УДК 681. 3:622. 276

В.І. Шекета

ПОБУДОВА МОДЕЛІ МОДИФІКАЦІЙНИХ ПРЕДИКАТНИХ ЗАПИТІВ НА ОСНОВІ СИНТАКСИЧНОЇ КАТЕГОРІЙНОЇ СТРАТЕГІЇ

Категорійні підходи до логічного програмування з'явилися разом із категорійним підходом до процедури уніфікації [1...9]. Основним результатом стало введення категоріальної формалізації для синтаксису логіки тверджень Хорна, і її розширення на основі семантики теоретичних топосів. В [10] розвиваючи деякі базові ідеї, сформульовані в [11], виконано категоріальний аналіз логічних програм і 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 було введено поняття категоріального синтаксису над множиною скінченних категорій. Це послужило вихідним пунктом для введення як поняття категорійної дедукції, так і денотаційних семантик, що є відповідниками семантик коректних рішень для логічних Хорн – програм. Такі семантики можуть бути обчислені на основі конструкцій для фіксованих значень, що не виходять за рамки категоріальної дедукції. Однією із переваг такого підходу є те, що категорія термів не обов'язково повинна співпадати 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 скінченного інформаційного простору B. Всі зміни, що відбуваються в базі знань, розглядаються , як наслідок модифікаційних предикатних запитів Q_m. Основою самих запитів є набір модифікаційних предикатних правил:

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

де $o, o_n, p_n \in \Re$. $K_{B+}(o)$ означає, що атомарний предикат o має бути включений у базу знань K_B, K_{B-} означає, що o має 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.

Таким чином, метою даної статті є введення і дослідження категорійної моделі модифікаційних предикатних запитів на основі синтаксичної категорійної стратегії.

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

Основна ідея, яку ми прагнемо досягнути в даному дослідженні, є побудова синтаксичної категорії, в якій значення предикатів $X_1, \ldots X_k$ є явно заданими, і побудова інтерпретації (функтора), що відображає одержану синтаксичну і семантичну категорію предикатних запитів способом, який є сумісним із твердженнями, що утворюють сам запит. Коли ми говоримо про явний спосіб задання значень предикатів X_i в синтаксичній категорії, то ми маємо на увазі, що для кожного терма $\ell : r >> \theta_i$ зворотний зсув X_i вздовж ℓ є відповідним підоб'єктом для r . Іншими словами, це буде означати, що $X_i(\ell)$ є істинним незалежно від набору тверджень, що утворюють предикатний запит. В даному випадку множина предикатів не вимагає введення систем обмежень, як і в класичних логічних Хорн – програмах.

В загальному випадку, якщо ми ідентифікуємо X_i підоб'єктом θ_i, то ми не можемо бути впевнені, що вищенаведена властивість задовольняється. Тому нам потрібно знайти спосіб вільного під'єднання підоб'єкта θ_i для кожного X_i таким чином, що всі його ініціалізації будуть існувати і уявлятимуть собою відповідні підоб'єкти заданого коректного типу. Ми отримаємо нову категорію, яку будемо позначати через $K[X_1, \ldots, X_k]$.

Тепер можна ввести поняття категорійної дедукції. Нехай ціль задано у вигляді послідовності атомарних цілей і твердження є парою, утвореною із цілі Ch і атомарної цілі (заголовка) $X_i(\ell)$. Використовуватимемо запис $X_i(\ell) >> Ch$. В першому наближенні будемо розглядати категорійну дедукцію як послідовність кроків в транзитивній системі із мітками. Позначатимемо даний факт через ~>. Таким чином, якщо Z_1 і Z_2 є цілями, φ — підстановкою і t — твердженням виду $X_\ell(\iota_1) >> Ch$, тоді

$$Z_1 \nu \overset{\varphi,\, t}{\sim>} Z_2,$$

де $Z_1 = X_{J_1}(\varsigma_1),\ \ldots,\ X_{J_k}(\varsigma_k),\ \ldots,\ X_{J_l}(\varsigma_l)$ для деякої стрілки

$$\varsigma : Y_1 >> \theta_k;$$

$$Z_2 = \sigma^{\tilde{}}\ X_{J_1}(\varsigma_1),\ \ldots,\ \varphi^{\tilde{}}\ Ch,\ \ldots,\ \sigma^{\tilde{}}\ X_{J_1}(\varsigma_\ell).$$

В даному випадку пара σ, φ є уніфікатором для ς і ς_1, і маємо пару стрілок замість одної, оскільки ми виконуємо уніфікацію стрілок із різних джерел (що відповідає операції попереднього переіменування термів).

