

-262-

### ПРИЛОЖЕНИЕ I. Пример контекстной процедуры

Приведем контекстную процедуру I для DCE в фазе обмена данными. В пределах этой фазы ведется обмен пакетами с параметрами:  $I_1 = \{DTE\ DATA, DTE\ RR, DTE\ RNR\}$ , где DTE DATA - данные от DTE, DTE RR - DTE готов к приему, DTE RNR - DTE не готов к приему.

Замечания. Другие возможные пакеты не рассмотрены: они проходят через контекстную процедуру без изменения, так как не имеют параметров.

$I_2 = \{(P(R), P(S))\}$ , где  $P(R)$  - порядковый номер последнего принятого DTE пакета данных от DCE,  $P(S)$  - порядковый номер последнего посланного от DTE к DCE пакета данных.

$$I = \{(DTE\ DATA, (P(R), P(S))), (DTE\ RR, (P(R), 0)), (DTE\ RNR, (P(R), 0))\},$$

$X_1 = \{p_1, \dots, p_7, d_1, d_2, d_3\}$ , где  $p_j (j=1, \dots, 7)$  определены выше,  $d_1$  - состояние управления потоком,  $d_2$  - DTE запрашивает сброс,  $d_3$  - DCE запрашивает сброс, причем:

$$p_4 = d_1 \vee d_2 \vee d_3$$

$$U = \{u_1, u_2, u_3\}, \text{ где}$$

$u_1$  - нижняя граница окна приема (последний  $P(R)$ , переданный от DCE);  $u_2$  - нижняя граница окна передачи (последний  $P(R)$ , полученный от DTE);  $u_3$  - верхняя граница окна передачи (текущий  $P(S)$  от DCE);  $w$  - максимальный размер окна приема (передачи), максимальное число пакетов данных, которое может быть передано (принято) в данном направлении без подтверждения хотя бы одного пакета ( $w$  может равняться 7 или 127).

$$Y = Y_1 \cup Y_2, \text{ где}$$

$$Y_1 = \{DTE\ DATA/0, DTE\ RR/0, DTE\ RNR/0\},$$

$$Y_2 = \{DTE\ DATA/1, DTE\ RR/1, DTE\ RNR/1\}.$$

Семантически:  $Y_1$  - множество типов соответствующих пакетов из I,

если параметры  $P(R)$  и  $P(S)$  этих пакетов находятся в допустимых пределах окна приема (передачи);  $\bar{Y}_2$  соответствует неприемлемым значениям  $P(R)$  и  $P(S)$ .

Замечание. Базовый автомат DCE реагирует на прием символа из  $\bar{Y}_2$  и выдает на выход  $O_1$  пакет "индикация сброса".

Контекстная процедура I задается следующим образом:

```

начало   если   выход = (DTE DATA, (P(R), P(S)))
          то     если (u2 ≤ P(R) ≤ u3) ∧ (u1 ≤ P(S) ≤ u1+w) ∧ (d1 ∨ p7)
                  то   выход = DTE DATA/0; u2 = P(R); u1 = P(S)+1;
                  иначе выход = DTE DATA/1; u1 = u2 = u3 = 0;
          если   выход = (DTE RR, (P(R), 0))
          то     если (u2 ≤ P(R) ≤ u3) ∧ (d1 ∨ p7)
                  то   выход = DTE RR/0; u2 = P(R);
                  иначе выход = DTE RR/1; u1 = u2 = u3 = 0;
          если   выход = (DTE RNR, (P(R), 0))
          то     если (u2 ≤ P(R) ≤ u3) ∧ (d1 ∨ p7)
                  то   выход = DTE RNR/0; u2 = P(R);
                  иначе выход = DTE RNR/1; u1 = u2 = u3 = 0;

```

конец

## ПРИЛОЖЕНИЕ 2

### П.2.1. Пример управляемого протокола обмена

Рассмотрим взаимодействие терминала А и ЭВМ В, реализующих некоторый протокол  $\hat{Q}_q$ . Терминал А может выдавать сообщение НАЧ (начальное сообщение), ЭВМ В - сообщение ГОТ (готов к работе). Оба участника обмена могут также выдавать сообщения ИНФ (информация) и НОВ (запрос новой информации).

Для управления обменом терминал А использует 4 команды верхнего уровня:  $\gamma_{A_1}$  (включение),  $\gamma_{A_2}$  (выключение),  $\gamma_{A_3}$  (информация для В есть),  $\gamma_{A_4}$  (информации для В нет). Эти команды можно понимать как управление с пульта оператора терминала. В ЭВМ В используются команды:  $\gamma_{B_1}$  (информация для А есть) и  $\gamma_{B_2}$  (информации для А нет).

Словесно процедура обмена описывается следующим образом:

1. Обмен инициируется командой  $\gamma_{A_1}$ . После нее А выдает НАЧ, а В отвечает ГОТ.

2. Если ни А, ни В "не желают диалога", А выдает НОВ и получает ГОТ. При появлении  $\gamma_{A_2}$  происходит завершение диалога. Возможен переход к п.1.

3. По установке  $\gamma_{A_3}$  А выдает ИНФ, а В отвечает НОВ, иначе - п.5.

4. Когда А заканчивает передачу последнего сообщения (установлена  $\gamma_{A_4}$ ), в ответ на последний запрос НОВ из В А выдает НОВ. Переход к п.2.

5. Если В хочет передать информацию (установлена  $\gamma_{B_1}$ ), он ждет, пока закончит передачу А, а затем отвечает на НОВ из А своим ИНФ, и так продолжается, пока не поступит команда  $\gamma_{B_2}$ . Иначе - к п.2.

Поставим в соответствие поведению А и В два управляемых

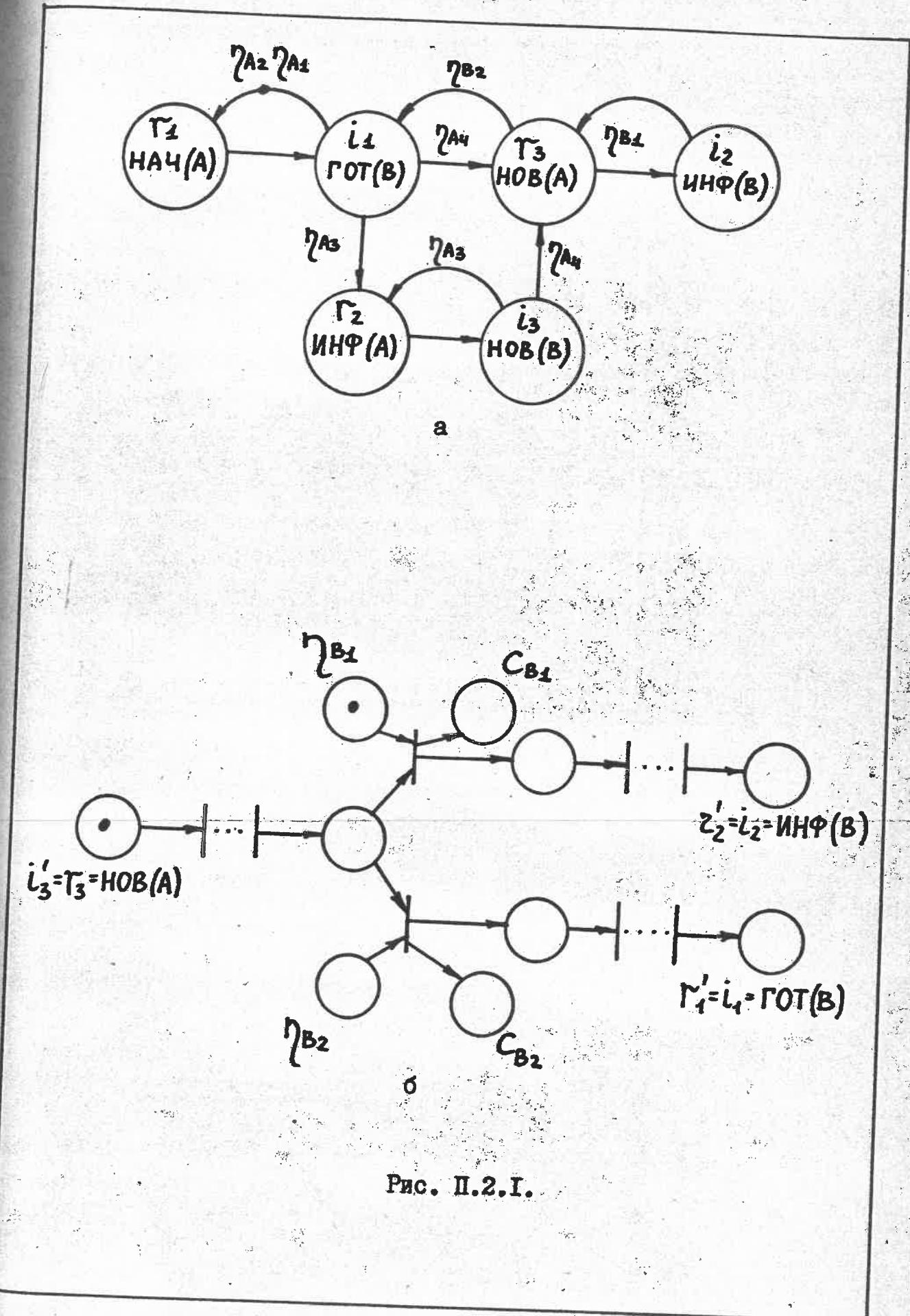


Рис. II.2.1.

асинхронных процесса  $P_A$  и  $P_B$ , каждый из которых является реализацией (полной) другого. Опишем протоколы процессов через

$$Q_A \text{ и } Q_B : I_A = \{i_1 = \text{ГОТ}(B), i_2 = \text{ИНФ}(B), i_3 = \text{НОВ}(B)\},$$
$$R_A = \{\Gamma_1 = \text{НАЧ}(A), \Gamma_2 = \text{ИНФ}(A), \Gamma_3 = \text{НОВ}(A)\}; Q_A = \{(i_1, \Gamma_1), (i_1, \Gamma_2), (i_1, \Gamma_3), (i_2, \Gamma_3), (i_3, \Gamma_2), (i_3, \Gamma_3)\}; I_B = R_A; R_B = I_A,$$
$$Q_B = \{(\Gamma_2, i_1), (\Gamma_2, i_3), (\Gamma_3, i_2), (\Gamma_3, i_3)\}.$$

Автономный процесс с семантической интерпретацией своих ситуаций – протокол управляемого взаимодействия – показан на рис. П.2.1, а. Модельная и семантическая интерпретация (сеть Петри) механизма управления УАП иллюстрируется фрагментом взаимодействия верхнего уровня и самим УАП  $P_B$ . Из рис. П.2.1, б видно, что инициализация верхнего уровня может происходить параллельно с работой УАП после синхронизации его с командой управления. Для этого использованы условия-ответы  $C_{B_1}$  и  $C_{B_2}$ , являющиеся "дубликатами" ситуаций УАП.

### П.2.2. Композиция асинхронных процессов

Здесь будут изложены основные формальные аспекты построения системы совместно функционирующих асинхронных процессов. Ввиду возможности индукционного перехода для сколь угодно большого числа составляющих систему процессов достаточно определить основные варианты композиции пары асинхронных процессов.

Введем понятие приведенного управляемого асинхронного процесса. Пусть задан некоторый управляемый асинхронный процесс  $P = \langle S, I, R, X, \tilde{F} \rangle$ . Пусть также известен протокол его реализации  $\hat{Q}' = \langle R, I, Q' \rangle$ . Протокол полной реализации задает допустимые "возвращающие" переходы  $r^{Q'i}$ , осуществляемые внешней средой по отношению к данному УАП. Образуем отношение  $\mathcal{U}$  путем объединения отношения  $\tilde{F}$  и отношения  $Q'$ .

Определение П.2.2.1. Приведенным управляемым асинхронным

процессом будем называть пятерку  $P^{\text{pr}} = \langle S, I, R, X, U \rangle$ , в которой  $S, I, R, X$  имеют тот же смысл, что и в определении 2.4.2., а отношение  $U = \tilde{F} \cup Q'$  – отношение приведенного перехода, где  $\tilde{F}$  – отношение перехода из определения 2.4.2., для которого справедливы прежние ограничения, а  $Q'$  – отношение следования на  $R \times I$  (протокол репозиции УАП).

Заметим следующее. Данное определение отличается от определения приведенного АП из [3] и, на первый взгляд, кажется, что приведенный процесс является разновидностью автономного процесса, образованного объединением УАП и его полной репозиции. Однако, это не так. Во-первых, приведенный УАП не является автономным, так как в нем заданы подмножества  $I$  и  $R$ , что явным образом выделяет переходы, образованные внутренними для процесса мотивациями, –  $\tilde{F}$  и переходы  $Q'$ , являющиеся результатом внешних мотиваций – среди. Кроме того, приведенный процесс отличается от автономного еще и требованиями однозначности. Приведенный УАП является однозначным, если однозначен УАП, полученный путем удаления из отношения  $U$  составляющей  $Q' \subseteq R \times I$ . Таким образом, на репозицию не может быть наложено требование функциональности отношения  $Q'$ .

Рассмотрим теперь пару произвольных эффективных приведенных УАП:  $P_1^{\text{pr}} = \langle S_1, I_1, R_1, X_1, U_1 \rangle$  и  $P_2^{\text{pr}} = \langle S_2, I_2, R_2, X_2, U_2 \rangle$ .

Пусть на декартовом произведении  $S_1 \times S_2$  определено множество ситуаций  $S_3$ ,  $S_3 \subseteq S_1 \times S_2$ . Отношение непосредственного следования  $\tilde{F}_3$  на  $S_3 \times S_3$  определим следующим образом. Возможно три типа переходов  $(s_1, s_2) \tilde{F}_3 (s'_1, s'_2)$ :

- 1)  $s_1 \neq s'_1$ ,  $s_1 \tilde{F}_1 s'_1$ ,  $s_2 = s'_2$ ;
- 2)  $s_1 = s'_1$ ,  $s_2 \tilde{F}_2 s'_2$ ,  $s_2 \neq s'_2$ ;
- 3)  $s_1 \neq s'_1$ ,  $s_2 \neq s'_2$ ,  $s_1 \tilde{F}_1 s'_1$  &  $s_2 \tilde{F}_2 s'_2$

Будем называть переходы первого и второго типа *раздельными*

для  $P_1^{\text{пр}}$  и  $P_2^{\text{пр}}$ , а переходы третьего типа - совместными (общими).

Содержательно, раздельные переходы соответствуют внутренним изменениям для каждого из процессов, а совместные - внешним, или общим.

Необходимо оговорить характер действия команд  $X_3$  на переходы  $\tilde{F}_3$ . Для переходов типа I и 2 осуществляется обычное теоретико-множественное объединение  $X_3' = X_1' \cup X_2'$ , где  $X_1'$  и  $X_2'$  - подмножества команд, соответствующих только раздельным переходам, либо совместным, но при условии, что в одном из процессов происходит безусловный переход. Кроме того, среди команд из  $X_1$  и  $X_2$  имеются пары, соответствующие совместным переходам. Обозначим такие множества  $X_1''$  и  $X_2''$  соответственно. Выделим среди  $X_1'' \times X_2''$  те и только те пары, которые соответствуют совместным переходам, и обозначим их через  $X_3''$ . Объединив  $X_3'$  и  $X_3''$ , получим множество команд  $X_3$ .

Определение П.2.2.2. Композицией пары приведенных УАП  $P_1^{\text{пр}}$  и  $P_2^{\text{пр}}$  будем называть тройку  $P_3 = \langle S_3, X_3, \tilde{F}_3 \rangle$ , полученную указанным выше образом.

#### Замечания.

1. Композиция пары приведенных УАП является автономным УАП. (в нем  $I_3 = R_3 = \emptyset$ ).

