ІНФОРМАЦІЙНІ ТЕХНОЛОГІЇ ТА КОМП'ЮТЕРНА ТЕХНІКА

УДК 681. 3:622. 276

В. І. Шекета, к. т. н., доц.

ДОСЛІДЖЕННЯ КАТЕГОРІЙНОЇ МОДЕЛІ МОДИФІКАЦІЙНИХ ПРЕДИКАТНИХ ЗАПИТІВ

Запропоновано категорійну модель модифікаційних предикатних запитів на основі денотаційної семантики в рамках теорій фіксованих значень і виконано дослідження її властивостей шляхом введення поняття категорійної дедукції та її обчислювальних відповідей. В результаті виконано побудову індексованої категорії, що є універсумом всіх можливих станів бази знань інформаційної інтелектуальної системи, до яких може привести виконання модифікаційного запиту. Для кожного стану відповідний шар являє множину дедукцій, які можуть бути виконані та функторні інтерпретації, що відображають одержані синтаксичні і семантичні категорії через використання модифікаційних уніфікаторів і редукційних пар стрілок.

Категорійні підходи до логічного програмування з'явилися разом із категорійним підходом до процедури уніфікації [1…9]. Основним результатом стало введення категорійної формалізації для синтаксису логіки тверджень Горна, і її розширення на основі семантики теоретичних топосів. У [10], розвиваючи деякі базові ідеї, сформульовані в [11], виконано категорійний аналіз логічних програм і виконано побудову відповідних моделей на основі використання індексованих моноїдних категорій.

Всі ці підходи зосереджені на побудові суто теоретико-операційних моделей. В той же час мало уваги приділяється застосуванню денотаційних семантик до побудови операторів на зразок оператора безпосереднього слідування, який є суто важливим із точки зору побудови логічних програм і дослідження їх семантик [12]. Більшість досліджень семантик логічних програм зосереджено на побудові формальних конструкцій на основі теорії фіксованих значень. Тому, саме з цих причин доцільним є подальше дослідження застосувань категорійного апарату, який включає в себе семантики на основі фіксованих значень. Першою роботою даного напрямку була робота [13] в якій введено поняття категоріального синтаксису над множиною скінчених категорій. Це послужило вихідним пунктом для введення як поняття категорійної дедукції, так і денотаційних семантик, що є відповідниками семантик коректних рішень для логічних Горн-програм. Такі семантики можуть бути обчислені на основі конструкцій для фіксованих значень, що не виходить за рамки категоріальної дедукції. Однією із переваг такого підходу є те, що категорія термів не обов'язково повинна збігатися з відповідною алгебраїчною категорією для заданої множини функціональних символів.

Всі рішення в нафтогазовій предметній області приймаються на основі аналізу висновків експертів, спеціалістів з великим досвідом роботи. В роботі [14] база знань інформаційної системи розглядається як набір інформаційних сутностей атомарних предикатів з деякого скінченого інформаційного простору $\Re$. Всі зміни, що відбуваються в базі знань, розглядаються, як наслідок модифікаційних предикатних запитів Q_m. Основою самих запитів є набір модифікаційних предикатних правил

$$Q_M \longleftrightarrow (K_B)^{<<} \left\| \begin{matrix} K_{B-}(o) \\ K_{B+}(o) \end{matrix} \right. \; <<,$$

де $o, o_n, p_n \in \Re$. $K_{B+}(o)$ означає, що атомарний предикат o повинен бути включений в базу знань K_B, K_{B-} означає, що o повинен бути виключений з бази знань; $(K_B)^{<<}$ — означає модифікацію бази знань на рівні логічної зв'язаності предикатних правил, як наслідок виконання операцій додавання і вилучення правил; $<<$ — дескриптор модифікації, який розглядається, як категорійна стрілка. **Недослідженим** залишається питання категорійної інтерпретації самих модифікаційних предикатних запитів.

Дана проблема є актуальною, оскільки виконання категорійної інтерпретації процедури модифікації предикатних запитів в формі категорійної дедукції дозволяє одержати підсумкові обчислювані відповіді, що не виходять за рамки семантик коректних рішень для звичайних логічних програм.

