Государственный комитет Совета Министров СССР
по делам строительства

Центральный научно-исследовательский и проектно-экспериментальный институт автоматизированных систем в строительстве
(ЦНИПИАСС)

УДК 69.003:658.5.014.011.56
№ Гос. регистрации 77023963
Инвентарный №

"Утверждаю"
Директор ЦНИПИАСС
д.т.н., профессор
А.А.Гусаков
" " марта 1978 г.

Технический проект
АСП СОУ

Том 2. Программное обеспечение АСП СОУ

Книга 8. Технический проект блока документирования.
Математическая модель блока документирования.

шифр 38-9

Зав. сектором,
научный руководитель темы С.П.Никаноров

Ответственный исполнитель
к.ф-м.н., с.н.с. Д.Б.Персиц

38-9
т.2.кн.8

Москва - 1978 г.

Настоящий Технический проект разработан Вычислительным Центром Одесского отделения Института экономики Академии Наук Украинской ССР в соответствии с Техническим заданием на блок документирования (том 2, книга I4 настоящего Технического проекта АСП СОУ) по хоздоговору №016-76 от 20 июля 1976г. с ЦНИПИАСС Госстроя СССР на тему "Разработка системы автоматизированного проектирования систем организационного управления. Технический проект на блок Документирование и блок Выбор методов".

Список исполнителей-
сотрудников ВЦ ООИЭ АН УССР

1. Портнов Г.Я. - руководитель темы, зав. отделом, к.ф.н.
2. Айзенштат А.В. - ответственный исполнитель, зав. производственной группой, к.ф.-м.н.
3. Закс Б.А. - ответственный исполнитель, ст. инженер
4. Самовалов А.Д. - ст. инженер
5. Юркова Г.М. - инженер
6. Бутина Г.А. - ст. техник

Реферат

Книга содержит II5 стр., 3 рис., I табл.

Ключевые слова: технический проект, автоматизированная система проектирования, проектирование организаций, система пакетов прикладных программ, проект системы организационного управления, документирование проекта, аспекты проекта, размещение текста проекта.

Блок документирования является составной частью программного обеспечения системы автоматизированного проектирования систем организационного управления. Блок документирования предназначен для автоматизации процессов представления недокументированного решения о проектируемой системе в форме документа-проекта. Недокументированное решение есть результат работы логико-интерпретационного блока, где это решение представлено значениями переменных теоретико-множественной модели специального вида. Преобразование недокументированного решения в проект осуществляется с помощью следующих операций: разметка, сокращение, текстирование, размещение и вывод. Предусмотрена также операция внесения изменений.

Математическая модель процесса документирования содержит определения всех используемых понятий и функциональные описания всех задач, к которым сводятся указанные выше операции.

38-9
т.2кн.3

ОГЛАВЛЕНИЕ

I МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ ПРОЦЕССА ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ

38-9
т2ш8.

II МЕТОДЫ РЕАЛИЗАЦИИ МОДУЛИ ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ

I. В В Е Д Е Н И Е

Блок ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ является составной частью автоматизированной системы проектирования систем организационного управления разрабатываемой ЦНИПИАСС Госстроя СССР.

Для понимания документа необходимо знакомство с "Техническим проектом экспериментальной системы пакетов прикладных программ автоматизированного проектирования систем организационного управления (логико-интерпретационный блок)".

Блок ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ предназначен для автоматизации процессов представления недокументированного решения, получаемого в логико-интерпретационном блоке в виде результатов R - интерпретации, в форме документа-проекта. Превращение недокументированного решения в проект осуществляется с помощью следующих операций блока ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ:

- РАЗМЕТКА;
- СОКРАЩЕНИЕ;
- ТЕКСТИРОВАНИЕ;
- РАЗМЕЩЕНИЕ;
- ВЫВОД;
- ВНЕСЕНИЕ ИЗМЕНЕНИЙ.

Документ состоит из двух частей. В части I представлена математическая модель процесса документирования, включающая концептуальную схему, схему функционирования и описание каждой операции.

Часть II - содержит программную реализацию, включающую описания алгоритмов основных модулей, входных и выходных форм и массивов, структуру и схему функционирования программного комплекса по каждой операции.

2. КОНЦЕПТУАЛЬНАЯ СХЕМА БЛОКА ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ

2.I. Основные понятия блока ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ

Ниже будут определены основные понятия концептуальной схемы блока ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ. В дальнейшем при рассмотрении операций блока ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ описание этих понятий будет расширено и детализировано.

2.I.I. R - сеть

Определено 2.I.I.I

"Структурированным множеством SD назовем кортеж

$$SD = \langle g, \kappa \rangle$$,где

g - ориентированный граф без циклов и петель;

κ - отображение множества вершин графа g во множество идентификаторов.

Определение 2.I.I.I. фиксирует некоторую специальную форму задания множества $\bigcup\limits_{a \in V_g} \kappa_a$. При этом предполагается, что каждой вершине b, отличной от начальной, соответствует множество

$$\kappa_b = \bigcup\limits_{\{a \mid \exists d \in D(g) : pr_1 d = a\}} \kappa_a$$

Определение 2.I.I.2.

Введем понятие R -сети. R -сетью назовем кортеж следующего вида

$$\tau = \langle G, \lambda, \mu, \sigma, \theta, \rho, \nu \rangle$$,где

G - ориентированный граф без циклов и петель;

$\lambda : D(G) \to Z^+$ - упорядочение множества дуг $D(G)$ графа G, отображание, удовлетворяющее условию:

$$\forall v \notin V_0 \; (\lambda : D^{-1}_{(v)} \to \lambda [D^{-1}_{(v)}]$$ - биекция);

38-9
т2 кн 8

$\mu : V \setminus V_0 \to \{B, P\}$ - операционное заполнение, отображение множества всех неначальных вершин графа G во множество операций булеанизации и прямого произведения, причем

$$\mu(v) = B \Rightarrow |D^{-1}_{(v)}| = 1;$$

$\sigma : v \mapsto SD_v$ - отображение, которое каждой вершине v графа G ставит в соответствие некоторое структурированное множество SD_v;

$$\theta_v : SD_v \to \begin{cases} B[SD_{v^{-1}}] & \text{, если } \mu(v) = B \\ SD_{v_1^{-1}} \times SD_{v_2^{-1}} \times \ldots \times SD_{v_n^{-1}} & \text{, если } \mu(v) = P \text{ и } |D^{-1}_{(v)}| = n \end{cases}$$

частичное отображение, показывающее, из каких элементов (случай операции B) или компонент (случай операции P) состоит каждый элемент из SD_v.

$\theta : v \mapsto \theta_v$ - отображение множества $V \setminus V_0$ во множество отображений $\{\theta_v\}$, описанных выше;

$\rho_v : \{v\} \times SD_v \to \{D, \Pi_1, \Pi_2, \ldots\}$ - частичное отображение множества $\{v\} \to SD_v$ во множество стандартных имен типа Π, D; $\rho : v \mapsto \rho_v$;

$\nu : V \to \{X_1, X_2, \ldots, C_1, C_2, \ldots, K_1, K_2, \ldots, M\}$ - частичное отображение множества вершин графа G во множество стандартных имен типа X, C, K, M.

Определение 2.1.1.3.

Будем говорить, что R-сеть z' является фрагментом R-сети z ($z' \subset z$), если:

1) G' - подграф G;

2) λ' - сужение λ на D';

3) μ' - сужение μ на $V \setminus V_0$;

38-9
т.2.кв.8.

4) $\sigma'(v) \subset \sigma(v)$ для $v \in V'$;

5) $\theta' : v \mapsto \theta'_v$, где $v \in V' \setminus V'_0$ удовлетворяет следующим условиям:

а) если $\mu(v) = B$; то

$$(\forall x \in \sigma'(v))([\theta'_v(x) \in B(\sigma'(v^{-1}))] \wedge [\theta'_v(x) \subset \theta_v(x)])$$;

б) если $\mu(v) = P$, то

$$(\forall x \in \sigma'(v))([\theta'_v(x) \in \prod_{i \in \lambda'(\mathcal{D}'^{-1}_v)} \sigma'(v_i^{-1})] \wedge [pr_{\substack{\prod \sigma'(v_i^{-1}) \\ i \in \lambda'_v(\mathcal{D}'^{-1}_v)}} \theta_v(x) = \theta'_v(x)])$$

6) $\rho' : v \mapsto \rho'_v$, где $v \in V'$, ρ'_v – сужение ρ_v на $\sigma'(v)$;

7) $\dashv'$ – сужение $\dashv$ на V'.

Множество всех фрагментов R-сети z обозначим через $\mathcal{F}(z)$.

Начальными элементами фрагмента z' назовем элементы множеств $S\mathcal{D}'_v$, на которых не определено отображение θ'_v.

Конечными элементами фрагмента z' назовем элементы множеств $S\mathcal{D}'_v$, не попадающие (в качестве элементов или компонент) в образы отображений $\theta'_{v^{+1}}$ (v^{+1} – множество вершин графа G', следующих за v).

v-фрагментом назовем простейший фрагмент, граф которого содержит единственную вершину v.

v-фрагмент z'' называется начальным (конечным) по отношению к фрагменту z', если множество $S\mathcal{D}''_v$ состоит только из начальных (конечных) элементов фрагмента z'.

Началом $begin\, z'$ (концом $end\, z'$) фрагмента z' назовем объединение всех начальных (конечных) его v-фрагментов.

2.1.2. Единица символьной информации.

Определение 2.1.2.1.

Единицей символьной информации будем называть кортеж

$$E = \langle \Pi, A, f, K \rangle$$, где

$\Pi = [I, J]$ – поле, $I = [m, \tilde{m}]$, $J = [n, \tilde{n}]$ – сегменты, $m, \tilde{m}, n, \tilde{n} \in Z_0^+$;

$A = \{e_i\}_{i=1}^{n}$ – алфавит, т.е. множество элементарных символов;

$f: P_\Pi \to A$ – отображение множества P_Π позиций поля Π в алфавит, где

$$P_\Pi = \{\pi_{ij} = \langle i, j \rangle \mid i, j \in Z_0^+, m \le i \le \tilde{m}, n \le j \le \tilde{n}\}$$;

K – код, идентифицирующий представление E.

2.1.3. RS-сеть.

Определение 2.1.3.1.

Будем говорить, что "структурированое множество" SD E-оснащено, если задано отображение $\mathcal{K}: K_a \longmapsto E_a$, которое каждому идентификатору K_a ставит в соответствие единицу символьной информации E_a.

Интерпретация. E_a задает имя (термин) элемента K_a, которое затем будет фигурировать в тексте проекта.

Определение 2.1.3.2.

E-оснащенной R-сетью (RS-сетью) будем называть R-сеть, у которой:

1) все множества SD_v, содержащие начальные или конечные элементы, E-оснащены;

2) граф G не содержит связного четырехслойного подграфа,

38-9
т.2 кн.8.

у которого все множества SD_v не являются E-оснащенными.

Семейство всех E-оснащенных R-сетей обозначим через $\mathcal{R}$.

Определение 2.1.3.3.

Генератором типа E (генератором ЕСИ) назовем отображение $f: \mathcal{R}' \to \mathcal{E}$, действующее на некотором семействе $\mathcal{R}' \subset \mathcal{R}$ E-оснащенных R-сетей во множество $\mathcal{E}$ единиц символьной информации.

2.1.4. Оператор разметки RS-сети.

Пусть задана конечная последовательность $\mathcal{J}$ идентификаторов с параметрами $\{a_i(n_1, n_2, \ldots, n_{k_i})\}_{i=1}^{N}$. Число k_i параметров каждого идентификатора может быть переменным (изменяться в определенных пределах) или постоянным в зависимости от номера i. Случай $k_i = 0$ тоже не исключен.

На элементах последовательности $\mathcal{J}$ задана операция $\oplus$: для каждой пары $\langle i, j\rangle$ из некоторого подмножества $A \subset Z_N^+ \times Z_N^+$ имеет место равенство $a_i(n_1, \ldots, n_{k_i}) \oplus a_j(m_1, \ldots, m_{k_j}) =$
$= a_\ell(z_1(n_1, \ldots, n_{k_i}, m_1, \ldots, m_{k_j}), \ldots, z_{k_\ell(k_i, k_j)}(n_1, \ldots, m_{k_j}))$.
При этом имеют место законы коммутативности и ассоциативности.

Определение 2.1.4.1.

Разметкой RS-сети S назовем пару $R_z = \langle \rho_1, \rho_2 \rangle$, где

$\rho_1: V(G) \to \mathcal{J}$ – частичное отображение множества вершин графа G RS-сети во множество $\mathcal{J}$ идентификаторов с параметрами;

$\rho_2: \bigcup\limits_{v \in V(G)} \{v\} \times SD_v \to \mathcal{J}$ – частичное отображение множества пар $\langle v, x\rangle$, $v \in V(G)$, $x \in SD_v$ во множество $\mathcal{J}$ идентификаторов с параметрами.

38-9
т.2.кл2

Определение 2.I.4.2.

Оператором разметки $\mathfrak{M}$ назовем отображение $\mathfrak{M}: s \to R_s$.

2.I.5. Оператор сокращения RS-сети.

Определение 2.I.5.I.

RS-сеть $\tilde{s}$ будем называть сокращением или подсетью RS-сети s, если:

I) $\tilde{z}$ – фрагмент R-сети z, где $z(\tilde{z})$ – R-сети, соответствующие RS-сетям $s(\tilde{s})$;

2) $\tilde{K}_v(\tilde{\kappa}_a) = K_v(\kappa_a)$, где
$v \in \tilde{V}$, $\widetilde{SD}_v = \langle \tilde{g}, \tilde{\kappa} \rangle$, $SD_v = \langle g, \kappa \rangle$,
a – вершина $\tilde{g}$.

Определение 2.I.5.2.

Переставленной RS-сетью для RS-сети $\tilde{s}$ будем называть такую RS-сеть $\tilde{s}$, что существует частичное отображение $\pi: v \longmapsto \pi_v$ неначальных вершин графа G во множество перестановок натуральных чисел I,2,..., n_v, такое, что:

I) для всякого v, принадлежащего области определения π, $\mu(v) = P$;!

2) если d – дуга такая, что ее верхняя вершина $pz_2 d$ принадлежит области определения π, то $\tilde{\lambda}(d) = \pi_{pz_2 d}\, \lambda(d)$;

3) $pz_i \tilde{\theta}_v(x) = pz_{\pi_v(i)}\, \theta_v(x)$, если v принадлежит области определения π, здесь $x \in \tilde{\sigma}(v)$;

Определение 2.I.5.3.

Оператором сокращения Ω RS-сети s будем называть отображение $\Omega: \langle s, R_s \rangle \longmapsto \tilde{s}$, где R_s – разметка RS-сети s, $\tilde{s}$ – переставленная подсеть RS-сети s.

38-9
т.2 кн.8

2.1.6. Оператор текстирования RS-сети.

Определение 2.1.6.1.

Текстовой формой Φ назовем кортеж

$\Phi = \langle \Pi, \{\Pi_i\}, \lambda, \pi, \zeta \rangle$, где

Π – некоторое поле, называемое главным полем текстовой формы;

$\{\Pi_i\}$ – подполя поля Π, удовлетворяющие условию:

а) $\cup \Pi_i = \Pi$

б) $\Pi_i \cap \Pi_j = \varnothing \quad (i \neq j)$

(размеры поля Π или некоторых его подполей Π_i могут быть переменными);

$\lambda: \{\Pi_i\} \to \{c, i\}$ – частичное отображение множества полей

c – признак того, что поле Π_i "полностью заполняемое";

i – признак того, что поле Π_i основное;

$\zeta: \lambda^{-1}(c) \to A$ – отображение полей Π_i, "заполняемых полностью" во множество элементарных символов;

$\pi: \lambda^{-1}(i) \to \{E^\nu\}$ – отображение множества основных полей во множество единиц символьной информации.

Определение 2.1.6.2.

Оператором текстирования назовем отображение

$T: s \mapsto \langle \Phi_1, \ldots, \Phi_\ell \rangle$, ставящее в соответствие RS-сети последовательность текстовых форм, выражающих зависимости, закодированные в этой RS-сети.

2.1.7. Оператор размещения.

Определение 2.1.7.1.

Заполненной страницей носителя будем называть текстовую форму, для которой заданы размеры всех полей формы, заполнено поле, идентифицирующее номер страницы, и размеры главного поля совпадают с размерами страницы АЦПУ.

Определение 2.1.7.2.

Оператором размещения L назовем отображение

$$L : \langle \Phi_1, \dots, \Phi_n \rangle \to \langle S_1, \dots, S_m \rangle \ ,$$

ставящее в соответствие последовательности текстовых форм последовательность заполненных страниц носителя.

2.1.8. Оператор вывода.

Определение 2.1.8.1.

Оператором вывода назовем отображение

$$B : \langle S_1, SR_1, S_2, SR_2, \dots, S_p, SR_p \rangle \to \langle \text{ЕСИ}_1, \text{ЕСИ}_2, \dots, \text{ЕСИ}_p \rangle ,$$

удовлетворяющее условиям:

1) размеры ЕСИ $_i$ совпадают с размерами заполненной страницы S_i , $i=1,\dots,p$;

2) $f_i|_L = f_i^L$, где L – поле S_i , $i=1,\dots,p$;

3) $K_i = SR_i$, $i=1,\dots,p$;

4) $SR_i \in G$, где G – множество типов носителей.

2.1.9. Оператор внесения изменений.

Обозначим через $K_1 - \Omega \circ \mathfrak{M}$, через $K_2 - T$, через $K_3 - L$, через $K_4 - B$.

Определение 2.1.9.1.

Назовем состоянием процесса ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ

$$CT_i = \langle D_i , Jm(K_i(D_i)) \rangle \qquad , \text{ где } D_i$$

38–9
т.2. кн 8.

– область определения оператора K_i, $i=1,\dots,4$.

Определение 2.I.9.2.

Назовем процессом ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ последовательность

$$HS = CT_1, \dots, CT_k, \quad k \in Z_4^+$$

Определение 2.I.9.3.

Оператором внесения изменений назовем отображение

$BИ: \langle HS, i \rangle \longrightarrow HS'$, где $i \in Z_4$,

HS, HS' – процессы документирования, для которых выполняются условия:

1) если $i>1$, то $CT_j = CT_j'$, $j=1,\dots,i-1$;

2) $card(HS) = card(HS') = 2$;

3) $Jm(K_2(\mathcal{D}_2)) \cap Jm(K_2(\mathcal{D}_2')) \neq \emptyset$.

2.2. ОПИСАНИЕ функционирования блока ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ.

Входом в блок ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ является RS-сеть, представляющая проектное решение, полученное в логико-интерпретационном блоке.

Полученная RS-сеть подлежит сокращению для устранения излишней детализации, путем удаления тех частей RS-сети, которые известны всем пользователям проекта. Соответственно формируется задание на разметку, поступающее в операцию РАЗМЕТКА. Эта операция соответствует оператору разметки $\mathcal{M}$, ее выходом является разметка RS-сети. RS-сеть вместе с ее разметкой поступает в операцию СОКРАЩЕНИЕ. Эта операция соответствует оператору сокращение Ω, ее выходом является подсеть RS-сети.

Полученная подсеть RS-сети подлежит аспектированию, т.е. выделению из нее подсетей, ориентированных на различных пользователей системы. Для этого формируются задания на разметку для выделения аспектов, поступающие в операцию РАЗМЕТКА, после которой выполняется операция СОКРАЩЕНИЕ. В результате получается набор аспектов, являющихся подсетями исходной RS-сети.

Полученные аспекты поступают в операцию ТЕКСТИРОВАНИЕ (соответствующую оператору текстирования T) для представления их в виде упорядоченного набора текстовых форм.

Полученные текстовые формы поступают в операцию РАЗМЕЩЕНИЕ (соответствующую оператору размещения L) для представления их в виде упорядоченных наборов заполненных страниц носителя.

Операция ВЫВОД предназначена для реализации решений, сформированных в операции РАЗМЕЩЕНИЕ.

3. РАЗМЕТКА

3.1. Основные понятия.

При описании концептуальной схемы операции РАЗМЕТКА используется понятие операционной схемы (ОС) построения главного рода структуры (см. отчет по теме 37-8-75, ч.4: "ТЗ на разработку комплекса алгоритмов и программ (2-я редакция)").

Пусть Γ - граф операционной схемы, а $\mathcal{K}_\omega$ - множество конституэнт рода структуры (или дополнения), соответствующего вершине ω графа Γ.

Определение 3.1.1.

Механизмом Т- и антиинтерпретации назовем кортеж

$$\tau = \langle \Gamma, \mathcal{K}, \mathcal{F} \rangle$$, где

Γ - граф операционной схемы,

$\mathcal{K}: \omega \mapsto \mathcal{K}_\omega$ - отображение, приписывающее каждой вершине графа Γ, соответствующей роду структуры (или дополнению), множество конституэнт этого рода структуры (или дополнения),

$\mathcal{F}: \omega \mapsto f_\omega$ - отображение, сопоставляющее каждой неначальной вершине графа Γ отношение f_ω (Т- и антиинтерпретация), устанавливающее эквивалентность между множествами $\{\omega\} \times \mathcal{K}_\omega$ и $\bigcup_{\omega' \in V^{-1}(\omega)} \{\omega'\} \times \mathcal{K}_{\omega'}$ (фактически устанавливается соответствие между конституэнтами множества $\mathcal{K}_\omega$ и множеств $\mathcal{K}_{\omega'}$, $\omega' \in V^{-1}(\omega)$). Подробнее о Т- и антиинтерпретации см. в указанном выше отчете.

Определение 3.1.2.

1) Т-образом пары $\langle \omega, k \rangle$, $k \in \mathcal{K}_\omega$ по пути $\langle \omega, \omega_1, \dots, e \rangle$, ведущему от вершины ω к конечной вершине e, назовем пару

$$\langle e, k' \rangle = (f_e \circ \dots \circ f_1)\,(\langle \omega, k \rangle)$$

38-9
т2.к.8

2) Т-образом пары $<\omega, k>$, $k \in \mathcal{K}_\omega$ назовем объединение Т-образов этой пары по всевозможным путям, ведущим от ω к e.

Введем обозначение $T(<\omega, k>)$ для Т-образа пары $<\omega, k>$, $\omega \in V(\Gamma)$, $k \in \mathcal{K}_\omega$.

Пусть задана конечная последовательность $\mathcal{J}$ идентификаторов с параметрами $\{a_i(n_1, n_2, \dots n_{k_i})\}_{i=1}^N$. Число k_i параметров каждого идентификатора может быть переменным (изменяться в определенных пределах) или постоянным в зависимости от номера i. Случай $k_i = 0$ тоже не исключен.

На элементах последовательности $\mathcal{J}$ задана операция $\oplus$: для каждой пары $<i, j>$ из некоторого подмножества $A \subset Z_N^+ \times Z_N^+$ имеет место равенство:

$$a_i(n_1, \dots, n_{k_i}) \oplus a_j(m_1, \dots, m_{k_j}) = a_e(\tau_1(n_1, \dots, n_{k_i}, m_1, \dots, m_{k_j}) \dots \dots \tau_{e\,e(k_i, k_j)}(n_1, \dots m_{k_j}))$$

При этом имеют место законы коммутативности и ассоциативности.

Определение 3.1.3.

Заданием на разметку назовем частичное отображение

$$\mathcal{z}: <\omega, k> \mapsto a_j(n_1, \dots, n_{k_j})$$

соотносящее паре $<\omega, k>$, $\omega \in V(\Gamma)$, $k \in \mathcal{K}_\omega$ идентификатор с параметрами из последовательности $\mathcal{J}$.