Таким чином, категорійну дедукцію будемо розглядати як дедукцію в транзитивній системі ~>. 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

$$[F] : K[X_1,\ \ldots,\ X_k] >> S\ell t^{K^{\varnothing}}$$

та 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_l – их 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 по відношенню до 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 монострілки X вздовж стрілки f.

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

$\wedge\Pi$ *— 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 формула. Для заданої цілі Z абстрактного типу θ і $f : r >> \theta$ в K $f : Z = Z(f)$ 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 $Zh \overset{tr}{>>} Ch$.

Модифікаційним предикатним запитом будемо вважати пару $(Q,\ \Xi_1)$, 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 представляє універсум 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 $\{w_1,\ \ldots,\ w_k\}$.

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

Тепер виконаємо побудову синтаксичної категорії $\Xi^1_{M_{F_1}}$ (синтаксичної категорійної стратегії).

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 $Z[w_1/\iota_1, \ldots, w_l/\iota_l]$.

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 $\pi : r \in \Pi$ 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 $O(f, \iota)$.

Для заданого Q над категорійною стратегією Ξ_1 *моделлю модифікаційного предикатного запиту* 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 $\mathrm{T}(\Xi_2)(\theta) = \Xi_2(\theta)$.

Нехай ми маємо модифікаційний предикатний запит (Q, Ξ^1). Вище ми ввели поняття категорійної дедукції. Починаючи із інтерпретації $[F] : \Xi^1 \to \Xi^2$, нові версії оператора R_Q даватимуть в якості результату нову інтерпретацію $[F]' : \Xi^1 \to \Xi^2$, яка може бути розширена до рівня моделі Q і є більш ефективною за модель $([F], \nu)$.

Модифікаційний предикатний запит (Ξ^1, Q) будемо вважати *типізованим*, якщо існує множина $\{X_1 : \theta_1, \ldots, X_k : \theta_k\}$ абстрактних цілей із наступними властивостями:

1) Ξ^1 одержується із категорійної стратегії $\overline{\Xi^1}$ шляхом приєднання абстрактних цілей до відповідних шарів $\overline{\Xi^1}$;

2) немає тверджень, направлених на задоволення цілей в $\overline{\Xi^1}$.

Ініціалізацію абстрактної цілі будемо називати динамічною ціллю. Так, якщо $\iota : r >> \theta_i$, то будемо використовувати запис для $\iota^- X_i$ також і в формі $X_i(\iota)$. Метою введення динамічних цілей є виконання покрочної модифікації конструкцій для фіксованих значень, в той час, коли всі цілі в $\overline{\Xi^1}$ мають фіксоване значення. Для заданого $[F] : \Xi^1 \to \Xi^2$ інтерпретація усіх динамічних цілей залежить тільки від інтерпретації абстрактних цілей.

Нехай Q є модифікаційним предикатним запитом над синтаксичною категорійною стратегією Ξ^1_Π. Ми можемо позначити $\overline{\Xi^1} : K^{\varnothing} \to Kt$ таким чином, що:

1) для кожного $\theta \in O_K$, $\overline{\Xi^1}(\theta) = \varnothing$;

2) для кожного $\iota \in M_{r_K}$, $\overline{\Xi^1}(\iota) = id_{\varnothing}$.

Тобто Ξ^1_Π може бути одержана через приєднання до $\overline{Q}$ цілі $\pi(id_\theta)$ для кожного $\pi : \theta \in \Pi$. Те ж саме матиме місце і для $\Xi^1_{M_F}$.

Для того, щоб означити оператор визначення фіксованого значення із ефективними властивостями, нам потрібна більш комплексна категорійна структура в стратегії Ξ^2, ніж в Ξ^1. Для цього введемо поняття семантичної стратегії.

Семантичною категорійною стратегією Ξ^2 будемо вважати категорійну стратегію, де

1) шари містять ко-добутки і канонічні ко-границі для υ-ланцюгів;

2) кожний переіндексований функтор $\Xi^2\iota$ має лівий приєднаний елемент $\Delta_\iota^{\Xi^2}$ і зберігає канонічні ко-границі для υ-ланцюгів.

