УДК 004.3+519.6

В.А. Овчинников, Г.С. Иванова

МЕТОДИКА ФОРМАЛЬНОГО СИНТЕЗА КОМБИНИРОВАННЫХ СТРУКТУР ДАННЫХ ДЛЯ ПРЕДСТАВЛЕНИЯ ГРАФОВ

На примере организации хранения множества ребер гиперграфа и их образов относительно предиката инцидентности рассмотрена методика синтеза комбинированных многоуровневых структур данных. Математическими моделями базовых и производных структур данных являются ориентированные графы. Модель синтезированной структуры формируется в результате выполнения операции объединения модели исходной структуры и модели отношений, обеспечивающих эффективную реализацию заданных операций.

E-mail: vaovchinnikov@gmail.com, gsivanova@gmail.com

Ключевые слова: *графы, математические модели, структуры данных, формальный синтез.*

Формальный синтез комбинированных структур базируется на анализе данных, отношений между ними и набора выполняемых операций. Целью синтеза является получение такой структуры, которая обеспечивала бы высокую эффективность выполнения заданных над данными операций.

Возможность формального синтеза обеспечивается наличием библиотеки моделей базовых и производных структур данных, а также процедур отношений и предикатов (биективного, сюръективного и инъективного отношений, предиката принадлежности элементов подмножества множеству и т. д.). При автоматизированном синтезе пользователю необходимо задать имена, размеры множеств, отношения между ними и имена моделей базовых или производных структур для их хранения.

Рассмотрим механизм такого синтеза на следующем примере. Пусть необходимо построить структуру для представления множества ребер и их образов гиперграфа, заданного в форме $H(X, \langle U, W\rangle, \Gamma X, \Gamma U)$. Над гиперграфом выполняются операции поиска ребер с максимальным весом, удаления вершин и «пустых» ребер, т. е. тех, у которых $|\Gamma u| = 0$. Количество ребер $|U|$ после удаления «пустых» может быть значительно меньшим, чем до удаления, которое обозначим как $|U_{исх}|$. При удалении вершин и «пустых» ребер порядок их записи необходимо сохранять. Все операции следует выполнять с минимально возможной вычислительной сложностью. Дальнейшие оценки даются в количестве операций сравнения для худшего случая.

С учетом сказанного выше множество ребер гиперграфа U целесообразно представить в виде двусвязного списка L_D [1]. Также в виде двусвязных списков $\{L_j \,/\, j = 1, m\}$ представим множества вершин $X_j = \Gamma u_j$, инцидентных каждому ребру u_j (рис. 1).

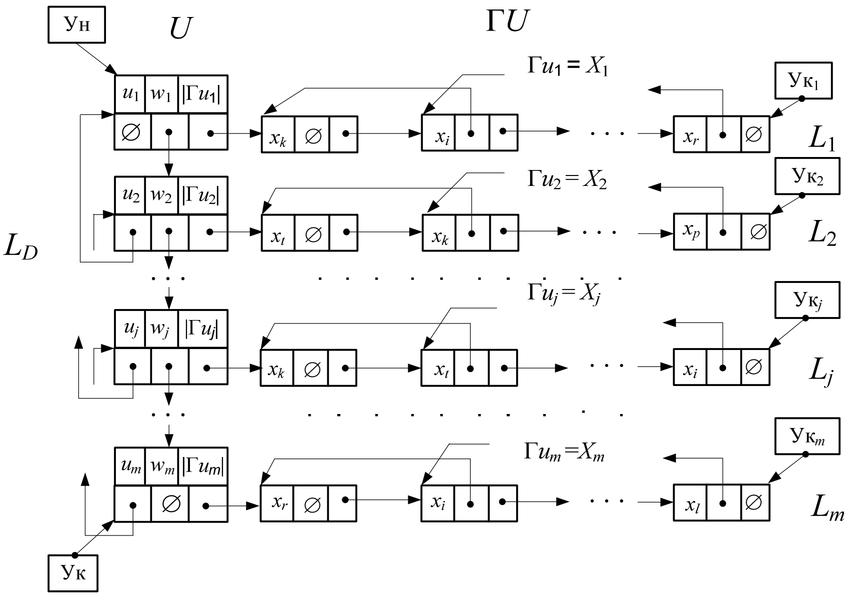

Рис. 1. Двусвязный список двусвязных списков для хранения множеств $<U, W, |\Gamma U|>$ и ΓU

Обозначим через x_i вершину, удаляемую на i-м шаге алгоритма. Поиск удаляемой вершины x_i во множестве ΓU подразумевает определение ребер $U_i = \Gamma xi$, инцидентных этой вершине. Определение множества ребер U_i выполняется по множеству образов ΓX, т. е. не относится к синтезируемой структуре.