Область определения задания $\mathcal{z}$ обозначим через $\mathcal{D}(\mathcal{z})$.

Определение 3.1.4.

Задание на разметку $\mathcal{z}$ назовем корректным, если для любой пары $<e, k> \in \bigcup\limits_{<\omega, k'> \in \mathcal{D}(\mathcal{z})} T(<\omega, k'>)$

определен результат операции

$$\sum_{<e, k> \in T(<\omega, k'>)}^{\oplus} \mathcal{z}(<\omega, k'>)$$

Определение 3.1.5.

Разметкой ГРС, соответствующей корректному заданию $\mathcal{z}$ назовем частичное отображение $\mathcal{R} : \mathcal{K}_e \to \mathcal{I}$, определенное на множестве $\{ k : \langle e, k \rangle \in \bigcup_{\langle \omega, k' \rangle \in \mathcal{D}(\gamma)} T(\langle \omega, k' \rangle) \}$

по формуле
$$\mathcal{R}(k) = \sum^{\oplus}_{\langle e, k \rangle = T(\langle \omega, k' \rangle)} \gamma(\langle \omega, k' \rangle)$$

Область определения отображения $\mathcal{R}$ обозначим через $\mathcal{D}(\mathcal{R})$.

Определение 3.I.6.

Разметкой RS-сети назовем пару

$$R_r = \langle \rho_1, \rho_2 \rangle$$, где

$\rho_1 : V(G) \to \mathcal{I}$ – частичное отображение множества вершин графа G RS-сети во множество $\mathcal{I}$ идентификаторов с параметрами;

$\rho_2 : \bigcup_{v \in V(G)} \{v\} \times SD_v \to \mathcal{I}$ частичное отображение множества пар $\langle v, x \rangle$, $v \in V(G)$, $x \in SD_v$, во множество $\mathcal{I}$ идентификаторов с параметрами.

Определение 3.7.I.

Разметкой RS -сети, соответствующей заданию на разметку γ назовем такую разметку

$$R_r^\gamma = \langle \rho_1^\gamma, \rho_2^\gamma \rangle$$, что

$$\rho_1^\gamma = \mathcal{R} \circ \nu \quad и \quad \rho_2^\gamma = \mathcal{R} \circ \rho,$$

где $\mathcal{R}$ – разметка ГРС, соответствующая γ , ν и ρ – отображения из определения R -сети.

Основная задача, решаемая операцией РАЗМЕТКА:

по заданию на разметку γ и по некоторой заданной разметке R_r^0, называемой спецразметкой, получить разметку $R_r = R_r^\gamma \oplus R_r^0$

38-9
т2.тв.

3.2. РАЗМЕТКА для СОКРАЩЕНИЯ.

В предыдущем пункте дано описание общей концептуальной схемы процесса разметки R -сети с помощью механизма Т- и анти-интерпретации. Конкретизируем введенные там понятия на случай, когда разметка R -сети выполняется для использования ее в операции СОКРАЩЕНИЕ.

Опишем последовательность $\mathcal{T}$ в этом случае.

Идентификаторы из $\mathcal{T}$ делятся на простые (один индекс) и сложные (кортеж индексов). Каждый сложный идентификатор представим в виде композиции простых идентификаторов, например,

$$a_{i,j,k} = a_i \oplus a_j \oplus a_k .$$

Установим следующее соответствие между простыми идентификаторами из $\mathcal{T}$ и операциями, входящими в состав операции СОКРАЩЕНИЕ:

a_{t1} - нижнее замыкание;

a_{t2} - замыкание;

a_3 - сокращение дуг;

a_4 - факторизация;

a_0 - перестановка.

Идентификаторы a_{t1} и a_4 употребляются без параметров. Идентификаторы a_{t2} имеют 2 параметра:

$a_{t2}(n_-, n_+)$ соответствует замыканию на n -уровней "вниз" и уровней "вверх" (см. операцию СОКРАЩЕНИЕ, п.4, ч I).

Идентификаторы a_3 и a_0 имеют переменное число параметров. Значение идентификатора $a_3(n_1,\dots,n_r)$ зависит от того, какому объекту он приписывается. Если он приписывается вершине v графа G $[p_1(v)=a_3(n_1,\dots,n_r)]$,[+] то этот идентификатор указывает на необходимость сокращения дуг с номерами $n_1,\dots,n_r$, входящих

38-9
т.2.кн.8

в ϑ.

Отметим, что равенство (ж) имеет смысл только для вершин $\vartheta : \mu(v) = P$ и $|V^{-1}(v)| \geq max\, n_i$. Если идентификатор $a_3(n_1,\dots,n_r)$ приписывается паре $\langle v, x\rangle [\rho_2(\langle v, x\rangle) = a_3(n_1,\dots,n_r)$ (жж), то при $\mu(v) = P$ этот идентификатор указывает на необходимость исключения $n_1,\dots,n_r$ -тых компонент из вектора $\theta_v(x)$, а при $\mu(v) = B$ – на необходимость исключения элементов, идентифицируемых параметрами $n_1,\dots,n_r$, из множества $\theta_v(x)$. Отметим, что при $\mu(v) = B$ равенство (жж) имеет смысл получать только из спецразметки.

$a_0(m_1,\dots,m_p)$ – соответствует перестановке дуг $(m_1,\dots,m_p)$ – перестановка натуральных чисел $1,\dots,p$.

Выпишем основные тождества, служащие для упрощения разметки:

I) $a_{\pm 1} \oplus a_{\pm 1} = a_{\pm 1}$

2) $a_1 \oplus a_{-1} = a_1$

3) $a_{\pm 1} \oplus a_{+2}(n_-, n_+) = a_{\pm 2}(\infty, n_+)$

4) $a_3(n_1,\dots,n_r) \oplus a_4 = a_4$

5) $a_4 \oplus a_0(m_1,\dots,m_p)$ – не определено

– Отметим, что в задании на разметку z параметр a_0 может привязываться только к парам $\langle \omega, k\rangle$, k – конституэнта типа $x, c, \mathcal{D}, M$. Другими словами, перестановка должна производиться только на сильном уровне вершин графа G.

Предположим, что задана разметка $R_z = \langle \rho_1, \rho_2\rangle$ некоторой RS -сети, предназначенная для СОКРАЩЕНИЯ.

Опишем RS-сеть, которую необходимо получить по этой разметке.

Введем обозначения:

$S(v, j)$ – RS -сеть, получаемая из данной применением к верши-

38-9
т.2.кн.8.

не v сильной формы операции, соответствующей идентификатору a_j;

$\mathcal{S}(v,x,j)$ – RS-сеть, получаемая из данной применением к паре $\langle v,x\rangle$, $x \in SD_v$ слабой формы операции, соответствующей идентификатору a_j.

Кроме того, обозначим через $Ind(a_{i_1,\dots,i_n})$ – множество индексов $\{i_1,\dots i_n\}$ идентификатора $a_{i_1,\dots,i_n}$.

Рассмотрим множества:

$$V_i = \{v \in V(G) : i \in Ind\, p_1(v)\}, \quad i = 0, \pm 1, \pm 2, 3, 4$$

$$VX_i = \{\langle v,x\rangle, x \in V(G), x \in SD_v : i \in Ind\, p_2(\langle v,x\rangle)\}, \quad i = \pm 1 \pm 2, 3, 4$$

Первым шагом в выполнении операции сокращения должно быть получение RS-сети

$$\tilde{S} = \Big[\Big(\bigcup_{v\in V_1} s(v,1)\Big) \cup \Big(\bigcup_{v\in V_2} s(v,2)\Big) \cup \Big(\bigcup_{v\in VX_1} s(v,x,1)\Big) \cup \Big(\bigcup_{v\in VX_2} s(v,x,2)\Big)\Big] \cap \Big[\Big(\bigcup_{v\in V_{-1}} s(v,-1)\Big) \cup \Big(\bigcup_{v\in V_{-2}} s(v,-2)\Big) \cup \Big(\bigcup_{v\in VX_{-1}} s(v,x,-1)\Big) \cup \Big(\bigcup_{v\in VX_{-2}} s(v,x,-2)\Big)\Big] \cap \Big(\bigcap_{v\in V_3} s(v,3)\Big) \cap \Big(\bigcap_{v\in V_4} s(v,4)\Big) \cap \Big(\bigcap_{v\in VX_3} s(v,x,3)\Big) \cap \Big(\bigcap_{v\in VX_4} s(v,x,4)\Big).$$

Окончательным результатом операции СОКРАЩЕНИЕ должно быть получение RS-сети $\tilde{\mathcal{S}}_n$ с помощью перестановки по множеству V_0.

4. СОКРАЩЕНИЕ

Вход операции:

- размеченная RS -сеть S (см. определение 4.I), поступает из операции РАЗМЕТКА.

Операция СОКРАЩЕНИЕ состоит из следующих операций:

- АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ;
- СЛАБОЕ НИЖНЕЕ ЗАМЫКАНИЕ;
- СИЛЬНОЕ НИЖНЕЕ ЗАМЫКАНИЕ;
- СЛАБАЯ ФАКТОРИЗАЦИЯ;
- СИЛЬНАЯ ФАКТОРИЗАЦИЯ;
- СЛАБОЕ СОКРАЩЕНИЕ ДУГ;
- СИЛЬНОЕ СОКРАЩЕНИЕ ДУГ;
- СЛАБОЕ ЗАМЫКАНИЕ;
- СИЛЬНОЕ ЗАМЫКАНИЕ;
- ОБЪЕДИНЕНИЕ;
- ПЕРЕСЕЧЕНИЕ;
- ПЕРЕСТАНОВКА ДУГ.

4.I. Основные понятия.

При описании операции СОКРАЩЕНИЕ используются понятие RS -сети, приведенное в п.2.I., понятие разметки R -сети, приведенное в п.3.I., понятие разметки RS -сети для сокращения, приведенное в п.3.2., понятие подсети RS -сети, приведенное в п. 2.I.

Определение 4.I.

Размеченной RS -сетью будем называть кортеж $\langle S, R_\tau\rangle$, где

38-9
т.2.см.8.

S - RS-сеть

R_τ- разметка S для СОКРАЩЕНИЯ.

4.2. АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ.

4.2.I. Основные понятия.

Определение 4.2.I.I.

Моделью слабого нижнего замыкания RS -сети S будем называть множество $W_C = \{ < v, \bar{\mathcal{E}}(v) > | \, v \in \bar{V} \}$, где

I) $\bar{V} \neq \emptyset$ - некоторое подмножество множества $V \setminus V_0$ неначальных вершин графа G RS -сети S ;

2) $\emptyset \neq \bar{\mathcal{E}}(v) \subset \mathcal{E}(v)$;

3) элементам из $\bar{\mathcal{E}}(v)$ соответствуют ЕСИ в RS-сети S .

Определение 4.2.I.2.

Моделью сильного нижего замыкания RS -сети S будем называть непустое множество $\bar{V}$ такое, что $\bar{V} \subset V \setminus V_0$.

Определение 4.2.I.3.

Моделью слабой факторизации RS -сети S будем называть множество $W_F = < v, \bar{\mathcal{E}}(v) \, | \, v \in \bar{V} >$, где

I) $\emptyset \neq \bar{V} \subset V \setminus V_0$;

2) $\emptyset \neq \bar{\mathcal{E}}(v) \subset \mathcal{E}(v)$;

3) элементам из $\bar{\mathcal{E}}(v)$ соответствуют ЕСИ в RS -сети S .

Определение 4.2.I.4.

Моделью сильной факторизации RS -сети S будем называть множество $\bar{V}$ такое, что $\emptyset \neq \bar{V} \subset V \setminus V_0$.

Определение 4.2.I.5.

Моделью слабого сокращения дуг RS -сети S будем называть множество кортежей

$$W_{\mathcal{A}} = \{<v, x, \bar{\theta}_v> | v \in \bar{V}, x \in \bar{\mathcal{E}}(v)\}$$, где

1) $\emptyset \neq \bar{\mathcal{E}}(v) \subset \mathcal{E}(v)$; $\bar{V} \subset V \setminus V_0$;

2) $\bar{\theta}_v(x) \subset \theta_v(x)$, $\bar{\theta}_v(x) \neq \theta_v(x)$ – если $\mu(v) = B$ и $\bar{\theta}_v(x) \neq \theta_v(x)$ – вектор, содержащий часть компонент $\theta_v(x)$ с индуцированным порядком, если $\mu(v) = P$.

Определение 4.2.I.6.

Моделью сильного сокращения дуг RS -сети S будем называть множество $S_{\mathcal{A}} = \{<v, \bar{\mathcal{D}}_v> | v \in \bar{V}\}$ такое, что

1) $\emptyset \neq \bar{V} \subset V \setminus V_0$;

2) $\bar{\mathcal{D}}_v \subset \mathcal{D}_v^{-1}$; $\bar{\mathcal{D}}_v \neq \mathcal{D}_v^{-1}$

Определение 4.2.I.7.

Моделью слабого замыкания RS -сети S будем называть множество $M_{\kappa_-}^{\kappa_+} = \{\{<v, \bar{\mathcal{E}}(v)> | v \in \bar{V}\}, \kappa_-, \kappa_+\}$, где

1) $\emptyset \neq \bar{V} \subset V$;

2) $\emptyset \neq \bar{\mathcal{E}}(v) \subset \mathcal{E}(v)$ для $v \in \bar{V}$;

3) $\kappa_-, \kappa_+ \in Z_0^+ \cup \{\infty\}$.

Определение 4.2.I.8.

Моделью сильного замыкания будем называть множество $\{\bar{V}, \kappa_-, \kappa_+\}$, где $\emptyset \neq \bar{V} \subset V$, $\kappa_-, \kappa_+ \in Z_0^+ \cup \{\infty\}$.

Определение 4.2.I.9.

Моделью перестановки Π будем называть кортеж $<\bar{V}, \pi>$, где

1) $\bar{V} \neq \emptyset$, $\bar{V} \subset V \setminus V_0$;

2) $\pi : V \mapsto \pi_V$, где $v \in \bar{V}$, π_V – перестановка множества натуральных чисел $1, 2, \ldots, P$.

38-9
т.2.кн.8.

4.2.2. Содержание операции.

Вход операции:

- размеченная RS-сеть; поступает из операции РАЗМЕТКА.

Выход операции:

- переставленная подсеть исходной RS-сети.

Описание операции.

По исходной RS-сети в соответствии с ее разметкой выбирается все вершины v, для которых $p_1(v) = a_{-1}$, эти вершины образуют модель сильного нижнего замыкания, по которой выполняется операция СИЛЬНОЕ НИЖНЕЕ ЗАМЫКАНИЕ. Аналогично по множеству вершин $\{v \mid v \in V(G), p_1(v) = a_{-2}\}$ выполняется операция СИЛЬНОЕ ЗАМЫКАНИЕ, а по множествам

$$\{<v,x> \mid v \in V(G),\ x \in \mathcal{G}(v),\ p_1(<v,x>) = a_{-1}\} \text{ и}$$
$$\{<v,x> \mid v \in V(G),\ x \in \mathcal{G}(v),\ p_2(<v,x>) = a_{-2}\}$$

выполняются соответствующие слабые операции. Операция ОБЪЕДИНЕНИЕ одновременно производит попарное объединение полученных в результате выполнения этих операций сокращенных RS-сетей в RS-сеть S.

Аналогично по исходной RS-сети и ее разметке строятся множества:

$$\{v \mid v \in V(G), p_1(v) = a_{+1}\};$$
$$\{v \mid v \in V(G), p_1(v) = a_{+2}\};$$
$$\{<v,x> \mid v \in V(G),\ x \in \mathcal{G}(v),\ p_2(<v,x>) = a_{+1}\};$$
$$\{<v,x> \mid v \in V(G),\ x \in \mathcal{G}(v),\ p_2(<v,x>) = a_{+2}\},$$

образующие соответственно модели операций СИЛЬНОЕ НИЖНЕЕ ЗАМЫКАНИЕ, СИЛЬНОЕ ЗАМЫКАНИЕ, СЛАБОЕ НИЖНЕЕ ЗАМЫКАНИЕ, СЛАБОЕ ЗАМЫКАНИЕ и выполняются эти операции. Одновременно операция ОБЪЕДИНЕНИЕ производит попарное объединение полученных сокращенных

RS-сетей в RS-сеть S_+.

Затем выполняется операция ПЕРЕСЕЧЕНИЕ для RS-сетей S_- и S_+, в результате которой получается RS-сеть S_{-+}.

Для RS-сети S_{-+} по множествам

$$\{v \mid v \in V(G_{+-}),\ \rho_1(v) = a_3\},$$

$$\{v \mid v \in V(G_{+-}),\ \rho_1(v) = a_4\};$$

$$\{\langle v, x\rangle \mid v \in V(G_{+-}),\ x \in \mathcal{G}_{+-}(v),\ \rho_2(\langle v, x\rangle) = a_3\},$$

$$\{\langle v, x\rangle \mid v \in V(G_{+-}),\ x \in \mathcal{G}_{+-}(v),\ \rho_2(\langle v, x\rangle) = a_4\},$$

образующим соответственно модели СИЛЬНОГО СОКРАЩЕНИЯ ДУГ, СИЛЬНОЙ ФАКТОРИЗАЦИИ, СЛАБОГО СОКРАЩЕНИЯ ДУГ, СЛАБОЙ ФАКТОРИЗАЦИИ, выполняются соответствующие операции. Операция ПЕРЕСЕЧЕНИЕ формирует пересечение получаемых RS-сетей. К получаемой после этого RS-сети применяется операция ПЕРЕСТАНОВКА ДУГ, дающая окончательный результат операции СОКРАЩЕНИЕ.

4.3. СЛАБОЕ НИЖНЕЕ ЗАМЫКАНИЕ.

Вход операции:

I) RS-сеть S поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ;

2) модель слабого нижнего замыкания; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ.

Выход: слабое нижнее замыкание W_c в S.

Определение 4.3.I.

Слабым нижним замыканием RS-сети S по модели W_c будем называть RS-сеть $\tilde{S}$ такую, что:

I) $\tilde{S}$ -подсеть RS-сети S;

2) $\bar{V} \subset \tilde{V}$;

3) $\bar{\mathcal{G}}(v) \supset \tilde{\mathcal{G}}(v)$ для $v \in \bar{V}$; $\bar{\mathcal{G}}(v) = \tilde{\mathcal{G}}(v)$ для конечных из $\bar{V}$ вершин, т.е. таких вершин из $\bar{V}$, которым на графе G RS-сети S не предшествуют другие вершины из $\bar{V}$;

4) $(\forall v \in \tilde{V})\{[\mathcal{D}_{\tilde{\theta}_v} = \varnothing \Rightarrow v$ - нижняя вершина $\tilde{V}] \wedge$
$[\mu(v) = B \Rightarrow (v^{-1} \in \tilde{V} \wedge \tilde{\mathcal{G}}(v^{-1}) \supset \bigcup_{x \in \mathcal{D}_{\tilde{\theta}_v}} \theta_v(x))] \wedge$
$[\mu(v) = P \Rightarrow (v_i^{-1} \in \tilde{V} \wedge \tilde{\mathcal{G}}(v_i^{-1}) \supset$
$\supset pr_i(\bigcup_{x \in \mathcal{D}_{\tilde{\theta}_v}} \theta_v(x))]\}$;

5) $\tilde{S}$ - минимальная RS-сеть, удовлетворяющая I)-4), т.е. если для некоторой RS-сети $\tilde{S}$ выполнены условия I)-4), то

а) $\tilde{G}$ - подграф G';

б) $v \in \tilde{V} \Rightarrow \tilde{\mathcal{G}}(v) \subset \mathcal{G}'(v)$;

в) $v \in \tilde{V} \Rightarrow \mathcal{D}_{\tilde{\theta}_v} \subset \mathcal{D}_{\theta'_v}$.

4.4. СИЛЬНОЕ НИЖНЕЕ ЗАМЫКАНИЕ.

Вход операции:

I) RS-сеть S; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ;

2) модель сильного нижнего замыкания; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ.

Выход операции: сильное нижнее замыкание $\bar{V}$ в RS-сети S.

Определение 4.4.I.

Сильным нижним замыканием RS-сети S по модели $\bar{V}$ будем называть слабое нижнее замыкание RS-сети S по модели

$$W_c = \{\langle v, \mathcal{G}(v) \rangle \mid v \in \bar{V}\}.$$

4.5. СЛАБАЯ ФАКТОРИЗАЦИЯ.

Вход операции:

1) RS-сеть S поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ;

2) модель слабой факторизации; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ.

Выход операции: слабая факторизация RS-сети S относительно W_F.

Определение 4.5.1.

Слабой факторизацией RS-сети S по модели W_F будем называть RS-сеть $\tilde{S}$ такую, что:

1) $\tilde{S}$ – подсеть RS-сети S;

2) $\tilde{V}_K = V_K$, где $V_K(\tilde{V}_K)$ – множество конечных вершин графа $G(\tilde{G})$ RS-сети $S(\tilde{S})$;

3) $\tilde{\mathcal{E}}(v) = \mathcal{E}(v)$ для $v \in V_K$;

4)
$$\mathcal{D}_{\tilde{\theta}_v} = \begin{cases} (\tilde{\mathcal{E}}(v) \cap \mathcal{D}_{\theta_v}], & (v \in \tilde{V} \setminus \bar{V}); \\ (\mathcal{E}(v) \cap \mathcal{D}_{\theta_v}] \setminus \bar{\mathcal{E}}(v), & (v \in \bar{V}); \end{cases}$$

5) $(\forall v \in \tilde{V}) \{[\mathcal{D}_{\tilde{\theta}_v} \neq \emptyset \Rightarrow (\mu(v) = B \Rightarrow (v^{-1} \in \tilde{V} \wedge \tilde{\mathcal{E}}(v^{-1}) \supset \bigcup_{x \in \mathcal{D}_{\tilde{\theta}_v}} \theta_v(x)) \wedge (\mu(v) = P \Rightarrow (v_i^{-1} \in \tilde{V} \wedge \tilde{\mathcal{E}}(v_i^{-1}) \supset pr_i(\bigcup_{x \in \mathcal{D}_{\tilde{\theta}_v}} \theta_v(x))))] \wedge [\mathcal{D}_{\tilde{\theta}_v} = \emptyset \Rightarrow$ v – нижняя вершина $\tilde{G}]\}$;

6) $\tilde{\mathcal{E}}(v) \supset \mathcal{E}_c(v)$ для $v \in \tilde{V}$, где $\mathcal{E}_c(v)$ – подмножество конечных элементов $\mathcal{E}(v)$;

7) $\tilde{S}$ – минимальная RS-сеть, удовлетворяющая условиям 1)–6), т.е. если для некоторой RS-сети S' выполнены 1)–6), то

а) $\tilde{G}$ – подграф G';

38-9
т.2кн8.

c) $(\forall v \in \tilde{V})[\tilde{\mathcal{E}}(v) \subset \mathcal{E}'(v) \wedge \mathcal{D}\tilde{\theta}_v \subset \mathcal{D}\theta_v]$.

4.6. СИЛЬНАЯ ФАКТОРИЗАЦИЯ.

Вход операции:

I) RS-сеть S; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ;

2) модель сильной факторизации; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ.

Выход операции: сильная факторизация V в RS-сети S.

Определение 4.6.I.

Сильной факторизацией RS-сети S по модели V будем называть слабую факторизацию сети S по модели $W_f = \{\langle v, \mathcal{E}(v)\rangle | v \in \bar{V}\}$.

4.7. СЛАБОЕ СОКРАЩЕНИЕ ДУГ.