Домовимось опускати верхній індекс Ξ^2 із $\Delta_\iota^{\Xi^2}$, коли це є зрозумілим із контексту. Якщо ми працюємо тільки із скінченними запитами, то буде достатнім, щоб шари містили тільки скінченні ко-добутки.

Для заданої категорії скінченних добутків K розглянемо індексовану категорію Ξ^2. В даному випадку є можливим виконання трансформації Ξ^2 в семантичну категорійну стратегію, оскільки кожний шар є новою структурою, і тому він містить ко-добутки, задані через операцію перетину, і канонічні ко-добутки для υ-ланцюгів, задані через операцію об'єднання. Далі ми можемо оголосити $\Delta_f^{\Xi^2}$, де $f : r >> \theta$, як функцію, що задає відображення $X \subseteq H_K(1, r)$ в $\{\iota \circ f \mid \iota \in X\}$, яка є підмножиною для $H_K(1, \theta)$. Дана функція є монотонною і тому може бути перетворена в функтор тривіальним способом :

$-\Delta_\iota^{\Xi^2}$ є адитивним, і зберігає ко-границі;

$-\Delta_\iota^{\Xi^2}$ є лівим елементом приєднання для $\Xi^2(\iota)$, оскільки

$$\left(\Xi^2(\iota) \circ \Delta_\iota^{\Xi^2}\right)(X) = \left\{ f \in X \,\middle|\, \begin{matrix} f \quad \text{задає} \\ \text{факторизацію для } \iota \end{matrix} \right\} \subseteq X .$$

$$\left(\Delta_\iota^{\Xi^2} \circ \Xi^2(\iota)\right)(X) = \left\{ \Delta_{f2} \in X, f \circ \iota \circ f_2 \circ \iota \right\} \subseteq X .$$

В наступних дослідженнях ми будемо використовувати введену семантичну категорійну стратегію для побудови семантик фіксованих значень для модифікаційних предикатних запитів в Ξ^1_Π.

Нехай тепер маємо інтерпретацію $[F] = (F, \iota)$ із Ξ^1 в Ξ^2, де Ξ^2 є семантичною категорійною стратегією. Ми хочемо побудувати крок за кроком модифіковану інтерпретацію, яка також буде моделлю для Q. На першому кроці ми перейдемо від $[F]$ до $R_Q([F]) = (F, \iota')$, де

$$\ell'_{\theta_i}(X_i) = [X_i] \vee \bigcup_{X_i(\iota) << Ch \in Q} \Delta_{F\iota}[Ch]$$

$$\ell_\theta\ (X_i(\iota)) = \iota^{-1}\ \left(\ell'_{\theta_i}(X_i)\right),$$

при умові, що $\ell' = \ell$, що обмежує тільки $\overline{\Xi^1}$. В загальному випадку потрібно було би оголосити ℓ'

на множині стрілок, але оскільки між динамічними цілями ми розглядаємо тільки відношення ідентичності, то результат є суть очевидним.

Згідно з означенням $(F,\ \ell')$ є індексованим функтором. В той же час, якщо ми хочемо, щоб R_Q був функтором на множині інтерпретацій, то ми повинні спершу означити його поведінку на множині індексованих природніх перетворень. Якщо θ_1 є стрілкою між інтерпретаціями, то ми матимемо, що $R_Q(\theta_1) = \theta_1'$, де

$$(\theta_1)'_{\theta_i X_i} = (\theta_1)_{\theta_i,\, X_i} \vee \bigcup_{X_i(\iota:\, r >> \theta_i) << Ch \in Q} \Delta_{F\iota}(\theta_1)_{r,\, Ch}$$

$$(\theta_1)'_{\theta_i X_i(\iota)} = \iota^{-1} \left((\theta_1)'_{\theta_i,\, X_i} \right), (\theta_1)_{\theta_i Z} \ (\theta_1)_{\theta_i Z},$$

якщо $Z \in O_{\overline{\Xi^1}}$. Оскільки $\overline{\Xi^1}$ містить тільки нетривіальні стрілки і $(\theta_1)_\theta$ є природнім перетворенням для кожного θ, то те саме має місце і для $(\theta_1)'_\theta$.

Твердження 1. Інтерпретація $[F]$ для модифікаційного предикатного запиту Q може бути розширена до рівня моделі Q тоді і тільки тоді, коли вона може бути розширена до алгебри для R_Q.

