

# МЕТОДИ І АЛГОРИТМИ СУЧАСНИХ ІНФОРМАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ

УДК 004.4'232

В. Овсяк, С. Кулик  
Українська академія друкарства

## ГРАМАТИКА МОВИ ОПИСУ ЗАВДАНЬ НА ГЕНЕРУВАННЯ БАЗ ДАНИХ

© Овсяк В., Кулик С., 2012

**Засобами алгебри секвенційних алгоритмів описано розроблені синтаксис і семантику мови опису завдань на створення бази даних.**

**Ключові слова:** метод, алгебра, мова, граматика, синтаксис, семантика, база даних, модель, технологія.

**By means of sequential algebra algorithms described are designed syntax and semantics describing tasks on a database.**

**Key words:** method, algebra, language, grammar, syntax, semantics, database, model, technology.

### Вступ і формулювання задачі

Модель даних має особливе значення в інформаційних системах. Дані, які зберігаються з першого дня впровадження системи, мають надзвичайну вартість. Але під час експлуатації системи виникає потреба у модифікації моделі або розширення її семантики. У разі, якщо під час проектування моделі даних були допущені помилки, модифікація або розширення моделі вимагатиме перебудови, доопрацювання бази даних та програмного коду інтерфейсу доступу до даних. Реалізація таких змін може мати вартість, яка перевищує вартість системи або принаймні призвести до пошкодження чи втрати нагромадженої у системі інформації. Тому проектування моделі даних вимагає дотримання правил проектування реляційних баз даних, які закладені у теорії нормалізації. Такими є вимоги до атомарності значень компонентів кортежів, відсутність надлишковості у змісті відношень (аномалії додавання, видалення, оновлення). Дослідження на відповідність даних означеним вимогам виконується на основі нормальних форм відношень, які означили дослідники Реймонд Бойс та Едгар Кодд. Теорія нормалізації ґрунтується на теорії множин, поняттях проєкції та функційної залежності даних одних від інших.

Існуючим засобом опису баз даних є мова запитів SQL. Отриманий опис не є формалізованим, не існує можливостей його формальних перетворень, наприклад, з метою оптимізації за вибраними критеріями моделі даних.

Інформаційна технологія баз даних має маніпулювати усіма об'єктами реляційної моделі та описувати їх ієрархічні зв'язки у вигляді послідовностей.

Граматики мови – це синтаксис і семантика. Синтаксис передбачає опис послідовностей структурних елементів. Семантика є змістовною частиною мови, яка розкриває сутність описуваних елементів предметної області.

У загальному випадку структурні елементи мають перебувати на певних позиціях. Але деякі структурні елементи можуть бути у певних межах не прив'язаними до позицій.

Семантика є набором значень, які можуть набувати синтаксичні елементи моделі мови. При цьому серед наборів значень можуть бути такі значення, які є строго впорядкованими, а також такі, порядок набування яких не має значення.

Опис впорядкувань та їх перетворень є задачами теорії алгоритмів. Очевидно, що методами неформального опису алгоритмів, до яких належать вербальний і блок-схемний методи, методи рекурсивних функцій [1], рахунку лямбда [2], машин Т'юрінга [3], Поста [4], Колмогорова [5], Ахо-Ульмана-Хопкрофта [6], Шонгаге [7], алгоритмів Маркова [8] та універсальних алгоритмів Крінцікого [9], неможливо виконати аналітичний опис завдань на генерування реляційних баз даних.

Системи алгоритмічних алгебр Глушкова та їх модифікація, схеми Янова і алгебра Дейкстри для опису впорядкувань використовують відкриті і закриті дужки, графи та блок-схеми [10]. Застосування цих засобів не забезпечує формалізованого опису впорядкувань.

