УДК 681. 3:622. 276

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

ПОБУДОВА ДОМЕНУ НИЗСПАДНО ЗАМКНУТИХ МНОЖИН ПІДСТАНОВОК ДЛЯ МОДИФІКАЦІЙНИХ ПРЕДИКАТНИХ ЗАПИТІВ

Виконано аналіз властивостей низспадної замкнутості модифікаційних предикатних запитів для інформаційних систем на основі баз даних і знань, в результаті чого розроблено домен, який описується обмеженнями, які є низспадно замкнутими множинами підстановок, і додатковий домен, який є ізоморфним до простору обмежень Гербранда. В побудованому домені введено оптимальні відповідники операторів над простором Гербранда, що дозволяє представляти екзистенційні обмеження Гербранда як низспадно замкнуті множини підстановок термів.

1. Вступ

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:

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

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

де $o, o_i, p_i \in \Re$. 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, а 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 та вилучення правил.

Оскільки кожне із таких модифікаційних правил в кінцевому підсумку можна розглядати, як деяку скінченну множину термів, то логічно постає питання про дослідження її властивостей.

Як відомо, низспадна замкнутість [2] множини термів представляє властивість, яка зберігається під час виконання процедури обчислення семантики запитів. Таку властивість будемо називати абстрактним типом. Тому аналіз абстрактних типів даних можна розглядати як апроксимацією за принципом "знизу – верх" модифікаційних запитів для інформаційних систем на основі баз даних і знань, через введені типи даних. У даному випадку аналіз типів є важливими з точки зору їх верифікації, оптимізації та уніфікації [3].

Таким чином, властивості низспадної замкнутості ми будемо розглядати з точки зору абстрагування базових даних. Ми виконаємо узагальнення процедури побудови традиційних доментів для аналізу базових типів даних, з метою одержання ширшого класу властивостей низспадної замкнутості.

Таке узагальнення ми прагнемо виконати з метою оформлення абстрактного домену з явним представленням логічних формул і з оптимальними, добре обґрунтованими абстрактними операціями.

Більше того, як нами буде показано пізніше, такі домени можуть бути побудовані через використання техніки лінійного уточнення і тому будуть оптимальними з точки зору властивості низспадної замкнутості, що є важливим для виконання ціле-незалежного аналізу модифікаційних предикатних запитів.

Класичним доменом для аналізу даного типу є домен Pos [4–6], який має ряд бажаних властивостей: простота, легкість читання, ефективність, зручність використання.

Важливим і простим абстрактним типом даних, який дає можливість визначити, чи терм містить певні змінні, чи ні, є тип базовості [6].

Більше того, в роботі [4] показано, що Pos є найбільш точним доменом для аналізу абстрактного типу базовості, що дозволяє виконувати аналіз без звернення до імен функторів термів. Всі перераховані властивості домену Pos роблять його ідеальним для виконання узагальнення Pos до загального домену абстрактних типів даних, зокрема для випадку модифікаційних предикатних запитів. Проте, в ряді досліджень було розвинуто домени абстрактних типів для аналізу властивості базовості, абсолютно відмінні від домену Pos. Так, в роботі [5] дано оголошення домену абстрактного типу із явно вираженими залежностями між компонентами, що проте не є узагальненням Pos, хоча він і може бути використаний при побудові процедури абстрактної компіляції. В роботі [7] виконано узагальнення означення домену Pos до випадку довільних абстрактних типів. Проте виконані в даних роботах дослідження виходять з припущення про те, що звичайні властивості домену Pos мають місце для всіх можливих доменів абстрактних типів. Так, наприклад, операція логічної кон'юнкції між формулами використовується для побудови оператора абстрактної кон'юнкції, а операція вилучення Шрьодера [5] використовується як оператор циліндрифікації. Проте не є очевидним фактом, що згадані оператори, які є оптимальними для випадку аналізу абстрактного типу базовості, є коректними в загальному випадку аналізу довільних абстрактних типів. Хоча також і в роботі [3] виконана побудова домену із властивостями, подібними до Pos, використаний спосіб побудови домену не є узагальненням методики побудови Pos [4].