На i-м шаге алгоритма над множеством ребер U и множеством подмножеств их образов ΓU будут выполняться следующие операции:

- определение в множестве U ребра u_k с максимальным весом;
- поиск каждого ребра $u_j \in U_i$ в множестве U;
- поиск удаляемой вершины x_i в образах Γu_j;
- удаление этой вершины;
- определение «пустых» ребер;
- поиск «пустого» ребра в множестве U;
- удаление «пустого» ребра.

Для определения «пустых» ребер необходимо знать мощность множества Γu_j каждого ребра $u_j \in U_i$. Вычислительная сложность такой операции $Q = A\rho$, которую можно выполнять с вычислительной сложностью $Q = \rho$, если каждому ребру $u_j \in U$ поставить в однозначное соответствие мощность его образа $|\Gamma u_j|$ и уменьшать эту мощность на 1, если удаляемая вершина $x_i \in \Gamma u_j$. Таким образом, каждое ребро гиперграфа будет задаваться тройкой $<u_j, w_j, |\Gamma u_j|>$.

Моделью исходной двухуровневой структуры двусвязный список двусвязных списков является граф $\vec{G}_{DL}$ ($\{Z_y, Z_{ЭD}, ZУ, Z_{ЭL}, Y_D, Y_L\}$, FZ_D, FZ_L). Шаблон этого графа должен находиться в библиотеке моделей базовых и производных структур данных (модели базовых и некоторых комбинированных и двухуровневых структур данных рассмотрены в работах [2, 3]).

Для синтезируемой структуры необходимо задать:

• вид структуры и имя ее модели;

• множество кортежей $\{<u_j, w_j, |\Gamma u_j|> / j = 1, |U_{исх}|\}$, которые являются значениями элементов двусвязного списка L_D, и мощность $m = |U_{исх}|$ этого множества ($U_{исх}$ – исходное множество ребер гиперграфа);

• имена множеств $\{X_j / j = 1, |U_{исх}|\}$, значение элементов которых принимает первое поле записи элементов двусвязных списков $\{L_j / j = 1, |U_{исх}|\}$, и мощности $\{|X_j| / j = 1, |U_{исх}|\}$ этих множеств.

В результате настройки шаблона получим граф $\vec{G}_{DL}$ ($\{Z_D, Z_L\}$, $\{Y_D, Y_L\}$, FZ_D, FZ_L), в котором (рис. 2)

• $Z_D = \{Z_{уD}, Z_{эD}\}$;

• $Z_{уD} = \{z_{у.н}, z_{у.к}\}$, $z_{у.н} \leftrightarrow a_{у.н}$, $z_{у.к} \leftrightarrow a_{у.к}$ – вершины, сопоставленные адресам указателей начала и конца списка L_D соответственно;

• $Z_{эD} = \{zd_j / j = 1, |U_{исх}|\}$, $Z_{эD} \leftrightarrow A_{эD}$, где $A_{эD}$ – адреса элементов двусвязного списка L_D, $zd_j \leftrightarrow a_{эDj}$;

• $Z_L = \{Z_{УL}, Z_{ЭL}\}$;

• $Z_{УL} = \{Z_j / j = 1, |U_{исх}|\}$, $Z_j = \{z_{у.нj}, z_{у.кj}\}$, $z_{у.нj}, \leftrightarrow a_{у.нj}$, $z_{у.кj} \leftrightarrow a_{у.кj}$ – вершины, сопоставленные адресам указателей начала и конца списков $\{L_j\}$;

• $Z_{эL} = \{Z_{эLj} / j = 1, |U_{исх}|\}$, $Z_{эLj} \leftrightarrow A_{эLj}$, где $A_{эLj} = \{aj_i / i = 1, |X_j|\}$ – адреса элементов списка L_j, $Z_{эLj} = \{zj_t / t = 1, |X_j|\}$, $zj_t \leftrightarrow aj_t$, $|X_j| = \Gamma u_j$;

• $Y_D = \{yd_j / j = 1, |U_{исх}|\}$, $yd_j = <yd_j', z_{у.нj}>$, $yd_j' \leftrightarrow <u_j, w_j, |\Gamma u_j|>$;

• $Y_L = \{Y_{Lj} / j = 1, |U_{исх}|\}$, $Y_{Lj} \leftrightarrow X_j$, $X_j = \Gamma u_j$, $Y_{Lj} = \{yj_t / t = 1, |X_j|\}$, $yj_t \leftrightarrow x_l$;

• $FZ_D = \{FZ_{уD}, FZ_{ЭD}\}$, $Fz_{у.н} = \{zd_1\}$, $Fz_{у.к} = \{zd_m\}$;

• $FZ_{эD} = \{Fzd_j / j = 1, |U_{исх}|\}$, $Fzd_j = <yd_j, zd_{j-1}, zd_{j+1}>$;

• $FZ_L = \{FZ_{УL}, FZ_{ЭL}\}$, $FZ_{УL} = \{Fz_{у.нj}, Fz_{у.кj}\}$, $Fz_{у.нj} = \{zj_1\}$, $Fz_{у.кj} = \{zj_m\}$;

• $FZ_{эL} = \{FZ_{эLj} / j = 1, |U_{исх}|\}$, $FZ_{эLj} = \{Fzj_t / t = 1, |X_j|\}$, $Fzj_t = <yj_t, zj_{t-1}, zj_{t+1}>$.