Алгебра секвенційних алгоритмів [11] на відміну від наведених вище алгебр формально описує послідовність. Алгебра алгоритмів має операцію секвентування, яка описує послідовності елементів – унітермів. Засобами цієї операції можна утворювати комутативні і некомутативні секвентні послідовності. Тому цю операцію можна використати для аналітичного опису таких об'єктів реляційних баз даних, як домени, кортежі, відношення та інші структурні елементи і їхні складові.

Операція секвентування може описувати такі області, які є строго впорядкованими, частково впорядкованими або мішаними, тобто частково впорядкованими і частково не впорядкованими. Такі області в алгебрі алгоритмів називаються секвентними областями значень.

Алгебра алгоритмів надає можливості опису семантичних та синтаксичних альтернатив. Для цього застосовується операція елімінування.

Опис, який має багато однотипних виразів, може бути скорочено за рахунок застосування операцій опису циклів, якими у алгебрі алгоритмів є операції циклічного елімінування, секвентування і паралелення.

Шляхом введення специфічних унітермів є можливим побудова мови опису завдання на генерування баз даних.

Для комп'ютерного синтезу формул алгоритмів створено редактор формул алгоритмів TermEdit [12]. Використання редактора забезпечує виконання синтезу формул в автоматизованому режимі. Редактор може стати основою для побудови технології автоматизованого синтезу формул на генерування баз даних.

У зв'язку з цим є доцільним для формалізованого опису завдань на генерування баз даних розробити граматику відповідної мови, яку описати засобами алгебри секвенційних алгоритмів.

### Семантика мови

**Базовими знаками** мови є:

- цифри десяткової системи:

$$Q_d = \overbrace{0; 1; \dots; 8; 9}$$

- літери латинського алфавіту:

$$Q_l = \overbrace{a; b; \dots; z; A; B; \dots; Z}$$

- літери українського алфавіту:

$$Q_u = \overbrace{a; б; \dots; я; А; Б; \dots; Я}$$

- спеціальні знаки, якими є знаки операції секвентування алгебри алгоритмів, = приписування до лівої частини правої, [, ] – відкрита та закрита квадратна дужка, ← [агрегування], «,» лапки, ; , : , : крапка, крапка з комою, кома, двокрапка

Ключові слова:

$$DB, R, D, A, t, Pk, def, a_0, a_1, a_2, a_3, a_4, a_5, a_6,$$

де  $DB$  – ідентифікатор бази даних,  $R$  – таблиці,  $A$  – стовпці таблиці,  $D$  – назв стовпців таблиці,  $t$  – кількість таблиць,  $Pk$  – ключ,  $def$  – ідентифікатор параметрів на замовчування,  $a_0, a_1, a_2, a_3, a_4, a_5$  і  $a_6$  – задавані параметри.

### Значення складових змінних складних знаків

Складні знаки утворюються одним або декількома базовими знаками.  
Визначення складової змінної  $x_i$  назв бази даних:

$$i \in Q_0 = \overbrace{0; 1; \dots; n-2; n-1}$$

де  $n$  – максимальна кількість знаків назви бази даних. Значення змінної визначається формулою

$$x_i \in \overline{Ql; Qu; *; (a=u)-?; (a=l)-?}$$

де  $a$  – ідентифікатор вибраного алфавіту ( $a \in \mathcal{R}_u$ ),  $l$  – ідентифікатор латинського алфавіту,  $u$  – ідентифікатор українського алфавіту.