2. На практике при композиции процессов удобнее в каждом из процессов строить непересекающиеся следующими подмножества: подмножество переходов по команде (условных переходов) и подмножество совместных переходов. Тем самым сохраняется оригинальный вид управляющих воздействий, и в этом случае  $X_3 = X_1 \cup X_2$ .

3. Механизм получения композиции  $P_3$  связан с применением следующей процедуры.

Берется некоторая допустимая пара  $(s_1, s_2) \in S_1 \times S_2$ , отмечается как  $\delta_3$ . Далее, исходя из содержательных соображений, осущ-

ствляется разметка всех переходов обоих процессов вида  $s_1 \tilde{F}_1 s_1'$  и  $s_2 \tilde{F}_2 s_2'$  метками совместности и раздельности, причем совместные переходы приобретают одинаковую метку, раздельные – различные. На основе этой разметки строятся переходы  $\tilde{F}_3$ , принадлежащие одному из трех типов. После этого отмечаются новые ситуации  $s_3' \in S_3$ , непосредственно достижимые из  $s_3 \in S_3$  путем указанных переходов. Затем производится аналогичная разметка переходов и получение новых ситуаций для каждой из полученных на предыдущем шаге ситуаций  $s_3'' \in S_3$ . (Ограничимся только такой разметкой совместных переходов, при которой имеет место взаимнооднозначное соответствие совместных переходов). Ввиду эффективности процессов такая процедура неизбежно приводит к результату за конечное число шагов. Результатом является завершение построения композиции, вызванное невозможностью дальнейшего получения новых, ранее не встречавшихся ситуаций  $s_3''' \in S_3$ .

Определение П.2.2.3. Будем называть композицию пары приведенных УАП  $P_1^{pr}$  и  $P_2^{pr}$  развивающей, если в ней в точности  $S_3 = S_1 \times S_2$ , и возможны переходы  $\tilde{F}_3$  только первых двух типов.

Развивающая композиция пары процессов отражает их полную независимость друг от друга. Она отличается от декартова произведения пары процессов в теоретико-графовом смысле тем, что не содержит во множестве переходов таких переходов, которые образованы одновременными переходами в каждом из процессов.

Учитывая, что при описании взаимодействующих объектов мы имеем дело с процессами, поведение которых зависит друг от друга, естественно говорить, что все остальные возможные композиции, полученные указанным способом уже не являются развивающими и могут задавать взаимодействие процессов.

Будем считать два приведенных УАП изоморфными, когда существует такое взаимно-однозначное соответствие между множествами

ситуаций  $S_1$  и  $S_2$ , что для любой пары  $(s_1, s'_1)$  такой, что  $s_1, s'_1 \in S_1$ , справедливо  $s_1 \tilde{F}_1 s'_1$ , в том и только в том случае, когда для соответствующих ситуаций  $s_2, s'_2 \in S$  справедливо  $s_2 \tilde{F}_2 s'_2$ .

Определение П.2.2.4. Композицию пары приведенных УАП будем называть синхронизирующей, если в ней возможны только переходы третьего типа (совместные).

Легко показать, что достаточным условием возможности получения синхронизирующей композиции по описанной выше процедуре является изоморфизм процессов  $P_1^{\text{PR}}$  и  $P_2^{\text{PR}}$ .

Если при получении композиций процессов явным образом отметить совместные переходы символами сообщений из некоторого алфавита  $A$ , то композицию можно рассматривать как глобальное поведение пары асинхронных систем переходов<sup>I</sup> (см.разд.2.2.), интерпретирующих композируемые процессы  $P_1^{\text{PR}}$  и  $P_2^{\text{PR}}$ . В этих терминах все результаты из разд.2.2. можно перенести на композицию асинхронных процессов. Учет специфики, вносимой наличием у процессов ситуаций из  $\Gamma$  и  $R$  позволяет говорить о конкретизации видов композиции.

Будем считать композицию пары процессов  $P_1^{\text{PR}}$  и  $P_2^{\text{PR}}$  содержательной, если она сама представляет собой некоторый асинхронный процесс.

Не умаляя общности, станем рассматривать виды содержательной композиции процессов через протоколы этих процессов.

### П.2.2.1. Последовательная композиция

Пусть имеется эффективный УАП  $P_1 = \langle S_1, \Gamma_1, R_1, X_1, \tilde{F}_1 \rangle$  с протоколом  $\hat{Q}_1 = \langle \Gamma_1, R_1, Q_1 \rangle$  и эффективный приведенный УАП  $P_2^{\text{PR}} = \langle S_2, \Gamma_2, R_2, X_2, \tilde{U}_2 \rangle$ ,  $\tilde{U}_2 = \tilde{F}_2 \cup Q_2'$  с протоколом  $\hat{Q}_2^{\text{PR}} = \langle \Gamma_2, R_2, Q_2 \cup Q_2' \rangle$ ,  $Q_2 \cup Q_2' = Q_2^{\text{PR}}$ .

Рассмотрим протоколы  $\hat{Q}_1$  и  $\hat{Q}_2^{\text{PR}}$  как асинхронные процессы  $P_1'$  и  $P_2'^{\text{PR}}$ , для которых  $S_i' = \Gamma_i \cup R_i$ ,  $\tilde{F}_1' = Q_1$ ,  $\tilde{F}_2' = Q_2^{\text{PR}}$ ,  $X_i' = X_i$  ( $i = 1, 2$ ).

---

<sup>I</sup> На данном этапе было несущественным выделение в  $P_1^{\text{PR}}$  и  $P_2^{\text{PR}}$  подмножество  $\Gamma$  и  $R$ .

Осуществим композицию  $P_1'$  и  $P_2'$  следующим образом. Исходя из семантических соображений, некоторым переходам  $(i_1, \Gamma_1) \in \tilde{F}_1'$  поставим в соответствие (не обязательно взаимно-однозначное) некоторые переходы  $(\Gamma_2, i_2) \in Q_2'$ . Будем считать, что выбраные таким образом пары переходов являются совместными, остальные переходы  $(s_i, s'_i) \in \tilde{F}_i'$  являются раздельными. Кроме того, отметим, что переходы репозиции процесса  $P_2^{PP}$  могут осуществляться только совместно с некоторыми переходами процесса  $P_1'$ , т.е. будучи раздельными, они в последовательной композиции не учитываются. Далее, также исходя из семантики, образуем множество инициаторов  $I_3 \subseteq \Gamma_1 \times R_2$ . К результатам  $R_3$  отнесем ситуации  $\tilde{\Gamma}_3$ , полученные в результате переходов типа:

а)  $i_3 \tilde{F}_3' \Gamma_3$  имеет место тогда и только тогда, когда имеет место раздельный переход  $i_1 \tilde{F}_1' \Gamma_1$ , такой что  $i_3 = (i_1, \Gamma_2)$ ,  $\Gamma_3 = (\Gamma_1, \Gamma_2)$ ;

б)  $s_3 \tilde{F}_3' \Gamma_3$  имеет место только тогда, когда существует раздельный переход  $i_2 \tilde{F}_2' \Gamma_2$  такой, что  $s_3 = (\Gamma_1, i_2)$ ,  $\Gamma_3 = (\Gamma_1, \Gamma_2)$ . К остальным, промежуточным ситуациям  $s_3 \in S_3 \setminus (I_3 \cup R_3)$  отнесем ситуации  $s_3$ , полученные в результате переходов типа:

в)  $i_3 \tilde{F}_3' s_3$  имеет место тогда и только тогда, когда имеет место пара совместных переходов  $i_1 \tilde{F}_1' \Gamma_1$  и  $i_2 \tilde{F}_2' \Gamma_2$  таких, что  $i_3 = (i_1, \Gamma_2)$ ,  $\Gamma_3 = (\Gamma_1, \Gamma_2)$ .

Поскольку протокол репозиции, участвующий в описании приведенного процесса  $P_2^{PP}$ , является неуправляемым и, вообще говоря, неоднозначным, то справедливо  $X_3 = X_1 \cup X_2$ . Причем только переходы типа а) и в) могут происходить по условию  $x_1 \in X_1$ , и только переходы типа б) – по условию  $x_2 \in X_2$ .

Таким образом, УАП  $P_3$ , построенный указанным выше способом будем называть последовательной композицией процессов  $P_1'$  и  $P_2^{PP}$ . Будем называть последовательную композицию полной, если она определена для  $\Gamma_3 = \Gamma_1 \times R_2$ .

Пример II.2.2.1. Рассмотрим пару композируемых процессов,

заданных через свои протоколы (рис. II.2.2, а)

$$P_1': I_1 = \{i_1^1, i_1^2\}; R_1 = \{r_1^1, r_1^2\}; \tilde{F}_1' = \{(i_1^1, r_1^1), (i_1^1, r_1^2), (i_1^2, r_1^2)\};$$

$$P_2'^{pr}: I_2 = \{i_2^1, i_2^2\}; R_2 = \{r_2^1, r_2^2\}; \tilde{F}_2' = Q_2 \cup Q_2';$$

$$Q_2 = \{(i_2^1, r_2^1), (i_2^1, r_2^2), (i_2^2, r_2^2)\}; Q_2' = \{(r_2^1, i_2^1), (r_2^1, i_2^2), (r_2^2, i_2^2)\}$$

Орграф последовательной композиции  $P_3$  показан на рис. II.2.2, б.

$$I_3 = \{(i_1^1, r_2^1), (i_1^1, r_2^2), (i_1^2, r_2^1), (i_1^2, r_2^2)\}; R_3 = \{(r_1^1, r_2^1), (r_1^1, r_2^2), (r_1^2, r_2^1), (r_1^2, r_2^2)\}.$$

Через  $\alpha, \beta, \gamma$  обозначены соответствующие совместные переходы.

Из задания  $P_3$  видно, что такая композиция является полной.

Так как в общем случае не для каждой пары  $(i_1, r_2) \in I_3$  существует совместный переход, то последовательная композиция такого вида может задавать не только последовательное функционирование процессов  $P_1'$  и  $P_2'^{pr}$ , т.е. через промежуточные ситуации из  $R_1 \times I_2$ , но и включать работу только процесса  $P_1'$ . В связи с этим назовем последовательную композицию эффективной, если для любого инициатора  $(i_1, r_2) \in I_3$  существуют только совместные переходы процессов  $P_1'$  и  $P_2'^{pr}$ .

Очевидно, что в эффективной последовательной композиции любая траектория состоит из пары переходов: первый переход – вида  $i_3 \tilde{F}_3' s_3 (s_3 \in S_3 \setminus (I_3 \cup R_3))$ , второй переход –  $s_3 \tilde{F}_3' r_3$ .

Если для композируемых в примере II.2.2.І процессов  $P_1'$  и  $P_2'^{pr}$  доопределить в качестве совместных переходы:

$$\gamma: i_1^2 \tilde{F}_1' r_2^2 \& r_2^1 \tilde{F}_2' i_2^2; \quad \alpha: i_1^1 \tilde{F}_1' r_1^1 \& r_2^2 \tilde{F}_2' i_2^1;$$

$$\beta: i_1^1 \tilde{F}_1' r_1^2 \& r_2^1 \tilde{F}_2' i_2^2.$$

то новая полная последовательная композиция станет эффективной.

Отметим, что от композиции из примера II.2.2.І можно еще перейти к эффективной, но не полной композиции путем исключения ситуаций  $(i_1^1, r_2^2)$  и  $(i_1^2, r_2^1)$  из множества допустимых инициаторов  $I_3$ . На практике, как правило, приходится добиваться эффективности последовательной композиции в условиях ее неполноты, поскольку

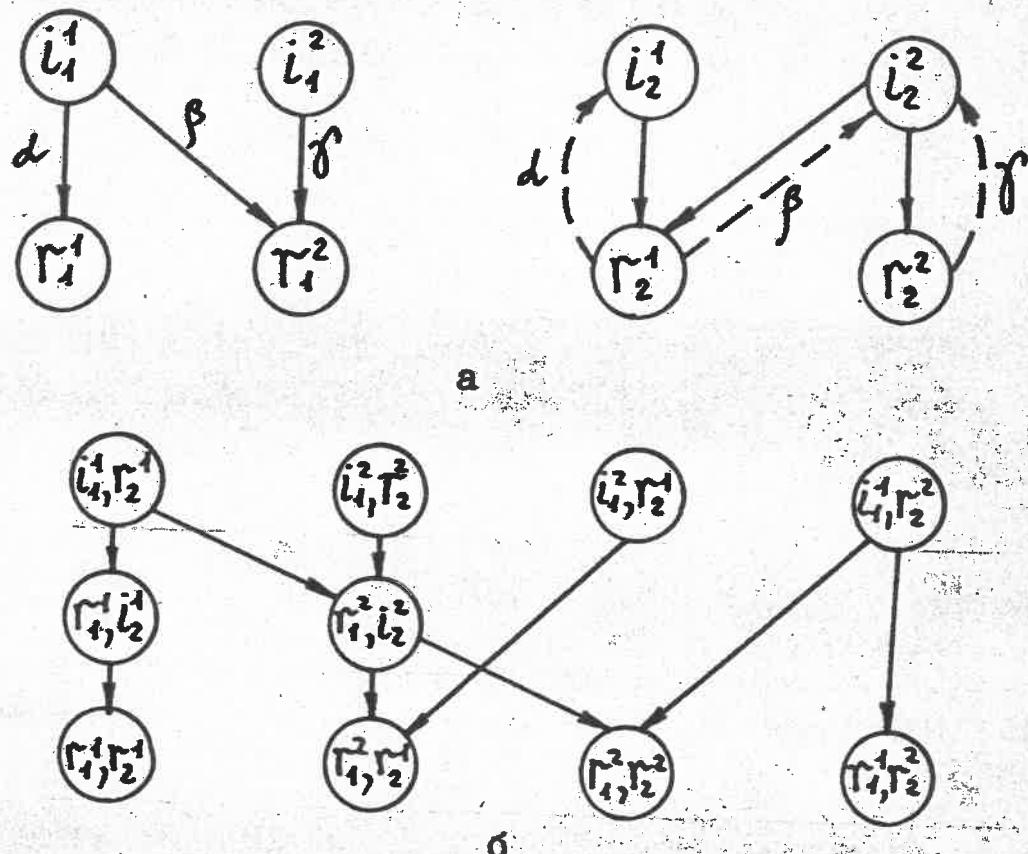


Рис. II.2.2.

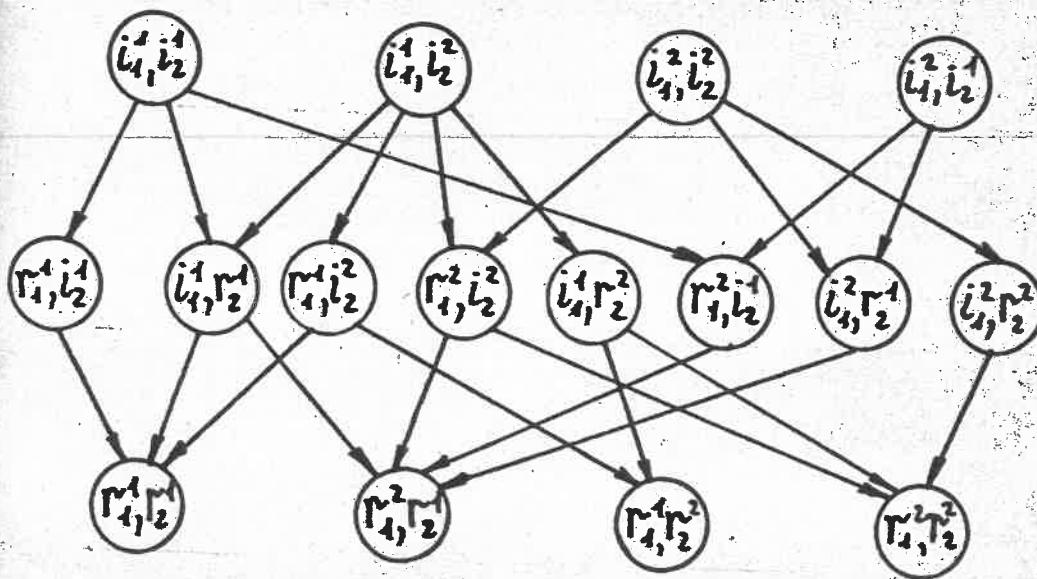


Рис. II.2.3.