Підхід до аналізу типів, запропонований [7], має таку ж потужність, як і аналіз абстрактних типів, побудований на Pos. Проте він не базується на ідеї абстрактної інтерпретації [8–14]. Замість того, він використовує поняття передінтерпретації для моделювання абстрактної поведінки обмеження. Введене поняття передінтерпретації розглядається як розширений опис моделей на основі пропозиційних формул. Це означає, що в загальному випадку використання пропозиційних формул повинно приводити до більш ефективного аналізу. Більше того, в майбутніх дослідженнях ми покажемо, що змінні типів дозволять нам представляти властивості типів дуже компактним і ефективним способом. Ми не будемо досліджувати питання про те, як змінні типів могли б бути використані в узагальненому підході, запропонованому в [7]. Потужність представлення домену в [7] є меншою, ніж потужність в побудованому нами в даній статті домені, оскільки в [7] всі базові терми відносяться тільки до одного абстрактного типу.

В роботі [6] показано, що ієрархія доменів для аналізу типів може бути означена тим самим способом, як це було зроблено у випадку аналізу властивості базовості [4]. В даній роботі запропоновано підхід, що дозволяє працювати з поліморфізмом і використовувати представлення доменів типів. Показано, як може бути досягнуто скінченне представлення на основі таких формул, за допомогою змінних типів. Два оператори – логічної кон'юнкції та вилучення Шрьодера використовуються, як абстрактні оператори над множиною трансфінітних формул і є узагальненням тих самих операторів, що були використані для побудови домену Pos для аналізу властивості базовості.

У нашому дослідженні ми використаємо підхід до виконання абстрактної інтерпретації [8–14] для узагальнення результатів, одержаних в [6], до значно ширшого класу доменів абстрактних типів. Ми покажемо, що абстрактні оператори, оголошення яких дано в даних роботах, є коректними для кожного домену абстрактного типу даних, включаючи властивість базовості і зв'язаності, які не розглянуто в [6]. Більше того, ми розглядаємо випадок нечітких умов, які є достатніми для втілення оптимальності абстрактних операторів для великого класу систем на основі абстрактних типів, включаючи властивість базовості, зв'язаності, які включають в себе системи на основі абстрактних типів, розглянуті в [6], коли мова йде про коректність застосування абстрактних операторів. Відмітимо, що в [6] не було розглянуто також питання оптимальності в загальному випадку, а розглянуто питання оптимальності для випадку тільки властивості базовості.

Розглянуте в роботі [6] питання коректності та оптимальності для випадку двох абстрактних операцій над множиною формул для Pos не може бути легко поширений на випадок домену абстрактних типів модифікаційних предикатних запитів, оскільки у випадку домену іншого типу кожне із одержаних доведень повинно бути перероблено. Причиною цього є використання прямих зв'язок Галоїза між конкретним доменом обмежень Гербранда та оголошеним абстрактним доменом для аналізу властивості базовості, причому такий зв'язок не є параметризованим по відношенню до абстрактного типу.

Замість того в нашому підході ми використовуємо процедуру абстрагування, що складається із двох кроків, і це дозволяє нам виконати перехід від множини обмежень Гербранда до домену абстрактного типу. На першому кроці ми покажемо, що збірний домен обмежень Гербранда може бути абстрагований в множину низспадно замкнутих множин підстановок, яку ми будемо позначати NS. Така низспадно замкнута множина підстановок представляє собою об'єднання існуючих розв'язків для множини накладених обмежень Гербранда. В домені NS нами буде введено оптимальні абстрактні оператори, що будуть співвіднесені до відповідних операторів на множині обмежень Гербранда. Відмітимо, що перший крок абстрагування є незалежним від аналізу типів, який буде розглянуто нами на другому кроці, коли ми виконаємо абстрагування домену NS в домен трансфінітних формул.

Таким чином, ціллю даної статті є виконання аналізу властивостей низспадної замкнутості для модифікаційних предикатних запитів.