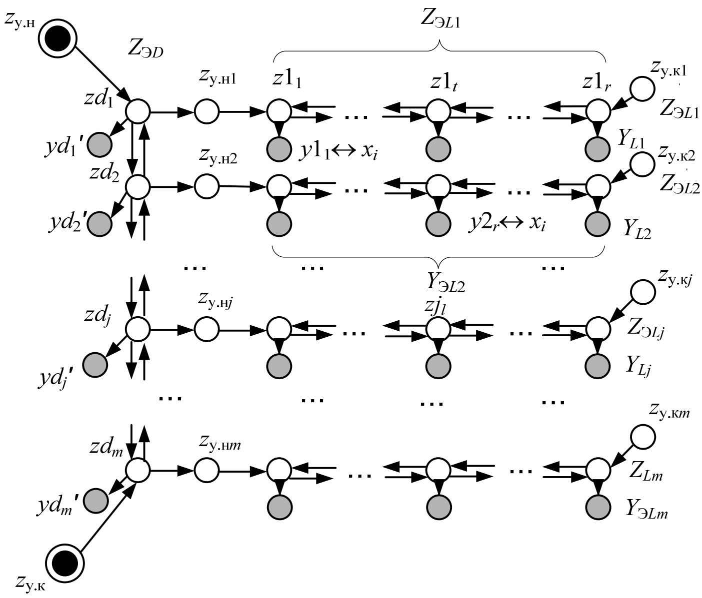

Рис. 2. Модель двухуровневой структуры двусвязный список двусвязных списков – граф $\vec{G}_{DL}$ ($\{Z_D, Z_L, Y_D, Y_L\}$, FZ_D, FZ_L):

$yd_j' \leftrightarrow <u_j, w_j, |\Gamma u_j|$, $m = |U_{\text{исх}}|$

В выбранной структуре «двусвязный список двусвязных списков» поиск ребра в множестве U требует $m = |U|$ операций сравнения. С учетом количества $|\Gamma x| = \rho \le m$ ребер, инцидентных вершине x_i, их поиск будет осуществляться с вычислительной сложностью $Q = m\,\rho$.

Для выполнения операции поиска в множестве U каждого ребра $u_j \in U_i$ с вычислительной сложностью $q_i = 1$ зададим отношение D в трактовке *«координата элемента* в векторной структуре *записи множества $U_{\text{исх}}$ соответствует координате равного ему элемента* в списковой структуре *записи множества U»*. Очевидно, что в полученной структуре элементы соответствующего вектора прямого доступа V будут иметь значение адресов элементов двусвязного списка L_D.

Моделью вектора прямого доступа V является граф: $\vec{G}_V$ (Z_V, Y_V, FZ_V), в котором:

- $Z_V = \{z_{бV}, Z_{эV}\}$, $z_{бV}$ « $a_{бV}$, $a_{бV}$ – адрес базы вектора V;
- $Z_{эV} = \{zv_i \,/\, i = 1, |U_{\text{исх}}|\}$, $Z_{эV}$ « $A_{эV}$, $A_{эV}$ – адреса элементов вектора V;
- $Y_V = \{yv_i \,/\, i = 1, |U_{\text{исх}}|\}$, $yv_i = zd_j$, если $u_i = u_j$, $u_i \in U_{\text{исх}}$, $u_j \in U$ и $yv_i = 0$ в противном случае, zd_j « $a_{эDj}$, $a_{эDj}$ – адрес того элемента списка L_D, в котором хранится ребро u_j;
- $FZ_V = \{F_1 z_{бV}, F_2 Z_{эV}, F_3 Z_{эV}\}$, $F_1 z_{бV} = Z_{эV}$, $F_2 Z_{эV} = \{F_2 zv_i \,/\, i = 1, |U_{\text{исх}}|\}$, $F_2 zv_i = Z_{эV} \setminus zv_i$, $F_3 Z_{эV} = \{F_3 zv_i \,/\, i = 1, |U_{\text{исх}}|\}$, $F_3 zv_i = yv_i$.