### Значення складових змінних назв таблиць

Якщо  $y_j$  є змінною назв таблиці  $Ta$ , то

$$j \in Q_1 = \overbrace{0; 1; \dots; m-2; m-1}$$

де  $m$  – максимальна кількість базових знаків у назві таблиці, а значення змінної визначається формулою

$$y_j \in \overline{Ql; Qu; *; (a=u)-?; (a=l)-?}$$

### Значення складових змінних назв колонок

Допустимо, що  $z_c$  є змінною назв колонок і змінна  $c$  набуває таких значень:

$$c \in Q_2 = \overbrace{0; 1; \dots; p-2; p-1}$$

де  $p$  – максимальна кількість базових знаків у назві таблиці, а значення змінної визначається формулою

$$z_c \in \overline{Ql; Qu; *; (a=u)-?; (a=l)-?}$$

### Складова змінна значень властивостей

Нехай  $v_q$  є змінною значень властивостей, а  $q$  набуває таких значень

$$q \in Q_3 = \overbrace{0; 1; \dots; q-2; q-1}$$

Значення змінної визначається формулою

$$v_q \in \overline{Ql; Qu; Qd; *Помилка знаку властивості; (a=d)-?; (a=u)-?; (a=l)-?}$$

### Змінна ключів

Якщо  $f_b$  є змінною ключів доступу до баз даних, де  $b$ :

$$b \in Q_4 = \overbrace{0; 1; \dots; q-2; q-1}$$

то значення змінної  $f_b$  визначається формулою

$$f_b \in \overline{Ql; Qu; Qd; *Помилка знаку ключа; (a=d)-?; (a=u)-?; (a=l)-?}$$

### Змінна значень параметрів

Параметр  $a_0$ . Якщо  $a_0^\beta$  є складовою змінною значення параметра  $a_0$ , де

$$\beta \in Q_5 = \overbrace{0; 1; \dots; \alpha-2; \alpha-1}$$

і  $\alpha$  – є максимальна кількість базових знаків параметра  $a_0$  значення складової змінної  $a_0^\beta$  визначається формулою

$$a_0^\beta \in \overline{Ql; Qu; Qd; *Помилка значення складової змінної; (a=d)-?; (a=u)-?; (a=l)-?}$$

Аналогічно описуються змінні параметрів  $a_1, a_2, a_3, a_4$  і  $a_5$ .

### Складова змінна ідентифікатора опису параметрів

Складова змінна  $e_t$  ідентифікатора опису параметрів має індекс, який набуває значень

$$t \in Q_{11} = \overbrace{0; 1; \dots; s-2; s-1}$$

а  $s$  – максимальна кількість складових ідентифікатора опису параметрів. Значення складової змінної параметрів визначається формулою

$$e_i \in \overbrace{Ql; Qu; Qd; *Помилка\ значення\ складової; (a=d)-?; (a=u)-?; (a=l)-?}$$

#### Складова змінна $def$

Введемо складову змінну  $g_r$ , для якої

$$r \in Q_{13} = \overbrace{0; 1; \dots; k-2; k-1},$$

а  $k$  – максимальна кількість складових змінної  $def$ . Значення складової змінної належить до області

$$g_r \in \overbrace{Ql; Qu; Qd; *Помилка\ значення\ складової; (a=d)-?; (a=u)-?; (a=l)-?}$$

#### Синтаксис мови

Опис назв баз даних є формулою

$$Nb = \overbrace{x_0; x_1; \dots; x_{n-2}; x_{n-1}}$$

Синтаксис ідентифікатора бази з його назвою є виразом

$$\overbrace{DB; [; Nb; ]}$$

Опустивши в останньому виразі знаки операцій секвентування і розділювач (крапку з комою), отримаємо  $DB[Nb]$ . Підставивши у нього назву бази і опустивши знаки операції секвентування і розділювач, отримаємо вираз  $DB[x_0, x_1, \dots, x_{n-2}, x_{n-1}]$ .

Синтаксис опису назв таблиць є формулою

$$\overbrace{R; [; Nt; ]}$$

де  $Nt$  – назва таблиці, яка описується виразом

$$Nt = \overbrace{y_0; y_1; \dots; y_{m-2}; y_{m-1}}$$

Якщо у цій формулі опустити знаки операцій секвентування та знаки розділювачів, отримуємо формулу  $R[y_0, y_1, \dots, y_{m-2}, y_{m-1}]$ .