существует некоторый "рабочий" поднабор инициаторов  $\Gamma_3$ , который не покрывает всего декартова произведения  $\Gamma_1 \times \Gamma_2$ .

Введенные определения для композиции процессов на уровне их протоколов  $P_1^1$  и  $P_2^{1\text{pr}}$  легко распространить на сами процессы  $P_1$  и  $P_2^{\text{pr}}$ , допустив "расшивку" переходов  $F_3^1$  в траектории: из ситуаций, принадлежащих  $\Gamma_3$ , в ситуации, принадлежащие  $S_3 \setminus (\Gamma_3 \cup R_3)$ , и из ситуаций из  $S_3 \setminus (\Gamma_3 \cup R_3)$  в ситуации из  $R_3$ . Важно при этом, во-первых, сохранить узловые точки таких траекторий в ситуациях из  $R_1 \times \Gamma_2$ , во-вторых, попадание в такие ситуации осуществляется только путем совместных переходов  $P_1$  и  $P_2^{\text{pr}}$ . Таким образом, выделяются некоторые ситуации процесса  $P_1$  (обозначим их через  $S_1^*$ ), из которых непосредственно достижимы результаты  $R_1$ . Переходы из  $S_1^*$  в результаты  $R_1$  объявляются совместными с переходами репозиции  $Q_2^1$ . Остальные переходы – принадлежание последовательностям из  $\Gamma_1$  в  $S_1^*$  и из  $\Gamma_2$  в  $R_2$  объявляются раздельными.

### II.2.2.2. Параллельная композиция

Рассмотрим два УАП (неприведенных)  $P_1$  и  $P_2$ . Исходя из семантики поведения, отметим пары  $(i_1, i_2) \in \Gamma_1 \times \Gamma_2$ . Образуем  $\Gamma_3 \subseteq \Gamma_1 \times \Gamma_2$ . Объявим все переходы  $\tilde{F}_j$  в каждом из процессов раздельными. Построим отношение перехода  $\tilde{F}_3$  из ситуаций, принадлежащих  $\Gamma_3$ , с учетом раздельности переходов в каждом из процессов. Это достигается путем осуществления декартова произведения множеств ситуаций редукций  $P_1(i_1)$  и  $P_2(i_2)$  построения отношения  $(s_1, s_2) \tilde{F}_3 (s_1^1, s_2^1)$  тогда и только тогда, когда либо существует переход  $s_1 \tilde{F}_1 s_1^1$  и  $s_2 = s_2^1$ , либо – переход  $s_2 \tilde{F}_2 s_2^1$  и  $s_1 = s_1^1$ , причем  $s_1, s_1^1 \in S_1(i_1); s_2, s_2^1 \in S_2(i_2)$ , где  $S_j(i_j)$  – множество ситуаций редукции  $P_j(i_j)$  ( $j=1,2$ ). Таким образом, перебором всех пар редукций по инициаторам  $(i_1, i_2) \in \Gamma_3$  строим процесс  $P_3$ . (Очевидно, кратные отношения  $s_3 \tilde{F}_3 s_3^1$  опускаются).

Параллельной композицией процессов  $P_1$  и  $P_2$  назовем УАП  $P_3$ ,

построенный указанным выше способом.

Будем называть  $P_3$  полной параллельной композицией, если  $\Gamma_3 = \Gamma_1 \times \Gamma_2$ .

#### Замечания.

1. Множество команд параллельной композиции —  $X_3 = X_1 \cup X_2$

2. В том случае, когда у нас заданы приведенные процессы  $P_1^{\text{пр}}$  и  $P_2^{\text{пр}}$ , предполагаем, что, если один из процессов попадет в результант, то он не может быть выведен из него путем механизма репозиции до тех пор, пока второй процесс не окажется в результанте.

3. Рассмотрим все возможные пары  $(\gamma_1, \gamma_3) \in R_3$ , которые получены в результате применения отношения следования  $F_3$  из  $\Gamma_3$ . Все возможные переходы из  $R_3 \times \Gamma_3$  назовем протоколом репозиции  $Q'_3$ . Кроме того потребуем, чтобы соответствующие переходы из  $R_1 \times \Gamma_1$  и  $R_2 \times \Gamma_2$  были совместными.

4. Ясно, что параллельная композиция не тождественна развязывающей композиции пары процессов, т.к. процессы оказываются "связанными" в точках своих инициаторов и результантов.

Пример П.2.2.2. Для процессов  $P_1$  и  $P_2$ , являющихся неприведенными "частями" процессов из примера П.2.2.1 полная параллельная композиция изображена на рис.П.2.3,  $\Gamma_3 = \Gamma_1 \times \Gamma_2$ ,  $R_3 = R_1 \times R_2$ .

#### П.2.2.3. Согласование приведенных асинхронных процессов

При определении последовательной композиции процессов  $P_1$  и  $P_2^{\text{пр}}$  ничего не сказано о том, может ли процесс  $P_1$  быть приведенным, а  $P_2$  — набором неприведенных. Ясно, что для осуществления последовательной композиции вида  $P_1 P_2^{\text{пр}}$  необходима приведенность УАП  $P_2^{\text{пр}}$ . В свою очередь,  $P_1$  может также быть приведенным. Однако, приведенность  $P_1$  никаким образом не влияет на процедуру композиции указанного вида.

Пусть теперь имеются два приведенных УАП  $P_1^{\text{пр}} = \langle S_1, \Gamma_1, R_1, X_1, U_1 \rangle$  и

$P_2^{\text{пр}} = \langle S_2, T_2, R_2, X_2, U_2 \rangle$ . Положим, что возможно построение двух эффективных последовательных композиций:  $P_3^I$  — последовательная композиция вида  $P_1 P_2^{\text{пр}}$ ,  $P_3^{II}$  — последовательная композиция вида  $P_2 P_1^{\text{пр}}$ .

Будем говорить, что пара эффективных приведенных УАП  $P_1^{\text{пр}}$  и  $P_2^{\text{пр}}$  образует замыкание  $P_3^3$ , если возможно одновременное построение пары эффективных последовательных композиций  $P_3^I = P_1 P_2^{\text{пр}}$  и  $P_3^{II} = P_2 P_1^{\text{пр}}$ .

Конструктивно замыкание  $P_3^3$  образуется путем семантического выделения двух множеств пар совместных переходов вида  $s_i \tilde{F}_1 \Gamma_1$  и  $\Gamma_2 Q_2^i i_2$ , а также  $s_2 \tilde{F}_2 \Gamma_2$  и  $\Gamma_1 Q_1^i i_1$ , и построения множества ситуаций  $S_3 \subseteq S_1 \times S_2$ , достижимых из семантически отобранных пар, принадлежащих  $\Gamma_1 \times R_2$  и  $\Gamma_2 \times R_1$ , путем применения правил переходов из процедуры синтеза композиции.

Легко заметить, что при таком построении возможно появление ситуаций вида  $(\Gamma_1, \Gamma_2)$ , которые являются тупиковыми для процесса  $P_3^3$ . В связи с этим замыкание  $P_3^3$  назовем эффективным, если оно не содержит ситуаций вида  $(\Gamma_1, \Gamma_2)$ , принадлежащих хотя бы одному из множеств результаントов  $R_3^I$  и  $R_3^{II}$  соответствующих последовательных композиций  $P_3^I$  и  $P_3^{II}$ .

Содержательно, условие эффективности замыкания  $P_3^3$  обеспечивает живость замкнутой системы взаимодействующих объектов.

Эффективное замыкание  $P_3^3$  образует автономный УАП, для которого  $T_3 = R_3 = \emptyset$ .

Определение П.2.2.5. Будем называть пару приведенных УАП согласованной, если они образуют эффективное замыкание.

Пример П.2.2.3. Эффективное замыкание пары приведенных УАП (на уровне их протоколов), изображенных на рис.П.2.4,а, показано на рис.П.2.4,б. Пары совместных переходов отмечены соответствующими символами.

Отличие условия согласования из определения П.2.2.5 от усло-

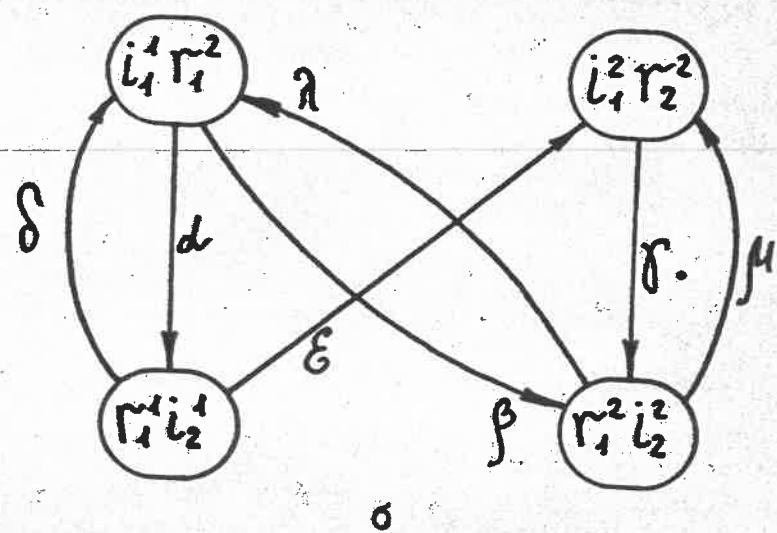
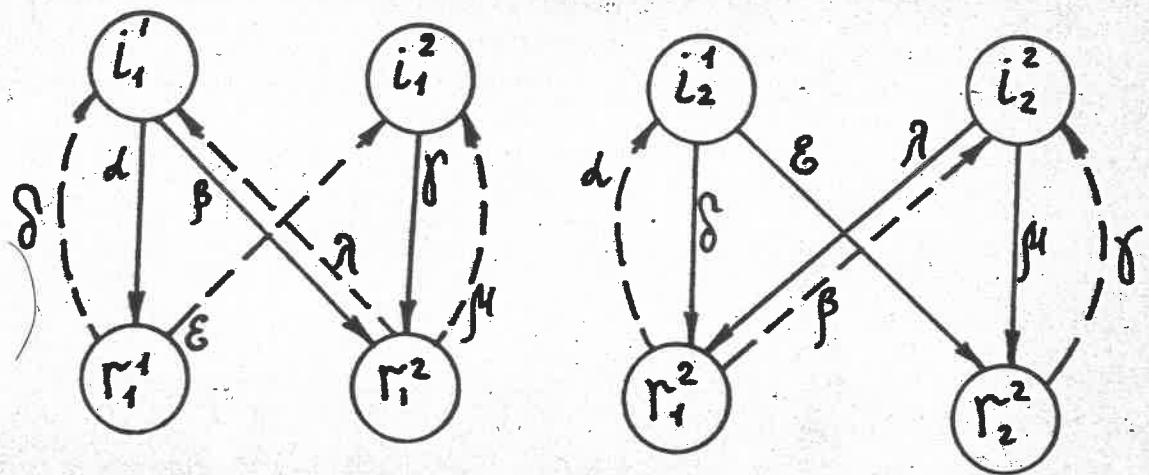


Рис. II.2.4.

вия из определения 2.3.8 состоит в том, что приведенные процессы не могут быть согласованы, как один процесс и его репозиция. Практическая ценность данного условия в получении критерия правильности описания протокола взаимодействия путем задания локальных моделей участников обмена.

#### П.2.2.4. Конвейерная композиция.

На практике важной оказывается такая организация системы процессов, при которой последние могли бы функционировать параллельно при многократной их работе и последовательно по отношению к некоторому однократному выполнению. Такая работа называется конвейерной (магистральной или режимом пайплайн). Определим в терминах языка АИ понятие конвейерной композиции.

Рассмотрим  $n$  асинхронных процессов (УАП)  $P_1^{pr}, \dots, P_n^{pr}$ . Множество ситуаций всей системы процессов задается на  $S_1 \times \dots \times S_n$ . Выделим в такой системе тройку "соседних" процессов  $P_{i-1}^{pr}, P_i^{pr}, P_{i+1}^{pr}$ . Ограничим возможность переходов процесса  $P_i^{pr}$  следующим образом.

Переходы из  $R_i$  в  $I_i$  возможны только:

а) совместно с некоторыми из переходов из  $S_{i-1}$  в  $R_{i-1}$  и после перехода из  $S_{i+1}$  в  $R_{i+1}$ , или

б) после перехода из  $S_{i-1}$  в  $R_{i-1}$  и совместно с переходом из  $S_{i+1}$  в  $R_{i+1}$  или

в) совместно с переходом из  $S_{i-1}$  в  $R_{i-1}$  и переходом из  $S_{i+1}$  в  $R_{i+1}$ . Таким образом, инициация работы процесса  $P_i^{pr}$  возможна только при условии завершения текущего акта работы  $P_{i-1}^{pr}$  и предыдущего акта работы  $P_{i+1}^{pr}$ .

Точно так же переход процесса  $P_i^{pr}$  из  $S_i$  в  $R_i$  возможен:

а) совместно с переходом процесса  $P_{i-1}^{pr}$  из  $R_{i-1}$  в  $I_{i-1}$  и после перехода процесса  $P_{i+1}^{pr}$  из  $R_{i+1}$  в  $I_{i+1}$ , либо

б) совместно с переходом процесса  $P_{i+1}^{pr}$  из  $R_{i+1}$  в  $I_{i+1}$  и после

перехода процесса  $P_{i-1}^{PR}$  из  $R_{i-1}$  в  $R_i$ , либо

в) совместно с каждым из  $R_{i-1}, Q'_i, I_{i-1}$  и  $R_i, Q'_{i+1}, I_{i+1}$ .

Проиллюстрируем это. Пусть  $i \in I_j$ ,  $r^j \in R_j$ ,  $\tilde{s}^j \in \tilde{S}_j$ , где  $I_j, R_j$  — множества инициаторов и результатов процесса  $P_j^{PR}(j=i-1, i, i+1)$

$\tilde{S}_j$  — множество ситуаций процесса  $P_j^{PR}$ , не принадлежащих  $I_j$  и  $R_j$ .

На рис. П.2.5, а упрощенно показаны процессы  $P_{i-1}^{PR}, P_i^{PR}, P_{i+1}^{PR}$ , переходы которых отмечены следующими метками совместных действий:

$d^{i-1}, d^i, d^{i+1}$ . Причем пара вида  $d^i d^{i+2}$  обозначает последовательность устойчивых, определенных и коммутативных переходов по действиям  $d^i$  и  $d^{i+2}$ .

В результате поведение тройки соседних процессов в конвейерной композиции можно задать следующими условными точками (рис. П.2.5, б).

Заметим, что множество допустимых ситуаций конвейерной композиции не покрывает всего декартона произведения, поскольку ряд ситуаций могут быть тупиковыми, либо приводящими к тупиковым. Например, ситуация  $i^{i-1} i^i r^{i+1}$  является недопустимой, так как процесс  $P_{i-1}^{PR}$  может достигнуть результата в том и только том случае, когда процесс  $P_i^{PR}$  находится в результате, аналогичным является условие достижения результата процессом  $P_{i+1}^{PR}$ . Результатом такого конфликта является тупиковая ситуация, локально определяемая по ситуациям выбранной тройки соседних процессов.