В результате объединения по вершинам $yv_i = zd_j$ графов $\vec{G}_{DL}$ $(\{Z_D, Z_L\}, \{Y_D, Y_L\}, FZ_D, FZ_L)$ и $\vec{G}_V$ (Z_V, Y_V, FZ_V) получим модель комбинированной структуры – двусвязный список двусвязных списков с вектором прямого доступа:

$$\vec{G}_{DLV}(Z1, Y1, FZ1) =$$
$$= \vec{G}_{DL}(\{Z_D, Z_L\}, \{Y_D, Y_L\}, FZ_D, FZ_L) \cup \vec{G}_V(Z_V, Y_V, FZ_V),$$

где $Z1 = \{Z_D, Z_L, Z_V\}$, $Y1 = \{Y_D, Y_L, Y_V\}$, $FZ1 = \{FZ_D, FZ_L, FZ_V\}$.

На рис. 3 показана модель после удаления «пустого» ребра u_k.

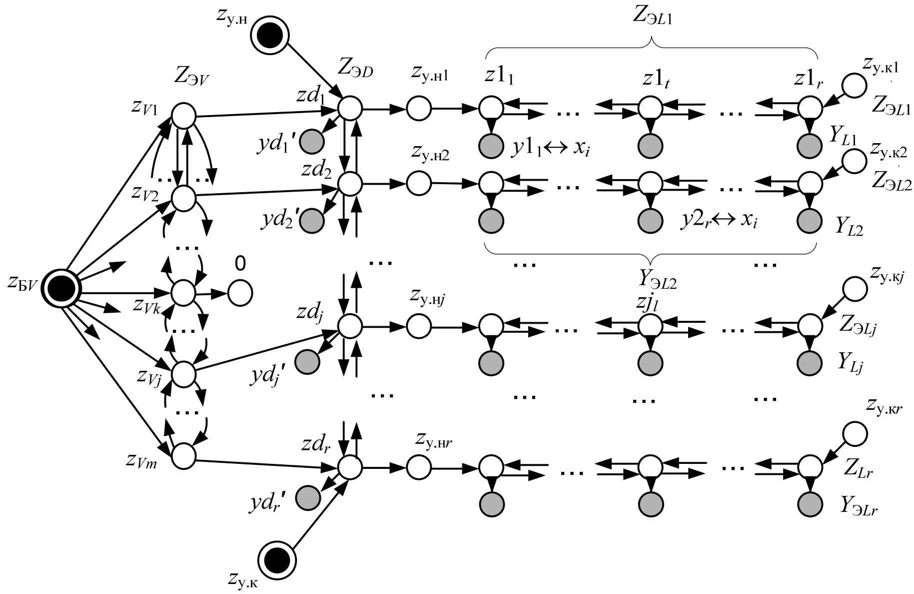

Рис. 3. Модель двухуровневой структуры двусвязный список двусвязных списков с вектором прямого доступа:

$yd_j' \leftrightarrow <u_j, w_j, |\Gamma u_j|$, $r = |U|$

В структуре поиск вершины в образе ребра требует $|\Gamma u| = A \le n$ операций сравнения. С учетом числа $|\Gamma x| = \rho \le m$ ребер, инцидентных вершине x_i, ее поиск и удаление будет осуществляться с вычислительной сложностью $Q = A\rho$. Поиска удаляемой вершины x_i в образе Γu_j можно избежать, если задать принадлежность элемента x_i множеству образов ΓU *отношением* $\vec{R}_i$ *«координата элемента в подмножестве* X_j *– координата этого элемента в следующем подмножестве».* Поскольку количество элементов каждого подмножества X_j различно, для представления значения $\vec{R}_i$ целесообразно использовать односвязные списки S_i. Подмножество K_i координат элементов x_i является адресами вершины x_i в множестве $A_{эL} = \{A_{эj} \,/\, j = 1, |U_{исх}|\}$ адресов элементов списков $\{L_j|\}$. Соответственно, для всего множества вершин X необходимо иметь множество списков $S = \{S_i \,/\, i = 1, |X_{исх}|\}$, что обеспечит прямой доступ к каждому элементу x_i по всем $\{\Gamma u_j\}$.

Моделью каждого односвязного списка адресов S_i является граф $\vec{G}_{Si}\,(Z_i, Y_i, FZ_i)$, в котором:

- $Z_i = \{z_{у.н\,Si}, Z_{эi}\}$;
- $z_{у.н\,Si}$ « $a_{у.н\,Si}$, $a_{у.н\,Si}$ – указатель начала каждого списка S_i;
- $Z_{эi} = \{zi_k \,/\, k = 1, \left|\Gamma x_i\right|\}$, $zi_k = zj_r$, если x_i « yj_r и yj_r является первым элементом кортежа $<yj_r, zj_{r-1}, zj_{r+1}> = Fzj_r$, $Z_{эi} \subset Z_{эL}$, $Z_{эL} = \{Z_{эLj} \,/\, j = 1, |U_{исх}|\}$, т. е. $Z_{эi}$ – это подмножество вершин, сопоставленных адресам тех элементов множества двусвязных списков $\{L_j\}$, значениями которых является вершина x_i;
- $Y_i = Z_{эi} \setminus zi_1$;
- $FZ_i = \{Fz_{у.н\,Si}, FZ_{эi}\}$, $Fz_{у.н\,Si} = \{zi_1\}$;
- $FZ_{эi} = \{zi_k \,/\, k = 1, p\}$, $p = \left|\Gamma x_i\right|$, $Fzi_k = \{zi_{k+1}\}$ для $k = 1, p-1$ и $Fz_p = \varnothing$.

Обозначим множество графов $\vec{G}_{Si}$ как $\vec{G}_S\ (Z_S, Y_S, FZ_S) = \{\vec{G}_{Si}\ (Z_i, Y_i, FZ_i) \,/\, i = 1, |X_{исх}|\}$, где $Z_S = \{Z_i \,/\, i = 1, |X_{исх}|\}$, $FZ_S = \{FZ_i \,/\, i = 1, |X_{исх}|\}$.

Объединив по вершинам множеств $Z_{эL}$ и $\{Z_{эi}\}$ графы $\vec{G}_{DLV}$ и $\vec{G}_S$ – – $\vec{G}_{DLVS}\,(Z2, Y1, FZ2) = \vec{G}_{DLV}\,(Z1, Y1, FZ1) \cup \vec{G}_S\,(Z_S, Y_S, FZ_S)$, где $Z2 = \{Z1, Z_{УS}\}$, $Z_{УS} = \{z_{у.н\ Si} \,/\, i = 1, |X_{исх}|\}$, $FZ2 = \{FZ1, FZ_{УS}\}$, $FZ_{УS} = \{Fz_{у.н\ Si} \,/\, i = 1, |X_{исх}|\}$ и $Fzj_t = <yj_t, zj_{t-1}, zj_{t+1}, zi_{k+1}>$, получим модель трехсвязного списка (рис. 4).

Однако для удаления вершины x_i необходимо найти соответствующий список S_i. Таким образом, поиск и удаление вершины будет выполняться с вычислительной сложностью $Q = n\,\rho$. Для исключения поиска списка S_i зададим отношение D в трактовке *«координата элемента* x_i в векторной структуре *записи множества* $X_{исх}$ *соответствует координате элемента*, определяющего начало списка S_i в *записи множества S»*. Очевидно, что в полученной структуре элементы соответствующего вектора прямого доступа, назовем его P, будут иметь значение адресов $a_{у.н\,i}$ указателей начала каждого списка S_i.

Моделью вектора прямого доступа P является граф: $\vec{G}_P\ (Z_P, Y_P\}, FZ_P)$, в котором:

- $Z_P = \{z_{бP}, Z_{эP}\}$, $z_{бP}$ « $a_{бP}$, $a_{бP}$ – адрес базы вектора P;
- $Z_{эP} = \{zp_i \,/\, i = 1, \left|U_{исх}\right|\}$, $Z_{эP}$ «$A_{эP}$, $A_{эP}$ – адреса элементов вектора P;
- $Y_P = \{yp_i \,/\, i = 1, \left|X_{исх}\right|\}$, $yp_i = z_{у.н\,Si}$ – если x_i не удален из множества X, и $yp_i = 0$ в противном случае;
- $FZ_P = \{F_1 z_{бP}, F_2 Z_{эP}, F_3 Z_{эP}\}$, $F_1 z_{бP} = Z_{эP}$, $F_2 Z_{эP} = \{F_2 zp_i \,/\, i = 1, \left|X_{исх}\right|\}$, $F_2 zp_i = Z_{эP} \setminus zp_i$, $F_3 Z_{эP} = \{F_3 zp_i \,/\, i = 1, \left|X_{исх}\right|\}$, $F_3 zp_i = yp_i$.