Доведення. Припустимо, що $[F]$ може бути розширена до алгебри для R_Q, тобто існує стрілка $\tau : R_Q([F]) \to [F]$. Для заданого твердження $X_i(\iota) << Ch$ існує стрілка

$$[Ch] \xrightarrow{L} \iota^{-1} \ \Delta_{F\iota} \ [\ Ch] \xrightarrow{inj} \iota^{-1}$$
$$\left([X_i] \vee \bigcup_{X_i(S) << Z \in Q} \Delta_{F\iota}[Z] \right) =$$
$$= \iota^{-1} \ R_Q \ ([F])(X_i) = R_Q([F])...(X_i(\iota)) \xrightarrow{\tau_{X_i(\iota)}} [X_i(\iota)]$$

І навпаки, припустимо, що $([F],\ \nu)$ є моделлю для Q. Виконавши фіксацію абстрактної цілі X_i для кожного твердження $tr = X_i(\iota) << Ch$, ми матимемо стрілку

$$St_{tr} = \Delta_{F\iota} \ [\ Ch] \xrightarrow{\Delta_{F\iota}\ \nu(tr)} \Delta_{F\iota} \ [\ X_i(\iota)] \xrightarrow{L} [\ X_i]$$

Використовуючи властивості ко-добутків, ми можемо означити

$$\tau_{\theta_i,\, X_i} : R_Q([F]) \ (X_i) \xrightarrow{[id, \{St_{tr}\}_{tr}]} [\ X_i],$$

$$\tau_{\theta_i,\, X_i(\iota)} : \iota^{-1} \ \tau_{\theta_i,\, X_i} \text{ і } \tau_{\theta_i,\, Z} = id_Z,$$

якщо $Z \in O_{\overline{\Xi^1}}$, а це власне і є індексоване природнє перетворення $\tau : R_Q([F]) \to [F]$. Звідки маємо, що $([F],\ \tau)$ є алгеброю для R_Q.

Крім того, слід відзначити також, що в даному випадку існує канонічне перетворення η між $[F]$ і $R_Q([F])$, задане наступним чином:

$$\eta_{\theta_i,\, X_i} = [X_i]_{\theta_i} \xrightarrow{inj} R([F])_{\theta_i}(X_i),$$

$$\eta_{\theta_i,\, X_i(\iota)} = \iota^{-1}\left(\nu_{\eta_i,\, X_i}\right), \ \eta_{\theta_i,\, Z} = id_Z, \text{ якщо } Z \in O_{\overline{\Xi^1}}$$

де inj – є ін'єктивним відображенням. Це в свою чергу означає, що $([F],\ \eta)$ є ко-алгеброю для R_Q.

Твердження 2. Оператор безпосереднього слідування R_Q зберігає ко-границі для υ-ланцюгів в $IF_{n_F}(\Xi^1,\ \Xi^2)$.

Доведення. Нехай D – діаграма в підкатегорії $IF_{n_F}(\Xi^1,\ \Xi^2)$ індексованих природніх перетворень форми L. Припустимо, що $\left([F],\ \{\tau_i\}_{i \in O_L}\right)$ є канонічною ко-границею для D. Ми хочемо довести, що $\left(R_Q([F], \{R_Q(\tau_i)\}_{i \in O_L}\right)$ є ко-границею для $D \circ R_Q$.

Для цього нам достатньо довести, що для кожного $\theta \in O_\kappa$

$$Z \in O_{\Xi^1\theta}\left(R_Q([F])_\theta(Z), \left\{ (R_Q(\tau_i)_{\theta_i Z} \right\}_{i \in O_L} \right) =$$
$$= colim \ (D \circ R_Q \circ Fb_\theta \circ OF_Z),$$

де OF – множина формул(тверджень) першого порядку; Fb – множина вільних змінних.

Крім того, ми знаємо, що

$$\left([Z]_\theta, \left\{ (\tau_i)_{\theta,\, Z} \right\}_{i \in O_L} \right) = colim \ (D \circ Fb_\theta \circ OF_Z).$$

Якщо Z є абстрактною ціллю X_n, і оскільки $\Delta_{F\iota}$ є лівим елементом приєднання, що зберігає ко-границі, то матимемо

$$\left(\Delta_{F\iota}[Ch]_\theta, \left\{ \Delta_{F\iota}(\tau_i)_{\theta,Ch} \right\}_{i \in O_L} \right) = colim(D \circ Fb_\theta \circ OF_{Ch} \circ \Delta_{F\iota})$$