Множество допустимых ситуаций композиции можно построить, исследуя достижимость возможных ситуаций из некоторой исходной глобальной ситуации (например, такого кортежа:  $i^1, r^2, \dots, r^n$ ) при выполнении правил для каждого из процессов, участвующих в композиции. Заметим, что поведение "крайних" процессов  $P_1^{PR}$  и  $P_n^{PR}$ , называемых головками конвейера, подчиняется указанным условиям перехода только по ситуациям одного "соседа" (правого и левого соответственно).

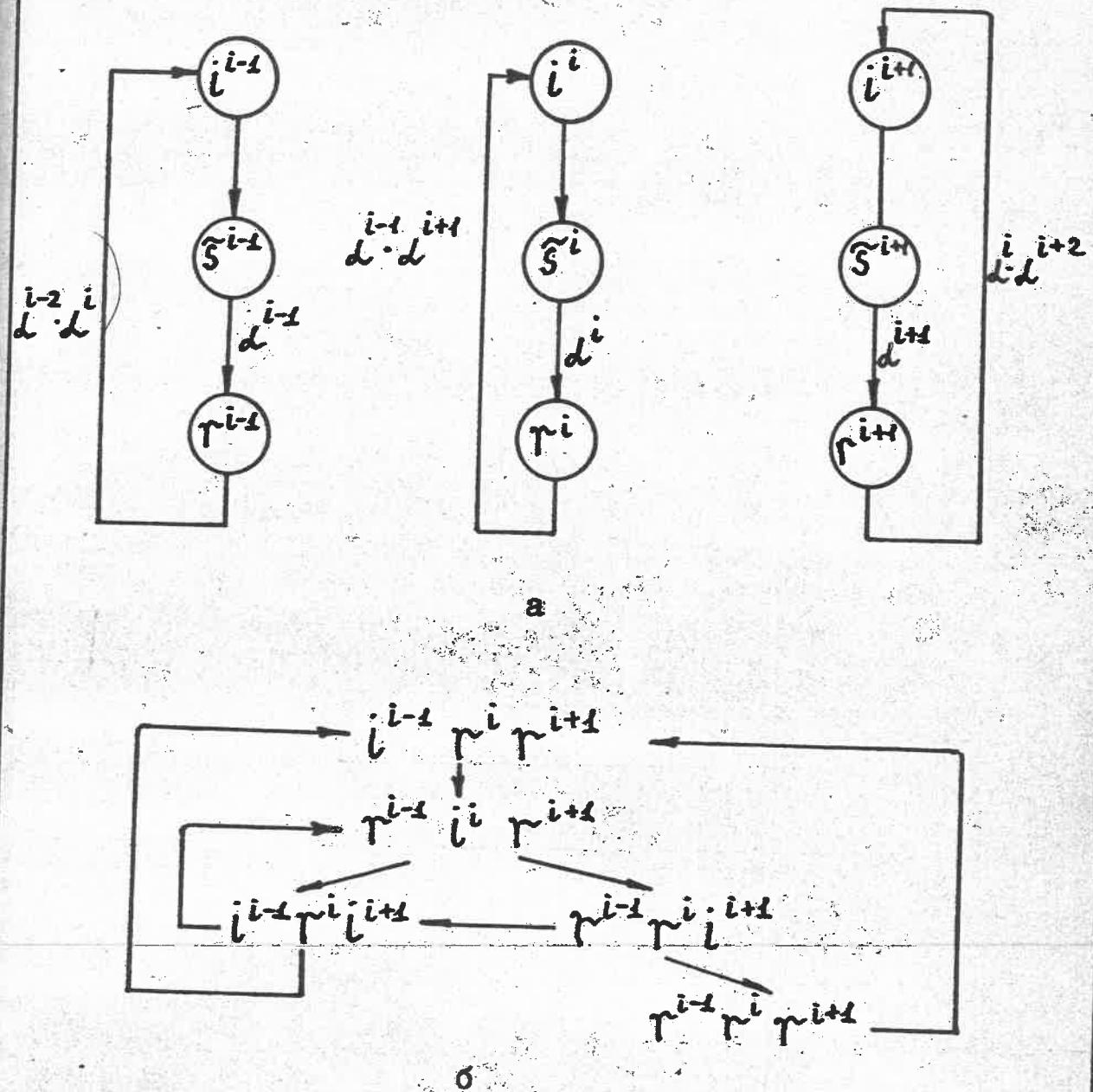


Рис. II.2.5.

ПРИЛОЖЕНИЕ 3. Использование сетей Петри для описания асинхронных дискретных структур

Пусть задана дистрибутивная небесповторная диаграмма переходов (ДН) и соответствующий ей нормальный сигнальный граф (рис.3.12). В этой ДН происходит двукратное прохождение полного цикла изменений значений сигнала  $\tilde{x}_2$ . Заметим, что изменение значения  $\tilde{x}_2$  из 0 в 1 происходит как после перехода  $\tilde{x}_4$  из 0 в 1, так и после перехода  $\tilde{x}_4$  из 1 в 0. Поскольку оба эти события, приводящие к возбуждению  $\tilde{x}_2$ , никогда не происходят одновременно, так как все изменения  $\tilde{x}_2$  содержатся в базовом синхронизирующем цикле, то можно в сети Петри (рис.П.3.1) для каждого из возбуждений  $\tilde{x}_2^{0 \rightarrow 1}$  поставить в соответствие одно общее входное условие  $k$  и общее выходное условие  $\ell$ , которое разрешает точке пропускать апо указанному циклу. Аналогично поступаем с событием  $\tilde{x}_2^{1 \rightarrow 0}$ , с отличием в том, что необходимо учесть синхронизацию возбуждающих условий из двух синхронизирующих циклов, пересекающихся в данном событии. Ввиду того, что возбуждающие условия кратных изменений принадлежат синхронизирующему циклам, всегда гарантируется ортогональность условий и тем самым безопасность сети. Устойчивость сети легко показать, поскольку из выходного условия события, соответствующего кратному изменению, например  $\ell$ , всегда обеспечивается срабатывание лишь одного события, так как все события, для которых это условие является входным, ( $\tilde{x}_3^+, \tilde{x}_3^-$ ) также принадлежат некоторому синхронизирующему циклу, и поэтому не могут происходить одновременно, из чего следует невозможность конфликтных маркировок. Следовательно, полученная сеть Петри является безопасной и устойчивой и соответствует исходному описанию.

Очень часто на практике при жестких требованиях к быстродействию протокола оказывается недопустимо использование дистрибу-

тивной структуры для его реализации. Тем более это оправдано в тех случаях, когда схемный базис обеспечивает реализуемость полумодулярной, но недистрибутивной ДП (например, имеются элементы И-ИЛИ-НЕ). Далее заметим, что для эффективного с точки зрения времени, затрачиваемого на разработку, способа блочного синтеза апериодических структур существуют пути перехода от сетей Петри к апериодическим схемам [2]. Таким образом, представляет интерес задача получения процедуры перехода от полумодулярной ДП к устойчивой сети Петри. Одним из возможных способов ее решения является использование схемных сетей Петри [55], однако такой способ становится весьма неудобен при описании многозначных диаграмм переходов. Рассмотрим пример.

Пусть задана полумодулярная недистрибутивная диаграмма переходов (рис.3.7). Для нее можно построить отношение предшествования на множестве всех изменений значений переменных так же как это было сделано при переходе к сигнальному графу в разд.3.4. Однако в данном случае нельзя однозначно определить точку первоначального возбуждения для некоторых переменных (например, для  $z_i$ ). Таким образом, можно построить для каждой возможной минимальной вершины редукции ДП по изменению  $\delta z_i$  свое множество изменений-предшественников.

Так, в примере редукции ДП по  $z_3^+$  выглядит следующим образом:



Поскольку в ситуацию  $10^* 0^* 0$  ведет изменение  $z_3^+$ , а в ситуацию  $010^* 0$  -  $z_2^+$ , то можно для первого случая получить отношение предшествования:  $(z_1^+, z_3^+)$ , для второго -  $(z_2^+, z_3^+)$ . Между тем, для  $z_4^+$  отношение предшествования одно:

$$(z_1^+, z_4^+), (z_2^+, z_4^+), (z_3^+, z_4^+).$$

Легко видеть, что для отображения множества различных отношений

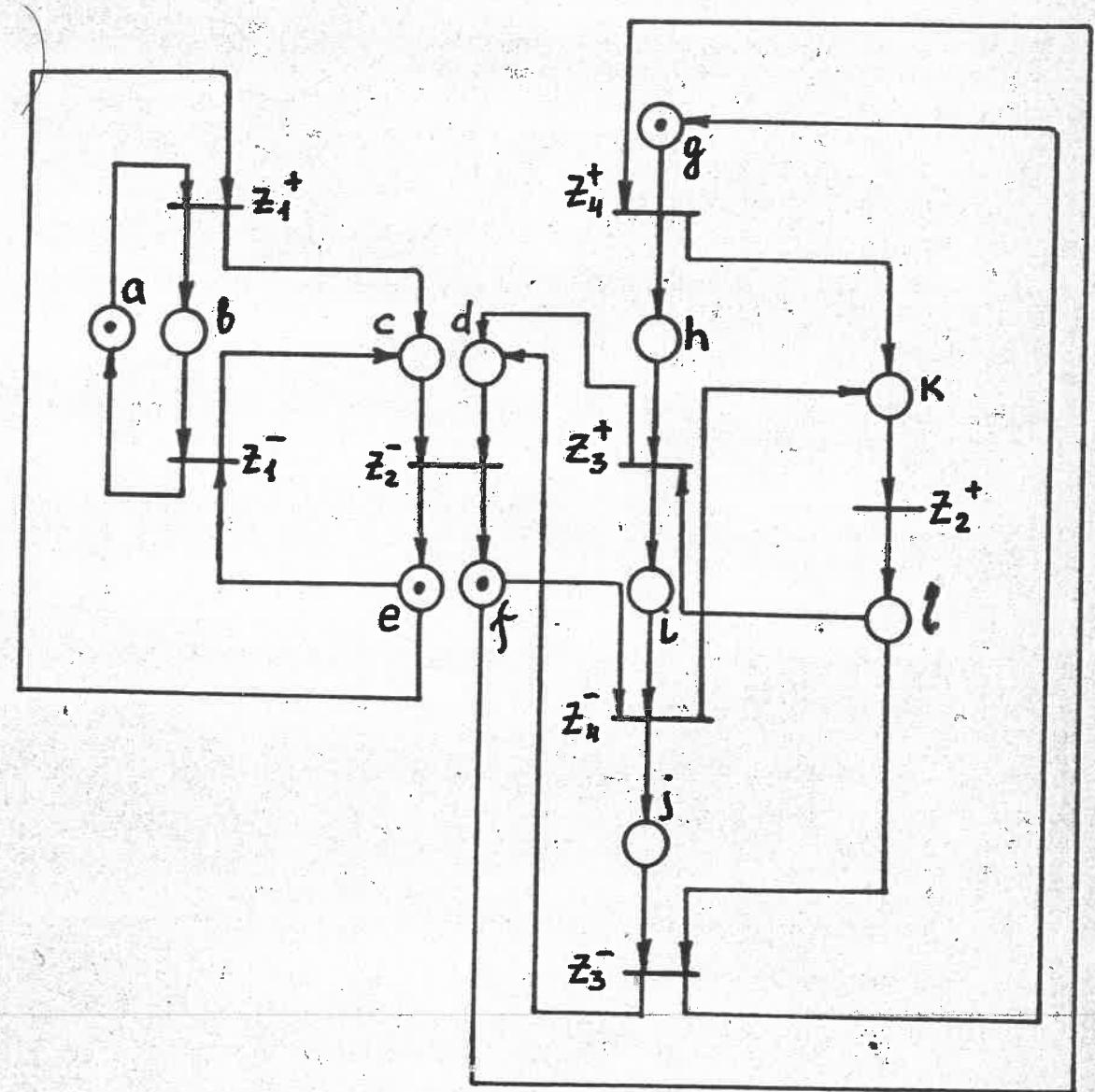


Рис. II.3.1.

предшествования для изменения  $\delta z_i$ ; необходимо в сети Петри иметь входное условие ( $P_1$ , см.рис.П.3.2) для события, отмеченного  $\delta z_i = z_3^+$ , причем это условие может быть небезопасным. Для синхронизации срабатывания  $\delta z_i \neq z_3^+$  по приходу первого любого из возможных маркеров необходимо иметь условие ( $P_2$ ), возникающее одновременно (или несколько ранее) с условиями возбуждений всех тех изменений, которые предшествуют хотя бы в одном из отношений изменению  $\delta z_i = z_3^+$ . Таким условиями в примере являются  $P_3$  и  $P_4$ .

Таким образом, наличие маркера в условии  $P_2$  вместе с первым маркером в  $P_1$  обеспечивает срабатывание  $z_3^+$ . При этом возникает условие  $P_5$ , которое обозначает выполнение двух или трех предшественников изменения  $z_4^+$ . Второй маркер, попадающий в условие  $P_1$ , обозначает выполнение третьего необходимого изменения. Следовательно, наличие маркеров в условиях  $P_1$  и  $P_5$  вызывает срабатывание изменения  $z_4^+$ .

Несмотря на то, что комментарии, сопровождающие данный пример, носят частный характер (недистрибутивность, будучи локальной, отражена в отношении предшествования только для перехода  $z_3^+$ ), можно индукционным способом обобщить данную процедуру.

Для того, чтобы по произвольной полумодульярной ДП получить соответствующую устойчивую, но возможно небезопасную сеть Петри, необходимо:

1. Если заданная ДП дистрибутивна, то используется метод из предыдущего параграфа, иначе перейти к п.2.

2. Определить множество изменений  $\{\delta z_i\}^*$ , которым соответствует более одного экземпляра отношения предшествования. Признаком этого факта является отсутствие единственности минимального элемента в редукции ДП по  $\delta z_i^*$ . (В примере:  $\{\delta z_i^*\} = z_3^+$ ).

3. Определить для каждого из экземпляров отношения всех непосредственных предшественников выбранного изменения  $\delta z_i^*$ .

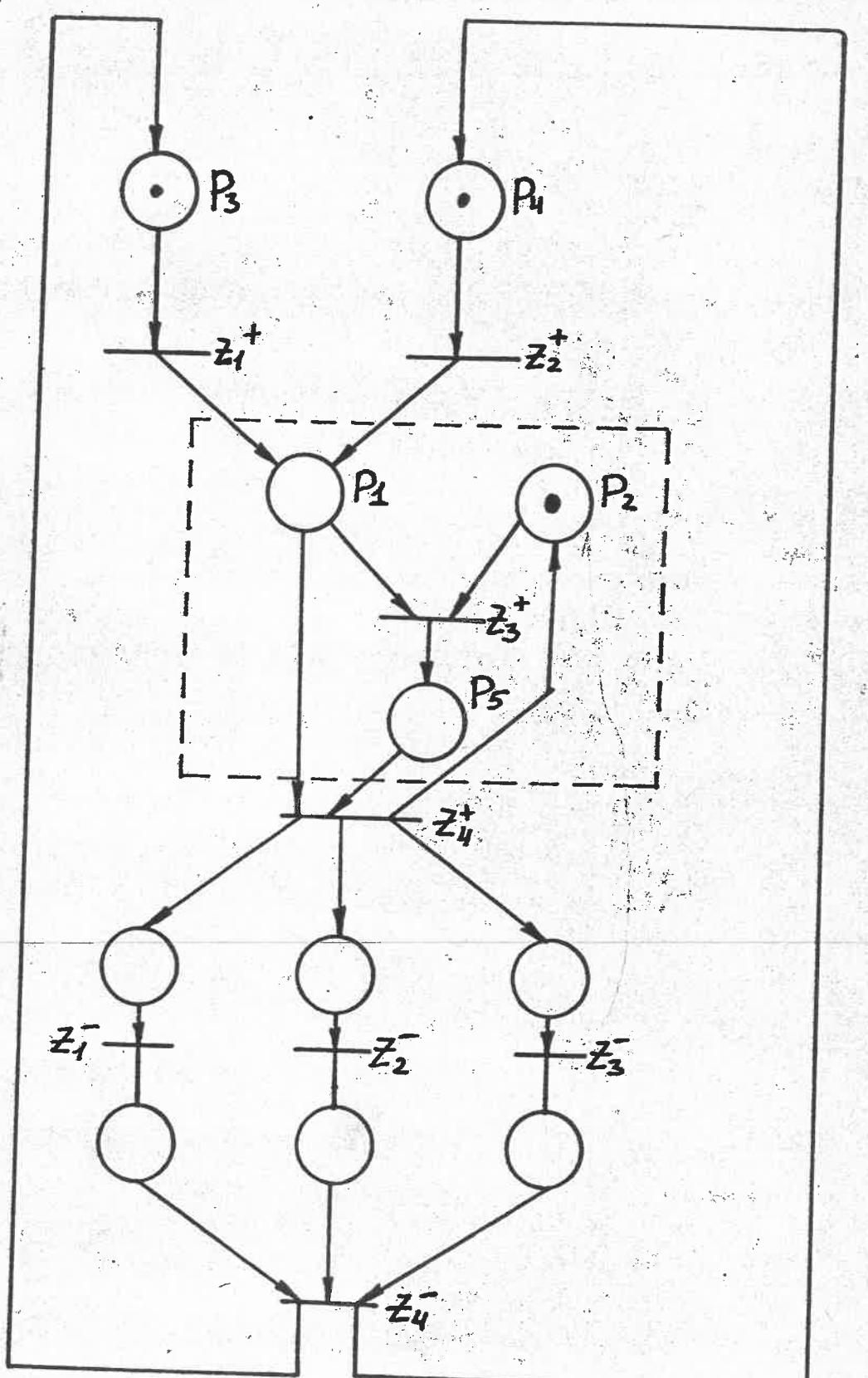


Рис. П.3.2.