Опис назв стовпців. Ідентифікатором стовпця є велика літера  $A$ , а назва колонки утворена секвентуванням складеної змінної колонок  $z_c$

$$Nk = \overbrace{z_0; z_1; \dots; z_{p-2}; z_{p-1}}$$

Синтаксис опису ідентифікатора колонок з такими назвами є виразом

$$\overbrace{A; [; Nk; ]}$$

Підставивши у нього значення  $Nk$  і опустивши знаки операцій секвентування та знаки розділювачів, отримуємо вираз  $A[z_0, z_1, \dots, z_{p-2}, z_{p-1}]$ , який утворено ідентифікатором колонки і її назвою.

Синтаксис таблиці описується виразом

$$\overbrace{R; [; Nt; ]; ; c}$$

де  $Nt$  – назва таблиці. Опустивши знаки операцій секвентування та знаки розділювачів, отримуємо унітерм  $R[Nt].c$ .

Сам ключ описується формулою

$$Nk = \overbrace{f_0; f_1; \dots; f_{q-2}; f_{q-1}}$$

З ключовим словом  $Pk$  – ідентифікатором ключа, відкритою і закритою прямокутними дужками та опущеними знаками операцій секвентування і розділювачами дає такий вираз опису ключів:  $Pk[f_0, f_1, \dots, f_{q-2}, f_{q-1}]$ .

Ідентифікатором назв параметрів є ключове слово  $D$ . З нього, квадратних дужок  $[ ]$  і складових змінних параметрів  $e_s$ , утворюємо формулу

$$\overbrace{D; [; \overbrace{e_0; e_0; \dots; e_{c-2}; e_{c-1}}; ]}$$

Опустивши у ній знаки операцій секвентування і розділювачі, отримаємо вираз  $D[e_0, e_1, \dots, e_{s-2}, e_{s-1}]$ .

Синтаксис значення властивості  $a_0$  утворюємо складовими змінними і відкритими та закритими лапками у вигляді формули

$$" : a_0^0 ; a_0^1 ; \dots ; a_0^{d-2} ; a_0^{d-1} ; "$$

Опустивши знаки операцій секвентування і розділювачі, отримуємо вираз " $a_0^0 a_0^1 \dots a_0^{d-2} a_0^{d-1}$ ", яким описують значення параметра  $a_0$ . Аналогічно описуються значення параметрів  $a_1, a_2, a_3, a_4, a_5$  і  $a_6$ .

Синтаксис значень ключового слова *def* утворюємо з використанням відкритих та закритих лапок та змінної  $g_r$

$$" : g_0 ; g_1 ; \dots ; g_{r-1} ; g_{r-1} ; "$$

Опустивши знаки операцій секвентування і розділювачі, отримуємо вираз " $g_0 g_1 \dots g_{r-2} g_{r-1}$ ", який описує синтаксис значень ключового слова *def*.

Загальний вигляд унітерму *приписування* є таким;

$$L ; = ; P$$

де  $L$  – ліва частина виразу,  $P$  – права частина виразу і знаки приписування значення правої частини до лівої (=). Якщо опустити знаки операцій секвентування і розділювач, то отримуємо унітерм  $L=P$ .

Синтаксис приписування  $D$  назви властивостей описується формулою

$$D ; = ; D ; [ ; e_0 ; e_0 ; \dots ; e_{s-2} ; e_{s-1} ; ]$$

Опустивши знаки операцій секвентування і розділювачі, отримаємо вираз  $D=D[e_0, e_1, \dots, e_{s-2}, e_{s-1}]$ .

Приписування властивостям значень:

а) приписування значень властивості  $a_0$  описується формулою

$$a_0 ; = ; " : a_0^0 ; a_0^1 ; \dots ; a_0^{a-2} ; a_0^{a-1} ; "$$

Опустивши знаки операцій секвентування і розділювачі, отримаємо вираз  $a_0 = "a_0^0 a_0^1 \dots a_0^{a-2} a_0^{a-1}"$ .