Таким чином, **метою даної статті** є введення формально-логічного апарату для **підвищення ефективності** виконання та модифікації предикатних запитів з баз даних і баз знань нафтогазової предметної області **за рахунок** побудови їх категорійної моделі **на основі** денотаційної семантики в рамках теорій фіксованих значень **шляхом** розгортання категорійної дедукції.

Для заданої скінченої категорії добутків термів K, ми знаємо, що моностріли можна розглядати, як предикати. Припустимо, що ми хочемо побудувати модифікаційний предикатний запит, використовуючи множину предикатів $X_1, \ldots, X_k$ типів $\theta_1, \ldots, \theta_k$.

Категорійну дедукцію будемо розглядати як дедукцію в транзитивній системі $\sim>$. Категорійним спрощенням будемо вважати категорійну дедукцію, що закінчується порожньою ціллю. Для заданої дедукції $kd = Z_1 \overset{\sigma_1, t_1}{-} \sim> \ldots \overset{\sigma_k, t_k}{-} \sim> Z_k$, обчислюваний розв'язок для kd означимо через композицію $\sigma_k; \ldots; \sigma_1$.

Інтерпретацією в даному випадку буде функтор, що зберігає скінченні добутки $[F]: K[X_1, \ldots, X_k] >> S\ell t^{K^{\varnothing}}$, що розширює Y-вбудування (тобто таке, що $[\theta] = H(F, \theta)$ для кожного $\theta \in O_k$) і виконує прив'язку підоб'єкта $H(F, \theta_i)$ до X_i. Можна показати, що для заданої прив'язки підоб'єктів для X_i–х існує тільки одна інтерпретація, що розширює дану прив'язку. Більше того, множина таких інтерпретацій утворює повну структуру.

Тепер введемо оператор на множині інтерпретації R_Q, параметризація якого задана стосовно запиту Q

$$R_Q([F])(X_i) = \bigcup_{X_i(\iota) >> Ch \in Q} \mathrm{Im}_{[\iota]}([Ch]),$$

де $\mathrm{Im}_f(X)$ — є образом моностріли X вздовж стрілки f.

Тому замість розгляду цілей, як моностріл в категорії K, ми використаємо індексовану категорію над K. Об'єкт на шарі $\theta \in O_K$ буде категорійним відповідником цілі типу θ. Тобто, ми не виходитемо за рамки стандартної категорійної інтерпретації логіки першого порядку.

***Означення* 1. (*Категорійна стратегія*)** $\wedge\Pi$ — категорійною стратегією будемо вважати індексовану категорію Ξ_1 над базовою категорією K. Для кожного $\theta \in O_k$, об'єкти і стрілки в $\Xi_1\theta$ будемо називати формулами і доведеннями (абстрактного типу *θ*) відповідно. Будемо використовувати термін ціль, як синонім до формули. Для заданої цілі Z абстрактного типу θ і $f : r >> \theta$ в K і $f : Z = Z(f)$ є ініціалізацією для Z.

Будемо записувати $Z : \theta$ і $f : \theta$, як скорочені позначення для $Z \in O_{Q_\theta}$ і $f \in M_{r_{Q_\theta}}$. Для заданої $\wedge\Pi$ категорійної стратегії, твердженням (абстрактного типу θ) є об'єкт tr із відповідною парою (Ch, Zh) цілей абстрактного типу θ. Позначимо даний факт як $Zh \overset{tr}{>>} Ch$.

***Означення* 2. (*Модифікаційний запит*)** Модифікаційним запитом будемо вважати пару (Q, Ξ_1), де Ξ_1 є $\wedge\Pi$ — категорійною стратегією, і Q – є множиною тверджень. Будемо говорити, що Q є запитом над Ξ_1.

Модифікаційний запит можна розглядати також як індексовану категорію Q над O_k, таку, що $Q(\theta)$ є категорією об'єктів абстрактного типу θ стрілок $tr : Zh >> Ch$ тверджень типу θ.