(При наличии нескольких предшественников в одном экземпляре отношения возможно потребуется введение дополнительных событий - "чистых синхронизаторов" - для каждого из экземпляров отношения предшествования). В примере: первый экземпляр содержит одного предшественника:  $(z_1^+, z_3^+)$ , второй экземпляр - также одного:  $(z_2^+, z_3^+)$ , следовательно дополнительные события не нужны.

4. Построить входное условие для выбранного изменения  $\delta z_i^*$ . Входными событиями для данного условия будут либо события - непосредственные предшественники в каждом экземпляре, либо указанные в п.3 дополнительные события, соответствующие "конъюнктивной сборке" множества предшественников, относящихся к одному из экземпляров отношения предшествования. (В примере входное условие -  $P_1$  )

5. Все непосредственные последователи изменения  $\delta z_i^*$  и предшественников  $\delta z_i^*$  обязательно должны содержать среди множества своих входных условий входное и выходное условия события  $\delta z_i^*$ . (В примере выходное условие -  $P_5$  )

6. Ввести дополнительные выходные условия для  $\delta z_i^*$ , являющиеся выходными условиями для каждого из непосредственных последователей  $\delta z_i^*$ . (В примере - условие  $P_2$  ).

7. Повторить пп.3-6 для каждого из переходов  $\delta z_i^* \in \{\delta z_i\}^*$

Таким образом, установлена точная связь между классом полумодулярных недистрибутивных ДН и классом устойчивых сетей Петри. Однако, такая связь является односторонней, поскольку для произвольной устойчивой сети Петри нельзя построить полумодулярную ДН [2].

## ПРИЛОЖЕНИЕ 4. Передача информации по трехстабильным линиям

### П.4.1. Модель трехстабильного канала

Трехстабильным каналом обычно называют линии связи, по которой передаются электрические сигналы, характеризующиеся тремя устойчивыми состояниями, или троичные сигналы. В качестве таких состояний могут быть выбраны значения токов в проводе, уровня его потенциала относительно земли или значения сопротивлений цепи, в которую включен этот провод.

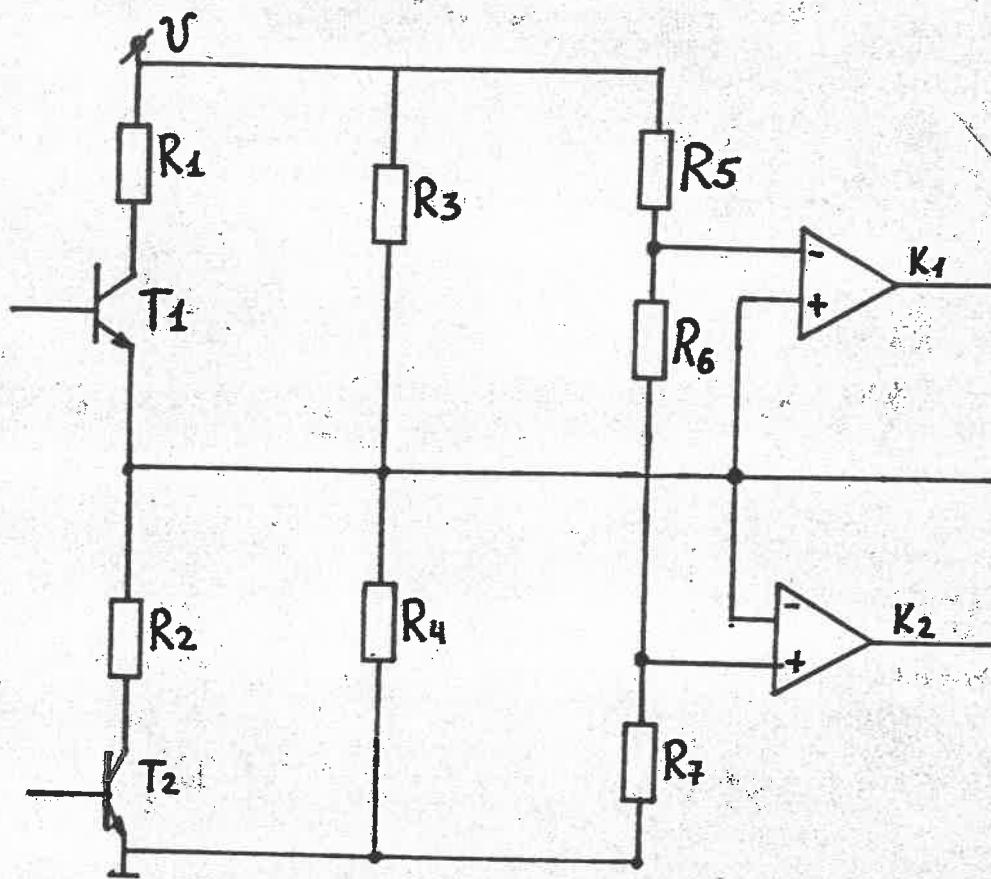
Большое распространение получили системы, особенно микропроцессорные [53], в которых передача информации в системную шину осуществляется с помощью трехстабильных буферных регистров, устанавливавших на проводах шины либо высокий уровень потенциала (передача 1), либо низкий уровень (передача 0), либо состояние высокого импеданса (отсутствие информации). Использование таких трехстабильных буферов позволило значительно увеличить скорость передачи информации по системнойшине по сравнению со случаем применения для управления шиной вентилей с открытым коллектором, так как их нагрузочные сопротивления сильно увеличивают постоянную времени проводов шины.

Цель применения трехстабильного канала отличается от обще принятой и заключается не в уменьшении постоянной времени проводов шин, а определяется стремлением организовать поразрядное квитирование по тем же проводам, по которым осуществляется передача кода. Выберем для определенности в качестве устойчивых значений сигнала в линиях высокий, средний и низкий уровни потенциала, которые могут быть установлены на каждом проводе ШИ с помощью пары транзисторных ключей (рис.П.4.1,а), один из которых  $T_1$  соединяет этот провод с положительным полюсом источника питания, а другой  $T_2$  - с землей. На проводе устанавливается средний уровень

потенциала в случаях, когда оба ключа закрыты или открыты. Если оба ключа закрыты, то средний уровень потенциала  $0,5U$  устанавливается за счет делителя напряжения, выполненного на сопротивлениях  $R_3$  и  $R_4$  ( $R_3=R_4$ ) . При открытых ключах работает делитель напряжения из  $R_1$  и  $R_2$  ( $R_1=R_2$ ) , которые одновременно служат для ограничения тока, протекающего через ключи  $T_1$ ,  $T_2$  .

Состояние каждого провода ШИ анализируется с помощью пары компараторов  $K_1$  и  $K_2$  . Компаратором служит устройство с двумя входами (+) и (-), выход  $K$  которого принимает значение, равное 1, если потенциал входа (+) выше потенциала входа (-), и равное 0 – в противном случае. Обычно компаратор обладает очень высоким входным сопротивлением и имеет большой коэффициент усиления, так что он практически не нагружает входной сигнал и срабатывает при малом значении разности потенциалов между входами (+) и (-). В схеме рис.П.4.1,а сопротивления  $R_5$ ,  $R_6$  и  $R_7$  выбраны таким образом, что на вход (-) компаратора  $K_1$  подается напряжение равное  $+0,75 U$  , а на вход (+) компаратора  $K_2$  – напряжение  $+0,25 U$  . Другие выходы  $K_1$  и  $K_2$  соединены с  $i$  -м проводом ШИ. Если этот провод находится в состоянии среднего уровня потенциала, то  $K_1=K_2=0$  . При появлении на проводе высокого значения потенциала переключается выход компаратора  $K_1$  ( $K_1=1$ ) , а при появлении низкого значения – выход  $K_2$  ( $K_2=1$ ) .

В дальнейшем нам понадобятся управляемые компараторы, имеющие дополнительные входы управления. На рис.П.4.1,б,в изображены два таких компаратора, один из которых имеет вход управления  $C$  , а второй –  $D$  . При  $C=0$  и  $D=1$  эти компараторы ведут себя как обычные. При  $C=1$  и  $D=0$  выход первого компаратора равен 1, а второго – 0, независимо от значений сигнала на входах (+) и (-).



a



Рис.П.4.1.

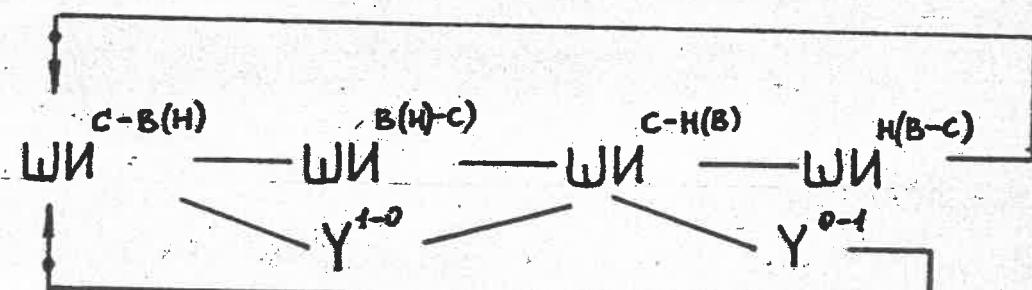


Рис.П.4.2.

#### П.4.2. Протокол взаимодействия по трехстабильному каналу

Этот протокол предусматривает наличие дополнительного провода управления, по которому будет передаваться двоичный сигнал-квитанция от приемного устройства к передающему о завершении приема информационного кода. Обозначим этот сигнал через  $Y$ .

1. Начало. Провода шины данных находятся в состоянии среднего уровня потенциала, ключи управления на передающем и приемном концах ШИ разомкнуты, выходы компараторов источника принудительно установлены в 1, выходы компараторов приемника равны 0. Приемник запрашивает у источника очередной код с помощью сигнала  $Y^+$ .

2. Источник в каждой своей разрядной схеме замыкает один из ключей управления состоянием соответствующего провода ШИ, что приводит к установке на этом проводе высокого или низкого уровня потенциала в зависимости от значения разряда передаваемого двоичного кода.

3. В приемнике компараторы каждой разрядной схемы следят за состоянием соответствующего ей провода ШИ. Появление на проводе высокого (низкого) уровня потенциала приводит к срабатыванию первого (второго) компаратора и его выход становится равным 1. После этого происходит прием соответствующего значения 1 (0) разряда передаваемого кода и замыкается второй (первый) разрядный ключ, что приводит к установке на соответствующем проводе среднего уровня потенциала за счет падения напряжения от тока, протекающего через сопротивление, включенное в цепь этого ключа. После приема значений всех разрядов кода приемник посылает по проводу квитанции  $Y^-$ .

4. Источник, получив сигнал  $Y^-$ , в каждой своей разрядной схеме снимает принудительную установку в 1 того компаратора, который соответствует значению переданного разряда информационного

кода, после чего этот компаратор начинает отслеживать состояние соответствующего провода ШИ. При появлении на проводе среднего уровня потенциала выход "освобожденного" компаратора становится равным 0, что является подтверждением правильного приема значения разряда переданного кода. При установке в 0 выхода одного из компараторов каждой разрядной схемы источника размыкается ключ управления, т.е. источник отключается от ШИ. Это приводит к появлению на шине кода, инверсного переданному, так как в приемнике остаются замкнутыми противоположные ключи управления состоянием проводов ШИ.

5. В приемнике при появлении на шине данных кода, инверсного переданному, в каждой его разрядной схеме устанавливается в 1 выход того из компараторов, который не работал при выполнении п.3, что вызывает размыкание ключа управления соответствующим проводом ШИ. В результате на всех проводах ШИ через промежуток времени  $\tilde{T}_c$  после размыкания ключей установится средний уровень потенциала, при этом выходы всех компараторов приемника станут равными 0. После установки в 0 выходов всех разрядных компараторов приемник вырабатывает сигнал  $Y^+$ , запрашивая у источника следующий информационный код.

6. Источник, получив сигнал  $Y^+$ , принудительно устанавливает выходы своих компараторов в состояние 1, после чего переходит к выполнению п.2, если сеанс передачи не закончен, или п.7 – в противном случае.

7. Конец.

Сигнальный график протокола показан на рис.П.4.2. Буквы: С, В, Н в верхних индексах вершин вида ШИ означают соответственно – средний, высокий, низкий уровни потенциала на проводах ШИ.

Время одного цикла передачи при работе по данному протоколу составляет

$$T_{ob} = T_H + T_n + 4T_A,$$

где  $\tau_1$  - время распространения сигнала по проводу в одном направлении;

$\tau_4$  - время выполнения ш.2,4,6 протокола;

$\tau_n$  - время выполнения ш.3.5 протокола.

Заметим, что  $\tau_n$  зависит от параметров ШИ, так как составной частью  $\tau_n$  является задержка  $\tau_c$  (см.п.5), которая представляет собой время установления на проводах ШИ среднего уровня потенциала после размыкания ключей управления. Это время имеет существенную величину, поскольку оно определяется емкостью провода и высокоменным делителем напряжения.

Основным достоинством данного протокола является высокая достоверность передачи при минимально возможной ширине ШИ.

Недостатки связаны с использованием трехстабильного канала, который менее помехоустойчив, чем двухстабильный при одном и том же номинале напряжения источника питания ключей управления.

Протокол, заданный рис.П.4.2, фактически представляет собой сигнальный граф межобъектного (объектами в данном случае являются источник и приемник) процесса.

Проиллюстрируем методику перехода к локальным моделям логических участником обмена (ЛУО) данного уровня - модели источника и модели приемника - ис использованием аппарата модельной и семантической интерпретации управляемого асинхронного процесса. В качестве модельной интерпретации воспользуемся диаграммами перекодов (управляемыми) и сигнальными графиками на основе расширенных маркированных графов (см.раздел 3.1), позволяющих задавать управляемый процесс. В качестве семантической интерпретации используем асинхронные дискретные структуры, которые в данном случае задаются на множествах двоичных переменных.

Покажем сперва, как задается асинхронная дискретная структура источника. Для простоты опишем лишь одноразрядную структуру.