2. Побудова доменів NS, NS^P

В даній статті ми прагнемо виконати оголошення домену низспадно замкнутих множин підстановок. Для заданої підстановки δ, її властивість низспадної замкнутості являє собою множину підстановок, які є послідовними (консистентними) по відношенню до δ, які можуть бути одержані із δ за допомогою певної обчислювальної процедури. Так, наприклад, якщо на певному етапі виконання запиту ми маємо $y = f_1(x)$, тоді, можливо, що після виконання обчислювальної процедури ми будемо мати $y = f_1(f_2(v)), x = f_2(v)$. Проте неможливою є ситуація, коли $y = f_2(v)$. З точки зору такої інтерпретації, ми можемо сказати, що низспадно замкнута множина підстановок містить всі ті підстановки, які є послідовними із точки зору обчислювальної процедури. Так, наприклад, якщо M_1 є низспадно замкнутою множиною підстановок, які є послідовними щодо виклику процедури pr_1 і M_2 є низспадно замкнутою множиною підстановок, які є послідовними, з точки зору виклику процедури pr_2, то тоді $M_1 \cap M_2$ є низспадно замкнутою множиною підстановок, які є послідовними з точки зору викликів процедур pr_1, pr_2 і pr_2, pr_1.

Означення 1. (NS – система обмежень). Означимо систему обмежень $NS = \{NS_w\}_{w \in r_f(w_1)}$, де $NS_w = r \downarrow (\sigma_w)$. Нехай тепер маємо, що $\{M, M_1, M_2\} \subseteq NS_w$ і $x \in W, w \subset W$. Тоді означимо наступні абстрактні операції:

$$M_1 *^{NS_w} M_2 = M_1 \cap M_2, \tag{3}$$

$$\Delta_x^{NS_w} M = \left\{ \sigma' \in \sigma_w \middle| \begin{array}{l} \text{існує } \theta \in M[k/x], \ \ \delta \in \delta_{w \cup k, w} \\ \text{таке, що } \delta \leq_{w \cup k} \theta \quad i \quad \sigma' = \sigma \end{array} \right\}, \tag{4}$$

де $k \in W_1 \setminus W$ і $M[k/x] = \{\theta[k/x] \quad \theta \in M|\}$.

Для заданих $< x_1, ..., x_n > \in W$ і $< y_1, ..., y_n > \in W$ означимо:

$$(\theta_1)^{NS_w}_{<x_1,\ldots,x_n>, <y_1,\ldots,y_n>} = \{\sigma \in \delta_w | \delta(x_i) = \delta(y_i), \text{ для всіх } i = 1, ..., k\}. \tag{5}$$

Відмітимо, що означення кон'юнкції для випадку низспадно замкнутої множини підстановок є класичним, проте означення операції циліндрифікації на низспадно замкнутій множині підстановок є дещо відмінним від класичного. Тому означення 1 повинно інтерпретуватися наступним чином: для обчислення операції циліндрифікації на множині підстановок M ми розглядаємо x як нову змінну k, далі подібним чином виконуємо ініціалізацію всіх підстановок, отриманих з M, і нарешті виділяємо всі її ініціалізації σ, такі, що $\delta|_w$ не містить k.

Розглянемо тепер для прикладу процедуру $pr(y) << \{y = f_1(x)\}$. Множина підстановок, що є послідовною, щодо тіла процедури є $M = \downarrow \{\delta\}$, де $\delta = \{y \mapsto f_1(x)\}$. Відмітимо, що

$\delta' = \{y \mapsto f_1(f_2(x))\} \notin M$, оскільки ми розглядаємо також і рівнопотужні ініціалізації. Тепер розглянемо множину підстановок, що є послідовними, щодо виклику процедури $pr(y)$. Зміна x в тілі процедури має екзистенційну характеристику Гербранда. Тому x всередині процедури і поза нею є абсолютно різними змінними. Це означає, що δ' є послідовною щодо виклику процедури $pr(y)$, оскільки такий виклик виконується у співставленні із тим фактом, що $y = f_1(f_2(x))$ є успішною підстановкою. В означенні 1 ми розглядаємо NS_W як нову змінну k, після чого ми виконуємо ініціалізацію цієї нової зміни кожним можливим способом, в тому числі із термом, що містить x.

Оператор кон'юнкції є замкнутим над NS_w, що може бути легко перевірено. Це ж саме справедливо і для операції циліндрифікації.