Основна ідея, що лежить в основі пропонованого підходу полягає в тому, що базова категорія є універсумом всіх можливих станів, до яких може привести виконання модифікаційного запиту. Для кожного стану, відповідний шар представляє множину дедукцій, які можуть бути виконані.

Твердження модифікаційного запиту в даному випадку є новими дедукціями, які ми можемо розглядати в доповнення до доведень, що містяться в шарах індексованої категорії.

Нехай задано сигнатуру першого порядку M_{F_1}, утворену із множини F функціональних символів і множин Π —предикатних символів відповідної розмірності. Побудуємо категорію $T_{M_{F_1}}$, як алгебраїчну категорію на основі F. Об'єктами $T_{M_{F_1}}$ є натуральні числа, стрілками із k до l є l-кортежі із термів, побудовані на основі множини змінних $\{w_1,\ldots,w_k\}$.

$$O_{T_{M_{F_1}}}=N,\ T_{M_{F_1}}(k,l)=S_{M_{F_1}}\left(\{w_1,\ldots,w_k\}\right)^l.$$

Тепер виконаємо побудову синтаксичної категорії $\Xi^1_{M_{F_1}}$ над Т заданої таким чином:

1. Для кожного $k\in N$, $\Xi^1_{M_{F_1}}(k)$ є дискретною категорією атомарних цілей, утвореною із змінних $w_1,\ldots,w_k$.

2. Для $\iota=<\iota_1,\ldots,\iota_l>|\,k>>l$, $\Xi^1_{M_{F_1}}(\iota)$ є функтором, що задає відображення атомарної цілі Z в $Z[w_1/\iota_1,\ldots,w_l/\iota_l]$.

Припустимо тепер, що K є категорією скінченних добутків. Ми можемо розглядати K як зв'язану модель відповідної сигнатури, що описується багатьма абстрактними типами. Ми можемо побудувати синтаксичну стратегію для модифікаційних предикатних запитів, де терми будуть елементами підсумкової категорії. Нехай Π – сигнатура предикатів над K, тобто фактично, множина предикатних символів відповідного типу в O_K. Будемо записувати $\pi:\theta$ якщо π є предикатним символом типу θ. Тоді ми можемо оголосити індексовану категорію Ξ^1_Π над K таку, що:

1. $\Xi^1_\Pi(\theta)$ дискретна категорія, об'єктами якої є пари $<\pi,f>$ такі, що $\pi:r\in\prod$ і $f:\theta>>r$ є стрілкою в K. Будемо записувати $\pi(f)$ замість $<\pi,f>$.

2. $\Xi^2_\Pi(\theta)$, де $F:r>>\theta$ є функтором, що задає відображення $\pi(\iota)\in O_{\Xi^1_\Pi(\theta)}$ в $O(f,\iota)$.

Зазначимо, якщо K є незв'язаною алгебраїчною категорією для сигнатури M_{F_1} на множині предикатних символів, то Ξ^1_Π і $\Xi^1_{M_{F_1}}$ є ізоморфними.

Припустимо тепер, що ми маємо два предикатних символи π і $\pi\rho$ типу $r\times r$, і ми хочемо додати до синтаксичної категорійної стратегії властивість того, що $\pi\rho$ є симетрично замкнутим для π. Тоді ми довільним чином виконаємо приєднання до Ξ^1_Π двох стрілок в шарі $r\times r$

$$a_1:\pi>>\pi\rho;\ a_2:\pi>>\pi\rho(<p_2,p_1>).$$

Одержимо нову категорійну стратегією $\Xi^{\pi\rho}_\theta$.

Функтори $\wedge\prod$-категорійної стратегії будемо розглядати, як інтерпретації. Якщо $[F]=(F,\iota)$ є інтерпретацією із Ξ_1 в Ξ_2, тоді будемо позначати $F(x)$ через $[X]$ для кожного об'єкту або стрілки x в K. Більш того, для кожної цілі або доведення X в шарі θ ми позначимо $\iota_\theta(x)$ як $[X]_\theta$.