Вход операции:

I) RS-сеть S; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ;

2) модель слабого сокращения дуг $W_{\mathcal{D}}$; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ.

Выход: слабое сокращение дуг в RS-сети S по модели $W_{\mathcal{D}}$.

Определение 4.7.I.

Слабым сокращением дуг в RS-сети S по модели $W_{\mathcal{D}}$ будем называть RS-сеть $\tilde{S}$ такую, что

I) $\tilde{S}$ -подсеть RS-сети S;

2) $\tilde{V}_K = V_K$;

3) $\tilde{\mathcal{E}}(v) = \mathcal{E}(v)$ для $v \in V_K$;

4) $\mathcal{D}\tilde{\theta}_v = (\tilde{\mathcal{E}}(v) \cap \mathcal{D}\theta_v)$, где $v \in \tilde{V}$;

38-9
т.2 кн.8.

5) $(\forall v \in V)\{[\mathcal{D}\theta_v \neq \emptyset \Rightarrow (\mu(v) = B \Rightarrow (v^{-1} \in \tilde{V} \wedge \tilde{\mathcal{G}}(v^{-1}) \supset$
$\supset (\bigcup_{x \in \mathcal{D}\theta_v \setminus \mathcal{G}(v)} \theta_v(x) \cup \bigcup_{x \in \mathcal{G}(v) \setminus \mathcal{D}\theta_v} \bar{\theta}_v(x)) \wedge (\mu(v) = P \Rightarrow$
$\Rightarrow (v_i^{-1} \in \tilde{V} \wedge \tilde{\mathcal{G}}(v_i^{-1}) \supset pr_i(\bigcup_{x \in \mathcal{D}\theta_v \setminus \mathcal{G}(v)} \theta_v(x) \cup \bigcup_{x \in \mathcal{D}\theta_v \cap \mathcal{G}(v)} \bar{\theta}_v(x))))] \wedge$

$\wedge [\mathcal{D}\theta_v = \emptyset = v$ – нижняя вершина $\tilde{G}]\}$;

6) $\tilde{\mathcal{G}}(v) \supset \mathcal{G}_k(v)$, где $\mathcal{G}_k(v)$ – подмножество конечных элементов $\mathcal{G}(v)$;

7) $\tilde{S}$ – минимальная RS -сеть, удовлетворяющая условиям I)–6), т.е. если для некоторой RS-сети S' выполнены I)–6), то

а) $\tilde{G}$ – подграф G ;

б) $(\forall v \in \tilde{V})[\tilde{\mathcal{G}}(v) \subset \mathcal{G}'(v) \wedge \mathcal{D}\tilde{\theta}_v \subset \mathcal{D}\theta'_v]$.

4.8. СИЛЬНОЕ СОКРАЩЕНИЕ ДУГ.

Вход операции:

I) RS -сеть S ; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ;

2) модель сильного сокращения дуг; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ.

Выход операции: сильное сокращение дуг RS -сети S по модели $S_{\mathcal{D}}$.

Определение 4.8.I.

Сильным сокращением дуг RS -сети S по модели $S_{\mathcal{D}}$ будем называть RS-сеть $\tilde{S}$ такую, что $\tilde{S}$ – слабое сокращение дуг в RS-сети S по модели $W_{\mathcal{D}}^{\circ} = \{\langle v, x, \bar{\theta}_v(x) \rangle_{v \in \tilde{V}, x \in \tilde{\mathcal{G}}(v)}\}$, удовлетворяющей следующим условиям:

а) $\tilde{\mathcal{G}}(v) = \mathcal{G}(v)$;

38-9
т.2 кн.8.

б) $\overline{\theta}_v(x) = \begin{cases} pr\,\theta_v(x) & \text{, если } \mu(v) = P; \\ \prod\limits_{i \in B_v} G(v_i^{-1}); & \text{, если } \mu(v) = B; \\ \varnothing \end{cases}$

4.9. СЛАБОЕ ЗАМЫКАНИЕ.

4.9.I. Основные понятия.

Определение 4.9.I.I.

Множеством (v, x)-элементов VX RS-сети S назовем множество $VX = \{\langle v, x\rangle \mid v \in V,\ x \in G(v)\}$.

Определение 4.9.I.2.

Пусть $\langle v_0, x_0\rangle, \langle v_1, x_1\rangle \in VX$, причем $v_0 \to v_1$ в смысле ориентированности графа. $\langle v, x\rangle$ - путем, соединяющим $\langle v_0, x_0\rangle$ с $\langle v_1, x_1\rangle$, назовем упорядоченную последовательность $\langle v, x\rangle$-элементов $\langle w_1, y_1\rangle, \langle w_2, y_2\rangle, \ldots, \langle w_n, y_n\rangle$ такую, что

а) $\langle w_1, y_1\rangle = \langle v_0, x_0\rangle$ (т.е. $w_1 = a_0$, $y_1 = x_0$);
$\langle w_n, y_n\rangle = \langle v_1, x_1\rangle$

б) $y_i \in G(w_i)$ $\quad (i = 1, \ldots, n)$;

в) $\begin{cases} y_i \in \theta_{w_{i+1}}(y_{i+1}) & \text{, если } \mu(v_n) = B; \\ y_i = pr\,\theta_{w_{i+1}}(y_{i+1}) & \text{, если } \mu(v_n) = P. \end{cases}$

г) $\langle w_1, \ldots, w_n\rangle$ - путь в графе;

4.9.2. Описание операции.

Вход операции:

I) RS -сеть S, поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ;

38-9
Т.2 сч 8.

2) модель слабого замыкания; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ.

Определение 4.9.2.1.

Слабым замыканием RS -сети S по модели $M_{K_-}^{K_+}$ будем называть RS -сеть $\widetilde{S}$ такую, что

1) $\widetilde{S}$ - подсеть RS -сети S ;

2) множество $\langle v, x\rangle$-элементов RS -сети $\widetilde{S}$ состоит из тех и только тех $\langle v, x\rangle$-элементов RS -сети S, для которых выполняется А) или Б):

А) существует $\langle v, x\rangle$-путь $\langle v_0, x_0\rangle, \ldots, \langle v_n, x_n\rangle$ такой, что:

а) $\langle v_0, x_0\rangle \in M_{K_-}^{K_+}$, т.е. $v_0 \in \bar{V}$, $x_0 \in \Im(v_0)$;

б) $\langle v_n, x_n\rangle$ - соответствует ЕСИ, если $n \geqslant K_+$;

в) $\forall_j (K_+ \leq j < n) \Rightarrow \langle v_j, x_j\rangle$ не соответствует ЕСИ, если $n \geqslant K_+$;

Б) существует $\langle v, x\rangle$-путь $\langle \tilde{v}_0, \tilde{x}_0\rangle, \ldots, \langle \tilde{v}_m, \tilde{x}_m\rangle$ такой, что:

а) $\langle \tilde{v}_m, \tilde{x}_m\rangle \in M_{K_-}^{K_+}$;

б) $\langle \tilde{v}_0, \tilde{x}_0\rangle$ соответствует ЕСИ, если $m \geqslant K_-$;

в) $\forall_j (0 < j < m - K_- + 1 \Rightarrow \langle \tilde{v}_j, \tilde{x}_j\rangle$ не соответствует ЕСИ, если $m \geqslant K_-$.

4.10. СИЛЬНОЕ ЗАМЫКАНИЕ.

Вход операции:

1) RS -сеть S ; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ;

2) модель сильного замыкания $C_{K_-}^{K_+}$; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ.

Определение 4.10.1.

38-9
т.2 кн.8.

Сильным замыканием RS-сети $\tilde{S}$ по модели $\bar{V}$ будем называть RS -сеть $\tilde{\tilde{S}}$ такую, что $\tilde{\tilde{S}}$ - слабое замыкание RS -сети S по модели $M_{\kappa-}^{\kappa+} = \{\{<v, \bar{\bar{\sigma}}(v)> \mid v \in \bar{\bar{V}}\}, \kappa_-, \kappa_+\}$,

где I) κ_-, κ_+ - те же, что в модели сильного сокращения;

2) $\bar{\bar{V}} = \{v \mid v \in \bar{V}$ & $\exists x \in \sigma(v)$, которым соответствуют ЕСИ$\}$;

3) для $v \in \bar{\bar{V}}$ $\bar{\bar{\sigma}}(v) = \{x \mid x \in \sigma(v) \wedge <v, x>$ соответствуют ЕСИ$\}$.

4.II. ОБЪЕДИНЕНИЕ.

Вход операции:

RS -сеть S_1;

RS -сеть S_2.

Выход операции: объединение RS-сетей S_1 и S_2.

Определение 4.II.I.

Объединением RS -сетей S_1 и S_2 будем называть RS-сеть S_3, содержащую в качестве подсетей S_1 и S_2 и являющуюся подсетью всякой RS -сети, содержащей S_1 и S_2.

4.I2. ПЕРЕСЕЧЕНИЕ.

Вход операции:

RS -сеть S_1;

RS -сеть S_2.

Выход операции: пересечение RS-сетей S_1 и S_2.

Определение 4.I2.I.

Пересечением RS-сетей S_1 и S_2 будем называть RS-сеть S_3 такую, что S_3 - подсеть S_1 и S_2, и всякая подсеть, являющаяся подсетью S_1 и S_2, является также подсетью S_3.

4.I3. ПЕРЕСТАНОВКА ДУГ.

Вход операции:

I) RS-сеть S; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ;

2) модель перестановки; поступает из операции АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ.

Выход операции: переставленная RS-сеть.

Определение 4.I3.I.

Переставленной RS-сетью будем называть RS-сеть S', для которой $\lambda'(d) = \pi_{pr_2 d} \lambda(d)$, где d - дуга G такая, что $pr_2 d \in \bar{V}$, $pr_2 d$ - верхняя вершина дуги d и $pr_i \theta'_v(x) = pr_{\pi_v(i)} \theta_v(x)$, если $v \in \bar{V}$, $x \in \sigma(v)$.

4.I4. Схема выполнения операции СОКРАЩЕНИЕ.

Сначала выполняется операция АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ, которая в соответствии с размеченной RS-сетью S вызывает для выполнения операции СИЛЬНОЕ НИЖНЕЕ ЗАМЫКАНИЕ, СИЛЬНАЯ ФАКТОРИЗАЦИЯ, СИЛЬНОЕ СОКРАЩЕНИЕ, СЛАБОЕ НИЖНЕЕ ЗАМЫКАНИЕ, СЛАБАЯ ФАКТОРИЗАЦИЯ, СЛАБОЕ СОКРАЩЕНИЕ ДУГ, СЛАБОЕ ЗАМЫКАНИЕ, СИЛЬНОЕ ЗАМЫКАНИЕ, ОБЪЕДИНЕНИЕ, ПЕРЕСЕЧЕНИЕ, ПЕРЕСТАНОВКА ДУГ.

Выход операции: переставленная подсеть RS-сети.

38-9
12 экз

5. ТЕКСТИРОВАНИЕ

Вход операции.

На вход операции поступают аспекты $\{S_{ij}\}_{j=\overline{1,n_i}},\ i=\overline{1,m}$ полученные в результате АСПЕКТИРОВАНИЯ, выполненного с помощью операция РАЗМЕТКА и СОКРАЩЕНИЕ.

Каждый аспект $\{S_{ij}\}_{j=\overline{1,n_i}}$ представляет собой упорядоченный набор правильных RS -сетей S_{ij}, соответствующих аспектным элементам.

Операция ТЕКСТИРОВАНИЕ распадается на несколько более простых операций:

I)ФРАГМЕНТАЦИЯ;

2)ФОРМИРОВАНИЕ ГРАФА ССЫЛОК;

3)ВЫБОР ТЕКСТОВОЙ ФОРМЫ;

4)ФОРМИРОВАНИЕ ТИТУЛЬНЫХ ЛИСТОВ И "СОДЕРЖАНИЯ".

5.I. ФРАГМЕНТАЦИЯ.

5.I.I. Основные понятия.

Определение 5.I.I.I.

Разбиением R -сети τ назовем множество ее фрагментов $\{\tau_i\}$ (отличных от ϑ -фрагментов), удовлетворяющих ~~двум~~ условиям:

I) $\bigcup\limits_i \tau_i = \tau$

2) $\forall i \neq j \qquad \tau_i \cap \tau_j \begin{cases} = \emptyset \\ \subset \text{begin } \tau_j \\ \subset \text{begin } \tau_i \end{cases}$ (*)

3) $\forall i,\ \forall \vartheta \in V(G_i) \setminus V_0(G_i) \quad V^{-1}(\vartheta, G_i) = V^{-1}(\vartheta, G)$

4) $\forall i,\ \forall \vartheta \in V(G_i) \setminus V_0(G_i),\ \forall x \in SD_\vartheta \ \ \Theta_{\vartheta,i}(x) = \Theta_\vartheta(x).$

38-9
12.xx.8

Определение 5.1.1.2.

Правильным разбиением E -оснащенной R -сети τ назовем такое ее разбиение, что у каждого фрагмента из этого разбиения все начальные и конечные элементы E -оснащены.

5.1.2. Концептуальная схема ФРАГМЕНТАЦИИ.

Операция ФРАГМЕНТАЦИЯ служит для решения следующих задач:

1-ая задача. По заданной E -оснащенной R -сети τ и по заданному множеству $\{\tau_i\}$ ее фрагментов, удовлетворяющих условию (*), построить правильное разбиение R -сети τ, содержащее это множество.

2-ая задача. Линейно упорядочить заданное правильное разбиение R -сети τ в соответствии с заданными требованиями.

3-ья задача. Доопределить на максимально возможное множество фрагментов из некоторого разбиения $\{\tau_i\}$ заданное частичное отображение $e : \tau_i \longmapsto \gamma_i$ с сохранением свойств $\gamma_i \in \Gamma$, $\tau_i \in \mathcal{R}'_{\gamma_i}$.

5.1.3. Описание операции.

На вход операции ФРАГМЕНТАЦИИ поступает:

1) правильная RS -сеть (набор $\{S_{ij}\}$ таких RS -сетей получается после аспектирования, производимого операциями РАЗМЕТКА и СОКРАЩЕНИЕ);

2) задание на разбиение, содержащее перечень фрагментов τ_i, которые обязательно должны попасть в разбиение;

3) информация об упорядочении фрагментов в разбиении;

4) частичное отображение $e : \tau_i \longmapsto \gamma_i$, $\gamma_i \in \Gamma$, $\tau_i \in \mathcal{R}'_{\gamma_i}$.

Процесс выполнения операции начинается с решения I-ой задачи. Полученное после этого разбиение по входу 3) упорядочивается (задача 2). Затем для каждого фрагмента из разбиения подбирается (если это возможно) генератор γ_i, способный сгенерировать соответствующую единицу символьной информации.

На выходе операции ФРАГМЕНТАЦИЯ получается упорядоченное правильное разбиение R-сети, соответствующее заданной RS-сети. Некоторым фрагментам этого разбиения поставлены в соответствие генераторы, генерирующие единицы символьной информации.

Определение 5.I.3.I.

RSC -сетью I типа назовем E-оснащенную R-сеть. RSC -сетью II типа назовем пару $\langle z, \gamma \rangle$, где z - E-оснащенная сеть, а γ - некоторый генератор, применимый к z.

Используя приведенное определение, можно сказать, что на выходе операции ФРАГМЕНТАЦИЯ получается упорядоченное множество RSC-сетей.

5.2. Формирование графа ссылок.

5.2.I. Основные понятия.

Пусть $z_1, z_2, \dots, z_r$ - разбиение R-сети z, содержащее только конечные множества $SD_{\mathcal{B}}$.

Графом ссылок назовем граф γ, вершинами которого являются пары вида $\langle z_i, x \rangle$, где x - начальные элементы фрагментов z_i, а дуги направлены от вершины $\langle z_i, x \rangle$ к вершине $\langle z_j, y \rangle$, если x является не начальным элементом в z_j.

38-9
т.2.кн8.

5.2.2. Описание операции.

Вход операции: разбиения R-сетей $\hat{r}_{i,j}$, $i = \overline{1,m}$, $j = \overline{1,n_i}$ на фрагменты $< \hat{r}_{i,j,1}, \hat{r}_{i,j,2}, \ldots, \hat{r}_{i,j,k_{ij}} >$, получаемые после выполнения операции ФРАГМЕНТАЦИЯ.

Операция производит построение графов ссылок γ_{ij}, $i = \overline{1,m}$, $j = \overline{1,n_i}$ для каждого разбиения.

Выход операции: множество графов ссылок $\gamma_{i,j}$, $i = \overline{1,m}$, $j = \overline{1,n_i}$, соответствующие разбиениям R-сетей

$$\hat{r}_{ij} \quad i = \overline{1,m},\ j = \overline{1,n_i}$$

5.3. Выбор текстовой формы.

5.3.1. Основные понятия.

Полем П будем называть замкнутый прямоугольник $\Pi = [I, J]$, где

а) $I = [x, \tilde{x}]$, $J = [y, \tilde{y}]$ – отрезки $x \le \tilde{x}$, $y \le \tilde{y}$;

б) $x, \tilde{x}, y, \tilde{y} \in Z_0^+$.

Множеством позиций поля П будем называть

$$P_\Pi = \{\pi_{ij} = <i,j> \mid i,j \in Z_0^+,\ x \le i \le \tilde{x},\ y \le j \le \tilde{y}\}$$

Пару $< \tilde{x}-x, \tilde{y}-y >$ будем называть размерами поля П, а $V = (\tilde{x}-x)(\tilde{y}-y)$ – объемом поля Π.

Подполем поля П называется такое поле $\tilde{\Pi} = [\tilde{I}, \tilde{J}]$, что $\tilde{I} \subset I$, $\tilde{J} \subset J$.

Элементарным разбиением поля П будем называть такое множество подполей $\mathcal{M}_\Pi = \{\Pi_j\}_{j \in \Lambda}$, что:

1) $\bigcup\limits_{j \in \Lambda} \Pi_j = \Pi$;

2) существует такое разбиение отрезков I, J соответст-

38-9
т.2.кн8

венно на множества отрезков $\{I_k\}_{k=1}^{n}$, $\{J_l\}_{l=1}^{m}$, что

а) $\bigcup_1^n I_k = I$, $\bigcup_1^m J_l = J$;

б) $I_{k_1} \cap I_{k_2} = \emptyset$ $(k_1 \neq k_2)$; $J_{l_1} \cap J_{l_2} = \emptyset$ $(l_1 \neq l_2)$

с) $\forall \Pi_j \in \mathfrak{M}_n \; \exists \; k_0, l_0$ $\quad \Pi_j = [I_{k_0}, J_{l_0}]$

Типом элементарного разбиения будем называть пару чисел

$$< k, l >$$

Будем говорить, что кортеж $\alpha = <i_1, i_2, \dots, i_k>$ предшествует кортежу чисел $\beta = <j_1, \dots, j_l>$, $<i_\lambda, j_\mu \in Z^+, \lambda = 1, \dots k; \mu = 1, \dots, l.>$
если:

а) $k \le l$;

б) $i_1 \le j_1$;
$i_2 \le j_2$;
. . . . .
$i_k \le j_k$

Типом ρ правильного разбиения назовем упорядоченный набор множеств кортежей чисел из Z^+, $\rho = < \mathfrak{N}_1; \mathfrak{N}_2; \dots; \mathfrak{N}_r >$
где $\mathfrak{N}_1 = < k, l >$ – множество, содержащее одну пару $< k, l >$;

$$\mathfrak{N}_2 = \{ < i^1; j^1; k_{(i^1, j^1)}; l_{(i^1, j^1)} > \}$$ – множество

некоторых четверок, причем
$< i^1, j^1 > \dashv < k, l >$;

$$\mathfrak{N}_r = \{ < i^1; j^1; i^2; j^2; \dots; i^{r-1}; j^{r-1}; k_{<i^1, j^1, \dots, j^{r-1}>}; l_{<i^1, j^1, \dots, j^{r-1}>} > \}$$

– множество некоторых Z-ок таких, что
$< i^1, j^1 > \dashv < k, l >$;
$< i^2, j^2 > \dashv < k_{(i^1, j^1)}, l_{(i^1, j^1)} >$;

где справа стоит пара $< k_{(i^1, j^1)}, l_{(i^1, j^1)} >$, соответствующая последним двум координатам некоторой четверки из множества $\mathfrak{N}_2$;

38–9
т. 2. зк8

. . . .

$$< i^{r-1}, j^{r-1} > \to \exists < k_{(i^1;j^1;\ldots;i^{r-2},j^{r-2})}, l_{(i^1,j^1;\ldots;i^{r-2},j^{r-2})} >,$$

где справа стоит пара, соответствующая последним двум координатам некоторой $2(r-2)$-ки из множества $\mathcal{N}(r-2)$:

Число r будем называть рангом правильного разбиения.

Правильным разбиением поля Π типа $\rho = < \mathcal{N}_1; \mathcal{N}_2; \ldots; \mathcal{N}_r >$ назовем

1) элементарное разбиение поля Π на множество подполей типа $< k, l >$;

2) элементарные разбиения подполей с "координатами" (i^1, j^1), т.е. $\Pi_{i,j} = [I_i, J_j]$ типа $< k_{(i^1,j^1)}, l_{(i^1,j^1)} >$ для всякой четверки $< i^1, j^1, k_{(i^1,j^1)}, l_{(i^1,j^1)} > \in \mathcal{N}_2$;

. . . . . .

3) элементарные разбиения подполей с "координатами" $(i^1, j^1; i^2, j^2; \ldots; i^{r-1}, j^{r-1})$ типа $< k_{(i^1 j^1 \ldots i^{r-1} j^{r-1})}, l_{(i^1 j^1 \ldots i^{r-1} j^{r-1})} >$ для всякой $2r$-ки

$$< i^1, j^1; \ldots; i^{r-1}, j^{r-1}; k_{(i^1,j^1;\ldots;i^{r-1},j^{r-1})}, l_{(i^1,j^1;\ldots;i^{r-1},j^{r-1})} > \in \mathcal{N}_2$$

Прямые, производящие элементарное разбиение поля Π^* в соответствии с множеством $\mathcal{N} = < k, l >$ назовем линиями I-ого уровня.

Абстрактными "полями" типа ρ будем называть $2l$-ки $\alpha (l \leq r)$ такие, что $\alpha \to \exists \beta \in \mathcal{N}_\rho$, а компоненты α принадлежат Z_0^+.

Абстрактное "поле" α типа ρ будем называть терминальным, если не существует другого абстрактного "поля" β такого, что первые $2l$ координат β совпадают с координатами α, где поле α $2l$-ка, а поле β — $2m$-ка, причем $m > l$.

Абстрактными "размерами" абстрактного "поля" α будем называть пару символов: $<[\alpha]_1, [\alpha]_2>$.

Множество всех абстрактных "полей" типа ρ будем называть $\mathcal{P}_\rho$, множество всех терминальных полей будем обозначать $\mathfrak{M}_\rho$.

Каноническим отображением типа ρ в правильное разбиение поля Π типа ρ будем называть биекцию $\varkappa_\rho^\Pi : \mathcal{P}_\rho \to \mathcal{P}_\Pi$, где $\mathcal{P}_\Pi$ – множество подполей поля Π, такую, что

$$\rho_\lambda \to \rho_\mu \iff \varkappa(\rho_\lambda) < \varkappa(\rho_\mu), \text{ где } \rho_\lambda, \rho_\mu \in \mathcal{P}_\rho .$$

Единицей символьной информации (ЕСИ) назовем

$$E = <\Pi, A, f, \kappa>, \text{ где}$$

1) Π – поле;

2) A – алфавит, т.е. множество элементарных символов;

3) $f: P_\Pi \to A$, где P_Π – множество позиций поля Π ;

4) κ – код, идентифицирующий представление (КИП) E .