Твердження 1. Для заданих $M \in r\downarrow(\sigma_w) : x \in W$ ми маємо, що:

$$\Delta_x^{NS_w} M = \downarrow\left(M'\big|_{w\setminus x}\right); \tag{6}$$

$$M' = \left\{\sigma\{x \to l\} \in \sigma_w^{\{x\}} \,\middle|\, l \in T\left(M_F^2, W\right) : \sigma \in M\right\}. \tag{7}$$

Доведення. Нехай $\sigma' \in \Delta_x^{NS_w} M$. Згідно з означенням, ми маємо, що $\sigma' = \sigma|_w$, $\sigma \leq_{W \cup k} \theta$, $\theta = \theta'[k/x]$ і для $\theta' \in M$ для відповідних σ, θ, θ'. Звідси маємо, що $\sigma = \theta\theta''$ для відповідного θ''. Оскільки $\theta\theta''$ належить σ_w, то $\theta'\left(\theta''|_{w\setminus x}\right)$ теж повинен належати σ_w. Більше того, $E(\sigma)\theta$ належить і M згідно з властивістю низспадної замкнутості, і ми матимемо:

$$\sigma\big|_{w\setminus x} = \left(\left(\theta'\left(\theta''|_{w\setminus x}\right)\right)\{x \to \theta''(k)\}\right)\Big|_{w\setminus x} \in M'\big|_{w\setminus x}. \tag{8}$$

Причиною цього є те, що для заданого $x_1 \in W \setminus x$ ми маємо:

$$\begin{aligned} &\sigma|_{w\setminus x}(x_1) = (\theta\theta'')|_{w\setminus x}(x_1) = \left(\theta'[k/x]\theta''\right)|_{w\setminus x}(x_1) = \\ &= \theta'[k/x](x_1)\theta'' = \theta'(x_1)[k/x]\theta'' = \left(\theta'(x_1)\left(\theta''|_{w\setminus x}\right)\right)\{x \to \theta''(k)\} = \\ &= \left(\left((\theta'\theta'')|_{w\setminus x}\right)\{x \to \theta''(k)\}\right)(x_1) = \left(\left(\theta'\left(\theta''|_{w\setminus x}\right)\right)\{x \to \theta''(k)\}\right)|_{w\setminus x}(x_1), \end{aligned} \tag{9}$$

і, таким чином, отримуємо:

$$\sigma = \sigma\big|_{w\setminus x}\{x \to \theta''(k)\} \in \downarrow\left(M'\big|_{w\setminus x}\right). \tag{10}$$

Припустимо тепер, що $\sigma' \in \downarrow\left(M'|_{w\setminus x}\right)$. Тоді маємо, що $\sigma' \leq \sigma''$ для відповідного $\sigma'' \in M'|_{w\setminus x}$, а значить $\sigma' = \sigma''\theta$ для відповідного $\theta \in \sigma_w^w$ і $\sigma'' = \sigma'''|_{w\setminus x}$ для відповідного $\sigma''' \in M'$. А це, в свою чергу, означає, що $\sigma = \sigma\{x \to l\}$ для відповідного $\sigma \in M$, і $l \in T\left(M_F^2, W\right)$. Тоді

$$\begin{aligned} &\sigma'' = \sigma'''\big|_{w\setminus x} = \left(\sigma[k/x]\{k \to l\}\right)|_w, \\ &\sigma' = \sigma''\theta = \left(\sigma[k/x]\{k \to l\}\right)\big|_w\theta = \left(\sigma[k/x]\left(\{k \to l\}\theta\right)\right)|_w \end{aligned} \tag{11}$$

Таким чином, отримаємо, що $\sigma' \in \Delta_x^{NS_w} M$.

Твердження 2. Нехай $w = r_f(w_1)$ і M, M_1, $M_2 \subseteq \sigma_w$.

1) Якщо $M = \downarrow M$, тоді $\Delta_x^{NS_w} M = \downarrow\left(\Delta_x^{NS_w} M\right)$ – операція циліндрифікації є замкнутою на множині низспадо замкнутих множин підстановок.

2) Якщо $M_1 \subseteq M_2$, тоді $\Delta_x^{NS_w} M_1 \subseteq \Delta_x^{NS_w} M_2$ (операція циліндрифікації є монотонною).

3) $M \subseteq \Delta_x^{NS_w}(M)$ (операція циліндрифікації зберігає властивості екстенсивності).

Доведення.