Означення 3. **(*Модель модифікаційного предикатного запиту*).** Для заданого запиту Q над категорійною стратегією Ξ_1 моделлю Q буде пара $([F],\nu)$, де $[F]:\Xi_1>>\Xi_2$ є інтерпретацією, і ν є функцією, що виконує відображення твердження $Zh\overset{tr}{<<}Ch\in Q$ в стрілку $[Zh]\overset{\nu(tr)}{<<}[Ch]$.

Якщо ми розглянемо запит як індексовану категорію, то тоді ν є функтором із Q в $\mathrm{T}(\Xi_2)$, де $\mathrm{T}:IKt>>IKt$ є функтором, який задає відображення індексованої категорії над K в індексовану категорію над O_K, опускаючи всі стрілки в базовій категорії. Формально кажучи, якщо $\Xi_2:K>>Kt$, то ми маємо, що $\mathrm{T}(\Xi_2):O_K>>Kt$ таке, що $\mathrm{T}(\Xi_2)(\theta)=\Xi_2(\theta)$.

В наступних дослідженнях, модель $Md = ([F], \nu)$ буде нами використовуватися, як синонім для її складових частин. Тобто, $Md(tr)$ буде означати власне теж саме, що і $\nu(tr)$, а $Md_\theta(Z)$ те саме, що і $[Z]_\theta$. Більше того, ми будемо розглядати композицію моделі Md із інтерпретацією I, як нову модель модифікаційного предикатного запиту $([F]; I, \nu; I)$.

В загальному випадку модель $Md : \Xi_1 >> \Xi_2$ для запиту Q будемо розглядати, як один із видів цілензалежних семантик для Q. Для заданої цілі Z абстрактного типу θ, відповідні семантики можна розглядати як клас стрілок, напрямлених на $Md_\theta(Z)$ в Ξ_2.

Розглянемо тепер $\wedge\prod$-категорійну стратегію $\Xi^1_{M_F}$, запит Q і індексовану категорію Ξ_2 над $T_{M_{F_1}}$ таку, що:

1. $\Xi_2(k) = r_f\left(S_{M_{F_1}}(\varnothing)^k\right)$, що є впорядкованою множиною, яка розглядається як категорія.

2. $\Xi_2(\iota)(X) = \left\{ < \iota'_1, \ldots, \iota'_k > \middle| \iota\left[w_1 / \iota'_1, \ldots, w_k / \iota'_k \right] \in X \right\}$. Іншими словами, переіндексований функтор дає нам факторизацію всіх кортежів термів X через ι.

Інтерпретація $[F]$ задає відображення атомарної цілі в $\Xi^1_\theta(k)$, тобто атомарної цілі із k вільних змінних в множину k-кортежів базових термів. Зокрема, якщо ми оголосимо $[V]_\theta$ як множину частково коректних базових відповідей для V в запиті Q, тоді можна виконати розширення $[F]$ моделі, виконуючи відображення твердження $V_1 \overset{tr}{<<} V_2$ у відображення включення $[V_1] \subseteq [V_2]$. Можливо також виконати узагальнення введеної інтерпретації для роботи із абстрактною синтаксичною категорійною стратегією такою, як Ξ^1_Π.

Розглянемо $\wedge\prod$-категорійну стратегію Ξ^1_Π і індексовану категорію Ξ^2 над K, таку, що:

1) для кожного $\theta \in O_k$, $\Xi^2(\theta) = r_f(H(1, K))$, яка є впорядкованою множиною, що розглядається, як категорія;

2) для кожного $f \in H_K(\theta, r)$, $\Xi^2(f)(X) = \{ S \in H(1, \theta) |; f \in X \}$.

Інтерпретація $[F]$ задає відображення атомарної цілі типу θ на множину стрілок із граничного об'єкта для K в Q. Ці стрілки фактично є категорійними відповідниками базових термів.