Размерами единицы символьной информации назовем размеры поля Π, объемом единицы символьной информации – объем поля.

Текстовой формой Φ назовем кортеж

$$\Phi = <\rho; \{R_\alpha\}; \sigma, \lambda; \xi; \pi; \tau>, \text{ где}$$

1) ρ – тип правильного разбиения;

2) R_α – множество отношений между абстрактными "размерами" полей типа ρ ;

3) σ – признак, является ли форма "возможно собираемой" $(\sigma = 1)$ или "несобираемой" $(\sigma = 0)$;

4) $\lambda: \mathfrak{M}_\rho \to \{C\}$ – частичное отображение множества терминальных "полей", где C – признак того, что "поле" $\alpha \in \mathfrak{M}_\rho$ "полностью заполняемое";

5) $\xi: \alpha \mapsto l_\alpha$, где $\alpha \in \lambda^{-1}(C)$, $l_\alpha \in A$ – элементарный символ;

6) $\mathcal{F}: \mathfrak{M}_p | \lambda^{-1}(\{c\}) \to \{E^v\}$, где $\{E\}$ – некоторое множество ЕСИ;

7) $\mathcal{E}: \mathfrak{M}_p \to \{\kappa_1, \dots \kappa_s\}$ – частичное отображение, фиксирующее для каждого терминального "поля" $\alpha \in \mathfrak{M}_p$ код $\mathcal{E}(\alpha)$, идентифицирующий представление в этом поле соответствующей ему ЕСИ $\mathcal{F}(\alpha)$.

Разметкой текстовой формы Φ назовем отображение $\mathfrak{S}: \mathfrak{M}_p \to \mathcal{F}(\tau) \times \{0,1,2\}$ множества абстрактных полей формы Φ в прямое произведение множества фрагментов R-сети τ и множества натуральных чисел 0, I, 2, удовлетворяющее условию: если α_1 является подполем α_2, то $\mathfrak{S}(\alpha_1)$ является фрагментом $\mathfrak{S}(\alpha_2)$.

С содержательной точки зрения, разметка формы показывает, какие фрагменты τ' R-сети τ "освещаются" в полях формы. Число "0" показывает, что поле либо не является терминальным, либо является терминальным и в него помещается единица символьной информации $\ell(\tau')$.

Число "I" показывает, что в него помещается текстовая ссылка. Числу "2" отвечает страничная ссылка.

5.3.2. Описание операции.

Операция ВЫБОР ТЕКСТОВОЙ ФОРМЫ служит для получения текстовой формы, соответствующей заданной RSC-сети (понятие RSC-сети вводится в п.5.I.3).

Вход операции:

I) RSC-сеть I-ого или II-ого типа;

2) частичное задание искомой текстовой формы, а также разметка текстовой формы.

Вход 2) является необязательным.

При выполнении операции различают 2 случая:

1) задана RSC-сеть I-ого типа;

2) задана RSC-сеть II-ого типа.

Опишем алгоритм выполнения операции в каждом из приведенных случаев отдельно.

Для удобства описания проведем следующую классификацию полей текстовой формы:

а) поле, предназначенное для занесения всей информации от R-сети $НЗ_x$ - нижнем замыкании по элементу x, (Π_x);

б) поле, предназначенное для единицы символьной информации, соответствующей элементу x, а также для текстовой и страничной ссылки $(\Pi_x^{\varepsilon'})$;

в) поле, предназначенное только для страничной ссылки; (Π_x^c)

г) поле, предназначенное только для текстовой ссылки, $(\Pi_x^т)$;

д) поле, предназначенное только для единицы символьной информации, соответствующей элементу x, (Π_x^ε);

е) поле, предназначенное для раскрытия элемента x через элементы $\theta_v(x)$, (Π_x^p).

Случай I.

Искомая текстовая форма в этом случае строится в соответствии со структурой графа G и отображениями θv. Это построение происходит "сверху-вниз", т.е. анализ заданной R-сети начинается с конечного элемента. (Предполагается, что при фрагментации получаются RSC-сети с единственным конечным элементом).

Дадим рекурсивное описание алгоритма разбиения полей формы.

Пусть уже получено поле Π_x, соответствующее некоторому элементу x заданной R-сети $(x \in SD_v, v \in V(G))$.

I шаг: Если вершина ϑ-E -оснащена, то Π_x разбивается на два поля $\Pi_x^{E'}$ и Π_x^{P}. В стандартном случае (если во входе 2) нет специального указания на способ разбиения)

$$\Pi_x^{E'} = < \Pi_x ; 1,1 > , \quad \Pi_x^{P} = < \Pi_x ; 1,2 >$$

Если вершина ϑ не E -оснащена, то

$$\Pi_x^{P} = \Pi_x$$

2 шаг: Если элемент x является начальным или конечным, то поле $\Pi_x^{E'}$ разбивается на поля Π_x^{E}, Π_x^{T} и Π_x^{C}.

В стандартном случае $\Pi_x^{C} = < \Pi_x^{E} ; 3,1 >$,

$$\Pi_x^{E} = < \Pi_x^{E'} ; 1,1 > \text{ и } \Pi_x^{T} = < \Pi_x^{E'} ; 2,1 > ;$$

, если - начальный элемент или $\Pi_x^{E} = < \Pi_x^{E'} ; 2,1 >$ и $\Pi_x^{T} = < \Pi_x^{E} ; 1,1 >$, если x - конечный элемент.

Если элемент x не является начальным или конечным, то

$$\Pi_x^{E} = \Pi_x^{E'}$$

3 шаг: Если $\mu(\vartheta) = B$ и $\theta_\vartheta(x) = \{x_1, \dots, x_n\}$, то поле Π_x^{P} разбивается на n полей $\Pi_{x_1}, \Pi_{x_2}, \dots, \Pi_{x_n}$.

В стандартном случае $\Pi_{x_i} = < \Pi_x^{P} ; 1, i >$, $i = \overline{1,n}$

Если $\mu(\vartheta) = P$ и $\theta_\vartheta(x) = < x_1, \dots, x_n >$, то поле Π_x^{P} разбивается на n полей $\Pi_{x_1}, \Pi_{x_2}, \dots, \Pi_{x_n}$.

В стандартном случае $\Pi_{x_i} = < \Pi_x^{P} ; i, 1 >$, $i = \overline{1,n}$

Случай 2.

Исходная текстовая форма в этом случае строится следующим образом.

Пусть x - конечный элемент заданной R-сети, а y_i, $i = \overline{1,n}$ - начальные элементы этой R сети.

I шаг: Аналогично I-ому случаю поле Π_x разбивается на поля $\Pi_x^{E'}$ и Π_x^{P}.

38-9
т.2 см.8.

2 шаг: Аналогично I-ому случае поле $\Pi_x^{E'}$ разбивается на поля Π_x^E, Π_x^T, Π_x^C.

3 шаг: Поле Π_x^P разбивается на $n+1$ поле Π_τ^E, $\Pi_{y_i}^{E'}$, $i=\overline{1,n}$ (Поле Π_τ^E соответствует единице символьной информации $\gamma(\tau)$). В стандартном случае $\Pi_\tau^E = <\Pi_x^P; 1,1>$ $\Pi_{y_i}^{E'} = <\Pi_x^P; 1, i+1>$, $i=\overline{1,n}$

4 шаг: Выполняется процедура 2-ого шага по отношению к полям $\Pi_{y_i}^E$, $i=\overline{1,n}$.

5.4. ФОРМИРОВАНИЕ ТИТУЛЬНЫХ ЛИСТОВ И "СОДЕРЖАНИЯ".

Вход операции:

I) последовательность идентификаторов аспектов $S_1, S_2, \dots S_m$ и соответствующих единиц символьной информации (наименования аспектов) $E_1, E_2, \dots E_m$

2) для каждого аспекта S_i последовательность идентификаторов подаспектов $S_{i,1}, S_{i,2}, \dots, S_{i,n_i}$ и соответствующих единиц символьной информации (наименований подаспектов)

$$E_{i,1}, \dots, E_{i,n_i};$$

3) для каждого подаспекта S_{ij} последовательность идентификаторов фрагментов S_{ijk} - идентификаторов конечных элементов, а также соответствующих единиц символьной информации $E_{i,j,k}$

4) разбиение аспектов и подаспектов по книгам:

$$K_1 - S_{11}, S_{12}, \dots, S_{1l_{1,1}}$$

$$K_2 - S_{1l_{1,1}+1}, \dots, S_{1l_{1,2}}$$

$$K_{\tau_1} - S_{1l_{1,\tau-1}+1}, \dots, S_{1,n_1}$$

...

$$K_{\tau_{m-1}+1} - S_{m,1}, S_{m,2}, \dots, S_{m,l_{m,1}}$$

$$K_{\tau_{m-1}+2} - S_{m,l_{m,1}+1}, \dots, S_{m,l_{m,2}}$$

38-9
т2кн.8.

...

$\kappa_{\tau_m} = g_{m,l_m,\tau_{m-1}+1}, \ldots, g_{m,n_m}$

(Здесь книги $\kappa_1, \ldots, \kappa_{\tau_1}$ предназначены для аспекта S_1,

книги $\kappa_{\tau_1+1}, \ldots, \kappa_{\tau_2}$ предназначены для аспекта S_2,

...

книги $\kappa_{\tau_{m-1}+1}, \ldots, \kappa_{\tau_m}$ предназначены для аспекта S_m)

5) дополнительная информация относительно создаваемых текстовых форм (титульных листов и "содержания")

Операция решает следующие задачи:

I задача. Сформировать специальные текстовые формы Φ, Φ_i, Φ_i^l, Φ_{ij}, задающие соответственно титульный лист всего проекта, титульные листы аспектов, титульные листы для частей аспектов, помещаемых в одной книге, малые титульные листы для подаспектов.

2 задача. Сформировать специальные текстовые формы $\tilde{\Phi}$, $\tilde{\Phi}_i$, $\tilde{\Phi}_i^l$, задающие соответственно "содержание" всего проекта, "содержание" аспекта, "содержание" книги аспекта.

При решении I-ой задачи должны существенно использоваться нормативные требования к оформлению титульных листов, заложенные в виде априорного задания некоторых элементов форм.

Опишем алгоритм получения форм $\tilde{\Phi}$, $\tilde{\Phi}_i$, $\tilde{\Phi}_i^l$ в стандартном случае (когда нет дополнительной информации от проектировщика). Сделаем это на примере формы $\tilde{\Phi}$ - "Содержание" всего проекта.

Главное поле формы Π разобьем на два: Π_3 - поле, соответствующее заглавию формы, $\Pi_{сод}$ - поле, соответствующее "содержанию". При этом $\Pi_3 = \langle \Pi; 1,1 \rangle$, $\Pi_{сод} = \langle \Pi; 1,2 \rangle$. Затем поле Π_3 разбивается, в свою очередь, на 3:

$\Pi_3^T = \langle \Pi_3; 1,1 \rangle$ поле, соответствующее идентификатору формы (например, можно применять идентификатор

38-9
12 кн 8

СОДЕРЖАНИЕ ПРОЕКТА);

$\Pi_j^E = <\Pi_j; x, x>$ – поле, соответствующее единице символьной информации Е – наименованию проекта;

$\Pi_j^C = <\Pi_j, 3, 1>$ поле для идентификатора страницы.

На следующем этапе поле Π_{cog} разбивается на $3 \cdot m$ частей:

$\Pi_i^T = <\Pi_{cog}; 1, i> (i = \overline{1,m})$ – поле для идентификатора титульного листа i -го аспекта;

$\Pi_i^E = <\Pi_{cog}; 2, i> (i = \overline{1,m})$ поле для единицы символьной информации E_i – наименования аспекта;

$\Pi_i^C = <\Pi_{cog}; 3, i> (i = \overline{1,m})$ – поле для "страничной" ссылки (номера книг).

5.5. Схема выполнения операции ТЕКСТИРОВАНИЕ.

На вход операции поступают аспекты $\{S_{ij}\}$ $j = \overline{1,n_i}$; $i = \overline{1,m}$ полученные в результате выполнения операции СОКРАЩЕНИЕ и АСПЕКТИРОВАНИЕ.

Каждая RS-сеть S_{ij} обрабатывается операцией ФРАГМЕНТАЦИЯ, где происходит разбиение на RSC -сети S_{ijk} , $k = \overline{1, k_{ij}}$

Формируется граф ссылок (см. п.5.2.2).

Выполняется операция ВЫБОР ТЕКСТОВОЙ ФОРМЫ, которая каждой RSC -сети $\hat{S}_{ijk}$ ставит в соответствие некоторую текстовую форму Φ_{ijk} , а также разметку $\mathcal{Z}_{ijk}$ этой формы.

Операция ТЕКСТИРОВАНИЕ заканчивается выполнением операции ФОРМИРОВАНИЕ ТИТУЛЬНЫХ ЛИСТОВ И "СОДЕРЖАНИЯ".

38-9
12кк8.

6. РАЗМЕЩЕНИЕ

Вход операции:

- распределение по книгам кортежа текстовых форм; из операции ТЕКСТИРОВАНИЕ;

- уточнение $\mathcal{P}$ и R_α в текстовых формах; задается проектировщиком;

- графы ссылок; из операции ТЕКСТИРОВАНИЕ.

Ограничения на вход операции.

Из отношений $\{R_\alpha\}$ между "размерами" абстрактных полей текстовых форм должны следовать следующие два отношения:

1) $\sum_{i=1}^{k} [\langle i, 1 \rangle]_1 \leq T$, (где $\pi_1 = \langle k, \ell \rangle$),

где T - максимальный горизонтальный размер текстовой формы;

2) $(\forall_j)\{(1 \leq j \leq \ell) \Rightarrow [\langle 1, j \rangle]_2 \leq \mathcal{U}\}$,

где $\mathcal{U}$ - максимальный вертикальный размер полей I-ого ранга текстовой формы.

Операция РАЗМЕЩЕНИЕ распадается на ряд более простых операций:

ОПРЕДЕЛЕНИЕ РАЗМЕРОВ И ПАРАМЕТРОВ;

РАЗБИЕНИЕ НЕСОБИРАЕМОЙ L -ФОРМЫ;

S -РАЗБИЕНИЕ СОБИРАЕМОЙ ФОРМЫ;

СОЕДИНЕНИЕ НЕСОБИРАЕМЫХ M-ФОРМ;

ФОРМИРОВАНИЕ ИДЕНТИФИКАТОРОВ СТРАНИЦ;

ЗАПОЛНЕНИЕ СТРАНИЦ "СОДЕРЖАНИЯ";

ЗАПОЛНЕНИЕ СТРАНИЧНЫХ ССЫЛОК.

6.1. Основные понятия.

В данном пункте используются понятия поля, текстовой формы и другие, описания которых приведено в п.5.3.1.

Распределением по книгам кортежа текстовых форм будем называть множество линейно упорядоченных подмножеств текстовых форм:

$$<\Phi_1, \Phi_2, \dots \Phi_{k_1}>,$$
$$<\Phi_{k_1+1}, \dots \Phi_{k_2}>,$$
$$\cdot \quad \cdot \quad \cdot \quad \cdot$$
$$<\Phi_{k_{m-1}+1}, \dots \Phi_{k_m}>,$$

причем $k_{i+1} > k_{i+2}$, $k_m = n$, Φ_{k_i+1} - титульный лист i-й книги, Φ_{k_i+2} - "содержание" i-й книги.

ρ-формой $\bar{\Phi}$, соответствующей текстовой форме Φ, называется кортеж

$$\bar{\Phi} = <\Phi \{\Pi_\lambda\}_\lambda, \varkappa_\rho^{\Pi_1}, \eta>$$

где Π_λ - поля формы $\bar{\Phi}$ (причем Π_1 - "главное" поле), являющиеся прямоугольниками $\Pi_\lambda = [I_{\lambda}, J_\lambda]$, причем выполнены следующие условия:

1) $\Pi_1 \supset \Pi_\lambda \; (\lambda > 1)$, $\bigcup_{\lambda > 1} \Pi_\lambda = \Pi_1$;

2) поля $\Pi_\lambda \; (\lambda > 1)$ получаются правильным разбиением поля Π_1 типа ρ;

3) для размеров полей Π_λ выполнены отношения $\{R_\lambda\}$ (с точностью до канонического отображения $\varkappa_\rho^{\Pi_1}$ типа ρ в правильное разбиение поля Π_1 типа ρ);

4) $pr_1 [T^{a_1, \dots, a_{sT}}_{x[\pi(\alpha)], \varepsilon(\alpha)} (\pi(\alpha))] \le pr_1 [\varkappa_\rho^{\Pi} (\alpha)]$,

$$pr_2 [T^{a_1, \dots, a_{sT}}_{x[\pi(\alpha)], \varepsilon(\alpha)} (\pi(\alpha))] \le pr_2 [\varkappa_\rho^{\Pi} (\alpha)],$$

где $\mathcal{X}:\{E_\beta\}\to\{k_1,\dots,k_2\}$ - отображение, задающее для ЕСИ соответствующий ей кип;

$T^{y_1,\dots,y_{s\tau}}_{k_1,k_2}$ - трансформатор, переводящий ЕСИ с кип k_1 в ЕСИ с кип k_2 с параметрами $y_1,\dots y_{s\tau}$;

$a_1,\dots,a_{s\tau}$ значения параметров $y_1,\dots,y_{s\tau}$;

5) $\eta:\alpha\mapsto\langle a_1,\dots,a_{s\tau}\rangle$, где $\alpha\in\mathfrak{M}_P$,

$$T=T^{y_1,\dots,y_{s\tau}}_{\mathcal{X}[\Pi(\alpha)],\mathcal{E}(\alpha)};$$

6) заданы координаты расположения поля ЕСИ $T^{a_1,\dots,a_{s\tau}}_{\mathcal{X}[\Pi(\alpha)]\mathcal{E}(\alpha)}(\Pi(\alpha))$ в поле формы $\varkappa^{\Pi}_P(\alpha)$.

<u>L-формой</u> будем называть P-форму, вертикальный размер главного поля которой больше вертикального размера страницы АЦПУ.

<u>M-формой</u> будем называть P-форму, горизонтальный размер главного поля которой не больше горизонтального размера страницы АЦПУ.

<u>Собираемой P-формой</u> будем называть P-форму, которая или не является M-формой, или является L-формой с $\delta=1$, в противном случае будем называть P-форму <u>несобираемой</u>.

Пусть $\overline{\Phi},\{\overline{\Phi}_i\}^n_{i=1}$ - P-формы.

Пусть $\overline{\Phi}$ - P-форма, причем $\mathcal{H}^{\Phi}_1=\langle 2,8\rangle$.

<u>Разбиением $\mathcal{D}_{\mathcal{H}_1}$ множества $\mathcal{H}^{\Phi}_1$</u> будем называть множество наборов целых чисел из Z^+:

$$\langle k^1_1,k^1_2,\dots,k^1_{s_1};l^1_1,\dots,l^1_{t_1}\rangle,$$
$$\langle k^2_1,k^2_2,\dots,k^2_{s_2};l^2_1,\dots,l^2_{t_2}\rangle,$$
$$\cdot\quad\cdot\quad\cdot\quad\cdot\quad\cdot\quad\cdot$$
$$\langle k^m_1,k^m_2,\dots,k^m_{s_m};l^m_1,\dots,l^m_{t_m}\rangle,$$

таких, что а) $(\forall \langle k, l \rangle \ni \langle r, s \rangle)(\exists\, k^u_{i_u}\, l^u_{j_u})$

$$\langle k^u_{i_u}, l^u_{j_u} \rangle = \langle k, l \rangle$$

б) $k^i_{j_1} < k^i_{j_2}$ при $j_1 < j_2$,

$l^i_{j_1} < l^i_{j_2}$ при $j_1 < j_2$, $(i = 1, \dots, m)$

в) $(k^u_{j_1}\, l^u_{j_2}) \ni (r, s)$ $(u = 1, \dots m;\ j_1 = 1, \dots s_u;\ j_2 = 1, \dots t_u)$

Разбиением Р-формы $\bar{\Phi}$, соответствующим $\mathcal{D}\mathcal{z}^{\Phi}_{i}$, будем называть набор Р-форм $\{\bar{\Phi}_i\}^m_{i=1}$ и частичных отображений

$\tau_i : \{\Pi_\lambda\} \to \{\Pi^i_u\}$ таких, что:

1) отображение τ_i определено на полях $\{\Pi\, k^i_{j_1} l^i_{j_2}\}$, где $j_1 = 1, \dots, s_i$; $j_2 = 1, \dots, t_i$ и их подполях;

2) $(\forall i)$ существует τ_i^{-1} и τ_i^{-1} – инъекция $(i = 1, \dots, m)$;

3) главное поле Π_i формы $\bar{\Phi}_i$ есть

$$\bigcup_{j_2=1}^{t_i}\bigcup_{j_1=1}^{s_i} \tau_i\left(\Pi\, k^i_{j_1} l^i_{j_2}\right);$$

4) поля I-ого ранга формы $\bar{\Phi}_i$ есть

$$\left\{\tau_i\left(\Pi\, k^i_{j_1} l^i_{j_2}\right)\right\}\quad j_1 = 1, \dots s_i,\ j_2 = 1, \dots t_i;$$

5) поля формы $\bar{\Phi}$, подчиненные полям $\Pi\, k^i_{j_1} l^i_{j_2}$, переходят в поля, подчиненные $\tau(\Pi\, k^i_{j_1} l^i_{j_2})$ в форме $\bar{\Phi}_i$, т.е. τ_i сохраняет отношение подчиненности;

6) τ_i – изометрия, т.е. сохраняет размеры полей;

7) τ_i – изоморфия, т.е. сохраняет структуру расположения полей ("индуцируется" тип и отношения R_λ между размерами полей);

8) ЕСИ, соответствующие терминальным полям $\Pi_\lambda \in \mathcal{D}\mathcal{z}_i$, совпадает с ЕСИ, соответствующим полям $\tau(\Pi_\lambda)$.

Понятие заполненной страницы носителя дано в п.2.I.

6.2. ОПРЕДЕЛЕНИЕ РАЗМЕРОВ И ПАРАМЕТРОВ.

6.2.1. Основные понятия.

Текстова_я форма Φ, определение дано в п.5.3.1.

P-форма $\overline{\Phi}$, определение дано в п.6.1.

6.2.2. Содержание операции.

Вход операции:

- текстовая форма $\overline{\Phi}$, поступает из операции ТЕКСТИРОВАНИЕ;
- уточненная структура текстовой формы $\overline{\Phi}$, задается проектировщиком.

Описание операции.

По текстовой форме $\overline{\Phi}$ проектировщик уточняет ее тип P и отношения R_λ, после чего система ограничений, накладываемых в текстовой форме Φ, разрешается относительно размеров полей P-формы Φ, соответствующей форме Φ, и параметров трансформаторов единиц символьной информации, соответствующих полям формы Φ.

Выход операции:

P-форма Φ.

6.3. РАЗБИЕНИЕ НЕСОБИРАЕМОЙ L-ФОРМЫ.

6.3.1. Основные понятия.

Понятие L-формы и разбиения формы определено в п.6.1.

Обозначим M-вертикальный размер страницы АЦПУ.