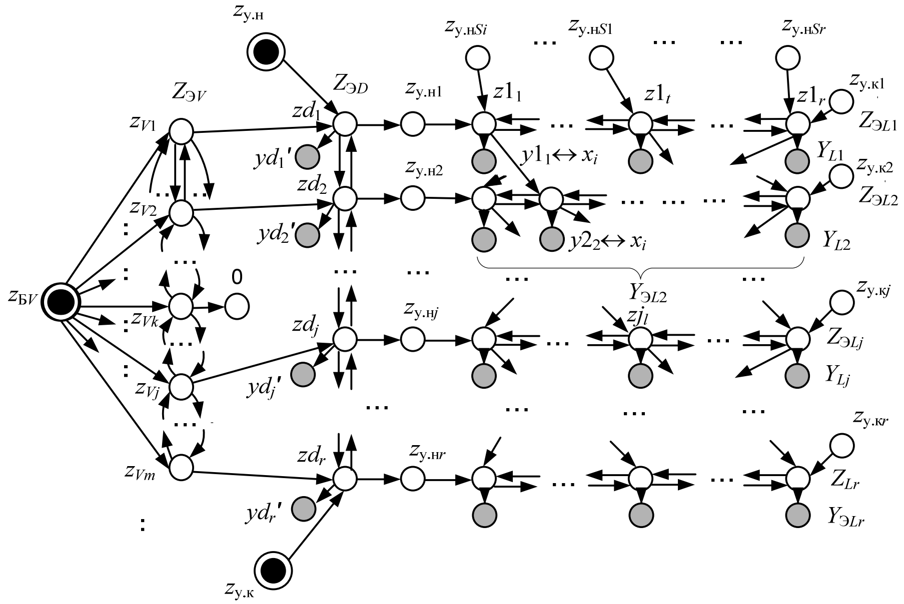

Рис. 4. Модель двухуровневой структуры трехсвязный список с вектором прямого доступа *V* к вершинам модели списка L_D:
$yd_j' \leftrightarrow <u_j, w_j, |\,\Gamma u_j|$, $r = |U|$

В результате объединения по вершинам yp_i и $z_{у.н\, Si}$ графов $\vec{G}_{DLVS}$ и $\vec{G}_P$

$$\vec{G}_{D-P}(Z, Y, FZ) = \vec{G}_{DLVS}(Z2, Y1, FZ2) \cup \vec{G}_P(Z_P, Y_P, FZ_P),$$

получим модель комбинированной структуры – трехсвязный список с векторами прямого доступа к элементам списка L_D и к спискам S_i. Здесь $Z = \{Z2, Z_P\}$, $Y = \{Y1, Y_P\}$, $FZ = \{FZ2, FZ_P\}$ (рис. 5).

Теперь удаление вершины x_i заключается в обнулении $Y_{Pi} \in Y_P$ графа $\vec{G}_P$, удалении вершины $Z_{эi} \subset Z_{эL}$, т. е. графа $\vec{G}_{Si}$, и выполняется с вычислительной сложностью, равной ρ.

Таким образом, формальный синтез структуры производится операцией объединения рассмотренных выше графов:

$$\vec{G}_C(Z, Y, FZ) = \vec{G}_{DL}(\{Z_D, Z_L\}, \{Y_D, Y_L\}, FZ_D, FZ_L) \cup \vec{G}_V(Z_V, Y_V, FZ_V) \cup$$
$$\cup \vec{G}_S(Z_S, Y_S, FZ_S) \cup \vec{G}_P(Z_P, Y_P, FZ_P).$$

Модели рассмотренных структур, содержащие информацию, необходимую для оценки емкостной и вычислительной сложности операций над ними имеют вид:

- *каждого двусвязного списка данных Lj*

$\vec{G}_{Lj}(\{<\{z_{у.нj}, z_{у.кj}\}, v_А>, <Z_{эLj}, Q, v_А>\}, <Y_{Lj}, v_З>, F\{z_{у.нj}, z_{у.кj}\}, FZ_{эLj})$, $j = 1, m$;