Додаткові моделі можна одержати на основі інтерпретацій, що задають відображення кожної цілі Z типу θ в $H(1,\theta)$ або в $\varnothing$. Твердження і стрілки відображатимуться в елементи ідентифікації. Якщо ми будемо розглядати $H(1,\theta)$ як істинне значення, і $\varnothing$, як хибне, то це відповідатиме інтерпретаціям, де всі елементи є істинними, або хибними.

Коли семантична стратегія є дискретною, то процедура інтерпретації із Ξ^1 в Ξ^2 може відображати кожен об'єкт із Ξ^1 в деякий об'єкт в Ξ^2, за умови, що таке відображення є обґрунтованим по відношенню до операції переіндексації. Хоча, в загальному випадку, може виникнути потреба в накладанні додаткових обмежень на процедуру відображення.

Розглянемо тепер $\wedge\prod$-категорійну стратегію Ξ^2. Інтерпретація $[F]$ із Ξ^1 в Ξ^2 зводиться до відображення стрілок S_1 і S_2 на множину стрілок в Ξ^2. Це, в свою чергу, означає, що $[\pi\rho] \supseteq [\pi]$ і $[\pi\rho] \supseteq [\pi(< p_1, p_2 >)]$, тобто фактично $[\pi\rho] \supseteq [\pi]; < p_1, p_2 >$. Іншими словами, інтерпретація для $[\pi\rho]$ повинна містити як інтерпретацію для π так і для семантичного компонента.

Одним із можливих способів отримання моделі модифікаційного предикатного запиту Q в Ξ^1 є вільне приєднання тверджень Q до відповідних шарів індексованої категорії Ξ^1. В результаті отримаємо формальну модель для Q.

***Означення* 4.** (*Формальна модель модифікаційного запиту*). Для заданого модифікаційного предикатного запиту Q над Ξ^1 будемо вважати формальною моделлю, якщо вона існує, модель $Md : \Xi^1 >> \Xi^2$ таку, що для кожної іншої моделі Md' для Q існує унікальна інтерпретація I така, що $Md' = (Md; I)$.

Легко довести, що якщо Md і Md' — дві формальні моделі для запиту Q і дві різні $\wedge\prod$-категорійні стратегії Ξ^3 і Ξ^4, то тоді Ξ^3 і Ξ^4 є ізоморфними.

Нехай тепер для заданої цілі Z типу θ в модифікаційному запиті $\left(Q, \Xi^1\right)$ ми прагнемо виконати дедукцію Z, використовуючи як стрілки розміщені в шарах Ξ^1, так і твердження самого запиту. Тобто, якщо $x : Z << Ch$ є твердженням або стрілкою в Ξ^1, то, власне, потрібно виконати дедукцію із Z до Ch. Таким чином, єдині модифікації, які ми можемо безпосередньо застосовувати до Z задаються правилами (стрілками або твердженнями) типу θ. Можливим є виконання модифікації через використання твердження tr іншого типу r, такого, що Z і заголовок твердження tr стають рівними відразу після виконання їх переіндексації в шарі γ.

***Означення* 5.** (*Модифікаційний уніфікатор*). Для двох заданих цілей $Z_1 : \theta_1$ і $Z_2 : \theta_2$ в $\wedge\prod$-категорійній стратегії Ξ^1, модифікаційним уніфікатором для них будемо вважати з'єднувач $< \iota_1, \iota_2 >$ стрілок базової категорії, таких, що

$$\iota_1 : \gamma >> \theta_1,\ \iota_2 : \gamma >> \theta_2 \text{ та } \iota_{\tilde{1}} Z_1 = \iota_{\tilde{2}} Z_2 .$$

Модифікаційні уніфікатори для пари цілей утворюватимуть категорію UM_{Z_1,Z_2}, де стрілки із $< \iota_1, \iota_2 >$ до $< S_1, S_2 >$ задаються на основі загального означення стрілок між з'єднувачами, тобто морфізмом $f : M_{dom}(\iota_1) >> M_{dom}(S_1)$, таким, що $f; S_1 = \iota_1$, і $f; S_2 = \iota_2$.