<u>Стандартным разбиением несобираемой L-формы $\overline{\Phi}$</u> на по-

следовательность собираемых $\mathcal{P}$ -форм $\bar{\Phi}_i$ назовем разбиение $R=<\bar{\Phi},\{\bar{\Phi}_i\},\mathfrak{T}>$ такое, что если $\Pi=[I,J]$ - главное поле формы $\bar{\Phi}$, $J=\bigcup\limits_{1}^{n} J_\ell$ - разбиение I-ого ранга для отрезка J поля Π, $d(J_\ell)$ - длины соответствующих отрезков, то:

I). а) полагаем $\ell_1=0$;

б) если

$$\begin{cases} \sum\limits_{\ell=\ell_j+1}^{\ell_{j+1}} d(J_\ell)\le M, \\ \sum\limits_{\ell=\ell_j+1}^{\ell_{j+1}+1} d(J_\ell)>M, \\ \ell_{j+1}>\ell_j, \end{cases}$$

где M - ширина стандартного листа АЦПУ

то $\ell_{j+1}:=\ell_{j+1}$;

в) если

$$\begin{cases} \sum\limits_{\ell=\ell_j+1}^{\ell_{j+1}} d(J_\ell)\le M, \\ \sum\limits_{\ell=\ell_j+1}^{\ell_{j+1}+1} d(J_\ell)>M, \\ \ell_{j+1}=\ell_j, \end{cases}$$

то $\ell_{j+1}:=\ell_{j+1}+1$

2) После выбора последовательности $(\ell_1,\dots,\ell_t)$ такой, что $\ell_t=n$ (условие окончания I.б)) форма $\bar{\Phi}_i$ и соответственно отображение $\mathfrak{T}$ строится следующим образом:

а) главным полем формы $\bar{\Phi}_i$ является поле

$$\Pi_i=[I,\bigcup\limits_{\ell=\ell_j+1}^{\ell_{j+1}} J_\ell] \quad ;$$

б) подчиненные поля формы $\bar{\Phi}_i$, т.е. содержащиеся в главном поле Π_i, совпадают с полями формы $\bar{\Phi}$, содержащиеся в поле Π_i ;

в) единицы символьной информации, соответствующие описанным в 2).б) полям формы $\bar{\Phi}$, переносятся в поля формы $\bar{\Phi}_i$.

38-9
12кв8.

6.3.2. Содержание операции.

6.3.2.1. Стандартное разбиение.

Вход операции:

- несобираемая L -форма.

Описание операции.

Несобираемая L -форма $\bar{\Phi}$ представляется в виде последовательности собираемых P -форм $\bar{\Phi}_i$ в соответствии с определением разбиения в п.6.3.1.

Выход операции:

- последовательность собираемых P -форм.

6.3.2.2. Нестандартное разбиение.

Вход операции:

- разбиение $\mathcal{D}^{\bar{\Phi}}_{\mathfrak{X}1}$ (см. определение в п.6.1.)

Описание операции.

Несобираемая L -форма $\bar{\Phi}$ представляется в виде последовательности P -форм $\bar{\Phi}_i$ в соответствии с определением разбиения формы в п.6.1., при этом если среди получаемых форм есть L-формы, то к ним применяется стандартное разбиение.

6.4. S -РАЗБИЕНИЕ СОБИРАЕМОЙ ФОРМЫ.

6.4.1. Основные понятия.

Понятие собираемой формы заполненной страницы носителя приведено в п.6.1.

Пусть $\bar{\Phi}$ - собираемая P -форма.

<u>Правильным охватывающим полем</u> $\tilde{\Pi}_{\bar{\Phi}}$ назовем поле $\Pi_{\bar{\Phi}} = [I, J]$ и его элементарное разбиение $I = I_1 \cup I_2, J = J_1 \cup J_2$ такие, что:

1) $\Pi = [I, J]$, где Π – главное поле формы $\bar{\Phi}$;

2) размеры поля $\tilde{\Pi}_{\bar{\Phi}}$ кратны стандартным целым числам $\tilde{M}$ и $\tilde{N}$ соответственно;

3) $d(I_2) < \tilde{M}$, $d(J_2) < \tilde{N}$

<u>Стандартным разбиением правильного охватывающего поля</u> $\tilde{\Pi}_{\bar{\Phi}}$ назовем элементарное разбиение $I = \bigcup_{k=1} I_k$, $J = \bigcup_1 J_\ell$ такое, что

$$d(I_k) = \tilde{M} \quad (k = 1, \dots, m)$$
$$d(J_\ell) = \tilde{N} \quad (\ell = 1, \dots, n)$$

<u>S-разбиением</u> собираемой P-формы Φ на последовательность заполненных страниц носителя $\{P_s^{ij}\}$ назовем кортеж $R = \langle \bar{\Phi}, \{P_s^{ij}\}, \mathcal{S} \rangle$, где формы P_s^{ij} и соответственно отображение $\mathcal{S}$ получаются следующим образом:

а) главное поле формы $\bar{P}_s^{ij}$ состоит из двух полей:

- поля $\Pi_{ij} = [I_i, \tilde{J}_j]$ стандартного разбиения правильного охватывающего поля $\tilde{\Pi}_{\bar{\Phi}}$ формы $\bar{\Phi}$;

- сервисного поля "сборки" стандартных размеров.

б) подчиненными полями поля Π_{ij} формы $\bar{P}_s^{ij}$ являются поля или подполя полей, полученные за счет стандартного разбиения, правильного охватывающего поля $\tilde{\Pi}_{\bar{\Phi}}$, содержащиеся в $\tilde{\Pi}_{\bar{\Phi}}$ и поле Π_{ij};

в) ЕСИ, соответствующие терминальным полям формы $\bar{P}_s^{ij}$, получаются следующим образом:

- если поле, подчиненное полю Π_{ij}, является полем исходной формы $\bar{\Phi}$, то в форме $\bar{P}_s^{ij}$ ему соответствует та же ЕСИ, что и в форме $\bar{\Phi}$;

- если поле, подчиненное полю Π_{ij}, является подполем некоторого поля формы $\bar{\Phi}$, полученным за счет стандартного разбиения, то этому подполю в форме $\overline{P}_s^{ij}$ соответствует часть ЕСИ, соответствующая всему полю формы $\tilde{\Phi}$, индуцированная разбиением содержащего ее поля (т.е. сужением отображения f в определении ЕСИ);

- если поле, подчиненное полю Π_{ij}, является полем (или подполем некоторого поля, полученным за счет стандартного разбиения) правильного охватывающего поля $\tilde{\Pi}_{\tilde{\Phi}}$, то все позиции этого поля заполняются пробелами;

- поле "сборки" содержит идентификатор формы $\tilde{\Phi}$ и "координаты" $\langle i,j \rangle$ поля Π_{ij} в правильно охватывающем поле $\tilde{\Pi}_{\tilde{\Phi}}$.

г) формы $\{ \overline{P}_s^{ij} \}$ линейно упорядочены так, что

$$\overline{P}_s^{i_0 j_0} \rightarrow \overline{P}_s^{i_1 j_1}$$

если $i_0 < i_1$ или $i_0 = i_1$ но $j_0 < j_1$

6.4.2. Содержание операции.

Вход операции:

- собираемая форма.

Описание операции.

Собираемая форма Φ представляется в виде упорядоченной последовательности P-страниц в соответствии с определением в п.6.4.I.

Выход операции:

- последовательность заполненных страниц носителя.

6.5. СОЕДИНЕНИЕ НЕСОБИРАЕМЫХ M-ФОРМ.

6.5.1. Основные понятия.

Понятие M-формы и заполненной страницы носителя приводится в п.6.1.

6.5.2. Содержание операции.

6.5.2.1. Стандартное соединение.

Вход операции:

- линейно упорядоченный набор несобираемых M-форм $\{\bar{\Phi}_1,\ldots,\bar{\Phi}_n\}$, содержащий все формы из $\mathcal{D}^T_B$, находящиеся между $\bar{\Phi}_1$ и $\bar{\Phi}_n$.

Описание операции.

Набор M-форм $\bar{\Phi}_1,\ldots\bar{\Phi}_n$ разбивается на набор подпоследовательностей

$$\{\bar{\Phi}_1,\ldots,\bar{\Phi}_{\ell_1}\},\ \{\bar{\Phi}_{\ell_1+1},\ldots\bar{\Phi}_{\ell_2}\},\ \ldots,\ \{\bar{\Phi}_{\ell_{t-1}+1},\ldots,\bar{\Phi}_{\ell_t}\}$$

так, что если главное поле форм $\bar{\Phi}_\ell(\ell=1,\ldots,n)$ есть $\Pi_\ell=[I_\ell,J_\ell]$ и $d(J_\ell)$ - сумма длины J_ℓ и стандартной длины промежутка между формами, то последовательность $(\ell_1,\ldots,\ell_t)$ и где $\ell_1\geq 1, \ell_t=n$ строится в соответствии с (I). в определении разбиения несобираемой L-формы в п.6.3.1.

Каждая такая подпоследовательность размещается на заполненной странице носителя.

Выход операции:

- последовательность заполненных страниц носителя.

6.5.2.2. Нестандартное соединение.

Вход операции:

- линейно упорядоченный набор несобираемых M-форм

$\{\bar{\Phi}_1,\dots,\bar{\Phi}_n\}$, содержащая все формы из Ω_δ, находящиеся между $\bar{\Phi}_1$ и $\bar{\Phi}_n$;

- набор требований типа:

а) выделить формы, которые должны быть по одной на странице;

б) задать нестандартный промежуток между формами либо для всех форм, либо для части форм, либо каждый для формы; поступает от проектировщика.

Описание операции:

Формы размещаются на страницах носителя в соответствии с требованиями проектировщика; если для ряда форм требования не заданы, то к ним применяется стандартное соединение.

6.6. ФОРМИРОВАНИЕ ИДЕНТИФИКАТОРОВ СТРАНИЦ.

Вход операции:

- последовательность заполненных страниц носителя.

6.6.I. Содержание операции.

Проставляются идентификаторы заполненных страниц носителя, причем всем заполненным страницам одной собираемой формы, полученным в операции S -РАЗБИЕНИЕ СОБИРАЕМОЙ ФОРМЫ отвечает один номер (после вывода документа на АЦПУ из этих страниц с помощью полей сборки собирается одна "большая" страница проекта).

6.7. ЗАПОЛНЕНИЕ СТРАНИЦ "СОДЕРЖАНИЯ".

Вход операции:

- набор заполненных страниц носителя; формируется в операциях $\mathcal{S}$-РАЗБИЕНИЕ СОБИРАЕМОЙ ФОРМЫ и СОЕДИНЕНИЕ НЕСОБИРАЕМЫХ ФОРМ;

- содержание, поступает из операции ТЕКСТИРОВАНИЕ.

6.7.1. Основные понятия.

Понятие "содержания" определяется в п.5.5.

6.7.2. Содержание операции.

Идентификаторы заполненных страниц носителя, соответствующих формам из $\mathcal{D}^7_B$, проставляются в страничные поля "содержания".

Выход операции:

- заполнение страничных полей "содержания".

6.8. ЗАПОЛНЕНИЕ СТРАНИЧНЫХ ССЫЛОК.

Вход операции:

- последовательность P-форм, полученная после выполнения предшествующих операций;

- граф ссылок, поступает из операции ТЕКСТИРОВАНИЕ.

6.8.1. Основные понятия.

Граф ссылок определяется в п.5.2.

Поля для текстовых и страничных ссылок описаны в п.5.3.

6.8.2. Содержание операции.

Если в форме имеется текстовая ссылка, то проставляются идентификаторы страниц понятия, на которое дана ссылка, эти номер "привязывается" также к соответствующим вершинам графа ссылок.

Выход операции:

- заполнение страничных полей ссылок.

6.9. Схема выполнения операции.

На вход операции поступает распределение по книгам кортежа текстовых форм $\mathscr{D}^T_B$ из операции ТЕСТИРОВАНИЕ. После уточнения проектировщиком структуры текстовых форм выполняется для всех текстовых форм операция ОПРЕДЕЛЕНИЕ РАЗМЕРОВ И ПАРАМЕТРОВ, в результате получается упорядоченный набор P -форм. Производится последовательный анализ книг, а внутри книги - P -форм в соответствии с их упорядоченностью. Если обрабатываемая форма является титульным листом, то предыдущая страница завершается, а титульный лист выводится на новую страницу. Если очередная P -форма является несобираемой L -формой, то выполняется операция РАЗБИЕНИЕ НЕСОБИРАЕМОЙ L -ФОРМЫ, выходом которой является набор P -форм; далее производится анализ этих форм, а после окончания этого анализа осуществляется переход к форме, следующей за рассмотренной L -формой. Если же очередная форма не является L -формой, то проверяется, не является ли она несобираемой M -формой; если является, то из поступающего для анализа набора форм выделяются все несобираемые M -формы, следующие за данной M -формой, и для полученных M -форм производится операция СОЕДИНЕНИЕ НЕСОБИРАЕМЫХ M-ФОРМ, формирующая упорядоченный набор P -форм, соответствующих заполненным страницам носителя; в дальнейшем производится анализ этого набора P-форм, а после окончания этого анализа осуществляется переход к форме, следующей за рассмотренными M -формами. Если же форма не является несобираемой M -формой, то производится проверка, не является ли она собираемой формой. Если P -форма является собираемой формой, то предыдущая страница завершается и выполняется операция S -РАЗМЕЩЕНИЕ СОБИРАЕМОЙ ФОРМЫ, выходом которой является упорядоченный набор заполненных страниц носителя.

Одновременно с описанным выше анализом форм, в случае их размещения на заполненных страницах носителя, производится формирование идентификаторов страниц операцией ФОРМИРОВАНИЕ ИДЕНТИФИКАТОРОВ СТРАНИЦ, заполняются страничные поля содержания операцией ЗАПОЛНЕНИЕ СТРАНИЦ "СОДЕРЖАНИЯ" и ссылочные поля форм операцией ЗАПОЛНЕНИЕ СТРАНИЧНЫХ ССЫЛОК.

Выходом операции РАЗМЕЩЕНИЕ является упорядоченный набор заполненных страниц носителя.

7. ВЫВОД

Операция состоит из более мелких операций:

- ПОСТРОЕНИЕ СТРАНИЦЫ;
- ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ;
- $\mathcal{D}$-ПЕЧАТЬ;
- ПОСТРОЕНИЕ T-КНИГИ;
- ФОРМИРОВАНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ;
- T-ПЕЧАТЬ.

7.1. ПОСТРОЕНИЕ СТРАНИЦЫ.

7.1.1. Основные понятия.

Определение 7.1.1.1.

Единицу символьной информации E (см. 2.1.2) будем обозначать $\bar{E}$, а имя $\bar{E}$ через E. Пару $(E, \bar{E})$ будем обозначать E'. Эти обозначения распространяются и на дальнейшие определения.

Определение 7.1.1.2.

Оснащенной единицей символьной информации $(\tilde{E})$ будем называть пару $\langle E, T \rangle$, где

E – имя единицы символьной информации;

T – имя такое, что $\bar{T} = \bar{T}_1 \circ \bar{T}_2 \circ \ldots \circ \bar{T}_n$, $\bar{T}_i : M \to M$, $i = \overline{1,n}$

M – пространство $\bar{E}$.

T_i будем называть трансформаторами, а $\bar{T}(\bar{E})$ – трансформированной E.

Определение 7.1.1.3.

Заполнением поля B называется множество оснащенных единиц символьной информации $\{\tilde{E}_j\}$, для которых поля $\bar{T}(\bar{E}_j)$ являются непересекающимися подполями B, покрывающими B.

38-9
т.2.кн.8

Определение 7.I.I.4.

Описанием страницы будем называть кортеж $O_{N_p} = \langle N_p, P, E_{N_p} \rangle$, где N_p - имя страницы, т.е. набор символов алфавита, которому однозначно сопоставляется число, $P = \langle n, m \rangle,\ n, m \in \mathbb{Z}^+$

E_{N_p} - заполнение поля $[[1,n],[1,m]] - \{E^i_{N_p}\}$.

Определение 7.I.I.5.

Страницей S_{N_p} (соответствующей O_{N_p}) будем называть единицу символьной информации, для которой:

I) Поле $S_{N_p} - [[1,n],[1,m]]$;

2) $f = \bigvee_j f_j\ ;\ f_j \in \bar{T}(\bar{E}^j_{N_p})$

Определение 7.I.I.6.

i_0-строкой поля B называется множество $\{\langle i,j\rangle \mid \langle i,j\rangle \in \Pi_B \wedge i = i_0\}$, i_0 будем называть номером строки.

Определение 7.I.I.7.

Символьной строкой страницы N_p будем называть последовательность символов $A = N_p \circ N \circ SL \circ L_k$, где

N_p - имя страницы;

N - номер строки;

SL - последовательность символов, отвечающая f_L (L - N строка N_p);

L_k - подстрока пробелов, резервируемая для поля связи;

$\langle N_p, N\rangle$ будем называть именем символьной строки.

Определение 7.I.I.8.

Разверткой страницы N_p будем называть линейно упорядоченное множество всех символьных строк страницы N_p. Порядок задается номерами строк.

7.1.2. Описание операции.

7.1.2.1. Вход:

Входом в операцию являются:

- описание страницы;

- множество $\{\tilde{E}'\}$ такое, что $\tilde{E}$ - элементы заполнения поля страницы.

7.1.2.2. Содержание.

Выполнение операции сводится к выполнению следующих шагов:

1. Выделяется поле, размеров $<n, m>$.

2. Выделяется из описания страницы элемент заполнения, и вводится необходимая единица символьной информации к соответствующий ей трансформатор.

3. Трансформаторы применяются к единице символьной информации.

4. Трансформированная единица символьной информации помещается в соответствующее подполе страницы.

5. Шаги 2-4 повторяются для всех элементов заполнения поля страницы.

6. Выделяется строка поля страницы и соответствующее ей отображение f.

7. SL достраивается до символьной строки, причем поле L_k не заполняется.

8. Шаги 6, 7 повторяются для всех строк поля страницы.

7.1.2.3. Выход, его использование.

Выходом операции является развертка страницы, используемая в операции ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ.

38-9
12 xx8

7.2. ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ.

7.2.1. Основные понятия.

Определение 7.2.1.1.

$\mathcal{D}$-носителем будем называть конечное линейно упорядоченное множество дорожек $\mathcal{T}' = <\mathcal{T}, \bar{\mathcal{T}}>$, где

$\mathcal{T}$ - имя дорожки, т.е. конечный набор символов алфавита, которому однозначно сопоставляется число;

$\bar{\mathcal{T}}$ - поле $[[1,1],[1,N_{\mathcal{D}}]]$, где $N_{\mathcal{D}}$ больше удвоенной ширины любой страницы.

Определение 7.2.1.2.

T -носителем будем называть пару $<T, \bar{T}>$, где

T - имя T -носителя;

$\bar{T}$ - поле $[[1,1],[1,N_T]]$, причем N_T больше $N_{\mathcal{D}} \cdot \tau$, τ-число дорожек $\mathcal{D}$-носителя.

Определение 7.2.1.3.

Адресом подполя $[[1,1],[\ell,k]]$ дорожки $\mathcal{T}'$ будем называть пару $<\mathcal{T}, \ell>$, а ℓ будем называть внутренним адресом подполя.

Определение 7.2.1.4.

Описанием свободного носителя будем называть упорядоченное по именам дорожек множество пар $(\mathcal{T}, [\ell, N_{\mathcal{D}}])$, где $\mathcal{T}$ - имя дорожки, $[\ell, N_{\mathcal{D}}]$ - подполе дорожки.

Определение 7.2.1.5.

Описанием $\mathcal{D}$-книги будем называть кортеж $<O_k, V_k>$, где $O_k = \{O^{\ell}_{N_p}\}$ - множество описаний страниц, линейно упорядоченное по именам страниц. $V_k = \sum_{\ell=1}^{p} [n(m+g)]$, где g - сумма длин N_p, N, L_ℓ, а $p = card\, O_k$

Определение 7.2.I.6.

Незаполненной $\mathcal{D}$ -книгой будем называть минимальное по мощности множество дорожек, удовлетворяющее условиям:

I. Имена дорожек множества - элементы описания свободного носителя.

2. Дорожки множества образуют отрезок, первый элемент которого есть первый элемент описания свободного носителя.

3. Сумма длин дорожек множества больше V_c (см.7.2.I.5).

Определение 7.2.I.7.

Будем говорить, что символьная строка $\mathcal{A}$ предшествует символьной строке $\mathcal{B}$, если развертка страницы, содержащая $\mathcal{A}$, предшествует развертке страницы, содержащей $\mathcal{B}$, либо $\mathcal{A}$ и $\mathcal{B}$ - элементы развертки одной страницы и номер $\mathcal{A}$ меньше номера $\mathcal{B}$.

Определение 7.2.I.8.

Заполненной дорожкой $\mathcal{T}$ $\mathcal{D}$-носителя будем называть кортеж

$$< \bar{\mathcal{T}}, Q > \qquad , \text{где}$$

$\bar{\mathcal{T}}$ - поле дорожки;

Q - отрезок во множестве символьных строк, такой что:

I. Внутренний адрес первого элемента

2. Внутренний адрес i -го элемента равен сумме длин предшествующих элементов отрезка плюс единица.

3. Сумма длин символьных строк отрезка меньше $N_{\mathcal{D}}$ (см. 7.2.I.I).

4. Сумма длин символьных строк отрезка и длины следующей за отрезком символьной строки больше $N_{\mathcal{D}}$.

5. Поле V_c символьной строки дорожки содержит адрес подполя дорожки, отвечающего следующей символьной строке.

Определение 7.2.I.9.

$\mathcal{D}$ -книгой будем называть множество заполненных дорожек, имена которых - элементы незаполненной книги, такое, что если символьная строка $\mathcal{A}$ предшествует символьной строке $\mathcal{B}$, то либо они обе находятся на одной дорожке, либо дорожка, содержащая $\mathcal{A}$, предшествует дорожке, содержащей $\mathcal{B}$. n - число заполненных дорожек равно числу дорожек незаполненной книги.

Определение 7.2.I.I0.

Оглавлением $\mathcal{D}$ -книги будем называть множество троек

$(\textit{ис}_1, \widetilde{\mathcal{T}}, \textit{ис}_2)$, где

$\textit{ис}_1$ - имя страницы;

$\widetilde{\mathcal{T}}$ - множество имен дорожек;

$\textit{ис}_2$ - имя следующей страницы.

7.2.2. Описание операции.

7.2.2.I. Вход.

Входом в операцию являются:

- описание книги;

- множество $\{\widehat{E}'\}$ таких, что $\widehat{E}$ - элементы заполнения полей страниц, имена которых указаны в описании книги;

- описание свободного носителя.

7.2.2.2. Содержание.

Выполнение операции сводится к выполнению следующих шагов:

I. По описанию свободного носителя и V_c (см. 7.2.I.5) создается незаполненная книга.

2. Если не все описания страниц обработаны - из описания книги выбирается очередное описание страницы. В противном слу-

38-9
т.2 кн.I

ния - закончить работу.

3. Выполняется операция ПОСТРОЕНИЕ СТРАНИЦЫ.

4. Выбор очередной символьной строки развертки страницы.

5. Определяется по описанию свободного носителя, разместится ли на первой дорожке символьная строка.

6. Если символьная строка не помещается на дорожке, то исключить из описания свободного носителя имя заполненной дорожки. Перейти к шагу 5.

7. Если символьная строка помещается на дорожке, то записать символьную строку, начиная с внутреннего адреса . Записать в описание свободного носителя новое свободное подполе.

8. Записать в поле L_A предыдущей строки адрес подполя текущей символьной строки.

9. Если не все символьные строки развертки текущей страницы записаны на $\mathcal{D}$-носитель, то перейти к шагу 4, в противном случае - перейти к шагу 2.