ЛУО источника взаимодействует со своим верхним уровнем с помощью следующих переменных:

$x, \hat{x}$  - информационные переменные, представляющие парофазный код передаваемого разряда и формирующие пару ортогональных условий в команде управления процессом;

$b$  - входная фазовая переменная, являющаяся интерпретацией команды - инициатора с верхнего уровня,  $b=1$ , когда передаваемый код установлен на входах  $x, \hat{x}$  и  $b=0$  в противном случае;

$y, \hat{y}$  - выходы для информирования верхнего уровня о ходе выполнения операции передачи кода,  $y=\hat{y}$ , когда ЛУО источника отключен от шины, и  $y=x \neq \hat{y}=\hat{x}$ , когда происходит передача кода.

Заметим, что верхний уровень может переходить к смене значения кода сразу после получения ответа вида:  $y \neq \hat{y}$ .

Со стороны нижнего уровня взаимодействия с каналом связи ЛУО источника имеются следующие переменные:

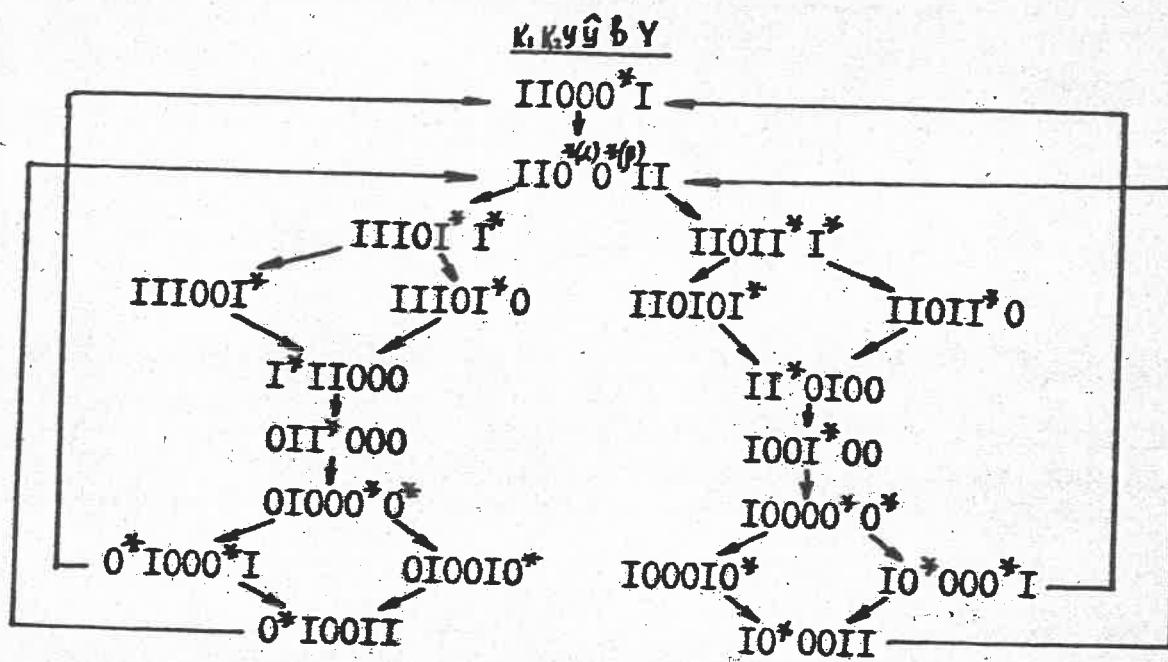
$K_1, K_2$  - переменные, управляемые компараторами;

$\hat{y}, \hat{\hat{y}}$  - переменные, управляемые состоянием ключей управления каналом;

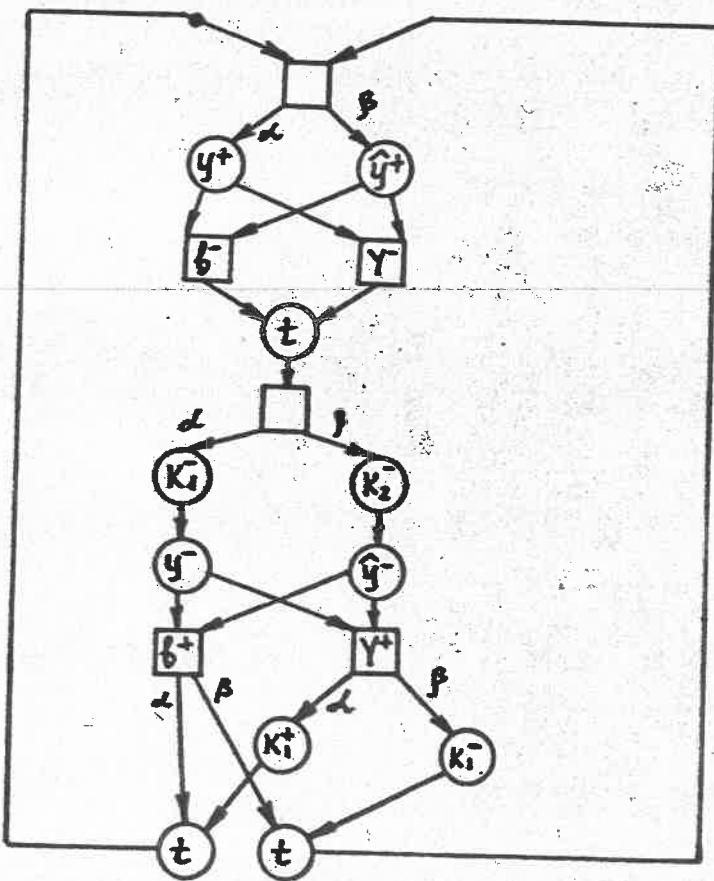
$Y$  - переменная, представляющая собой квитанцию от приемника.

Предположим, что ЛУО источника непрерывно получает информацию для передачи ЛУО приемника со своего верхнего уровня взаимодействия. В этом случае дискретная структура источника может быть описана управляемым автономным асинхронным процессом, диаграмма переходов и "расширенный" сигнальный граф которого показаны на рис. П.4.3. Семантика командных условий  $\alpha$  и  $\beta$  следующая:  $\alpha$  выполняется при  $x, \hat{x}=10$ , а  $\beta$  - при  $x, \hat{x}=01$ .

Зададим теперь асинхронную дискретную структуру приемника (одноразрядную). Она представляется на следующих двоичных переменных:



a



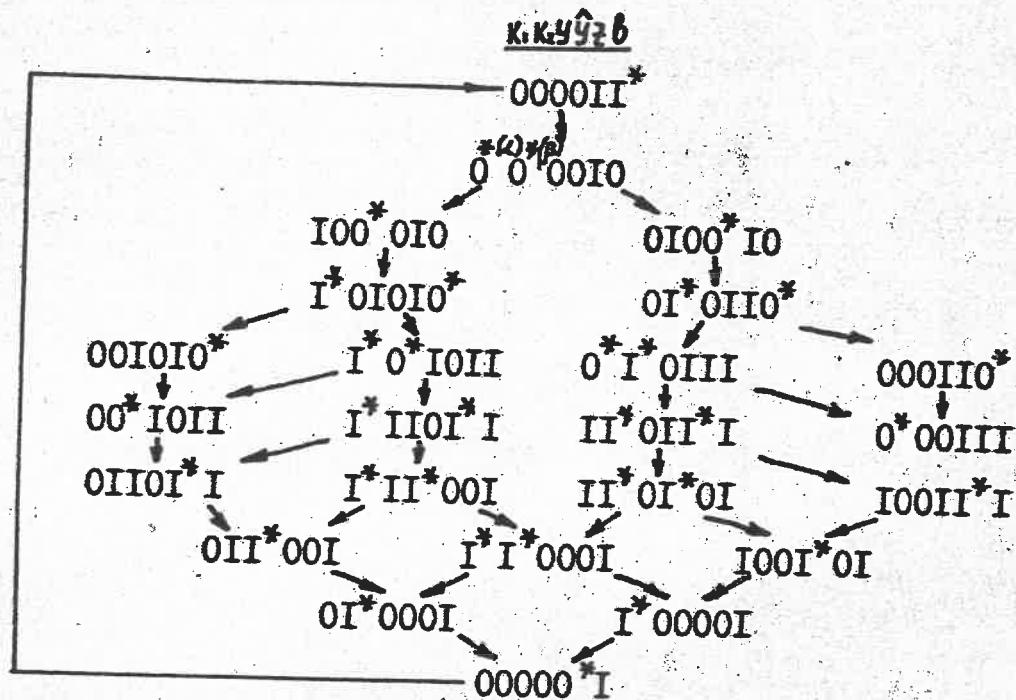
b

Рис. II.4.3.

- $K_1, K_2$  – переменные, представляющие выходы первого и второго компараторов приемника;
- $y, \hat{y}$  – переменные, управляющие ключами управления каналом со стороны приемника; эти же переменные информируют верхний уровень в приемнике о принятом коде;
- $b$  – переменная сигнала завершения приема кода, поступившего на верхний уровень (разрядная "часть" сигнала циктации  $Y$ ).

Легко заметить, что в данном случае процесс ЛУО приемника является неуправляемым с точки зрения верхнего уровня, который просто принимает код, который ему "даст" и информирует о приеме через сигнал  $b$ . Однако можно отметить, что управление поведением ЛУО приемника осуществляется за счет неоднозначной рапозиции через процесс ЛУО источника (в очередном цикле не известно какой код – 0 или 1 поступит в следующем цикле), таким образом, налицо явный пример управления асинхронным процессом по инициатору (см. разд.2). Следовательно структура ЛУО приемника может быть также описана управляемым автономным асинхронным процессом, диаграмма переходов и "расширенный" сигнальный граф для которого изображены на рис.П.4.4. Из рисунка видно, что в задании структуры присутствует дополнительная переменная  $Z$ , введение которой обусловлено требованиями реализуемости апериодической схемой данной структуры. При игнорировании этой переменной возможны однотипные переключения значений переменных  $K_1$  и  $K_2$  (из 0 в 1), которые являются непосредственными предшественниками разнотипных изменений ( $0^*$  и  $1^*$ ) переменных  $y$  и  $\hat{y}$ , что недопустимо.

Анализ сигнального графа показывает, что он хорошо структурирован, живой, безопасный и может быть представлен парой нормальных сигнальных графов (см.разд.3.3.).



a

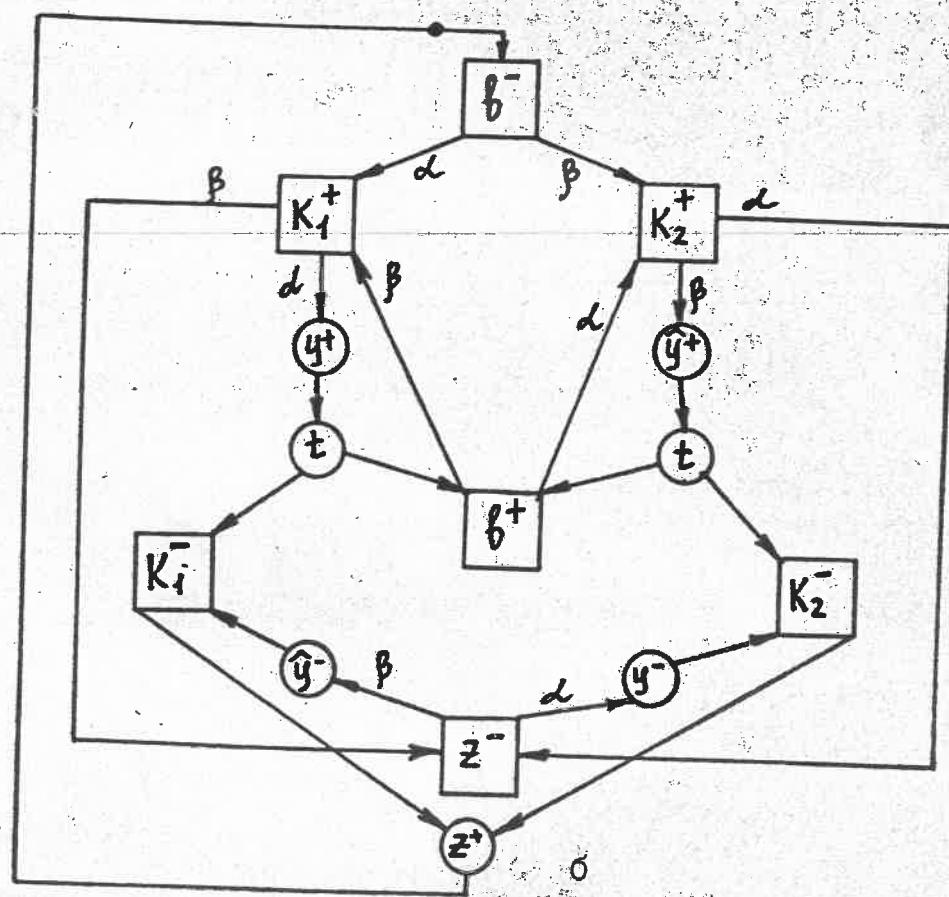


Рис. II.4.4.

## Приложение 5. АНАЛИЗ И РЕАЛИЗАЦИЯ ИНТЕРФЕЙСА ТРИМОСБАС.

### П.5.1. Описание протокола передачи информации в режиме "один-всем".

Общая модель взаимодействия участников обмена показана на рис.П.5.1. Участниками обмена в каждом цикле являются один источник (ведущий) и несколько потребителей (ведомых). Логическими участниками взаимодействия на нижнем уровне являются модули управления передачей и приемом, осуществляющие соответственно преобразования обычного апериодического двухпроводного хэндшейка (типа "запрос-ответ") в трехпроводный протокол ТРИМОСБАСа и обратно.

Для получения эффекта подтверждения о правильном приеме от всех потребителей в протоколе используется механизм проводной логики "И", при которой установка одним из участников низкого уровня потенциала на управляющую линию поворгает потенциал всей линии на указанный уровень и возврат к высокому уровню потенциала возможен лишь в случае снятия значений низкого уровня всеми участниками взаимодействия.

Содержательно протокол передачи информации в цикле обмена представляется таким образом:

1. Источник выставляет данные на информационные провода. Фиксируя уровни напряжения этих линий, он снимает возбуждение, когда уровни достигают требуемых значений. Память на проводах обеспечивает неизменность их состояния.