***Означення* 6.** Найзагальнішим уніфікатором U_{mg} для цілей $Z_1 : \theta_1$ і $Z_2 : \theta_2$ в $\wedge\prod$-категорійній стратегії Ξ^1 будемо вважати максимальний елемент в UM_{Z_1,Z_2}.

Тепер розглянемо індексовану категорію $\Xi^1_{M_{F_1}}$. Для заданих цілей $\pi_1(\iota_1) : \theta_1$; $\pi_2(\iota_2) : \theta_2$, модифікаційним уніфікатором є пара стрілок $S_1 : \gamma >> \theta_1$ і $S_2 : \gamma >> \theta_2$. Проте, не має уніфікатора між цілями $\pi_1(\iota_1)$ і $\pi_2(\iota_2)$ у випадку коли $\pi_1 \neq \pi_2$.

Можна виконати редукцію цілі $Z : \theta$ із стрілкою $f : Zh << Ch$ в шарі r, якщо існує стрілка $S : r >> \theta$ така, що $\tilde{S} Z = Zh$. Будемо називати пару $< S, f >$ із такими властивостями редукційною парою. Всі редукційні пари утворюють категорію, таку, що $\iota \in M_{r_K}$ є стрілкою із $< S_1, f_1 >$ в $< S_2, f_2 >$ якщо $S_1 = \iota$; S_2 і $\tilde{\iota} f_2 = f_1$. Найзагальнішою редукційною парою будемо вважати максимальну редукційну пару.

***Означення* 7.** (*Категорійна дедукція*). Для заданого запиту $\left(Q, \Xi^1\right)$, ми означимо транзитивну систему із мітками $\left(U_{\theta \in O_K} O_{\Xi^1\theta}, \sim> f\right)$, де об'єктами будуть:

1) твердження зворотного ланцюга $Z^{<S,\iota,tr>} >> \iota\ \tilde{}\, Ch$, якщо tr є твердженням типу $Zh \overset{tr}{<<} Ch$ і $< S, \iota >$ є уніфікатором для Z і Zh (тобто, що $\tilde{S} Z = \iota\ \tilde{}\, Zh$);

2) стрілки зворотного ланцюга $Z^{<S,f>} >> Ch$ якщо Z є ціллю в шарі θ, і $f : Zh << Ch$ є стрілкою в шарі r і $< S, f >$ є редукційною парою для Z.

Категорійною дедукцією будемо вважати дедукцію в даній транзитивній системі.

Якщо ми обмежимо кроки дедукції суто до виконання найзагальніших уніфікаторів і найзагальніших редукційних пар, то ми одержимо нову транзитивну систему $\left(U_{\theta \in O_K} O_{\Xi^1\theta}, \sim> f_2\right)$ і відповідне поняття найзагальнішої категорійної дедукції.

Для заданої послідовності цілей $Z_0,\ldots,Z_i$ і послідовності міток $m_0,\ldots,m_{i-1}$, де $i \ge 0$, таких, що

$$Z_0{}^{m_0} \sim> Z_1 \ldots Z_{i-1}{}^{m_{i-1}} \sim> Z_i$$

введемо категорійну дедукцію $Z \overset{C}{-\sim>} {}^*Z_i$, де $C = m_0 \ldots m_{i-1}$ є рядком отриманим в результаті конкатенації всіх міток. Позначимо через $\varnothing_z$ порожню дедукцію, що стартує із цілі Z.

***Означення* 8.** Для заданої категорійної дедукції C, обчислюваною відповіддю для C будемо вважати (і відповідно позначати $Vd(C)$) деяку стрілку в *K*, означену таким чином:

$$Vd(\varnothing_z) = id_0, \text{ якщо } Z: \theta \to Vd(<s, f>, C) = Vd(C);\ S \to Vd(<s, \iota>, C) = Vd(C);\ S.$$

Найзагальнішими обчислюваними відповідями будемо вважати ті, що відповідають найзагальнішій категорійній дедукції.