1) На основі твердження 1 ми можемо стверджувати низспадну замкнутість множини підстановок.

2) Ми маємо $M_1 = \left\{\sigma\{x \to l\} \in \sigma_w^{\{x\}} \middle| l \in T\left(M_F^2, W\right) : \sigma \in M_1\right\} \subseteq \theta(x) = (x)\theta$.

Таким чином, ми маємо $\downarrow\left(M_1'\big|_{w\setminus x}\right) \subseteq \downarrow\left(M_2'\big|_{w\setminus x}\right)$ і на основі твердження 1 ми можемо стверджувати істинність пункту 2.

3) Нехай M' є заданим, як у твердженні 1, і нехай $\sigma \in M$.

Вибравши $l = x$, ми матимемо $\sigma \in M'$. Якщо тепер $x \notin M_{dom}(\sigma)$, тоді $\sigma\big|_{w\setminus x} = \sigma$ і $\sigma \in \downarrow\left(M'\big|_{w\setminus x}\right)$. Якщо ж $x \in M_{dom}(\sigma)$, тоді $\sigma = \sigma\big|_{w\setminus x}\{x \to \sigma / x\}$. Таким чином, навіть у даному випадку ми будемо мати, що $\sigma \in \downarrow\left(M'\big|_{w\setminus x}\right)$, і на основі твердження 1 ми можемо стверджувати істинність пункту 3.

Можна також показати, що кожне екзистенційне обмеження Гербранда $c \in \Gamma_w$ може бути відображено на низспадно замкнуту множину підстановок через відображення NS^P, що визначає множину можливих розв'язків. Проте таке відображення не є відображенням "на".

Твердження 3. Нехай $W \in r_f(W_1)$. Якщо M_f (множина функціональних символів) містить принаймні одну константу і функторний символ, тоді $\left\{NS_W^P(C) \middle| C \in \Gamma_w\right\} \subset r \downarrow (\sigma_w)$.

Доведення. Припустимо, що M_F^2 містить константу C і унарний функтор F, хоча пропоноване доведення легко може бути узагальнене для випадку довільної розмірності функторів. Коректність операції нестрогого включення є прямим наслідком того факту, що $NS_W^P(\Delta_w h)$ є низспадною замкнутою множиною підстановок. Коректність операції строгого включення слідує із того факту, що кожна множина в лівій частині підстановки є рекурсивною [7], в той час, як деякі множини в правій частині підстановки не є рекурсивними. Дійсно, для заданої підстановки $\sigma \in \sigma_w$ ми можемо легко перевірити, чи вона є розв'язком накладеного екзистенційного обмеження Гербранда $\Delta_V h$. Для цього достатньо перевірити, чи $\Delta_V(h\sigma)$ доводить існування розв'язку, чи ні. Це, в свою чергу, може бути перевірено з допомогою уніфікаційного алгоритму Мартеллі [7], застосованого до $h\sigma$. І навпаки, існують низспадно замкнуті множини підстановок, які не є рекурсивними. Дійсно, нехай задано часткове відображення $\Phi : N \to N$, таке, що $\Phi_{(i)}$ є визначеним тоді і тільки тоді, якщо відображення Φ припиняється при вводі $x \in w$, генеруючи результат $\Phi_{(i)}$. Таким чином, ми можемо оголосити низспадно замкнуту множину підстановок:

$$M = \left\{\sigma \in \sigma_w \middle| \sigma(x) = F^i(C),\quad i \quad \Phi(i) \quad \text{є визначеним}\right\}, \tag{12}$$

для заданої змінної $x \in W$. Для заданого $i \in N\left\{x \to F^i(C)\right\} \in M$, тоді і тільки тоді, якщо $\Phi(i)$ є результатом припинення дії відображення Φ. Таким чином, M не є рекурсивною.

На основі тверджень 1, 2, 3 ми можемо бачити, що $*^{NS_W}, \Delta^{NS_W}$ є замкнутими на множині $NS_N^P(\Gamma_W)$.