б) приписування значень властивостям  $a_1, a_2, a_3, a_4, a_5$  і  $a_6$  описується аналогічно як і властивості  $a_0$ .

Загальний синтаксис унітерму з базовим знаком  $\leftarrow$  описується формулою

$$L ; \leftarrow ; P$$

де  $L$  – ліва частина виразу,  $P$  – права частина виразу і знаки приписування значення правої частини до лівої. Якщо опустити знаки операцій секвентування і розділювач, то отримуємо такий вираз:  $L \leftarrow P$ .

Для цього унітерму синтаксис і семантика правої частини визначаються синтаксисом і семантикою лівої частини відповідно до таких правил:

– *Складений унітерм опису ключів*. Ліва частина складеного унітерму опису ключа утворена виразом опису ідентифікатора ключа, який має такий вигляд  $R[y_0, y_1, \dots, y_{m-2}, y_{m-1}].c$ , а права частина утворена виразом  $Pk[f_0, f_1, \dots, f_{q-2}, f_{q-1}]$ . Підставивши значення лівої і правої частин, отримуємо складений унітерм ключів.

$$R[y_0, y_1, \dots, y_{m-2}, y_{m-1}].c \leftarrow Pk[f_0, f_1, \dots, f_{q-2}, f_{q-1}].$$

– *Синтаксис складеного унітерму опису колонок*. Його ліва частина утворена ідентифікатором колонки з її назвою, а власне  $A[z_0, z_1, \dots, z_{p-2}, z_{p-1}]$ . Права частина є секвенцією двох унітермів приписування. Один з них є приписуванням назви властивостей і має вигляд  $D=D[e_0, e_1, \dots, e_{s-2}, e_{s-1}]$ . Другим унітермом є приписування змінних *def* значення  $def = "g_0 g_1 \dots g_{r-2} g_{r-1}"$ . Секвенція цих унітермів приписування дає такий вираз:

$$\left( \begin{array}{l} D=D[e_0, e_1, \dots, e_{s-2}, e_{s-1}] \\ default = "g_0 g_1 \dots g_{r-2} g_{r-1}" \end{array} \right)$$

який є лівою частиною складеного унітерму.

Підставивши ліву і праву частини у форму складеного унітерму, отримаємо формулу синтаксису опису колонки таблиці

$$A[z_0, z_1, \dots, z_{p-2}, z_{p-1}] \leftarrow \left( D=D[e_0, e_1, \dots, e_{p-2}, e_{p-1}] \right. \\ \left. \text{default} = "g_0 g_1 \dots g_{p-2} g_{p-1}" \right)$$

– *Опис властивостей.* Ліва частина є виразом  $D=D[e_0, e_1, \dots, e_{p-2}, e_{p-1}]$ , який утворений ідентифікатором властивостей та їхньою назвою. Права частина є секвенцією усіх властивостей і описується формулою

$$\left( \left( \begin{array}{l} a_0 = "a_0^0 a_0^1 \dots a_0^{p-2} a_0^{p-1}" \\ a_1 = "a_1^0 a_1^1 \dots a_1^{p-2} a_1^{p-1}" \\ a_2 = "a_2^0 a_2^1 \dots a_2^{p-2} a_2^{p-1}" \\ a_3 = "a_3^0 a_3^1 \dots a_3^{p-2} a_3^{p-1}" \\ a_4 = "a_4^0 a_4^1 \dots a_4^{p-2} a_4^{p-1}" \\ a_5 = "a_5^0 a_5^1 \dots a_5^{p-2} a_5^{p-1}" \\ a_6 = "a_6^0 a_6^1 \dots a_6^{p-2} a_6^{p-1}" \end{array} \right) \right)$$