***Приклад* 1.** Припустимо, нам потрібно побудувати категорійну стратегію модифікації предикатних запитів в інтелектуальній системі на основі баз даних і знань нафтогазової предметної області, виходячи із чотирьох характеристик нафтогазоносної породи:

{пористість, насиченість, проникність, коефіцієнт_опору}.

Причому, виходячи із досвіду експертів з опрацювання даних характеристик породи, ми будемо мати справу із певним набором обмежень на можливу стратегію побудови категорійної дедукції. А саме:

1. Характеристики «пористості» і «насиченості» є найпродуктивнішими для виконання процедури категорійної дедукції, тому одна із них повинна обов'язково бути присутньою у вихідній базі знань K_B^1.

2. Використання характеристики «проникність» є неефективним без одночасного опрацювання характеристики «коефіцієнт_опору». Це так звані парні характеристики, і якщо в K_B^1 не буде включено характеристику «коефіцієнт_опору», то не потрібно включати і характеристику «проникність».

3. Спільне використання характеристик «коефіцієнт_опору» і «проникність» не є ефективним, оскільки вони мають різну фізичну природу і методики їх вимірювання базуються на різних принципах.

4. Неефективним є також спільне використання характеристик «насиченість», «коефіцієнт_опору».

Згідно з переліком обмежень, накладених на категорійну стратегію, як початковий склад бази знань приймемо $K_B^1 = \{\text{пористість, проникність}\}$.

Ми прагнемо сформувати базу знань K_B^2, яка би задовольняла всі чотири накладені обмеження. Побудуємо модифікаційний предикатний запит Q_M:

$$\begin{aligned}
&\{K_{B+}(\text{насиченість}) << K_{B-}(\text{пористість}), K_{B+}(\text{пористість}) << \\
&<< K_{B-}(\text{насиченість}), K_{B+}(\text{коефіцієнт_опору}) << \\
&<< K_{B+}(\text{проникність}), K_{B-}(\text{проникність}) << \\
&<< K_{B-}(\text{коефіцієнт_опору}), K_{B-}(\text{пористість}) << \\
&<< K_{B+}(\text{коефіцієнт_опору}), K_{B-}(\text{коефіцієнт_опору}) << \\
&<< K_{B+}(\text{насиченість})\}.
\end{aligned}$$

Покажемо, що $K_{B_2} = \{\textit{пористість}\}$ є Q_M-модифікацією (обчислюваною відповіддю) для K_{B_1}. Виходимо з того, що інформаційний простір

$$O = \{\text{пористість, насиченість, проникність, коефіцієнт\_опору}\}.$$

Тоді

$$O\left(K_{B_1}, K_{B_2}\right) = \left\{K_{B+}(\text{пористість}), K_{B-}(\text{насиченість}), K_{B-}(\text{коефіцієнт\_опору})\right\}.$$

$$Q_M^{K_{B_1}, K_{B_2}} = \{K_{B+}(\text{насиченість}) << K_{B-}(\text{пористість}), K_{B+}(\text{пористість}) <<$$
$$<< K_{B+}(\text{коефіцієнт\_опору}) << K_{B+}(\text{проникність}), K_{B-}(\text{проникність}) <<$$
$$<< K_{B-}(\text{пористість}) << K_{B+}(\text{коефіцієнт\_опору}), K_{B-}(\text{коефіцієнт\_опору}) <<$$
$$<< K_{B+}(\text{насиченість})\}.$$

Звідки

$$\lambda_{nm}(Q_M^{K_{B_1}, K_{B_2}}) = \left\{K_{B+}(\text{пористість}), K_{B-}(\text{проникність})\right\}.$$

Збережена властивість когерентності [15]

$$K_{B_2} = K_{B_1} \circ \lambda_{nm}(Q_M^{K_{B_1}, K_{B_2}}).$$

Таким чином ми показали, що K_{B_2} є Q_M -модифікацією (обчислювана відповідь) для K_{B_1}.