2. Источник выдает управляющий сигнал "данные выставлены" (ДВ). В исходном состоянии один из управляющих проводов находится в состоянии низкого уровня - 0, а два других - состоянии высокого уровня - 1. В таком состоянии первый провод может служить основой для формирования сигнала подтверждения приема всеми приемниками, а любой другой провод может использоваться для установки сигнала ДВ путем понижения уровня потенциала до нуля на этом

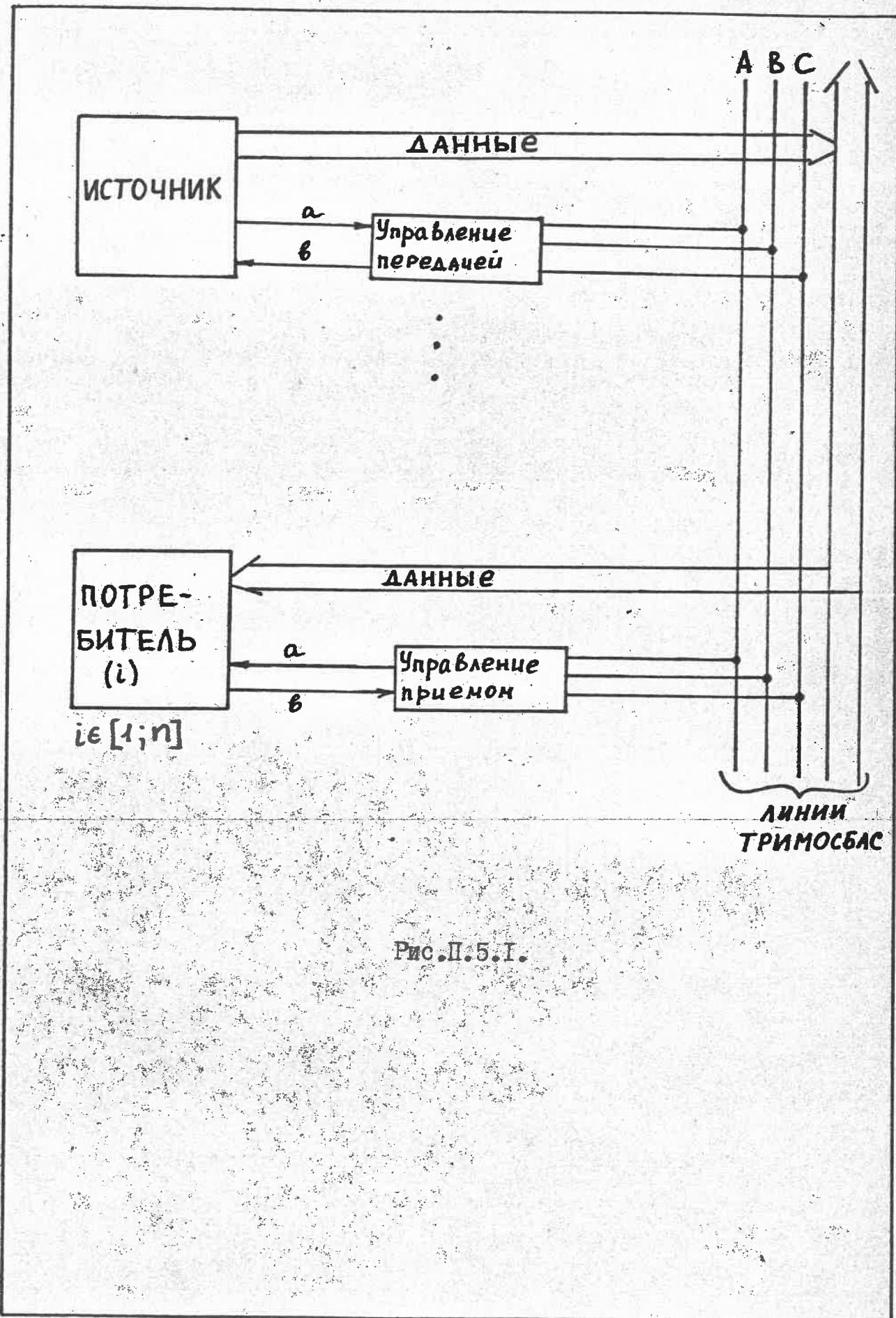


Рис. П.5.1.

проводе. Для унификации протокола смена сигналов на управляющих проводах осуществляется циклически. При этом в каждом цикле передачи участвует лишь пара проводов, а третий провод "подхватывается" протоколом в следующем цикле.

Рис.П.5.2. иллюстрирует некоторые узловые состояния протокола на примере взаимодействия одного источника и двух приемников.

Сигнал ДВ отражен состоянием, когда "следующим по кругу" провод (B) переведен в "ноль" (состояние 2). Каждый приемник фиксирует это состояние управляющих линий и, в свою очередь, подает на указанный провод низкие уровни потенциалов (состояния 3-5).

3. На первом проводе (A), находившемся в состоянии 0, происходит формирование коллективного сигнала квитанции приема путем установки каждым из приемников высокого уровня потенциала на этот провод. Однако, в силу его проводной логики И установка его в 1 произойдет только после того, как самый медленный участник взаимодействия осуществит указанный переход (состояние 6). В таком коллективном "сборе" сигнала "данные приняты" (ДПр) участвует также и сам источник. После этого, как ДПр сформирован, управляющая шина готова к следующему циклу. Состояние 7 на рис.П.5.2 показывает значение сигналов непосредственно перед концом следующего цикла.

На рис.П.5.3 показан сигнальный график описанного протокола. Буквы A, B и C обозначают три управляющих провода.  $A_i$ ,  $B_i$ ,  $C_i$  обозначают соответствующие выходы источника (I) и двух приемников (2 и 3). Исходная маркировка - дуга ( $C^+$ ,  $B_I^-$ ). Ей отвечает состояние:

A B C A<sub>1</sub> B<sub>1</sub> C<sub>1</sub> A<sub>2</sub> B<sub>2</sub> C<sub>2</sub> A<sub>3</sub> B<sub>3</sub> C<sub>3</sub>

0 1 1 0 1 1 0 1 1 0 1 1

Поскольку в каждом цикле используется только пара проводов, то возникает вопрос: нельзя ли вообще ограничиться только двумя

№ состо- яния	ИСТОЧНИК			ПРИЕМНИК 1			ПРИЕМНИК 2			ШИНА		
	A <sub>И</sub>	B <sub>И</sub>	C <sub>И</sub>	A <sub>П1</sub>	B <sub>П1</sub>	C <sub>П1</sub>	A <sub>П2</sub>	B <sub>П2</sub>	C <sub>П2</sub>	A <sub>Σ</sub>	B <sub>Σ</sub>	C <sub>Σ</sub>
1	0	1	1	0	1	1	0	1	1	0	1	1
2	0	0	1	0	1	1	0	1	1	0	0	1
3	0	0	1	0	0	1	0	1	1	0	0	1
4	0	0	1	1	0	1	0	1	1	0	0	1
5	1	0	1	1	0	1	0	0	1	0	0	1
6	1	0	1	1	0	1	1	0	1	1	0	1
7	1	1	0	1	1	0	0	1	0	0	1	0
8	1	1	0	1	1	0	1	1	0	1	1	0

Рис. II.5.2.

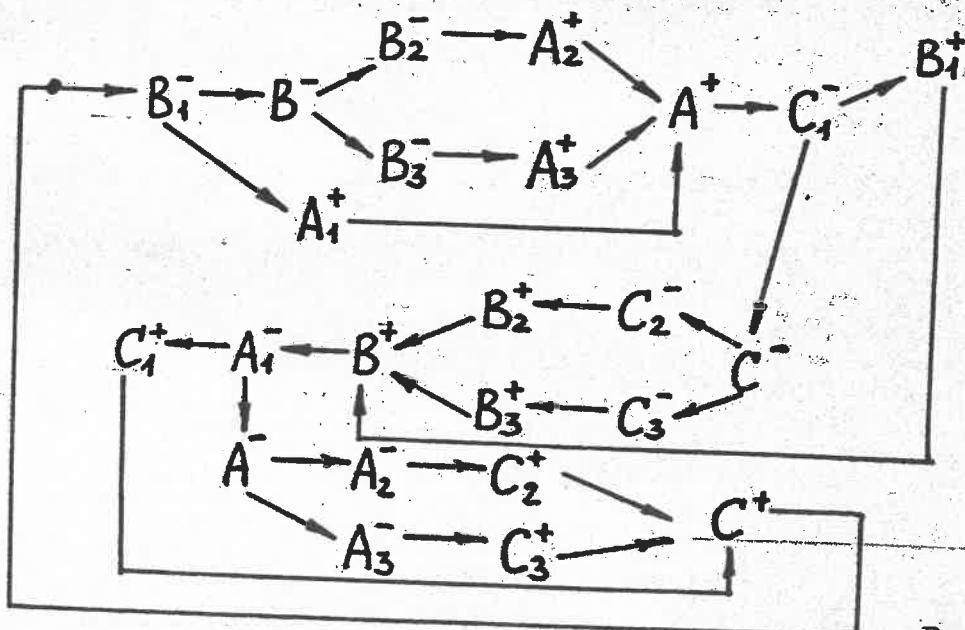


Рис. II.5.3.

проводами для организации передачи информации в режиме I:m. Докажем, что для независимости от скорости протокола взаимодействия ответом на этот вопрос является "нельзя".

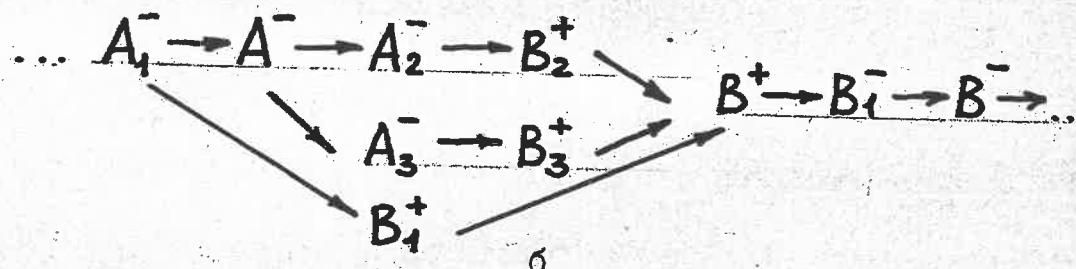
Для доказательства рассмотрим ситуацию, когда использованы два управляющих провода (рис.П.5.4,а) А и В. При этой же нотации что и на рис.П.5.4,б показан фрагмент сигнального графа протокола для этого варианта, из которого видно, что по переходам  $A_1^-$  и  $A^-$  источник начинает работу, выставляя данные и переводя провод А в состояние 0 (сигнал ДВ). Состояние этого провода фиксируется всеми приемниками – переходы  $A_2^-$  и  $A_3^-$ . Приняв данные, они переводят в состояние I первоначально установленный в 0 провод В (сигнал Шр) – переходы  $B_2^+$  и  $B_3^+$ . Параллельно с этим происходит переход  $B_1^+$ , выполненный источником. Поскольку имеется лишь пара проводов, то следующий цикл – переходы  $B_1^-$ ,  $B^-$  – начинается на том же проводе В, где только что формировался сигнал подтверждения. В результате этого имеются два соседних относительно приемников перехода на одном управляющем проводе. Фактически это явление представляет собой нарушение нормальности сигнального графа поведения канала связи относительно приемников информации. В результате самый медленный приемник, который последним изменил состояние провода В из 0 в I, может не успевать откликнуться на этот переход до выполнения обратного перехода  $B^-$ , вызванного источником.

#### П.5.2. Синтез структур логических участников протокола нижнего уровня.

В описании проекта ТРИОСБАС [120] приведены структуры, реализующие модули управления передачей и приемом, однако, как показал формальный анализ данных структур на апериодичность, оказалось, что схемы требуемым свойствам не удовлетворяют. Поэтому потребовалось использование описанных в диссертации способов перехода от исходного формального задания протокола взаимодействия источника и приемников на трех линиях управления и двухпроводной



a



b

Рис. II.5.4.

Уч. состояние:  $\bar{S}\bar{A}\bar{B}\bar{C}\bar{D}\bar{E}\bar{F}$

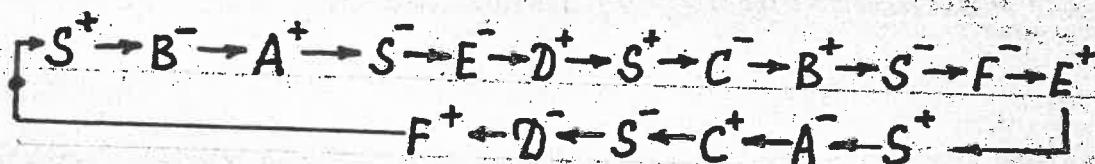


Рис. II.5.5.

Уч. состояние:  $\bar{R}\bar{A}\bar{B}\bar{C}F_A\bar{F}_B\bar{F}_C\bar{L}_A\bar{L}_B\bar{L}_C$

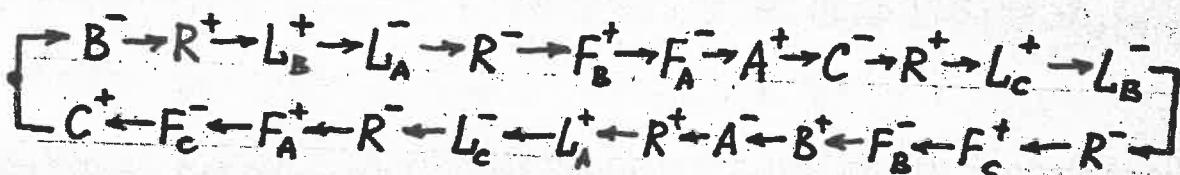


Рис. II.5.6.

**дисциплины связи модуля управления передачей (приемом) с самим источником (приемником) к структурам указанных блоков.**

Рассмотрим два варианта перехода к структурам модулей. Первый вариант - получение всей структуры в целом исходя из исходного задания протокола. Второй вариант блочный синтез исходя из наличия определенных особенностей смены сигналов трехпроводного протокола.

На рис.П.5.5 показан сигнальный граф, описывающий поведение первого логического участника - модуля управления передачей. Этот граф задан на множестве переменных  $\{S, A, B, C, D, E, F\}$ , из которых  $S$  является переменной, описывающей связь источника и модуля двухпроводным хендшейком,  $A, B, C$  - соответственно переменные для управления проводами ТРИМОСВАС,  $D, E, F$  - дополнительные переменные, необходимость в которых вызвана обеспечением связности всех переменных (см.раздел 3). Легко получить уравнения в модели Маллера:

$$A = \bar{B} \vee \bar{C} \bar{F} \vee \bar{S} \bar{C}; \quad B = \bar{C} \vee \bar{A} D \vee \bar{S} \bar{A}; \quad C = \bar{A} \vee \bar{B} E \vee \bar{S} \bar{B}$$

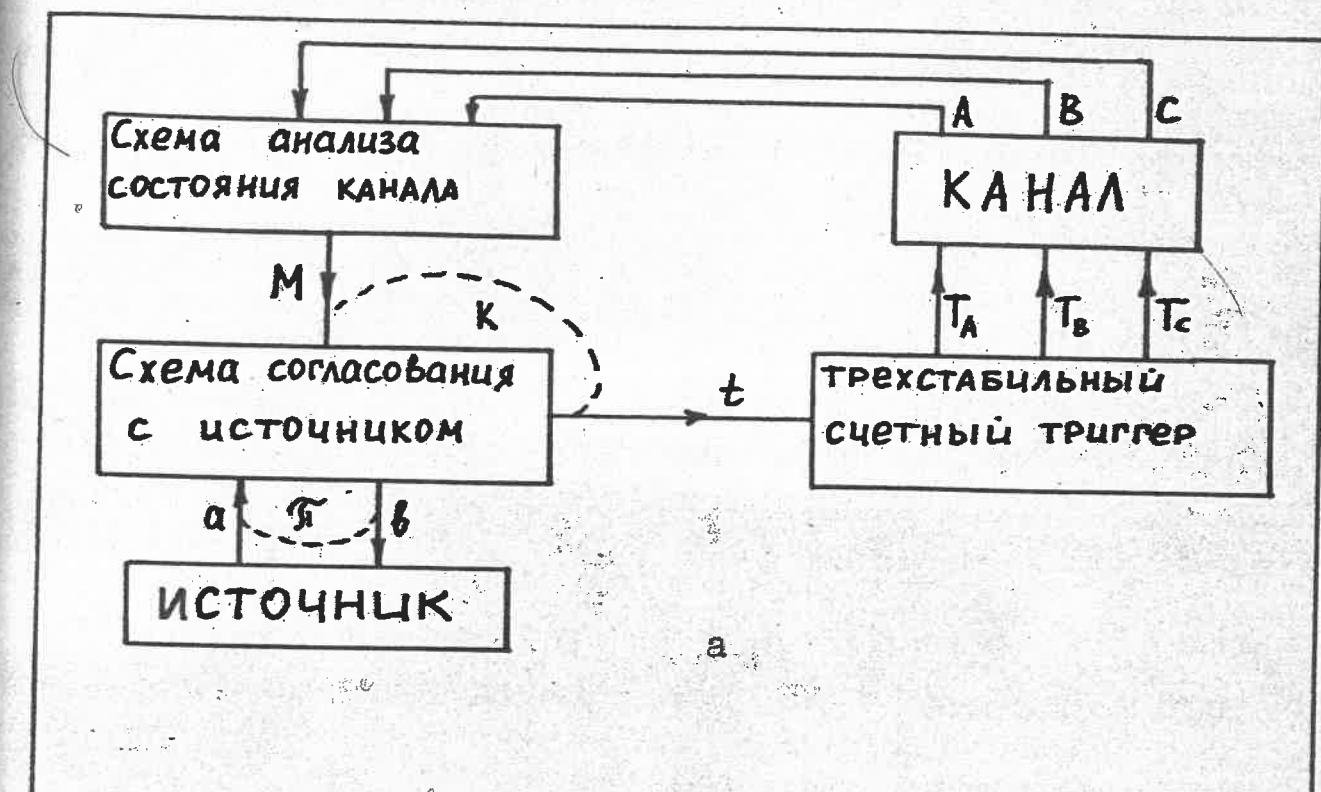
$$D = \bar{E} \vee A \bar{F} \vee S \bar{F} = \overline{E(F \vee \bar{A} S)}; \quad E = \bar{F} \vee B \bar{D} \vee S \bar{D} = \overline{F(D \vee \bar{B} \bar{S})};$$

$$F = \bar{D} \vee C \bar{E} \vee S \bar{E} = \overline{D(E \vee \bar{C} \bar{S})}; \quad S = \bar{A} F \vee \bar{B} D \vee \bar{C} E$$