7.2.2.3. Выход, его использование.

Выходом операции являются:

- $\mathcal{D}$-книга, используемая операциями $\mathcal{D}$-ПЕЧАТЬ и ПОСТРОЕНИЕ T-КНИГИ;

- описание свободного носителя, используемое операцией ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ;

- оглавление $\mathcal{D}$-книги, используемое операцией $\mathcal{D}$-ПЕЧАТЬ.

7.3. $\mathcal{D}$ -ПЕЧАТЬ.

7.3.1. Основные понятия.

Определение 7.3.1.1.

P -носителем будем называть множество пар, называемых листами, $<\Pi, \mathcal{Y}>$, где

Π - поле $< 1,\tilde{N}, 1,\hat{N} >$, где $\tilde{N}$ больше длины любой страницы, больше ширины любой страницы;

$\mathcal{Y}(S_i)=S_{i+1}$, где S_i - i-я строка Π, а $\mathcal{Y}$ - оператор сдвига.

Пару $<\tilde{N},\hat{N}>$ будем называть описанием P носителя.

Определение 7.3.1.2.

Межстраничным разделителем будем называть число

$$k \in Z^+, \ k < \tilde{N}$$

Определение 7.3.1.3.

$\mathcal{D}$-описанием P-книги будем называть подмножество имен страниц из оглавления $\mathcal{D}$ -книги.

Определение 7.3.1.4.

Страницей P -носителя, соответствующей странице S, будем называть единицу символьной информации $\bar{E}$, удовлетворяющую условиям:

1. Поле $\bar{E}-[[x, x+n+k],[1,\hat{N}]]$, подполе P -носителя.

2. Для поля $[[x,x+k],[1,\hat{N}]]$ отображение f действует в элемент алфавита, называемый пробелом („b").

3. Для поля $[[x+k, x+k+n],[1,m]]$ отображение f совпадает с отображением f страницы S.

4. Для поля $[[x+k,x+k+n],[m,\hat{N}]]$ отображение f действует в элемент алфавита „b".

38-9
7.2кв8

Именем страницы P -носителя будем называть имя страницы

.

Определение 7.3.1.5.

Заполненным листом P -носителя, соответствующим страницам P-носителя $R_1, \ldots, R_p$, будем называть единицу символьной информации $\overline{E}$, удовлетворяющую условиям:

1. $R_1, \ldots, R_p$ - отрезок описания P-книги.

2. Поля $R_1, \ldots, R_p$ - подполя $\overline{E}$.

3. Для поля R_1 $x=1$, а для поля R_i $x=\sum_{j<i}(n_j+k)$, $i=\overline{2,p}$

4. $\sum_{i=1}^{p}(n_i+k)+k+n'>\overline{N}$, где n' - длина следующей за R_p страницы.

Если условие 4. не выполняется, то соответствующую $\overline{E}$ будем называть частично заполненным листом P -носителя.

Определение 7.3.1.6.

P -книгой будем называть множество заполненных листов P-носителя таких, что соответствующие им отрезки описания P-книги образуют описание P-книги. Если для конечного отрезка не выполняется условие 4. определения 7.3.1.5., то в это множество включается частично заполненный лист.

7.3.2. Описание операции.

7.3.2.1. Вход.

Входом в операцию являются:

- описание P -книги;
- описание P-носителя;
- межстраничный разделитель;
- оглавление D-книги;
- D -книга.

38-9
12.8

7.3.2.2. Содержание.

Выполнение операции сводится к выполнению следующих шагов:

1. Упорядочение описания P-книги.

2. Если не все страницы из $\mathcal{D}$ описания P-книги напечатаны, то - выбор имени очередной страницы $\mathcal{A}$ из описания P-книги. В противном случае - закончить работу.

3. Если поле L_k предыдущей напечатанной строки не указывает на строку страницы $\mathcal{A}$, то - поиск по оглавлению $\mathcal{D}$-книги имени дорожки, на которой расположена первая символьная строка развертки страницы $\mathcal{A}$.

4. Прогон K-строк.

5. Заполнение строки S_i -носителя символами из SL (см. 7.1.1.7) очередной символьной строки и дополнение ее пробелами.

6. Сдвиг строки $(Y(S_i) = Y(S_{i+1}))$

7. Определение по полю L_k символьной строки следующей символьной строки B.

8. Если B - символьная строка развертки страницы $\mathcal{A}$, то перейти к шагу 5. В противном случае - перейти к шагу 2.

7.3.2.3. Выход операции, его использование.

Выходом операции является P-книга.

7.4. ПОСТРОЕНИЕ T-КНИГИ.

7.4.1. Основные понятия.

Определение 7.4.1.1.

T-книгой, соответствующей $\mathcal{D}$-книге, будем называть единицу символьной информации E', удовлетворяющую условиям:

38-9
т.2кн8

1. Поле E' - подполе T -носителя.

2. $f = \bigcup\limits_{i=1}^{n} f_i$, где n - число символьных строк $\mathcal{D}$-книги, f_i соответствует i -ой символьной строке (порядок символьных строк задается полями L_k), без поля L_k .

3. Подполе, соответствующее f_i , предшествует подполю, соответствующему f_{i-1} , $i=2,\dots,n$

Определение 7.4.1.2.

$\mathcal{D}$-описанием T -книги назовем пару $<\mathcal{D}, B>$, где $\mathcal{D}$ - имя $\mathcal{D}$-книги, B - подмножество имен страниц оглавления $\mathcal{D}$ -книги.

Определение 7.4.1.3.

Оглавлением T -книги будем называть линейно упорядоченное множество пар $<N_p, A>$, где

N_p - имя страницы T -книги;

A - адрес первой строки N_p страницы T -книги.

7.4.2. Описание операции.

7.4.2.1. Вход.

Входом в операцию являются: $\mathcal{D}$ -книга, $\mathcal{D}$ описание T -книги.

7.4.2.2. Содержание.

В порядке, определенном полями L_k , записываются на T -носитель символьные строки, причем перед записью очередной символьной строки подстрока, соответствующая L_k , сокращается. При записи страницы дополняется справочник T -книги. Переписываются только страницы $\mathcal{D}$-описания T -книги.

7.4.2.3. Выход, его использование.

Выходом операции являются: T -книга, используемая опера-

38-9
12 8.

циями ФОРМИРОВАНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ и T-ПЕЧАТЬ; $\mathcal{D}$-описание T-книги, используемое операцией ФОРМИРОВАНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ; оглавление T-книги, используемое операцией T-ПЕЧАТЬ.

7.5. ФОРМИРОВАНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ.

7.5.I. Описание операции.

7.5.I.I. Вход.

Входом в операцию являются:

- описание свободного носителя;
- T-книга.

7.5.I.2. Содержание.

Выполнение операции аналогично выполнению операции ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ (см. 7.2.2.2). Отличие заключается в том, что не нужно выполнять операцию ПОСТРОЕНИЕ СТРАНИЦЫ. Вместо этого шага последовательно вводятся символьные строки, записанные на T-носителе и к ним добавляется поле h_ℓ.

7.5.I.3. Выход, его использование.

Выходом операции являются:

$\mathcal{D}$-книга, используемая операциями $\mathcal{D}$-ПЕЧАТЬ, ПОСТРОЕНИЕ T-КНИГИ;

- оглавление $\mathcal{D}$-книги, используемое операциями $\mathcal{D}$-ПЕЧАТЬ, ПОСТРОЕНИЕ T-КНИГИ;
- описание свободного носителя, используемое операцией ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ, ФОРМИРОВАНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ.

38-9
т.2 кл.8

7.6. T -ПЕЧАТЬ.

7.6.I. Основные понятия.

Определение 7.6.I.I.

T -описание P -книги будем называть подмножество имен страниц оглавления T -книги.

7.6.2. Описание операции.

7.6.2.1. Вход.

Входом в операцию являются:

- T -книга;
- оглавление T -книги;
- T -описание P -книги;
- межстраничный разделитель;
- описание P -носителя.

7.6.2.2. Содержание.

Выполнение операции аналогично выполнению операции $\mathcal{D}$-ПЕЧАТЬ. Отличие ее в следующем:

- следующей печатаемой строкой является строка печатаемой страницы, непосредственно следующая на T-носителе за напечатанной;

- если страница, которую надо напечатать, не следует непосредственно за уже напечатанной, то по оглавлению T -книги определяется ее адрес.

7.6.2.3. Выход, его использование.

Выходом операции является P -книга.

7.7. Задачи, решаемые операцией ВЫВОД.

Операция ВЫВОД может решать следующие элементарные задачи:

- Построение P-книги;
- Построение $\mathcal{D}$-книги;
- Построение T-книги.

Решение задачи - построение нескольких P, $\mathcal{D}$, T-книг - сводится к последовательному решению соответствующих элементарных задач.

7.7.1. Построение $\mathcal{D}$-книги.

Эта задача может решаться в двух случаях:

а) построение $\mathcal{D}$-книги по T-книге. Эта задача решается операцией ФОРМИРОВАНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ. В этом случае входом в ВЫВОД является вход операции ФОРМИРОВАНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ.

б) построение $\mathcal{D}$-книги по описанию $\mathcal{D}$-книги. Эта задача решается операциями ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ и ПОСТРОЕНИЕ СТРАНИЦЫ. В этом случае входом в операцию ВЫВОД является вход операции ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ.

7.7.2. Построение T-книги.

Эта задача может решаться в двух случаях:

а) построение T-книги по $\mathcal{D}$-книге. В этом случае задача решается операцией ПОСТРОЕНИЕ T-КНИГИ. Входом в операцию ВЫВОД является вход операции ПОСТРОЕНИЕ T-КНИГИ.

б) построение T-книги по описанию $\mathcal{D}$-книги. Эта задача решается последовательным применением операций ПОСТРОЕНИЕ

38-9
Т.2.экз.8.

$\mathcal{D}$-КНИГИ, которая использует операцию ПОСТРОЕНИЕ СТРАНИЦЫ, и ПОСТРОЕНИЕ T-КНИГИ. Входом в операцию ВЫВОД служит вход операции ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ.

7.7.3. Построение P-книги.

Эта задача может решаться в двух случаях:

а) построение P-книги по T-книге. Эта задача решается операцией T-ПЕЧАТЬ. Входом в операцию ВЫВОД является вход операции T-ПЕЧАТЬ.

б) построение P-книги по описанию $\mathcal{D}$-книги. Эта задача решается последовательным применением операций ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ, которая использует операцию ПОСТРОЕНИЕ СТРАНИЦЫ, и $\mathcal{D}$-ПЕЧАТЬ. Входом в операцию ВЫВОД служит вход операции ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ, а также те элементы входа операции $\mathcal{D}$-ПЕЧАТЬ, которые не поступают из операции ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ.

7.7.4. Выход операции ВЫВОД.

Выход операции зависит от тех задач, для решения которых она применяется. Этим выходом может быть соответственно P-книга, $\mathcal{D}$-книга, T-книга или их комбинации.

8. ВНЕСЕНИЕ ИЗМЕНЕНИЙ

8.I. Основные понятия.

H-деревом будем называть тройку $< ST, f, \varphi >$, где ST – ориентированное упорядоченное дерево, направленное от корня к терминальным вершинам; f – инъективное отображение множества вершин ST во множество $OM = \{A, RSC, T\Lambda_i, C_i, \Phi, K_i, \gamma, P, P_1(P), P_2(P_1), AH\}$ $i \in Z^+$ удовлетворяющее условиям:

1) $f(d) = A$, d – корень ST;

2) Если $f(v') = A$ и v' – нетерминальная вершина ST, то для любой вершины $v \in V^{+1}(v') [f(v) = A \vee [f(v) = T\Lambda_i] \vee [f(v) = C_i] \vee [f(v) = RSC] \vee [f(v) = \gamma$.

Причем; если $f(v_1) \neq A$ для одной вершины v_1, то $f(v) \neq A$, где $v, v_1 \in V^{+1}(v')$.

Пусть ω – множество тех и только тех вершин ST, для которых $[f(v) = T\Lambda_i] \vee [f(v) = C_i] \vee [f(v) = RSC]$

Тогда множество ω упорядочено и разбито на непересекающиеся отрезки $[v_j, v_{j+r_j}]$ $(v_{j+1} = v_{j+r+1})$ так, что $f(v_j) = T\Lambda_j$, $f(v_{j+1}) = C_j$, $f(v_{j+2}) = \ldots = f(v_{j+r_j}) = RSC$.

3) Если $f(v') = RSC$ и v' – нетерминальная вершина ST, то $|V^{+1}(v')| = 1$ и $f(V^{+1}(v')) = \Phi$.

4) Если $f(v) = A$ и $A \notin \varphi(V^{+1}(v))$, то $\exists! V' \in V^{+1}(v)$ такая, что $f(V') = \gamma$.

5) Если $f(v) = A$ и выполняются условия:

а) если $\forall V' \in V^{+1}(v)$ такой, что $f(V') = RSC$, $f(V^{+1}(V')) = \Phi$;

б) $\exists!\, V_i', V_{i+1}' \in V^{+1}(v)$ такие, что $f(V_i') = T\Lambda_i$, а $f(V_{i+1}') = C_i$,

то $|V^{+1}(V_i')| = |V^{+1}(V_{i+1}')| = 1$ и $f(V^{+1}(V_i')) = \Phi$ и $f(V^{+1}(V_{i+1}')) = \Phi$.

6) Если $f(v) = Ф$ и v – нетерминальная вершина, то $|V^{+1}(v)|=1$ и $f(V^{+1}(v)) = P$.

7) Если $f(v) = P$ и v – нетерминальная вершина, то $f(V') = P_1(P)$, где $V' \in V^{+1}(v)$

8) Если $f(v) = P_1(P)$ и v – нетерминальная вершина, то $|V^{+1}(v)| = 1$ и $f(V^{+1}(v)) = P_2(P)$.

9) Если $f(v) = P_2(P_1)$ и v – нетерминальная вершина, то $|V^{+1}(v)| = 1$ и $f(V^{+1}(v)) = AH$;

φ – отображение, определенное на $V(ST)$ следующим образом:

1) $\varphi(d) = RS$; d – корень ST, а RS – имя RS-сети;

2) если $f(v) = A$, то $\varphi(v) = <\varphi^1_{(v)}, \varphi^2_{(v)}>$, где $\varphi^1_{(v)} = S$ – имя аспекта, полученного из $\varphi^1_{(V^{-1}(v))}$ аспекта по разметке $\varphi^2_{(v)}$.

3) если $f(v) = RSC$, то $\varphi(v) = \hat{S}$, где $\hat{S}$ – имя RSC-сети $\varphi^1(V^{-1}(v))$ аспекта, причем порядок вершин совпадает с порядком RSC-сетей, определенным в операции ФРАГМЕНТАЦИЯ

4) если $[f(v) = T\Lambda_i] \vee [f(v) = C_i]$, то $\varphi(v) = K_i$, где K_i – имя i-той книги, отвечающей отрезку $[v_i, v_{i+z_i}]$

5) если $f(v) = Ф$, то $\varphi(v)$ – имя текстовой формы, соответствующей $\varphi(V^{-1}(v))$;

6) если $f(v) = \gamma$, то $\varphi(v)$ – граф ссылок, отвечающий $\varphi(V^{+1}(V^{-1}(v)))$ RSC-сетям;

7) если $f(v) = P$, то $\varphi(v)$ – имя P-формы, соответствующей $\varphi(V^{-1}(v))$ текстовой форме;

8) если $f(v) = P_1(P)$, то $\varphi(v)$ – имя подформы $\varphi(V^{-1}(v))$;

9) если $f(v) = P_2(P_1)$, то $\varphi(v)$ – имя заполненной страницы носителя, на которой размещена P-форма $\varphi(V^{-1}(v))$;

10) если $f(v) = AH$, то $\varphi(v) = (\varphi^1(v), \varphi^2(v), \varphi^3(v))$, где

$\varphi^1(v)(\varphi^2(v))$ - имя первой (последней) символьной строки, соответствующей $V^{-1}(V^{-1}(v))$ P-форме, и $\varphi^3(v)$ - имя справочника D-книги, включающей $f(V^{-1}(v))$ страницу.

Терминальным аспектом H-дереве C назовем $\varphi(v)$, если $f(v)=A$ и $A \notin \varphi(H3(STC\,v))$.

Интерпретация. H-дерево отражает взаимосвязь объектов, полученных в результате выполнения операций блока ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ без учета результатов операции ВНЕСЕНИЕ ИЗМЕНЕНИЙ. Выполнение операций сопровождается введением соответствующей вершины и заданием на ней отображений f и φ. Каждая вершина H-дерева соответствует одной, группе операций блока ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ или части "подопераций" одной изьопераций блока, а именно:

A - соответствует операциям РАЗМЕТКА, СОКРАЩЕНИЕ

RSC - соответствует операции ФРАГМЕНТАЦИЯ

TЛ - соответствует операции ФОРМИРОВАНИЕ ТИТУЛЬНОГО ЛИСТА

C,K - соответствует операции ФОРМИРОВАНИЕ СОДЕРЖАНИЯ

Ф - соответствует операции ВЫБОР ТЕКСТОВОЙ ФОРМЫ

Г - соответствует операции ПОСТРОЕНИЕ ГРАФА ССЫЛОК

P - соответствует операции ОПРЕДЕЛЕНИЕ РАЗМЕРОВ И ПАРАМЕТРОВ

$P_1(P)$ - соответствует операциям S-РАЗБИЕНИЕ СОБИРАЕМОЙ ФОРМЫ, РАЗБИЕНИЕ НЕСОБИРАЕМОЙ L-ФОРМЫ, СОЕДИНЕНИЕ НЕСОБИРАЕМЫХ M-ФОРМ

$P_2(P_1)$ - соответствует операциям ФОРМИРОВАНИЕ ИДЕНТИФИКАТОРОВ СТРАНИЦ, ЗАПОЛНЕНИЕ СТРАНИЦ "СОДЕРЖАНИЯ", ЗАПОЛНЕНИЕ СТРАНИЧНЫХ ССЫЛОК

AH - соответствует операции ПОСТРОЕНИЕ D-КНИГИ.

Последовательностью операций, соответствующих вершине Н-дерева A, назовем максимальную из последовательностей, отвечающих вершинам $НЗ(STA, v)$.

Дерево вариантов.

Пусть A и B - H-деревья, для которых:

1) $\mathrm{Im}\,\varphi_A \cap \mathrm{Im}\,\varphi_B \neq 0$

2) $\mathrm{Im}\,\varphi_A \cap \mathrm{Im}\,\varphi_B \neq \mathrm{Im}\,\varphi_A$

3) $\mathrm{Im}\,\varphi_A \cap \mathrm{Im}\,\varphi_B \neq \mathrm{Im}\,\varphi_B$

Назовем $S_к$-множеством деревьев A и B множество

$$S_к(A/B) = \mathrm{Im}\,\varphi_A \setminus \mathrm{Im}\,\varphi_B$$

Назовем O_v-множеством деревьев A и B множество

$$O_v(A/B) = \mathrm{Im}\,\varphi_B \setminus \mathrm{Im}\,\varphi_A$$

Назовем процедурой внесения изменений отображение, переводящее дерево A в дерево B.

Оператором внесения изменений назовем кортеж

$$OBU = \langle A, \eta, S_к(A/\eta(A)), O_v(A/\eta(A)) \rangle$$, где

A - H-дерево;

η - процедура внесения изменений.

$\eta(A)$ будем называть вариантом A, соответствующим OBU.

Деревом вариантов Н-дерева назовем кортеж

$$\langle D, C, \overline{OBU}, \varepsilon \rangle$$, где

D - ориентированное упорядоченное дерево с корнем d;

C - H-дерево;

$\overline{OBU}$ - множество операторов внесения изменений;

$$\varepsilon : v(D) \to \{\overline{OBU}, C\}$$, причем

$$\varepsilon(v) = \begin{cases} OBU, & \text{если } v \neq d, \\ C, & \text{если } v = d \end{cases}$$

и $A_{\varepsilon}(\eta) = \eta_{\varepsilon}(V^{-1}(v))(A_{\varepsilon}(V^{-1}(v)))$.

Интерпретация.

Дерево вариантов отражает связь объектов, находящихся в разных вариантах,(отвечающих разным вершинам дерева). Оно позволяет осуществлять переходы из одной вершины в другую, при этом определяется, какие объекты недоступны для данного варианта. Два рода множеств – S_K и O_v позволяют осуществлять переходы как "вверх", так и "вниз" по дереву.

Операции над графами и RS-сетями.

Фрагмент r_1 RS-сети R будем называть дополнением фрагмента r_2 сети R $(D_r(r_1,r_2,R))$, если объединение r_1 и r_2 относительно R есть R, и не найдется r_3 фрагмента R, который является фрагментом по отношению к r_1 и r_2.

Определение объединения R-сетей приведено в п.4.2.I.

Нижним замыканием ориентированного без циклов и петель графа A по подмножеству его вершин B называется множество C, определяемое индуктивно:

I) $B \subset C$

2) если вершина $b \in C$, то $V^{+1}(b) \in C$;

3) других элементов, кроме указанных в пунктах I), 2), множество C не содержит.

Обозначим нижнее замыкание графа A по множеству вершин B – НЗ(A,B)

Сильным нижним замыканием (СНЗ(A,B)) ориентированного графа A без циклов и петель по подмножеству его вершин называется подмножество вершин B, для которого:

I) $V \in$ НЗ(A,B);

2) $V \notin H3\,(V \setminus H3\,(A,B))$.

8.2. Процедуры внесения изменений.

Процедурой сокращения H-дерева C назовем отображение

$$CH : (C, V') \to B$$, где

C, B – H-деревья $V' \subset V(ST_C)$

, для которого выполняются условия:

1) ST_B – поддерево ST_C ;

2) $V(ST_B) = V(ST_C) \setminus H3\,(ST_C, V')$

3) $f_B = f_C|_{V(ST_B)}$

4) $\varphi_B = \varphi_C|_{V(ST_B)}$

Процедурой расширения H-дерева C по кортежу $\langle v_1, v_2, N, M \rangle$ назовем отображение

$$PH : \langle C, v_1, v_2, N, M \rangle \to B,$$ где

C – H дерево,

$v_1 \in V(ST_C)$,

v_2, N, M удовлетворяют условиям:

1) пусть ST_C' – дерево такое, что

a) $V(ST_C') = V(ST_C) \cup v_2$;

b) $D(ST_C') = D(ST_C) \cup \langle V^{-1}(v_1), v_2 \rangle$;

c) $$\mu_C(v) = \begin{cases} \mu_C(v), & \text{если } \mu_C(v) \le \mu_C(v_1); \\ \mu_C(v_1) + 1, & \text{если } v = v_2; \\ \mu_C(v) + 1, & \text{если } \mu_C(v) > \mu_C(v_1); \end{cases}$$

d) $$f_C' = \begin{cases} f_C & \text{на } V(ST_C); \\ N & \text{на } v_2; \end{cases}$$

e) $$\varphi_C' = \begin{cases} \varphi_C & \text{на } V(ST_C); \\ M & \text{на } v_2; \end{cases}$$

тогда $C' = \langle ST_C', f_C', \varphi_C' \rangle$ H-дерево;

38-9
т.2. кн8

и B удовлетворяют условиям:

1. B-H -дерево,

2. ST_C' - поддерево ST_B;

3. $f_B \mid V(ST_C') = f_C'$;

$\varphi_B \mid V(ST_C') = \varphi_C'$;

4. Дополнение ST_C до ST_B дерево с корнем V_2;

5. Последовательность операций, соответствующих вершине v_2 в ST_B, совпадает с максимальной последовательностью операций, соответствующих вершинам $V_C^{+1}(V_C^{-1}(v_1))$.