для кожного твердження $X_n(\iota) << Ch$, де $\iota : \theta >> \theta_n$. Відповідно до твердження 1, в кінцевому підсумку одержимо, що:

$$\left(R_Q([F])_{\theta_n, X_n}, \left\{ (R_Q(\tau_i)_{\theta_n, X_n} \right\}_{i \in O_L} \right) =$$
$$= \left([X_n] \vee \bigcup_{X_n(\iota) << Ch} \left\{ \Delta_{F\iota}(\tau_i)_{\theta,Ch} \right\}_{i \in O_L} \right) =$$
$$= colim \begin{pmatrix} D \circ Fb_{\theta_n} \circ OF_{X_n} \vee \\ \bigcup_{X_n(\iota) << Ch} (D \circ Fb_\theta \circ OF_{Ch} \circ \Delta_{F\iota}) \end{pmatrix}.$$

Оскільки остання діаграма є рівною до $\left(D \circ R_Q \circ Fb_\theta \circ OF_{X_n} \right)$, то теорема має місце для абстрактних цілей. У випадку динамічних цілей виду $X_n(\iota)$ доведення безпосередньо слідує із того факту, що переіндексовані функтори в Ξ^2 зберігають ко-границі для υ – ланцюгів.

Тепер ми можемо отримати фіксоване значення $\left(R_Q^{\upsilon}([F]),\ \theta_1\right)$, а значить і модель для Q, яка є найменшою моделлю, що розширює $([F],\ \nu)$.

Таким чином, для заданого модифікаційного предикатного запиту $\left(Q,\ \Xi^2\right)$ R_Q має найменше фіксоване значення, яке є моделлю для Q в Ξ^2.

Для спрощення запису будемо використовувати позначення $[F]^k$ для $R_Q^k([F])$, що матиме місце і для випадку $k = \upsilon$.

Якщо ми тепер запишемо означення для R_Q із дотриманням вимог введеної синтаксичної категорійної стратегії, то отримаємо, що

$$R_Q([F])_{\theta_i}(X_i)=[X_i]\vee \bigcup_{X_i(\iota)<<X_j(S)}\left\{f\circ\iota \middle| f\circ s\in\left[X_j\right]\right\}$$

$$R_Q([F])_{\theta_i}(X_i(\iota))=\left\{f \middle| f\circ\iota\in[Ch]\right\}.$$

Якщо ми працюємо із K, означеним на основі алгебраїчної категорії для сігнатури M_{F_1}, то тоді $R_Q([F])$ стає еквівалентним до стандартної R_Q – семантики модифікаційних предикатних запитів[15,16].

Висновки та перспективи подальших досліджень

В даній статті запропоновано категоріальну модель модифікаційних предикатних запитів на основі початкової інтерпретації для синтаксичної категорійної стратегії в рамках денотаційної семантики шляхом введення динамічних цілей і виконання покрочної модифікаці конструкцій для фіксованих значень. Виконано дослідження її властивостей шляхом введення категоріальної дедукції. Введено поняття семантичної категорійної стратегії для одержання оператора визначення фіксованого значення із ефективними властивостями і оператора безпосереднього слідування, що розглядається як функтор на множині інтерпретацій.

Подальші дослідження даного напрямку будуть зосереджені на розширенні одержаної категорійної 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. 155p. 2. *Comini M., Levi G., Meo M., Vitiello G.* Abstract diagnosis // Journal of Logic Programming, №39 (1 – 3). 1999. P.43 – 93. 3. *Comini M., Meo M.* Compositionality properties of SLD-derivations // Theoretical Computer Science. №211(1&2). 1999. 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. 325p. 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. №103(1). August 1992. 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. № 15(1). 1993. P. 133 – 181. 13. *Finkelstein S., Freyd P., Lipton J.* Logic programming in tau categories // In Computer Science Logic '94. Vol. 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.* Ініціалізація еластичних семантик над простором Гербранда для модифікаційних предикатних запитів // Міжнародний науково-технічний журнал «Вимірювальна та обчислювальна техніка в технологічних процесах". Хмельницький. 2003 № 2(22). С.13 – 18. 16. *Шекета В.І.* Аналіз семантики шаблонів виклику модифікаційних предикатних запитів для інформаційних систем на основі баз даних і знань // Комп'ютерна інженерія та інформаційні технології. Вісник нац. університету "Львівська політехніка". Львів. 2003. № 496. С.217 – 228.

Надійшла до редколегії 24.11.2004