Підставивши ліву і праву частини у вихідну формулу, отримуємо

$$D=D[e_0, e_1, \dots, e_{p-2}, e_{p-1}] \left( \left( \begin{array}{l} a_0 = "a_0^0 a_0^1 \dots a_0^{p-2} a_0^{p-1}" \\ a_1 = "a_1^0 a_1^1 \dots a_1^{p-2} a_1^{p-1}" \\ a_2 = "a_2^0 a_2^1 \dots a_2^{p-2} a_2^{p-1}" \\ a_3 = "a_3^0 a_3^1 \dots a_3^{p-2} a_3^{p-1}" \\ a_4 = "a_4^0 a_4^1 \dots a_4^{p-2} a_4^{p-1}" \\ a_5 = "a_5^0 a_5^1 \dots a_5^{p-2} a_5^{p-1}" \\ a_6 = "a_6^0 a_6^1 \dots a_6^{p-2} a_6^{p-1}" \end{array} \right) \right)$$

– *Синтаксис опису властивостей таблиць без властивостей.* Ліва частина складеного унітерма утворена виразом  $R[y_0, y_1, \dots, y_{m-2}, y_{m-1}]$ , а права секвенцією колонок і ключем доступу, яку запишемо такою формулою:

$$\left( \left( \begin{array}{l} A[z_{00}, z_{10}, \dots, z_{p0-2}, z_{p0-1}] \leftarrow \left( D=D[e_{00}, e_{10}, \dots, e_{p0-2}, e_{p0-1}] \right. \\ \left. \text{default} = "g_{00} g_{10} \dots g_{p0-2} g_{p0-1}" \right) \\ A[z_{01}, z_{11}, \dots, z_{p1-2}, z_{p1-1}] \leftarrow \left( D=D[e_{01}, e_{11}, \dots, e_{p1-2}, e_{p1-1}] \right. \\ \left. \text{default} = "g_{01} g_{11} \dots g_{p1-2} g_{p1-1}" \right) \\ \vdots \\ A[z_{0k-1}, z_{1k-1}, \dots, z_{pk-1-2}, z_{pk-1-1}] \leftarrow \left( D=D[e_{0k-1}, e_{1k-1}, \dots, e_{pk-1-2}, e_{pk-1-1}] \right. \\ \left. \text{default} = "g_{0k-1} g_{1k-1} \dots g_{pk-1-2} g_{pk-1-1}" \right) \\ R[y_0, y_1, \dots, y_{m-2}, y_{m-1}] \cdot c \leftarrow Pk[f_0, f_1, \dots, f_{q-2}, f_{q-1}] \end{array} \right)$$

де  $p_0, p_1, \dots, p_{k-1}, s_0, s_1, \dots, s_{k-1}$  кількості базових знаків, які отримують ліва і права частини формули  $L \leftarrow P$ .

– Синтаксис формули опису властивостей таблиць. Секвенцією складених унітермів, які описують властивості колонок, утворено формулу властивостей таблиці

$$\left( \begin{array}{l} D=D[e_{00}, e_{10}, \dots, e_{s_0-2}, e_{s_0-1}] = \overbrace{a_{00}, a_{10}, \dots, a_{s_0}, a_{60}} \\ D=D[e_{01}, e_{11}, \dots, e_{s_1-2}, e_{s_1-1}] = \overbrace{a_{01}, a_{11}, \dots, a_{s_1}, a_{61}} \\ \dots \\ D=D[e_{0p-1}, e_{1p-1}, \dots, e_{s_{p-1}-2}, e_{s_{p-1}-1}] = \overbrace{a_{0p-1}, a_{1p-1}, \dots, a_{s_{p-1}}, a_{6p-1}} \end{array} \right),$$

де  $s_0, s_1, \dots, s_{p-1}$  – кількість базових знаків, які не перевищують максимально допустимих.