Процедурой включения фрагмента R_S -сети в терминальный аспект назовем отображение

$$\text{ВФ}: (C, N, v) \to D \text{ , где}$$

C-H-дерево,

$v \in ST_C$ и $\varphi(v)$ - терминальный аспект,

N - фрагмент, причем N не является фрагментом $\ell(v)$ -аспекта, $D = \widetilde{PH}(C, RSC(N))$,

$RSC(N) = \{RSC_i\ \varphi$, $i = 1, \ldots n$, где RSC_i - фрагменты, полученные в результате применения операции ФРАГМЕНТАЦИЯ к ,

$\widetilde{PH} = PH_n$ и

$PH_1 = (C, \tilde{V}_1, V_2, RSC, RSC_i)$

$PH_i = (PH_{i-1}, \tilde{V}_i, V_i, RSC, RSC_i)$ $(i = 2, \ldots, n)$

PH - процедура расширения H -дерева, а $\tilde{V}_i \in V^{+1}(v) \cup v_1 \cup v_2 \ldots \cup v_n$.

Процедурой удаления текстовой формы назовем отображение

$$\text{УТФ}: (C, v) \to B \text{ , где}$$

C, B - H -деревья,

v - вершина $V(ST_C)$, удовлетворяющая условиям:

1) $f(v) = \Phi$;

2) $B = CH(C, \tilde{v})$ и $\tilde{v} = \{\bar{v}\}$ – множество тех и только тех элементов, для которых:

а) $\bar{v} \subset V(ST_c)$;

б) $f(\tilde{v}) = RSC$;

в) все конечные вершины $\varphi(\bar{v})$ фрагмента – элементы $CH3(\gamma, V_{\gamma}^{-1}(v))$.

Процедурой сокращения аспекта H -дерева назовем отображение

$$CAC : (C, v, P_{\gamma}) \to D \quad \text{, где}$$

с-Н -дерево,

v – вершина ST_c и $f(v) = A$;

P_{γ} – разметка, причем $\Omega(\varphi_c(V^{-1}(v), P_{\gamma})$ -фрагмент $\varphi_c(v)$ (Ω – оператор сокращения),

$D = \widetilde{УФ}(B)$,

В-Н-дерево, для которого:

I. $ST_B = ST_c$;

2. $\varphi_B(v) = \langle\Omega(\varphi_c(V^{-1}(v), P_{\gamma}); P_{\gamma} \cup \varphi_c^2(v)\rangle, f_B(v) = A$.

3. $\forall \tilde{v}$, для которого $\tilde{v} \in H3(ST_c; v)$, $f_c(\tilde{v}) = A$, $\tilde{v}$ – терминальная вершина ST_c или $A \notin f_c(V^{+1}(\tilde{v}))$, $\varphi_B(\tilde{v}) = \langle\Omega(\varphi_c(\tilde{v}) P_{\gamma}), P_{\gamma} \cup \varphi_c^2(\tilde{v})\rangle$.

4. для всех других вершин f_B совпадает с f_c, а φ_B с φ_c.

$$УФ(B) = \underbrace{УФ(УФ \ldots УФ}_{n}(C, \bar{v}_1)\bar{v}_2) \ldots \bar{v}_n),$$

УФ – процедура удаления текстовой формы, а $\{\bar{V}_1 \ldots \bar{V}_n\}$ определяется условиями:

а) $f_c(\bar{v}_i) = \Phi \quad i = 1, \ldots, n$

б) $\varphi_c(V^{-1}(\bar{v}_c)$ – фрагмент $D_n(\varphi_B(\tilde{v}), \varphi_c(\tilde{v}), \varphi_i(\tilde{v}))$, где

$\tilde{v}$ определено в 3., а D_n - оператор дополнения.

Процедурой расширения аспекта H -дерева A назовем отображение

$$PAC : (C, v, P_j) \to D \quad ,$$ где

C-H-дерево,

v- вершина ST_A

$$D = \tilde{B\Phi}(B);$$

B-H-дерево, для которого:

1. $ST_c = ST_b$;

2. $f_c = f_b$;

3. если $v_i \in H3(ST_c, v)$ и $f(v_i) = A$ и v_i - нетерминальная вершина, то $\varphi_b(v_i) = \mathcal{U}(\varphi_c(v_c), \mathcal{L},)$ где

$$\mathcal{L} = D_n(\varphi_c(v), \varrho(\varphi_c^1(V^{-1}(v), P_j), \varrho(\varphi_c^1, V^{-1}(v) P_j)),$$

а $\mathcal{U}(a, b, c)$- оператор объединения фрагментов a и b RS-сетис

4. если $v' \in V(ST_c)$ не удовлетворяет условиям 3., то $\varphi_b(v') = \varphi_c(v')$;

$$\tilde{B\Phi} = \underbrace{B\Phi(B\Phi(B\Phi \ldots B\Phi}_{n}(B, \mathcal{L}, v_1)\mathcal{L}, v_2), \mathcal{L}, v_3) \ldots \mathcal{L}, v_n)$$

$v_1, v_2, \ldots v_n$ определены в 3.

Процедура изменения фрагментации.

Пусть Φ - текстовая форма, соответствующая вершине v H-дерева C.

Пусть $\gamma = \gamma(V^{-1}(v))$. Обозначим через q - вершины γ, отвечающие $\varphi_c(V^{-1}(v))$ RSC-сети, а через $\bar{q} = \{\bar{v} \mid \langle \bar{v}, v' \rangle \in D(\gamma), v' \in q\}$

Обозначим через $Q = H3(\gamma, \bar{q})$, а через $\bar{Q}$ - подмножество $\varphi(V^{+1}(V^{-1}(v)))$, через R - объединение RSC-сетей из $\bar{Q}$.

Назовем процедурой изменения фрагментации H -дерева C отображение $U\Phi T : (H, v) \to D$, где

$$D = B\Phi\left(CH\left(C, V(\bar{Q})\right), R, V^{-1}\left(V^{-1}(v)\right)\right)$$

$$v \in V(ST_c), \; f(v) = \Phi \text{ и } f\left(V^{-1}(v)\right) = RSC$$

$V(\bar{Q})$ - множество вершин $V(ST_c)$ такое, что $\varphi\left(V(\bar{Q})\right) = \bar{Q}$

Процедурой разбиения текстовой формы назовем отображение

$$РТФ : (C, v) \to D \quad \text{, где}$$

C-H -дерево

$$v \in V(ST_c), \; f\left(V^{-1}(v)\right) = RSC, \; f(v) = \Phi$$

$$D = B\Phi\left(CH\left(C, V^{-1}(v)\right), \varphi\left(V^{-1}(v)\right), V^{-2}(v)\right)$$

Процедурой объединения текстовых форм назовем от_ображение

$$ОТФ : (C, v_1, v_2, \ldots, v_n) \to D \quad \text{, где}$$

C-H -деревья

$v_1, v_2, \ldots v_n \in V(ST_c)$ такие, что:

1. $v_i \in V^{+2}\left(V^{-2}(v_1)\right) \quad i = 1, \ldots, n;$
2. $f(v_i) = \Phi, \; f\left(V^{-1}(v_i)\right) = RSC \quad i = 1, \ldots, n;$
3. $D_n\left(\varphi\left(V^{-1}(v_i)\right), Z, \varphi^1\left(V^{-2}(v_i)\right) = R_i \quad i = 1, \ldots, n;\right.$

   Z - объединение всех $\varphi\left(V^{-1}(v_i)\right)RSC$ -сетей

   R_i - объединение всех $\varphi\left(V^{-1}(v_j)\right)$ сетей $\quad j = 1, 2, \ldots i-1, i+1, \ldots n;$

$$D = B\Phi\left(CH(C, v_1, v_2, \ldots v_n), Z \, V^{-2}(v_1)\right).$$

Процедурой объединения книг назовем отображение

$$OK : (C, v_k, v_n) \to B \quad \text{, где}$$

C-H-дерево;

v_k, v_n - вершины ST_c и $v_k, v_n \in \omega$, а $f(v_k) = T\Lambda_k$, $f(v_n) = T\Lambda_n$ (см.8.1.)

38-9
12 экз

$$B = PH(PH(CH(C, \vartheta_k, \vartheta_{k+1}, \vartheta_n, \vartheta_{n+1}), \vartheta_{k-1}, \vartheta_k, T\Lambda_k,$$
$$\Phi T\Lambda(V^{+1}(\vartheta_{k+2}), \ldots, V^{+1}(\vartheta_{n-1}), V^{+1}(\vartheta_{n+2}), \ldots V^{+1}(\vartheta_p))),$$
$$\vartheta_k, \vartheta_{k+1}, C_k, \Phi C(V^{+1}(V_{k+2}), \ldots, V^{+1}(\vartheta_{n-1}),$$
$$V^{+1}(\vartheta_{n+2}), \ldots, V^{+1}(\vartheta_p)))$$

Здесь p такое, что $f(\vartheta_{p+1}) \neq g(\vartheta_k)$ и $f(\vartheta_{p+1}) \neq g(\vartheta_n)$, $f(\vartheta_{p+1}) = T\Lambda_{k+2}$ $p > n$, а $\Phi T\Lambda(a_1, \ldots, a_k)$ – операция ФОРМИРОВАНИЕ ТИТУЛЬНОГО ЛИСТА по текстовым формам $a_1, \ldots, a_n$ и $\Phi C(a_1, \ldots, a_n)$ – операция ФОРМИРОВАНИЕ СОДЕРЖАНИЯ.

Процедурой разбиения книги назовем отображения

$$P3K : (C, \vartheta_k, \vartheta_n) \to B \text{ , где}$$

C-Н – дерево

$\vartheta_k, \vartheta_n \in \omega$ такие, что

1. $f(\vartheta_k) = T\Lambda_z$;
2. $f(\vartheta_n) = RSC$;
3. $k+1 < n$; $\vartheta_n \in [\vartheta_k, \vartheta_{k+z_k}]$, $[\vartheta_k, \vartheta_{k+z_k}]$ – отрезок ω

$$B = PH(PH(PH(PH(CH(C, \vartheta_k, \vartheta_{k+1}), \vartheta_{k-1}, \vartheta_k, T\Lambda_z,$$
$$\Phi T\Lambda(V^{+1}(\vartheta_{k+2}) \ldots, V^{+1}(\vartheta_n))), \vartheta_k, \vartheta_{k+1}, C_z,$$
$$\Phi C(V^{+1}(\vartheta_{k+2}) \ldots, V^{+1}(\vartheta_n))), \vartheta_n, \vartheta_n, T\Lambda_{z+1}$$
$$\Phi T\Lambda(V^{+1}(\vartheta_n) \ldots, V^{+1}(\vartheta_p))), \vartheta_n', \vartheta_n'', C_{z+1},$$
$$\Phi C(V^{+1}(\vartheta_n) \ldots, V^{+1}(\vartheta_p))).$$

Здесь p такое, что $\vartheta_p = \vartheta_{k+z_k}$

9. Количественные ограничения.

№:	Параметры	: Максимум	: Среднее
I:	2	3	4
I.	Количество вершин в графе G R-сети.	IOOO	200
2.	Количество дуг графа G R-сети, входящих в одну вершину.	IO	5
3.	Отношение количества дуг, для верхних вершин, которых $\mu(\sigma)=P$, к общему числу дуг.		$\frac{2}{3}$
4.	Количество вершин в графе G R-сети, которым соответствуют начальные элементы.		20%
5.	Количество вершин графа операционной схемы, на которых определено отображение з.	IOO	50
6.	Количество конституэнт в задании з, соответствующих одной вершине.	500	30
7.	Количество вершин графа G R-сети, на которых заданы каждое из отображений ρ_i, $i=1,2$		
8.	Количество аспектов S_i	50	IO
9.	Количество подаспектов S_{ij}	50	IO
IO.	Количество фрагментов в разбиении RS-сети S_{ij}	IOO	20
II.	Количество слоев в графе, соответствующем фрагменту в разбиении RS-сети.	5	3
I2.	Количество элементов во множестве $S\mathcal{R}_r$ R-сети r_{ij}	IO^4	IO^3
I3.	Количество начальных $\langle\sigma,1\rangle$ фрагментов в r_{ijk}	IO^4	IO^3

38-9
12 ил. 8

1	2	3	4
14.	Количество слоев в графе ссылок (число уровней иерархии разделов проекта)	15	
15.	Число форм	10^5	
	из них собираемых	100	
16.	Ранг предельного разбиения формы	10	3
17.	Число терминальных полей формы	10^4	10^3
18.	Размеры собираемой формы	5х5 стр.	АЦПУ
19.	Размеры формы	200 стр.	АЦПУ
20.	Объем единицы символьной информации		30 симв.
21.	Размеры полей 1-го уровня	5 стр.	
22.	Число страниц проекта	5×10^4	
23.	Число книг проекта	200	
24.	Число страниц книги	500	
25.	Объем расширения книги при однократном внесении изменения	100 стр.	50 стр.
26.	Число вариантов	15	
27.	Количество вершин в графе G, которым соответствуют конечные элементы.	300	50

36-9
т.2 экз.8

Приложение

ИНТЕРПРЕТАЦИЯ ОСНОВНЫХ КОНСТРУКЦИЙ БЛОКА ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ

СОДЕРЖАНИЕ

Стр.

I. ИНТЕРПРЕТАЦИЯ ОСНОВНОГО ВХОДА БЛОКА ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ

Одним из основных понятий документирования является понятие RS -сети (определение 2.I.3.2., стр.I2), являющейся формой представления результата R - интерпретации - недокументированного решения о проектируемой системе организационного управления.

Сначала вводится определение R -сети (определение 2.I.I.2, стр.9), которая является ориентированным упорядоченным графом без циклов и петель, вершинам v которого соответствуют, так называемые "структурные множества" SD_v (определение 2.I.I.I), а неначальным вершинам соответствует операция булеанизации (B) или прямого произведения (P). Кроме того, каждой неначальной вершине v соответствует отображение Θ_v, показывающее, из каких элементов или компонент состоит каждый элемент из SD_v. Вершины графа и элементы из SD_v идентифицированы с помощью отображений ρ и ν, причем имя (типа Х, С, К, М), задаваемое отображением ρ - это имя всего множества SD_v, соответствующего вершине v, а имя (типа П, Д), задаваемое отображением ν - это имя некоторого элемента из SD_v; это различие имен конституэнт ГРС используется в операции РАЗМЕТКА. R- сеть является формой представления схемы конструкции ступени главного рода структуры.

Понятие "структурированное множество" (определение 2.I.I.I. стр.9) отражает множество, на котором задана структура с помощью графа g и имен (задаваемых отображением κ)

элементов и некоторых подмножеств этого множества. В дальнейшем предполагается, что структура множества SD_r - линейная, т.е. граф g вырождается в набор вершин без дуг, и идентифицированы только элементы SD_r.

Понятие фрагмента R - сети (определение 2.I.I.3, стр.10) эксплицирует интуитивное понятие "часть R -сети".

Понятие единицы символьной информации (ЕСИ) (определение 2.I.2.I) отражает элементарные тексты, с которыми работает система. Принимается, что такой текст представляется целочисленным прямоугольником, заполненным символами из алфавита A ; при этом идентифицируется тип информации, задаваемой ЕСИ.

Понятие Е-оснащенного, т.е. оснащенного ЕСИ, "структурированного множества" (определение 2.I.3.I, стр.I2) связывает "системные" имена K_a подмножеств SD_r с соответствующими им ЕСИ.

Теперь можно определить понятие RS -сети или Е-оснащенной RS -сети (определение 2.I.3.2, стр.I2), это R -сеть, на которой задано специальное оснащение. Ограничение I) означает, что все исходные и результирующие понятия должны быть заданы; ограничение 2) связано с тем, что исходная RS -сеть разбивается на фрагменты, которые, согласно принятым количественным ограничениям (см.стр.91-92), имеют не более 5 слоев (ограничение II).

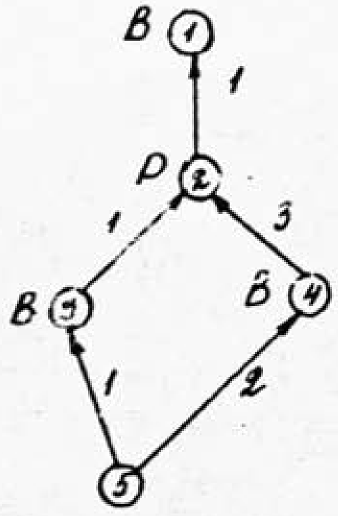

Рис.I.

Приведем простой пример RS -сети.

Пусть задан граф G (рис.I) с множеством вершин (I,2,3,4,5), стрелками задана ориентация; цифры возле дуг задают отображение λ , упорядочивающее дуги, входящие в данную вершину; буквы B и P слева от вершин задают отображение M . На рис.2, соответствующем тому же графу G , заданы отображения σ (элементы множеств $\sigma(v)$ (записаны в скобках справа от соответствующей вершины, при этом структура $\sigma(v)$ - линейная), V (значения $V(v)$ -имена, предшествующие скобкам, содержащим элементы $\sigma(v)$), ρ (имена элементов из $\sigma(v)$, записанные в скобках, в приведенном случае ρ всюду определено, при этом для заданной вершины $V\rho_u(x) = Kx$).

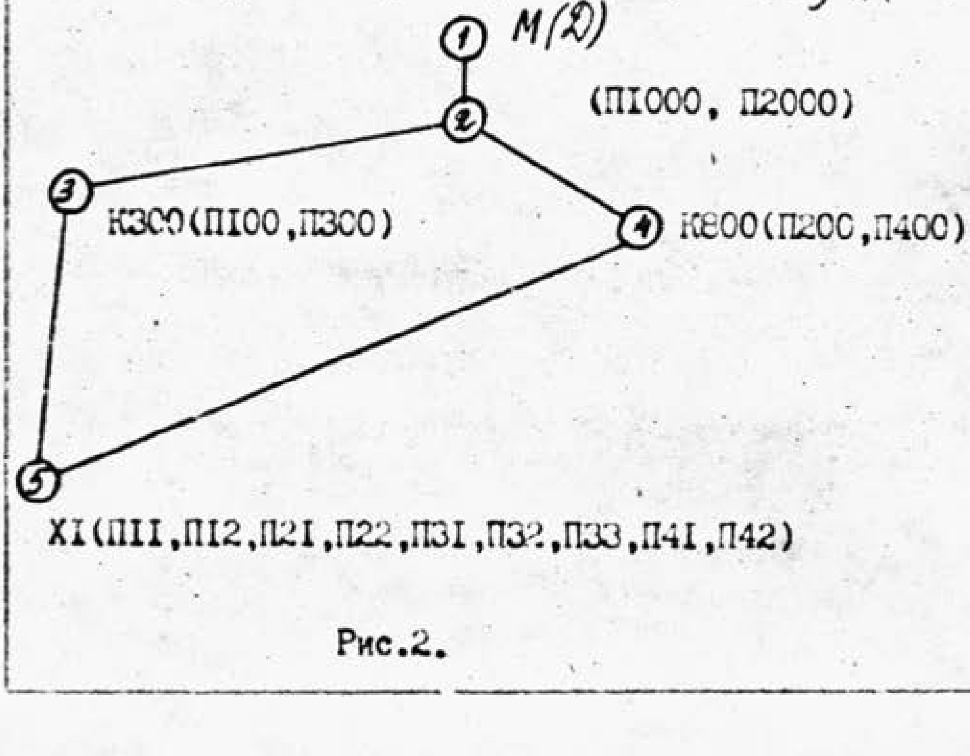

Рис.2.

38-9
т.2, см.8

Опишем теперь отображение θ , при этом будем обозначать θ_i отображение θ_v, соответствующее вершине $v=i$;

θ_1 : $\mathcal{D}$ ⟼ {П1000, П2000} ,

θ_2 : П1000 ⟼ ⟨П100, П200⟩ ,

П2000 ⟼ ⟨П300, П400⟩ ;

θ_3 : П100 ⟼ {П11, П12} ,

П300 ⟼ {П31, П32, П33} ;

θ_4 : П200 ⟼ {П21, П22} ,

П400 ⟼ {П41, П42} .

Тем самым задана R -сеть, она соответствует главному роду со схемой конструкции ступени $M=B(P(B(x1),B(x1)))$.

Множество начальных элементов R -сети – {П11, П12, П21, П22, П31, П32, П33, П41, П42}, множество конечных элементов – {$\mathcal{D}$}.

Для задания соответствующей RS -сети опишем отображение k , оснащающее R -сеть единицами символьной информации.

k : $\mathcal{D}$ ⟼ отчет,

П1000 ⟼ том I,

П2000 ⟼ том 2

П100 ⟼ глава I,

П200 ⟼ глава П,

П300 ⟼ глава Ш,

П400 ⟼ глава IУ,

П11 ⟼ назн.параграфа,

П12 ⟼ -"-

П21 ⟼ -"-

П22 ⟼ -"-

П3I ⟶ назн.параграфа

П32 ⟶ -"-

П33 ⟶ -"-

П4I ⟶ -"-

П42 ⟶ -"-

При этом предполагается, что параграфы перестановочны между собой, в противном случае структура графа RS-сети усложняется.

2. ИНТЕРПРЕТАЦИЯ ОСНОВНЫХ КОНСТРУКЦИЙ ОПЕРАЦИИ РАЗМЕТКА

Механизм Т- и антиинтерпретации (ч.I, опр. 3.I.I, стр. I9).

а) Граф операционной схемы Г.

Граф операционной схемы Г служит для задания порядка выполнения операций над базовыми, промежуточными родами структуры, дополнениями и отождествлениями отображениями для получения главного рода структуры.

б) Отображение $\mathcal{X}$.

Отображение $\mathcal{X}$ приписывает каждой вершине w графа Г, соответствующей роду структуры или дополнению, множество $\mathcal{X}_w$ конституэнт этого рода структуры или дополнения.

в) Отображение $\mathcal{F}$.

Отображение $\mathcal{F}$ соотносит каждой неначальной вершине графа Г отношение $f_w \subset (\{w\} \times \mathcal{X}_w) \times (\bigcup(\{w'\} \times \mathcal{X}_{w'}))$, $w' \in V'(w)$ которое задает соответствие между конституэнтами аргументов операции, привязанной к вершине $\mathcal{w}$ с одной стороны и конституэнтами результата этой операции – с другой стороны, фиксирующее историю получения конституэнт множества $\mathcal{K}_{\mathcal{v}}$.

Вывод.

Механизм Т- и антиинтерпретации

$$T = \langle \Gamma, \mathcal{K}, \mathcal{F} \rangle$$

есть конструкция, сохраняющая историю получения конституэнт промежуточных (главного) родов структуры.

<u>Последовательность $\mathcal{J}$ идентификаторов с параметрами</u> (ч.I, стр.20).

Интерпретация понятия $\mathcal{J}$ дана в п.3.2., ч.I, в котором рассматривается случай, когда разметка производится для операции сокращение.

<u>Разметка рода структуры.</u>

Под разметкой рода структуры понимается приписывание некоторым его конституэнтам идентификаторов с параметрами, имеющих ту или иную семантику.

<u>Задание на разметку</u> (ч.I, опр.3.I.3, стр.20).

Задание на разметку позволяет проектировщику производить разметку базисных и промежуточных родов структур с целью получения разметки главного рода структуры.

<u>Разметка RS -сети.</u>

Разметка RS-сети состоит в идентификации некоторых ее вершин (элементов множества SD_{v}) с помощью идентификаторов с параметрами из $\mathcal{J}$.

