langle a_1,\dots a_n\rangle,\langle t_1,\dots t_n\rangle,\, p>}\right\} \cup, \tag{40}$$

$$\cup \exists^{O_w}_{\{t_1,\dots t_n\}}\left(\left\{\theta^{O_w}_{\langle a_1,\dots a_n\rangle\langle t_1,\dots t_n\rangle}\right\}\Theta^{O_w} I(p)\right). \tag{41}$$

<u>*Означення 13*</u>. Нехай задано запит $Q_M \in Q_M^{O_w}$. Оголосимо додатковий оператор шаблону виклику $R^{S_h}_{Q_M} : I^{O_w}_{S_h} \to I^{O_w}_{S_h}$ так:

$$R^{S_h}_{Q_M}(I)(P^n) =$$

$$= \begin{cases} \exists^{O_w}_{S_h} W \setminus \left(V \cup [t_1,\ \dots,\ t_n]\right)\left(\left\{\theta^{O_w}_{\langle a_1,\dots a_n\rangle\langle t_1,\dots t_n\rangle}\right\}\right)\Theta^{O_w}_{S_h} KP^{O_w}[Z]I, \text{якщо } p(c_1,\dots,c_n) << Z \in Q_M; \\ \varnothing, \text{ в інших випадках,} \end{cases}$$

для всіх предикатних символів $p^n \in P$.

<u>*Твердження 3*</u>. Для заданого запиту $Q_M \in Q_M^{O_w}$, оператор $R^{S_h}_{Q_M}$ є неперервним відображенням.

<u>*Означення 14*</u>. Для заданого запиту $Q_M \in Q_M^{O_w}$ семантику шаблону виклику модифікаційного предикатного запиту оголосимо так:

$$S_{Q_M}^{S_h} = \bigcup_{k \geq 0} R_n^{S_h}(\uparrow)_{<<} k(\perp). \tag{43}$$

Обгрунтування одержаних результатів

Введені в даній роботі означення є обгрунтованими, оскільки, наприклад, якщо виконати підстановку означення 5 для введеної системи обмежень Γ, вимагаючи при цьому, щоби всі обмеження, що описують ціль модифікаційного запиту не містили змінних Гербранда в W_2, то ми прийдемо до традиційних означень цілей в логічних програмах [6,8]. Виконання аналогічної підстановки для решти означень приведе в кінцевому підсумку до одержання класичної семантики логічних програм.

Висновки

У статті запропоновано спосіб обчислення абстрактних семантик для шаблонів виклику модифікаційних предикатних запитів для інформаційних систем на основі баз даних і знань. Подальші дослідження з цього напряму будуть зосереджені на конкретизації введених означень до рівня їх практичного застосування при побудові модифікаційних запитів в реальних *Prolog* - орієнтованих розробках інформаційних систем на основі баз даних і знань для нафтогазової предметної області.

1. Armstrong T., Marriott K., Schachte P., and Sondergaard H. Two Classes of Boolean Functions for Dependency Analysis. Science of Computer Programming, 31(1): 1998. – P. 3-45.
2. Bagnara R. and Zaffanella E. Set-Sharing is Redundant for Pair-Sharing. In P. Van Hentenryck, editor, Proc. of the 4th Int. Symp. on Static Analysis, volume 1302 of Lecture Notes in Computer Science,Paris, France, 1997. Springer-Verlag, Berlin. – P.53–67.
3. Codish M., Lagoon V. and Bueno F. An Algebraic Approach to Sharing Analysis of Logic Programs. Journal of Logic Programming, 42(2), February 2000.
4. Comini M. and Meo M. C. Compositionality Properties of SLD-derivations. Theoretical Computer Science, 211(1-2):1999. – P. 275-309.
5. Grove D., Furrow G., Dean J. and Chambers C. Call Graph Construction in Object-oriented Languages. In Proc. of Object-oriented Programming Systems, Languages and Applications, OOPSLA'97, 1997.
6. Lunjin Lu. A Polymorphic Type Analysis in Logic Programs by Abstract Interpretation. Journal of Logic Programming, 36(1):1998. - P.1–54.
7. 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.
8. Smaus J.-G. and King A. Mode Analysis for Typed Logic Programs. In Proc. of the LOPSTR'99 Workshop, Venice, Italy, September 1999. – P. 163-170.
9. Volpano D. Safety versus Secrecy. In A. Cortesi and G. File, editors, Static Analysis, volume 1694 of Lecture Notes in Computer Science. Springer-Verlag, 1999. c Springer-Verlag. – P. 303–311.
10. Zaffanella E., Bagnara R. Widening Sharing. In Gopalan Nadathur Editor, Proc. of the Principles and Practice of Declarative Programming Conference PPDP'99, volume 1702 of Lectures Notes in Computer Science, Paris, September 1999. Springer-Verlag. Springer-Verlag. – P. 414-431.
11. Cortesi A., File G. and Winsborough W. The Quotient of an Abstract Interpretation. Theoretical Computer Science, 202(1-2):1998. - P.163- 192.
12. Giacobazzi R., Ranzato F. and Scozzari F. Building Complete Abstract Interpretations in a Linear Logic-based Setting. In 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

13. Giacobazzi R. and Scozzari F. A Logical Model for Relational Abstract Domains. ACM Transactions on Programming Languages and Systems, 20(5):1998. - P.1067-1109.
14. Шекета В.І. Модифікаційні предикатні запити, як інструмент підтримки діалогу з користувачем в інформаційних системах на основі баз даних і знань // Вісник Тернопільського держ. технічн. ун-ту. –Серія "Математичне моделювання". - 2003.

З. Шпак
Національний університет "Львівська політехніка"

УДК 681.84.087.4

РЕГУЛЮВАННЯ ТРИВАЛОСТІ ТОНАЛЬНИХ ЗВУКІВ ЗІ ЗБЕРЕЖЕННЯМ СТРУКТУРИ МОВНОГО СИГНАЛУ

Розроблено алгоритм синхронного з основним тоном часового перетворення мовних сигналів тональних звуків для задач високоякісного сповільненого відтворення голосових записів. Розтягування тривалості звуку здійснюється узгодженим повторенням оригінальних квазіперіодів основного тону, чим забезпечується практична незмінність спектральної структури звуку для широкого діапазону значень коефіцієнтів зміни темпу.

The algorithm of pitch-synchronized time-scale modification of voiced phonemes is presented. The time-domain expansion of sounds duration is performed by introducing in speech wave the additional segments consisted of transitional and original pitches signal. In order to keep the phone structure regularity, the weighted overlap-add technique has been used while composing the transitional pitches. Suggested method preserves the spectral structure of voiced phonemes and high naturalness of slowdown reproduced speech.

Вступ

Щоб досягти високої розбірливості й натуральності звучання голосових повідомлень, відтворених у зміненому темпі, процеси часового масштабування мовних сигналів повинні базуватись на природних темпоральних закономірностях. Визначальними для збереження натуральності голосу мовця є темпоральні перетворення тональних звуків, які у звичайному мовленні займають близько 74% часу загальної тривалості звукового потоку (без пауз). Часове масштабування тональних звуків у разі зміни темпу