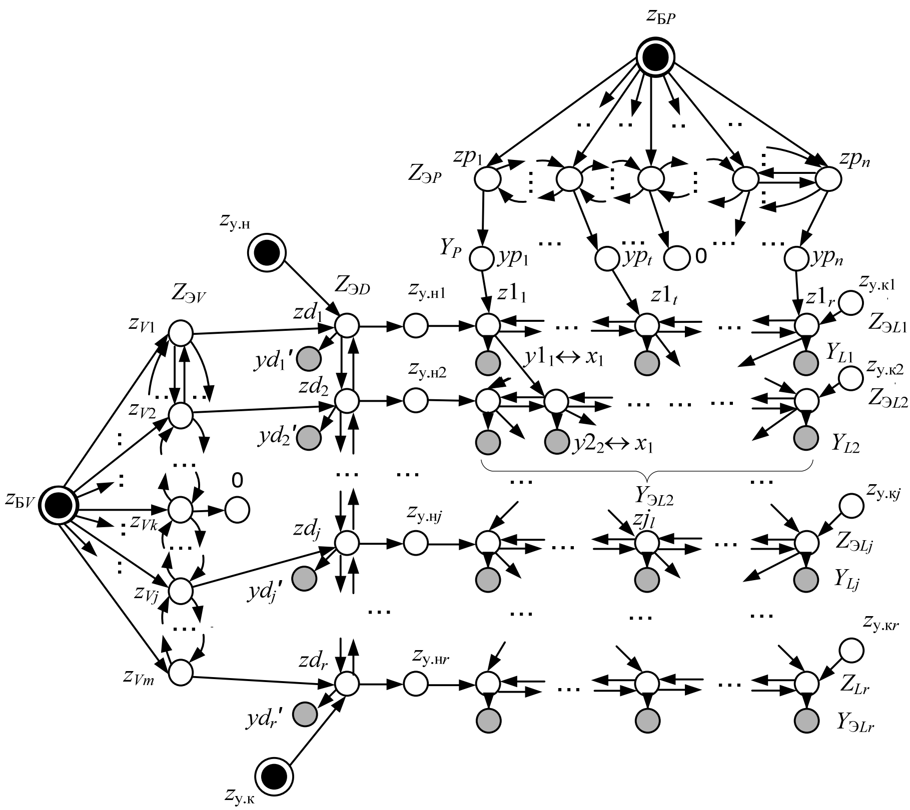

Рис. 5. Модель двухуровневой структуры трехсвязный список с векторами прямого доступа к вершинам модели списка L_D и вершинам – указателям начала списков $\{S_i\}$:

$yd_j' \leftrightarrow <u_j, w_j, |\Gamma u_j|>$, $r = |U|$, $yp_t = z_{у.н\, Si}$

- *двусвязного списка данных LD*

$\vec{G}_{LD}(\{\{<Z_{уD}, v_А>, <Z_{эD}, Q, v_А>\}, <Y_D, v_З, v_А>\}, FZ_D)$;

- *вектора адресов прямого доступа V*

$\vec{G}_V(\{<z_{бV}, v_А>, <Z_{эV}, Q>\}, <Y_V, v_А>, FZ_V)$;

- *вектора адресов прямого доступа P*

$\vec{G}_P(\{<z_{бP}, v_А>, <Z_{эP}, Q>\}, <Y_P, v_А>, FZ_P)$;

- *каждого односвязного списка адресов Si*

$\vec{G}_{Si}(\{<z_{у.н\, Si}, v_А> <Z_{эi}, Q, v_А>\}, FZ_i)$, $i = 1, n$.

Емкостная сложность комбинированной структуры определяется как сумма весов v вершин объединенного графа $G_с$. С учетом объединения указанных выше множеств получим

$$V_с = v_А\,(3\,A\,m + 5\,m + n + 4) + v_З\,m\,(A + 3),$$

где $A = |\Gamma u|$.

Полученная синтезированная двухуровневая структура представляет собой трехсвязный список с векторами прямого доступа к элементам списка L_D и указателям начала списков $\{S_i\}$ (рис. 6). Вычислительная сложность выполнения основных операций доступа к элементам первого и второго уровня над этой структурой данных благодаря реализации в структуре дополнительных отношений составит:

1) в множестве $<U, W, |\Gamma U|>$: поиск элемента

- по номеру $q_i = 1$,
- по значению (в том числе максимального и минимального) $q_{vol} = m / 2$;

2) в множествах Γu_j:

- удаление элемента x_k (через двусвязный список S_i) $q_{\text{del}} = 1$.
- операция $\forall u_j \in \Gamma x_k : \Gamma u_j := \Gamma u_j \setminus x_k$.

В результате операция будет выполняться с функциональной вычислительной сложностью ρ, в то время как в структуре, показанной на рис. 1, со сложностью, равной ρ $(m + A)$.