Разметка RS -сети соответствует заданию на разметку.

если она получена в результате идентификации вершин (элементов множеств $S\mathcal{D}_v$) идентификаторами, отвечающими соответствующим конституэнтам главного рода структуры, а разметка ГРС получена по заданию на разметку.

3. ИНТЕРПРЕТАЦИЯ ОСНОВНЫХ КОНСТРУКЦИЙ ОПЕРАЦИИ СОКРАЩЕНИЕ

Операция СОКРАЩЕНИЕ представляет набор функциональных средств для формирования по RS-сети и ее разметке некоторой переставленной подсети этой RS-сети.

Понятие подсети RS-сети (определение 2.I.5.I, стр.I4) дает математическое определение интуитивного понятия "часть RS-сети".

Переставленная RS-сеть (определение 2.I.5.2, стр.I4) - RS-сеть $\tilde{S}$, которую можно получить из исходной RS-сети S с помощью локальных перестановок $\mathcal{T}_r$ дуг, входящих в вершину v и соответствующего изменения отображения $\mathcal{O}_r$. Перестановка выполняется в операции СОКРАЩЕНИЕ для обеспечения функции аспектирование.

В операции выделены два типа подопераций: слабые и сильные.

Слабые операции - исходное задание формируется для элементов множеств $S\mathcal{D}_v$, соответствующих вершинам графа RS-сети.

Сильные операции - исходное задание формируется для вершин или дуг графа G RS-сети.

38-9
T-2 экз

Разделение операций на сильные и слабые (хотя сильные операции сводятся к слабым) произведено в связи с тем, что слабая модель входа, соответствующая сильной, требует существенно больший объем входной информации от проектировщика.

Операция НИЖНЕЕ ЗАМЫКАНИЕ выделяет из RS-сети подсеть, содержащую элементы, через которые выражаются элементы множеств SD_v, определяемые моделью входа в операцию, при этом требование 3) в определении 4.2.I.I, стр.26), означает, что верхние элементы получаемой подсети должны быть проинтерпретированы.

Операция ФАКТОРИЗАЦИЯ укрупняет понятие путем замены "расшифровки" понятий их именами. Операция выделена функционально, она выражается через операцию СОКРАЩЕНИЕ ДУГ.

Операция СОКРАЩЕНИЕ ДУГ удаляет ненужные связи между понятиями.

Операция ЗАМЫКАНИЕ выделяет из RS-сети подсеть, содержащую понятия, через которые выражаются понятия, определяемые моделью входа, на k_- "шагов вниз" и понятия, которые выражаются через понятия, определяемые моделью входа на k_+ "шагов вверх", при этом нижние и верхние элементы получаемой подсети должны быть проинтерпретированы, в противном случае, спуск вниз или подъем вверх продолжается, пока не будет выполнено это требование.

Операция ОБЪЕДИНЕНИЕ предназначена для объединения двух подсетей одной и той же RS-сети, это необходимо, если автономно выделяются части формируемой подсети.

Операция ПЕРЕСЕЧЕНИЕ выполняется, если искомая подсеть

38-9
Т-2, км8

одновременно должна удовлетворять нескольким требованиям.

Операция ПЕРЕСТАНОВКА предназначена для выполнения функции аспектирования, когда изменяются приоритеты понятий, через которые выражается данное понятие.

Операция АНАЛИЗ РАЗМЕТКИ предназначена для управления остальными операциями в соответствии с заданием, поступающим из операции РАЗМЕТКА.

Представленный в операции СОКРАЩЕНИЕ набор более элементарных операций является полным в том смысле, что за одну разметку исходной RS-сети можно получить любую переставленную ее подсеть, более того, полным является набор операций, если исключить ФАКТОРИЗАЦИЮ и ЗАМЫКАНИЕ.

4. ИНТЕРПРЕТАЦИЯ ОСНОВНЫХ КОНСТРУКЦИЙ ОПЕРАЦИИ ТЕКСТИРОВАНИЕ

Одним из основных понятий операции ТЕКСТИРОВАНИЕ является понятие текстовой формы (см. ч.I, п.5.3.I, стр.44), принятое как средство синтеза крупных единиц текста из более мелких. В предлагаемом подходе рассматриваются, так называемые, "правильные" текстовые формы, для задания которых используется ρ - тип правильного разбиения, фиксирующий способ разбиения основного поля формы на подполя. Для примера запишем тип правильного разбиения формы, представленный на рис.4.I.

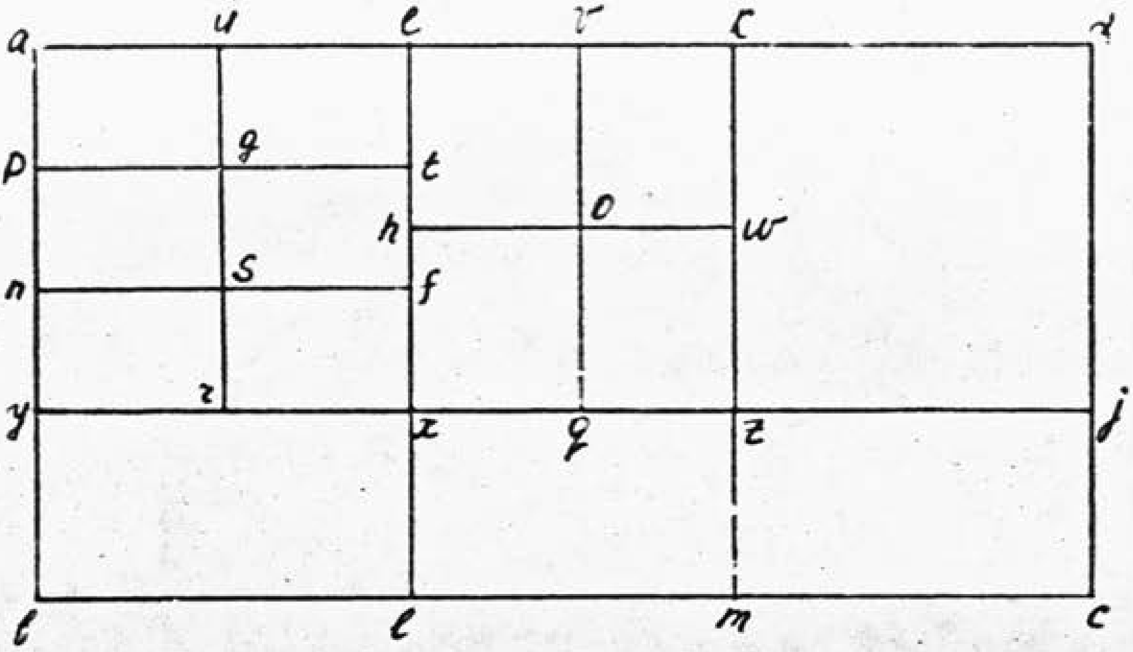

Рис.4.I.

В этом случае $\rho = \langle \mathcal{H}_1, \mathcal{H}_2 \rangle$;

$\mathcal{H}_1 = \{\langle 3,2 \rangle\}$ – характеризует разбиение основного поля $\langle a,b,c,d \rangle$ на 6 подполей [(3–по горизонтали) х (2–по вертикали)]: $\langle a,y,x,\ell \rangle$, $\langle \ell,x,z,k \rangle$, $\langle k,z,j,d \rangle$, $\langle y,b,\ell,x \rangle$, $\langle x,\ell,m,z \rangle$, $\langle z,m,c,j \rangle$;

$\mathcal{H}_2 = \{\langle 1,1;2,3 \rangle; \langle 2,1;2,2 \rangle\}$ –

характеризует разбиение полей: $\langle a,y,x,\ell \rangle$ на 6 подполей [(2 – по горизонтали) х (3 – по вертикали)]: $\langle a,p,g,u \rangle$, $\langle u,g,t,\ell \rangle$, $\langle p,n,s,g \rangle$, $\langle g,s,f,t \rangle$, $\langle n,y,r,s \rangle$, $\langle s,r,x,h \rangle$; $\langle \ell,x,z,k \rangle$ на 4 подполя (2x2); $\langle \ell,h,o,v \rangle$, $\langle v,o,w,k \rangle$, $\langle t,x,q,o \rangle$, $\langle o,q,z,w \rangle$.

Отметим, что размеры полей текстовой формы, вообще говоря, не фиксированы. Однако, некоторые ограничения на них могут задаваться. Это осуществляется с помощью $\{R_\alpha\}$–множества отношений между абстрактными "размерами" полей, задаваемого при задании текстовой формы.

Отображение $\mathcal{T}$, фигурирующее в определении текстовой формы соотносит терминальным (не подлежащим разбиению) полям формы единицы символьной информации, помещаемых в них.

Сущность операции ТЕКСТИРОВАНИЕ состоит в получении текста, отвечающего той или иной RS-сети и представляющего из себя последовательность текстовых форм, каждая из которых отражает только часть зависимостей, заложенных в RS-сети. Операция производится в несколько этапов. Сначала выполняется ФРАГМЕНТАЦИЯ – разбиение RS-сети на части (фрагменты), каждой из которых затем будет сопоставляться текстовая форма. Для сохранения связей между фрагментами вводится понятие графа ссылок (ч.I, п.5.2.I, стр.40), который затем используется при заполнении полей текстовых форм, предназначенных для текстовых ссылок. Построение графа ссылок производится операцией ФОРМИРОВАНИЕ ГРАФА ССЫЛОК.

Следующей выполняется операция ВЫБОР ТЕКСТОВОЙ ФОРМЫ, которая каждому фрагменту, полученному в операции ФРАГМЕНТАЦИЯ ставит в соответствие текстовую форму. Для удержания связи между элементами RS-сети и полями текстовой формы, в которых они "освещаются" вводится понятие разметки текстовой формы (см.ч.I, п.5.3.I, стр.45).

5. ИНТЕРПРЕТАЦИЯ ОСНОВНЫХ КОНСТРУКЦИЙ ОПЕРАЦИИ РАЗМЕЩЕНИЕ

Основным понятием операции РАЗМЕЩЕНИЕ является понятие P-формы (п.6.I., стр.52), т.е. "решения" текстовой формы относительно размеров полей и параметров, трансформа-

38-9
т.2, экз.3

торов; с другой стороны, можно рассматривать P -форму и как текстовую форму специального вида. Определение P-формы фиксирует, что структура P -формы (т.е. тип ρ и отношения R_α) совпадают со структурой исходной текстовой формы и размеры терминальных полей P -формы допускают размещение в них трансформированных ЕСИ

Понятие собираемой P-формы (п.6.I., стр.53) фиксирует листы проекта, собираемые после выполнения операции ВЫВОД из нескольких страниц АЦПУ.

Понятия L -формы и M-формы являются сервисными для описания операций РАЗБИЕНИЕ НЕСОБИРАЕМОЙ L -ФОРМЫ И СОЕДИНЕНИЕ НЕСОБИРАЕМЫХ M -ФОРМ.

Другим основным понятием операции РАЗМЕЩЕНИЕ является понятие разбиения P -формы на подформы (п.6.I, стр.53,54), при этом формируемые подформы могут пересекаться и задаются номерами своих проекций I-го ранга. Ограничение полями I-го ранга связано с тем, что поля следующего ранга, как правило, детализируют некоторые поля I-го ранга и выделение соответствующей подформы может быть некорректным.

В п.6.3.I, стр.55, 56 описано, так называемое, "стандартное" разбиение несобираемой L -формы, когда форма разбивается на горизонтальные полосы, вертикальный размер которых не превосходит вертикального размера листа АЦПУ.

В п.6.4.I. описано понятие $\mathcal{S}$-разбиения собираемой формы, когда P-форма "разрезается" на страницы АЦПУ (при этом могут появляться новые поля, более высокого ранга; единицы символьной информации разбиваются формально на части, лишенные смысла, и т.д.). S - разбиение отличается от разбиения, определенного в п.6.I, во-первых, тем что разбиение осуществляется не по полям I-го ранга, а по страницам, и во-вторых, тем что в специальных полях (так называемых, полях сборки) фиксируется способ разбиения формы на страницы с тем, чтобы после вывода страниц на АЦПУ из них по правилам сборки можно было собрать один большой лист проекта. Правила сборки состоят в том, что страницы, соответствующие одной собираемой форме, должны быть объединены так, чтобы их координаты в листе проекта совпадали с указанными в полях сборки.

В п.6.5. описана операция соединения несобираемых M-форм, предназначенная для размещения их на страницах АЦПУ. В стандартном случае они размещаются плотно со стандартным промежутком между ними, в нестандартном - предоставляются средства более удобного для проектировщика их размещения.

В п.п.6.6., 6.7., 6.8. описаны операции формирования идентификаторов страниц, заполнения страниц "содержания", заполнения страничных ссылок, идентифицирующих страницы и соответственно этой идентификации дополняющих "текстовые" связи указанием страниц, где находятся соответствующие формы.

6. ИНТЕРПРЕТАЦИЯ ОСНОВНЫХ КОНСТРУКЦИЙ ОПЕРАЦИИ ВЫВОД

Операция формирует страницы проекта согласно решениям операции РАЗМЕЩЕНИЕ в формате, предназначенном для печати на АЦПУ. При этом страницы записываются на диск. В случае необходимости возможна запись и на магнитную ленту.

Формирование страниц производится операцией ПОСТРОЕНИЕ СТРАНИЦЫ. При этом единицы символьной информации трансформируются к виду, определенному операцией РАЗМЕЩЕНИЕ (определение 7.I.I.2). Собранная страница разбивается на строки, которые связаны между собой цепочкой (определение 7.I.I.8). Это позволяет в дальнейшем хранить строки одной страницы в разных местах диска.

Запись сформированных страниц на диск осуществляется операцией ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ. Эта операция использует операцию ПОСТРОЕНИЕ СТРАНИЦЫ для получения строк очередной страницы. Строки страницы и сами страницы последовательно записываются на диск. (определение 7.2.I.8), образуя $\mathcal{D}$-книгу (определение 7.2.I.9). При записи осуществляется самостоятельное распределение памяти внутри выделенного для книги участка (определение 7.2.I.I, 7.2.I.4, 7.2.I.6). После записи страницы адреса дорожек, содержащих ее строки, заносятся в оглавление $\mathcal{D}$-книги (определение 7.2.I.I0). После записи книги на диске можно напечатать ее отдельные страницы или всю книгу полностью. Это реализуется операцией $\mathcal{D}$-ПЕЧАТЬ. $\mathcal{D}$-описание P-книги определяет, что именно подлежит печати (определение 7.3.I.2). Страницы книги печатаются последовательно, причем строки выравниваются по левой стороне листа АЦПУ, свободная часть которого заполняется пробелами; страницы разделяются определенным числом пустых строк (определения 7.3.I.4., 7.3.I.5). В случае необходимости книгу с диска можно переписать на магнитную ленту (определение 7.2.I.2) с помощью операции ПОСТРОЕНИЕ T-КНИГИ. При этом можно переписывать не всю книгу, а только отдельные ее страницы (опреде-

38-9

Т-2,кн.9

ление 7.4.I.2). Нужные страницы последовательно переписываются на магнитную ленту, причем в оглавлении T-книги запоминается адрес первой строки каждой страницы (определение 7.4.I.3). При переписи с диска на ленту из символьных строк удаляются поля, связывающие строки страницы в цепочку (определение 7.4.I.I).

Операция ФОРМИРОВАНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ является обратной по отношению к операции ПОСТРОЕНИЕ T-КНИГИ. Она переписывает книгу на диск, формируя $\mathcal{D}$-книгу. Книгу можно напечатать непосредственно с магнитной ленты. Это реализуется операцией T-ПЕЧАТЬ (стр.77), которая, как и операция $\mathcal{D}$-ПЕЧАТЬ, выводит только страницы, указанные в T-описании ρ-книги (определение 7.6.I.I).

7. ИНТЕРПРЕТАЦИЯ ОСНОВНЫХ КОНСТРУКЦИЙ ОПЕРАЦИИ ВНЕСЕНИЕ ИЗМЕНЕНИЙ

I. H -дерево.

H-дерево (стр.80) - уточнение понятия состояния процесса ДОКУМЕНТИРОВАНИЕ (см.2.I.9.I, стр.I6).

ST -дерево фиксирует взаимосвязь объектов, полученных операциями блока Документирования, т.е. если (a, b) - дуга ST- дерева, то объект, соответствующий вершине b, получен из объекта, соответствующего вершине a. Отображение f указывает класс объекта, приписанного вершине.

Отображение φ приписывает каждой вершине ST -дерева индивидуальное имя объекта, принадлежащего классу, определенному отображением f.

H -дерево формируется всеми операциями блока Документирования, которые в процессе своего выполнения "детализируют" соответствующие терминальные вершины (заменяет терминальные вершины подграфами). Это не касается операции ВНЕСЕНИЯ ИЗМЕНЕНИЙ, о которой будет сказано ниже.

Опишем более подробно выбранные классы объектов.

Объект класса A соответствует аспекту (подаспекту) или одному из "промежуточных" аспектов; чтобы "промежуточный аспект" был зафиксирован, необходимо указание проектировщика о его сохранении. Каждой A вершине H -дерева сопоставляется пара - аспект и задание на разметку, по которой он получен. Корню дерева сопоставляется имя входной RS-сети.

Объекты класса RSC соответствуют RSC -сетям, полученным в результате применения операции ФРАГМЕНТАЦИЯ к терминальному аспекту.

Объекты классов Ti, Ci отвечают титульным листам и содержания Ki -книги.

Объекты класса Φ отвечают текстовым формам, выбранным для RSC -сетей, титульных листов и содержаний.

Объекты класса γ соответствуют графам ссылок терминального аспекта.

Объекты класса P отвечают P-формам соответствующих текстовых форм.

Объекты класса $P_1(P)$ отвечают P -формам, полученным в результате применения к P -форме из класса P одной из операций: S -РАЗБИЕНИЕ СОБИРАЕМОЙ ФОРМЫ, РАЗБИЕНИЕ НЕСОБИРАЕМОЙ L -ФОРМЫ, СОЕДИНЕНИЕ НЕСОБИРАЕМЫХ M -ФОРМ.

Объекты класса $P_2(P_1)$ отвечают заполненным страницам носителя, которые получаются в результате применения к P-форме из класса $P_1(P)$ операции формирования идентификаторов страниц, заполнения страниц "содержания", заполнения страничных ссылок.

Объекты класса AH получаются в результате выполнения операции ПОСТРОЕНИЕ $\mathcal{D}$-КНИГИ. При этом для соответствующего объекта из класса $P_2(P_1)$ фиксируется имя первой и последней строки страницы, на которой расположен объект класса $P_2(P_1)$, а также имя оглавления $\mathcal{D}$-книги, включающей эту страницу.

Таким образом, H -дерево хранит информацию о том, какие операции применялись к каким объектам (без учета операции ВНЕСЕНИЕ ИЗМЕНЕНИЙ) и какие объекты при этом получились.

Оператор внесения изменений.

Оператор внесения изменений (стр.83) эксплицирует понятие одноразового внесения изменений. При этом A соответствует состоянию процесса Документирования до внесения изменений. Основное отличие оператора внесения изменений от процедуры внесения изменений в том, что оператор фиксирует как удаляемые из нового варианта объекты (Sk -множество), так и объекты, являющиеся новыми по сравнению с предыдущими вариантом (Ov-множество).

Дерево вариантов.

Дерево вариантов (стр.83) эксплицирует понятие многократного (последовательного и параллельного) внесения изменений. Дерево вариантов хранит информацию о порядке применения процедур внесения изменений, имена самих процедур, а также те изменения, которые происходили при переходе к новым вариантам. Дерево вариантов, в частности, позволяет для любых вариантов A и B (B -подвариант A) построить один вариант по другому.

Процедуры внесения изменений.

Процедуры внесения изменений предназначены для однократного внесения изменений в состояние процесса Документирования. Основными процедурами являются процедуры расширения и сокращения H -дерева. Через эти процедуры и операции блока Документирования выражаются все остальные процедуры. Процедура сокращения (стр.85) удаляет группу объектов, соответствующих вершинам H -дерева, а также объекты их "раскрывающие". Процедура расширения (стр.85) включает новый объект на указанное место и вызывает соответствующие операции блока Документирования до тех пор, пока состояние системы не станет таким, как если бы включаемый объект был сформирован при стандартном процессе Документирования. Все остальные процедуры можно разбить на 3 группы: а) процедуры, использующие процедуру расширения, в) процедуры, использующие процедуру сокращения, с) процедуры, использующие процедуру сокращения и процедуру расширения.

Процедуры группы a.

I. Процедура включения фрагмента RS-сети в терминальный аспект (стр.86). Процедура предназначена для расширения терминального аспекта после выполнения операций фрагментации и следующих за ней операций.

2. Процедура расширения аспекта (стр.88). Процедура предназначена для включения фрагмента во все терминальные аспекты, полученные из заданного. Этот фрагмент выделяется из аспекта, предшествующего данному (в смысле ST-дерева), по заданной разметке, с помощью процедуры включения фрагмента RS-сети в терминальный аспект, полученный фрагмент включается во все терминальные аспекты, полученные из заданного.

<u>Процедуры группы b.</u>

I. Процедура удаления текстовой формы (стр.86). Процедура предназначена для удаления текстовой формы во всех состояниях процесса Документирования, следующих за формированием данной текстовой формы. При этом удаляются также и все текстовые формы, которые служат только для "раскрытия" данной.

2. Процедура сокращения аспекта (стр.87). Эта процедура - обратная процедуре расширения аспекта. Она предназначена для удаления одного и того же фрагмента из всех терминальных аспектов, полученных из данного. Этот фрагмент выделяется из аспекта, предшествующего данному, по заданной разметке. Затем для каждого терминального аспекта, полученного из данного, определяется, на какие "подфрагменты" был разбит операцией ФРАГМЕНТАЦИЯ выделенный фрагмент. Текстовые формы, соответствующие определенным "подфрагментам", удаляются с помощью процедуры удаления текстовой формы.

Процедуры группы C .

I. Процедура изменения фрагментации (стр.88). По заданному фрагменту определяются все фрагменты, "ссылающиеся" на заданный, затем для полученных фрагментов определяются фрагменты, "раскрывающие" их. С помощью процедуры сокращения удаляются все эти фрагменты, а также объекты, построенные по ним операциями блока Документирование. Используя операцию объединения, выделенные RS-сети объединяются. К результату применяется процедура включения фрагмента RS-сети в терминальный аспект для повторного фрагментирования и применения соответствующих операций блока Документирования к полученным фрагментам.

2. Процедура разбиения текстовой формы (стр.89). Процедура предназначена для представления одной "большой" текстовой формы в виде нескольких "меньших". Это достигается путем фрагментации RS-сети, соответствующей текстовой форме. Процедура может использоваться во всех дальнейших состояниях процесса Документирования, следующих за построением текстовой формы.

3. Процедура объединения текстовых форм (стр.89). Эта процедура - обратная по отношению к процедуре разбиения текстовой формы. Она предназначена для представления нескольких текстовых форм в виде одной "большой". Она также может использоваться во всех состояниях, следующих за построением указанных текстовых форм.

4. Процедура объединения книг (стр.89). Процедура предназначена для формирования книги, содержащей текстовые формы двух соседних книг. Эта процедура может использоваться во всех состояниях процесса Документирования, следующих за

разбиением множества текстовых форм на книги.

5. Процедура разбиения книги (стр.90). Эта процедура - обратная по отношению к процедуре объединения книг. Она разбивает одну книгу на две. Причем первая из них заканчивается указанной текстовой формой.