– Опис таблиць з властивостями. Синтаксис опису таблиці з властивостями є секвенцією складеного унітерму таблиці без властивостей і властивостей таблиці.

$$\left( \begin{array}{l} D=D[e_{00}, e_{10}, \dots, e_{s_0-2}, e_{s_0-1}] = \overbrace{a_{00}, a_{10}, \dots, a_{s_0}, a_{60}} \\ D=D[e_{01}, e_{11}, \dots, e_{s_1-2}, e_{s_1-1}] = \overbrace{a_{01}, a_{11}, \dots, a_{s_1}, a_{61}} \\ \dots \\ D=D[e_{0p-1}, e_{1p-1}, \dots, e_{s_{p-1}-2}, e_{s_{p-1}-1}] = \overbrace{a_{0p-1}, a_{1p-1}, \dots, a_{s_{p-1}}, a_{6p-1}} \\ \dots \\ A[z_{00}, z_{10}, \dots, z_{p_0-2}, z_{p_0-1}] \leftarrow \left( \begin{array}{l} D=D[e_{00}, e_{10}, \dots, e_{s_0-2}, e_{s_0-1}] \\ \text{default} = "g_{00} g_{10} \dots g_{r_0-2} g_{r_0-1}" \end{array} \right) \\ A[z_{01}, z_{11}, \dots, z_{p_1-2}, z_{p_1-1}] \leftarrow \left( \begin{array}{l} D=D[e_{01}, e_{11}, \dots, e_{s_1-2}, e_{s_1-1}] \\ \text{default} = "g_{01} g_{11} \dots g_{r_1-2} g_{r_1-1}" \end{array} \right) \\ \dots \\ A[z_{0k-1}, z_{1k-1}, \dots, z_{pk-1-2}, z_{pk-1-1}] \leftarrow \left( \begin{array}{l} D=D[e_{0k-1}, e_{1k-1}, \dots, e_{s_{k-1}-2}, e_{s_{k-1}-1}] \\ \text{default} = "g_{0k-1} g_{1k-1} \dots g_{rk-1-2} g_{rk-1-1}" \end{array} \right) \\ R[y_0, y_1, \dots, y_{m-2}, y_{m-1}], c \leftarrow Pk[f_0, f_1, \dots, f_{q-2}, f_{q-1}] \end{array} \right)$$

– Синтаксис бази даних. База даних описується складеним унітермом з лівою і правою частинами. Його ліва частина утворена назвою бази даних  $DB[x_0 x_1 \dots x_{n-2} x_{n-1}]$ , а права – секвенцією таблиць з властивостями. Якщо таблицю з властивостями позначити літерою  $T$ , то секвенція таблиць бази описується формулою

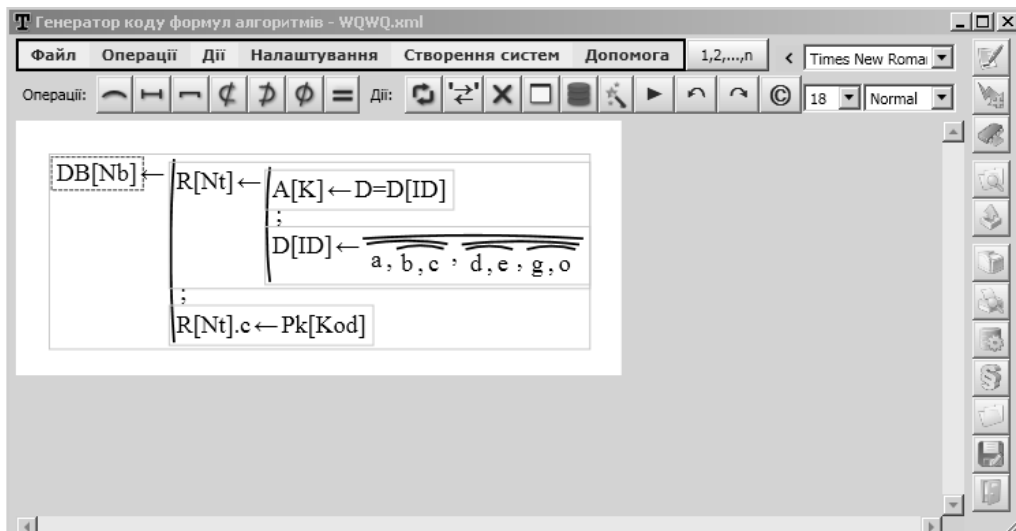
$$\left( \begin{array}{l} T_0 \\ T_1 \\ \dots \\ T_{t-1} \end{array} \right)$$