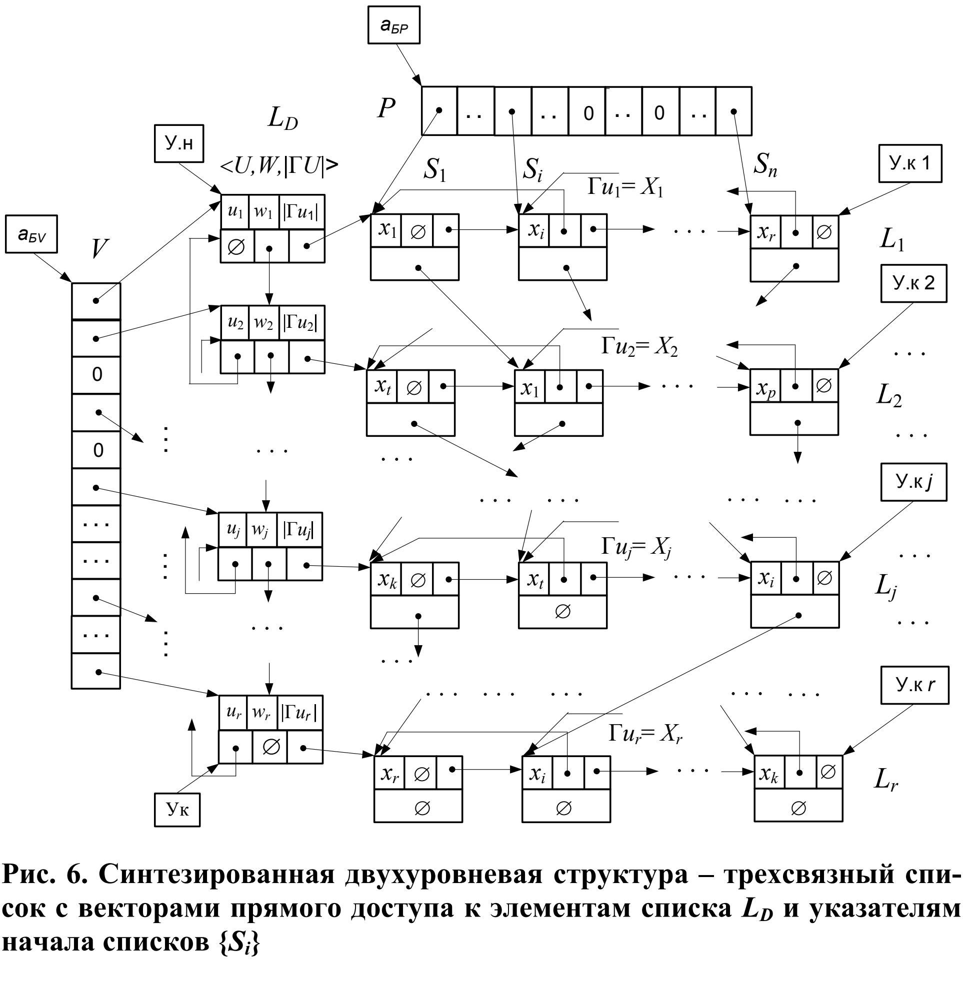

Рис. 6. Синтезированная двухуровневая структура – трехсвязный список с векторами прямого доступа к элементам списка L_D и указателям начала списков $\{S_i\}$

По постановке задачи синтеза структур данных для представления объектов задач рассматриваемого класса на основании выполненного анализа можно сформулировать следующие положения:

1) объект задачи структурного анализа или синтеза (граф) задается аналитически совокупностью множеств и множеств подмножеств. (При матричном задании задача синтеза эффективных структур данных не стоит.);

2) между элементами указанных множеств и подмножествами существуют отношения соответствия, определяемые предикатами инцидентности или смежности, которые востребованы для данного алгоритма. Эти отношения являются взаимно однозначными и должны быть реализованы в производной структуре данных для аналитического представления графа;

3) структуры данных для представления множеств и подмножеств выбирают в соответствии с требованием минимальной вычислительной сложности выполнения комплекса операций, заданных над этими множествами в алгоритме, с учетом ограничения на емкостную сложность представления объекта (вектор, односвязный или двусвязный список);

4) необходимость эффективного выполнения на полученном представлении объекта операций, связанных с преобразованием соответствующих иерархических структур данных, обусловливает появление дополнительных отношений и реализующих их структур;

5) каждая дополнительная структура требует затрат памяти на ее организацию.

Исходными данными для синтеза структуры, представляющей объект задачи структурного анализа или синтеза являются:

- совокупность множеств, представляющих объект и основные отношения между этими множествами и их элементами, а также размер элемента данных каждого множества;
- множество базовых и производных структур данных для представления множеств и их подмножеств;
- множество операций, выполняемых над объектом, и описания этих операций на языке уровня множеств, что позволит определить множество операций над данными структуры;
- количество повторений каждой операции над объектом в алгоритме;
- совокупность дополнительных отношений между компонентами данных, реализация которых позволяет задать альтернативные варианты выполнения операций над синтезируемой структурой данных с меньшей вычислительной сложностью;
- совокупность структур, реализующих дополнительные отношения в основной структуре данных;

• допустимый объем памяти, который может занимать синтезируемая структура.

Наличие указанных данных позволяет формировать множество вариантов модели структуры данных, которые получают объединением тех или иных моделей базовых, производных и дополнительных структур, и определить их характеристики. Из полученного множества необходимо выбрать структуру, которая для заданного набора операций обеспечивает минимальную вычислительную сложность, и емкостная сложность которой не превышает допустимого значения.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Овчинников В. А. Алгоритмизация комбинаторно-оптимизационных задач при проектировании ЭВМ и систем. – М.: Изд-во МГТУ им. Н. Э. Баумана, 2001. – 288 с.
2. Иванова Г. С. Математические модели структур данных // Информационные технологии. – 2006. – № 9. – С. 44–52.
3. Иванова Г. С. Методология и средства разработки алгоритмов решения задач анализа и синтеза структур программного обеспечения и устройств вычислительной техники: Дис. ... д-ра техн. наук: 05.13.11. – М., 2007.

Статья поступила в редакцию 14.05.2012