Висновки та перспективи подальших досліджень

В даній статті запропоновано категоріальну модель модифікаційних предикатних запитів на основі денотаційної семантики в рамках теорій фіксованих значень і виконано дослідження її властивостей шляхом введення поняття категоріальної дедукції та її обчислювальних відповідей. В результаті виконано побудову індексованої категорії, що представляє собою універсум всіх можливих станів, до яких може привести виконання модифікаційного запиту. Для кожного стану, відповідний шар представляє множину дедукцій, які можуть бути виконані і функторні інтерпретації, що відображають одержані синтаксичні і семантичні категорії через використання модифікаційних уніфікаторів і редукційних пар стрілок.

Подальші дослідження даного напряму будуть зосереджені на розширенні одержаної формальної моделі модифікаційних предикатних запитів та побудови її коректних імплементацій.

СПИСОК ЛІТЕРАТУРИ

1. Burhans D., Shapiro S. Expanding the notion of answer in rule-based systems / Technical Report 99- 07 // Department of Computer Science and Engineering, SUNY Buffalo.— November, 1999. — 155 p.

2. Comini M., Levi G., Meo M., Vitiello G. Abstract diagnosis // Journal of Logic Programming. — 1999. — № 39 (1— 3). — P. 43— 93.

3. Comini M., Meo M. Compositionality properties of SLD-derivations // Theoretical Computer Science.— 1999. — № 211(1&2). — P. 275—309.

4. Cousot P., Cousot R. Temporal abstract interpretation // In Conference Record of the 27 Annual ACM SIGPLAN-SIGACT Symposium on Principles of Programming Languages. — Boston, USA. — January 2000. — ACM Press, New York, NY. — P. 12—25

5. Gabbrielli M., Levi G., Meo M. Resultants semantics for PROLOG // Journal of Logic and Computation. — № 6(4). — 1996. — P. 491—521.

6. Jacobs B. Categorical Logic and Type Theory // Studies in Logic and the Foundations of Mathematics. — North Holland, Elsevier. — 1999. — 325 p.

7. Lipton J., McGrail R. Encapsulating data in logic programming via categorical constraints. / In Palamidessi C., Glaser H., Meinke K. Editors // Principles of Declarative Programming. — Volume 1490 of Lecture Notes in Computer Science. — Springer Verlag, Berlin. — 1998. — P. 391—410.

8. Maleusieux F., Ridoux O., Boizumault P. Abstract compilation of Prolog / In Jaar J. Editor // Joint International Conference and Symposium on Logic Programming. — Manchester, United Kingdom. — June 1998. — MIT Press. — P. 130 — 144.

9. Power J., Robinson E. Premonoidal categories and notions of computation // Mathematical Structures in Computer Science. — № 7(5). — October 1997.— P. 453—468.

10. Corradini A., Asperti A. A categorical model for logic programs: Indexed monoidal categories. / In Proceedings REX Workshop '92 // Springer Lectures Notes in Computer Science. — 1992. — P. 5—36.

11. Corradini A., Montanari U. An algebraic semantics for structured transition systems and its application to logic programs. // Theoretical Computer Science. — 1992, August. — № 103(1). — P. 51—106.

12. Barbuti R., Giacobazzi R., Levi G. A General Framework for Semantics-based Bottom-up Abstract Interpretation of Logic Programs // ACM Transactions on Programming Languages and Systems. — 1993. — № 15(1). — P. 133—181.

13. Finkelstein S., Freyd P., Lipton J. Logic programming in tau categories. // In Computer Science Logic '94, volume 933 of Lecture Notes in Computer Science. — Springer Verlag, Berlin. — 1995. — P. 249 — 263.

14. 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.

15. Шекета В. І. Використання необхідної модифікації, як інструменту трансформації баз знань нафтогазової предметної області // Наукові праці Донецького національного технічного університету. Випуск 70. Серія: «Інформатика, кібернетика та обчислювальна техніка» — Донецьк: ДонНТУ, 2003. — С. 39—46.

Рекомендована кафедрою інформаційного менеджменту

Надійшла до редакції 6.10.04
Рекомендована до друку 2.03.05

Шекета Василь Іванович — доцент кафедри програмного забезпечення.
Національний технічний університет нафти і газу, м. Івано-Франківськ