де  $t$  – кількість таблиць.

Підстановкою у складний унітерм  $L \leftarrow P$  виразів лівої і правої частин, отримуємо синтаксис опису бази даних

$$DB[x_0 x_1 \dots x_{n-2} x_{n-1}] = \left( \begin{array}{l} T_0 \\ T_1 \\ \vdots \\ T_{t-1} \end{array} \right)$$

**Приклад** опису завдання на генерування бази даних наведено на рисунку, де Nb – назва бази,



Nt – назва таблиці, Kod – ключ, ID – назва секвенції властивостей, a, b, c, d, e, g, o – властивості.

### Висновки

1. Засоби алгебри секвенційних алгоритмів забезпечують формалізований опис синтаксису і семантики технічних мов.
2. Розробленою граматику забезпечується формалізований опис завдань на створення реляційних баз даних.
3. Описана засобами алгебри секвенційних алгоритмів граматика мови може бути оптимізована за кількістю унітермів на підставі властивостей операцій алгебри секвенційних алгоритмів.

1. Kleene S.C.: *General recursive functions of natural numbers* // *Mathematische Annalen*. – Bd. 112, H. 5. – S. 727–742. 2. Church A.: *An unsolvable problem of elementary number theory*. *American Journal of Mathematics*, vol. 58 (1936), pp. 345-363. 3. Turing A. M.: *On computable numbers, with an application to the Entscheidungsproblem*. *Proceedings of London Mathematical Society, series 2*, vol. 42 (1936-1937), pp. 230–265; correction, *ibidem*, vol. 43, pp. 544-546. Reprinted in [13 Davis M., pp. 155-222] and available online at <http://www.abelard.org/turpap2/tp2-ie.asp>. 4. Post E. L. (1936), *Finite Combinatory Processes - Formulation 1*. *Journal of Symbolic Logic*, 1, pp. 103-105, 1936. Reprinted in *The Undecidable*, pp. 289ff. 5. Колмогоров А.Н. *О понятии алгоритма* // *УМН*. – Т.8, вып. 4 (56). 1953. – С. 175–176. 6. Aho A.V, Hopcroft J.E, Ullman J.D.: *The design and analysis of computer algorithms*. Addison-Wesley Publishing Company, 1974. 7. Schönhage A.: *Universelle Turing Speicherung*. In J. Dörr and G. Hotz, Editors, *Automatentheorie und Formale Sprachen*, Bibliogr. Institut, Mannheim, 1970, pp. 369–383. 8. Марков А.А. *Теория алгоритмов* // *Труды МИАН*. – Т.38. 1951. – С. 176–189. 9. Крилицкий Н.А. *Алгоритмы вокруг нас*. – М.: Наука. 1984. – 224 с. 10. Цейтлин Г.Е., Яценко Е.А. *Элементы алгебраической алгоритмики и объектно-ориентированный синтез параллельных программ*. *Математичні машини і системи*, 2003, № 2. – С. 64–76. 11. Owsiak W., Owsiak A.. *Rozszerzenie algebry algorytmów* // *Pomiary, automatyka, kontrola* 2, 2010. –S.184–188. 12. Овсяк О.В. *Класи інформаційної системи генерування коду* / *Вісник Тернопільського державного технічного університету*, № 1, 2010. – С.171–176.