Твердження 4. Нехай $w \in r_f(W_1)$, $\{c, c_1, c_2\} \subseteq \Gamma_w$, і $\tilde{x}, \tilde{y} \subseteq W$, тоді маємо, що:

1) $NS_W^P(c_1) *^{NS_W} NS_W^P(c_2) = NS_W^P\left(c_1 *^{\Gamma_w} c_2\right)$;

2) $\Delta_x^{NS_W} NS_W^P(c) = NS_W^P\left(\Delta_x^{\Gamma_w} c\right)$ для кожного $x \in W$;

3) $(\theta_1)_{\tilde{x},\tilde{y}}^{NS_w} = NS_W^P\left((\theta_1)_{\tilde{x},\tilde{y}}^{\Gamma_w}\right)$. **Доведення** на основі тверджень 1, 2, 3.

Таким чином, підсумовуючи сказане, ми можемо ввести наступне означення.

Означення 2 (NS^P – система обмежень). Означимо $NS^P = \left\{NS_W^P\right\}_{W \in r_f(W_1)}$, де $NS_W^P = \left\{NS_W^P(c) \middle| c \in \Gamma_W\right\}$. Оператори $*^{NS_W^P}$, $\Delta^{NS_W^P}$ над NS_W^P є звуженими версіями відповідних операторів над NS_W. Діагональні елементи для NS_W^P є також і діагональними елементами для NS_W. Оскільки NS_W^P є відображенням «один-до-одного» і також відображенням "на" з Γ_W у

NS_W^P і для кожного $\{c_1, c_2\} \subseteq \Gamma_W$ ми маємо $c_1 \le c_2$ тоді і тільки тоді, коли $NS_W^P(c_1) \subseteq NS_W^P(c_2)$, ми можемо зробити висновок про те, що NS_W^P із введеною операцією часткового впорядкування $\subseteq$ є ізоморфним до Γ_W. Таким чином, ми можемо розглядати NS^P як альтернативне представлення для Γ, і більше того, ми знаємо, що відповідні операції співпадають (Твердження 4). Тому основним результатом, щодо використання NS^P є те, що він дозволяє представляти екзистенційне обмеження Гербранда як низспаднозамкнуту множину підстановок, тобто множиною розв'язків.

Введені в даній роботі означення є обгрунтованими, оскільки при їх побудові ми не виходили за рамки процедури обчислення обгрунтованих семантик, прийнятих в теорії абстрактного логічного програмування і стабільних семантик для абстрактних логічних програм.

3. Висновки

У даній статті виконано аналіз властивостей низспадної замкнутості для модифікаційних предикатних запитів, в результаті чого розроблено домен NS, що описується обмеженнями, які є низспадно замкнутими множинами підстановок, і підмножина $NS^P \subseteq NS$, яка є ізоморфною до простору Гербранда Γ. На NS^P введено оптимальні відповідники операторів над Γ, що дозволяє представляти екзистенційні обмеження Гербранда як низспадно замкнуті множини підстановок.

Подальші дослідження даного напряму будуть зосереджені на виконанні абстрагування домену NS в домен трансфінітних формул побудови предикатних запитів та їх модифікації.

ЛІТЕРАТУРА:

1. *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. – 2003. Серія: Математичне моделювання. – Том 8. – № 4. –2003. – С. 113–119.
2. *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.
3. *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
4. *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.
5. *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.
6. *Cortesi A.,File G.,Winsborough W.* Optimal Groundness Analysis Using Propositional Logic. Journal of Logic Programming, 27(2). –1996. –P. 137–167
7. *Gallagher J.,Boulanger D.* Practical Model-based Static Analysis for Definite Logic Programs. In John Lloyd, editor, Proc. Of the 1995 International Symposium on Logic Programming. –The MIT Press, 1995. – P. 351–365.
8. *Codish M. , Lagoon V. and Bueno F.* An Algebraic Approach to Sharing Analysis of Logic Programs. Journal of Logic Programming, 42(2), February 2000.
9. *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.
10. *Comini M. and Meo M. C.* Compositionality Properties of SLD-derivations. Theoretical Computer Science, 211(1–2): 1999. – P. 275–309.
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. *Lunjin Lu.* A Polymorphic Type Analysis in Logic Programs by Abstract Interpretation. Journal of Logic Programming, 36(1): 1998. – P. 1–54.

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.: 8-034-22- 4-21-27 (звичайний телефон)

E-Mail: sheketa@mail.ru

Подано 02.02.2004