На рис.П.5.6 изображен сигнальный граф, описывающий поведение второго логического участника - модуля управления приемом. Граф задан на множестве переменных  $\{R, A, B, C, F_A, F_B, F_C, L_A, L_B, L_C\}$ , из которых  $A, B, C$  - переменные, описывающие состояние проводов управления ТРИМОСВАС,  $R$  - переменная, описывающая связь модуля с потребителем с помощью двухпроводного хендшейка,  $F_A, F_B, F_C$  - переменные для управления проводами со стороны приемника  $L_A, L_B, L_C$  - дополнительные переменные, включенные по указанной выше причине. Система уравнений модели Маллера:

$$F_A = (R \vee \bar{L}_A)(F_B \vee F_C); \quad F_B = (R \vee \bar{L}_B)(F_A \vee F_C); \quad F_C = (R \vee \bar{L}_C)(F_B \vee F_A);$$

$$L_A = R F_C \vee \bar{L}_B \bar{L}_C; \quad L_B = R F_A \vee \bar{L}_A \bar{L}_C; \quad L_C = R F_B \vee \bar{L}_A \bar{L}_B;$$



$\pi$	K	R
0*	1	0
1	1*	0
1	0	0*
1	0*	1
1*	1	1
0	1	1*
0		



Рис. II.5.7.

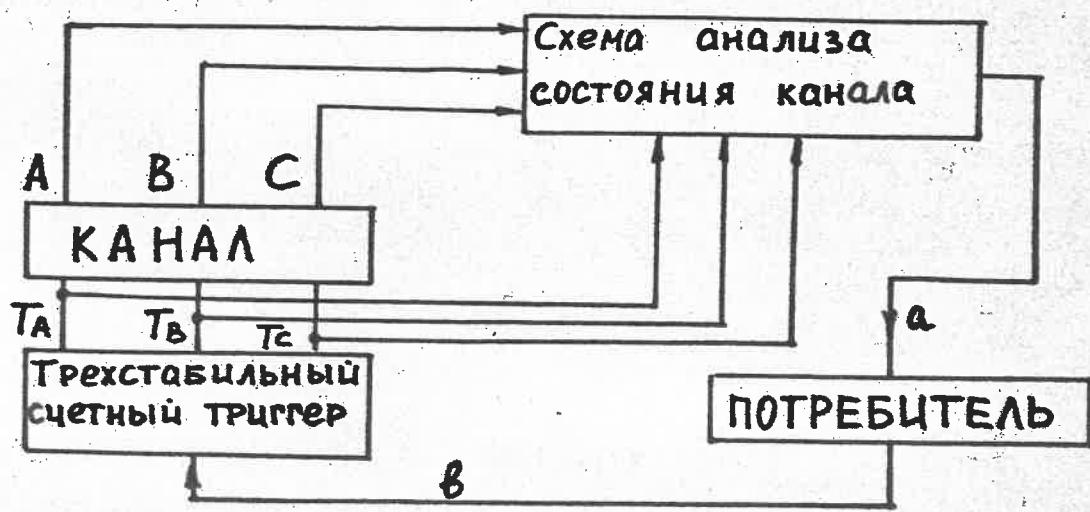


Рис. II.5.8.

$$A = \overline{F_A \vee B} ; B = \overline{F_B \vee C} ; C = \overline{F_C \vee A} ;$$

$$R = \overline{(B \vee \bar{L}_A)(C \vee \bar{L}_B)(A \vee \bar{L}_C)}.$$

Из сигнальных графов легко видеть, что в модуле управления передачей инициация выхода из исходного состояния осуществляется от источника, в модуле управления приемом - на канале связи с источником. Данный факт в большой мере определил стратегию второго варианта получения структур логических участников обмена на нижнем уровне. Структуру модуля управления передачей показана на рис.П.5, 7, а. Для координации работы составляющих блоков можно построить простую диаграмму переходов. Переменная  $\hat{\Pi}$  соответствует части структуры - схеме согласования с источником, переменная  $k$  описывает состояние канала,  $P$  - дополнительная переменная для связности  $\hat{\Pi}$  и  $k$ . Работа модуля начинается с переключения переменной  $\Pi^+$ , что свидетельствует об инициации источником акта выдачи сигнала ДВ. Затем модуль выдает сигнал ДВ в канал проводов управления: переход  $K^-$ . После этого и перехода  $P^+$  следует переход, обозначающий участие данного модуля в формировании коллективного сигнала Дир., -  $K^+$ . Вслед за этим следует ответ источнику о выполнении передачи информации  $\hat{\Pi}^-$  и переход  $P^-$ . Из диаграммы (рис.П.5, 7, б) легко записывается система уравнений модели Маллера:

$$\begin{aligned}\hat{\Pi} &= \overline{\hat{\Pi}} P ; \hat{\Pi} = \overline{\Pi} (\hat{P} \vee \hat{k}) ; k = \overline{\hat{k}} \hat{P} ; \hat{k} = \overline{k} (\hat{\Pi} \vee P) ; \\ P &= \overline{\hat{P} \cdot \Pi} ; \hat{P} = \overline{P k}\end{aligned}$$

Схема анализа состояний линий может быть задана инверсией от функции "макоранта":

$$M = \overline{AB \vee BC \vee AC}$$

Схема трехстабильного счетного триггера задается следующей системой уравнений ( $t$  - входная переменная,  $T_A, T_B, T_C$  - выходные переменные):

$$F_{11} = \overline{T_A \cdot F_2 t} ; F_{21} = \overline{T_B F_3 t} ; F_{31} = \overline{T_C F_1 t} ;$$

$$F_{12} = \overline{F_{11} F_{31} F_{22} F_{32}} ; F_{22} = \overline{F_{21} F_{11} F_{12} F_{32}} ; F_{32} = \overline{F_{31} F_{21} F_{12} F_{22}}$$
$$T_A = \overline{F_{11} F_{21}} ; T_B = \overline{F_{21} F_{22}} ; T_C = \overline{F_{31} F_{32}}.$$

Структура модуля управления приемом (рис.П.5.8) подобна вышеписанной. Она включает такую же схему трехстабильного счетного триггера и, кроме того, схему анализа текущего состояния управляемых линий, собственная функция которой имеет вид:

$$A = \overline{B T_A} \vee \overline{C T_B} \vee \overline{A T_C}.$$

Работа этого модуля начинается "из канала", когда после установления в ноль второго провода (сигнал ДВ) схема анализа текущего состояния линий выдает потребителю по двухпроводному хендшейку сигнал о необходимости приема информационных сигналов. После ответа об успешном приеме потребителем происходит переключение триггера в транзит, за которым следует фаза гашения потребителя, и, наконец, переход триггера в новое устойчивое состояние, в котором формируется сигнал подтверждения ДПР. Так повторяется в течение трех циклов, пока не произойдет полный возврат в исходное состояние.

### П.5.3. Пример организации протокола межмодульного взаимодействия на основе ТРИМОСБАС

При организации взаимодействия на уровне "ведущий-ведомый", используя ТРИМОСБАС, приходится учитывать: как в рамках одного акта обмена (сообщения) скординировать поведение участников, чтобы они осуществляли в нужный момент либо функции источника, либо функции приемника. Таким образом, в пределах одного акта обмена происходит безарбитражная передача статуса источника на магистрали, что должно обеспечиваться протоколом данного, верхнего по отношению к взаимодействию "источник-приемники", уровня обмена.

Рассмотрим пример организации ведомого модуля для протокола,

исполняющего основные операции "запись" и "чтение" данных по адресу в ЗУ ведомого модуля. На рис.П.5.9,а показана диаграмма глобальных состояний ведомого. Он может находиться в состоянии приемника  $R$  при записи (Зп) или в состоянии источника  $S$  при чтении (Чт).

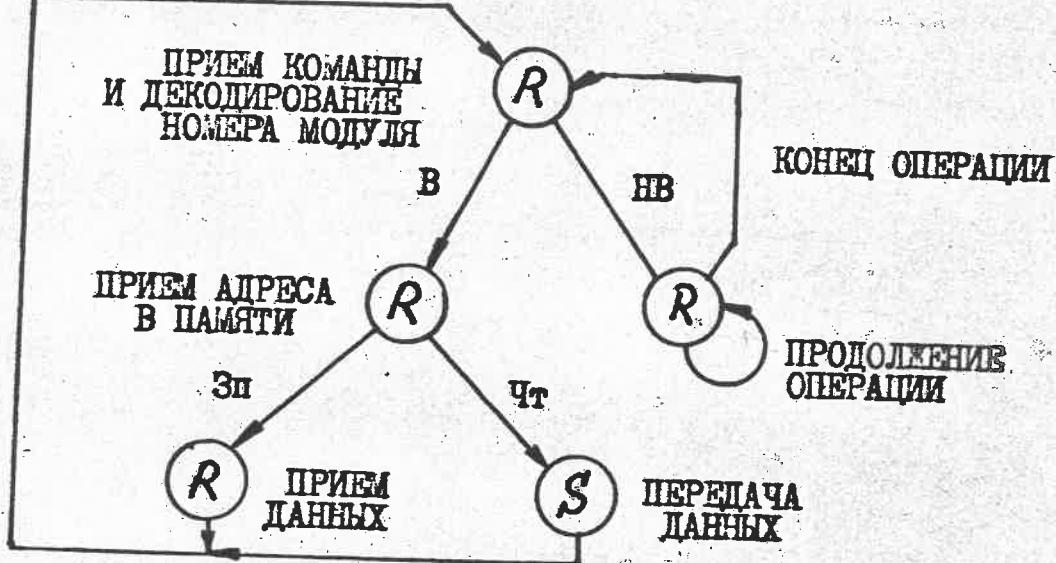
Сообщение или акт обмена ведущего и ведомого состоит из трех циклов:

1. Передача кода операции и номера ведомого модуля.
2. Передача адреса ячейки ЗУ ведомого.
3. Передача данных.

В первом цикле все абоненты – потенциальные ведомые – ведут себя активным образом – принимают и декодируют номер требуемого ведущим ведомого собеседника. После декодирования каждому модулю становится ясно, в каком режиме он будет продолжать участвовать во взаимодействии: режим "выбран" (В) или режим "невыбран" (НВ) – в зависимости от полученного номера устройства. Если модуль оказывается выбран, то он продолжает активно участвовать в акте обмена – выполнять требуемую операцию, в противном случае он становится пассивным приемником информации, участвующим в формировании квитанций приеме, но при этом фактически игнорирующим принятые данные.

Для получения структуры ведомого используем прежний принцип декомпозиции на управляющую и операционную части (рис.П.5.9,б). Последняя включает в себя:

- блок управления приемом, которому соответствует управляющая переменная  $R$ ,
- декодер кода операции и номера ведомого – переменная  $D$ ,
- буфер адреса – переменная  $B$ ,
- запоминающее устройство – переменная  $M$ ,
- блок управления передачей – переменная  $S'$ .



Условия переходов:  
В - выбран, НВ - не выбран,  
Зп - запись, Чт - чтение



**Обозначения:**  
КОП - код операции: Чт/Зп,  
ШД - шина данных Тримосбас.

Рис.П.5.9

- блок установки данных на шину - переменная  $C$ .

Два последних блока объединены в схему управления передачей информации в режиме источника и обозначаются общей переменной  $S$ .

Рассмотрим режимы работы ведомого.

### I. "Невыбран".

Диаграмма переходов этого режима показана на рис.П.5.10, а. Из нее видно, что в режиме "невыбран" функционируют только декодер и блок управления приемом. Использованы дополнительные переменные:  $C$  - для контроля числа циклов передачи по шине данных в режиме "невыбран",  $P$  - переменная для обеспечения связности всех переменных структуры.

Из диаграммы легко получаются функции переходов указанных переменных:  $R^{0-1} = \bar{D}\bar{P}vC_P; R^{1-0} = D\bar{P}v\bar{C}P; D^{0-1} = RC\bar{P}; D^{1-0} = \bar{R}C\bar{P}$ ;  $C^{0-1} = D_P; C^{1-0} = \bar{D}_P; P^{0-1} = \bar{R}DC \cdot HB v R\bar{D}C; P^{1-0} = \bar{R}\bar{D}vRD$

### 2. "Выбран".

В данном режиме функционируют: блок управления приемом, декодер, буфер адреса, ЗУ, схема управления передачей. Диаграмма переходов показана на рис.П.5.10, б (Пунктиром сокращенно изображены все траектории процесса, соответствующие параллельному сбросу переменных  $D, B, M, \Gamma$ ).  $\Gamma$  - дополнительная переменная. Из диаграммы получается функции переходов всех переменных структур:

$$\begin{aligned} R^{0-1} &= \bar{D}\bar{M}\bar{S}v\bar{B}\bar{M}\bar{S}\bar{F}v\bar{B}\bar{M}\bar{S}\Gamma; R^{1-0} = D\bar{B}\bar{\Gamma}vD\bar{B}\Gamma v M; \\ D^{0-1} &= R\bar{M}; D^{1-0} = S v M\bar{B}; B^{0-1} = R\bar{M}\Gamma; B^{1-0} = S v M; \\ M^{0-1} &= \bar{B}R\bar{F}v\bar{B}\bar{S}\cdot\Gamma\cdot\text{ЧТ}; M^{1-0} = \bar{R}\bar{D}v\bar{R}\bar{S}; S^{0-1} = \bar{R}M\Gamma; \\ S^{1-0} &= \bar{D}\bar{B}\bar{M}\bar{F}; \Gamma^{0-1} = \bar{R}D\bar{B}\bar{M}\bar{S}\cdot B; \Gamma^{1-0} = S v \bar{R}\bar{B}\bar{M}\cdot Z_p. \end{aligned} \quad (4.1)$$

Поскольку блоки, соответствующие переменным  $R$  и  $D$  функционируют в обоих режимах, необходимо скорректировать функции переходов этих переменных; таким образом, они имеют вид:

$$\begin{aligned} R^{0-1} &= \bar{D}\bar{M}\bar{S}Pv\bar{B}\bar{M}\bar{S}\bar{F}v\bar{B}\bar{M}\bar{S}\Gamma v CP; R^{1-0} = D\bar{B}\bar{\Gamma}PvD\bar{B}\Gamma v M v \bar{C}P; \\ D^{0-1} &= R\bar{M}\bar{C}\bar{P}; D^{1-0} = S v M\bar{B}v\bar{R}CP. \end{aligned}$$

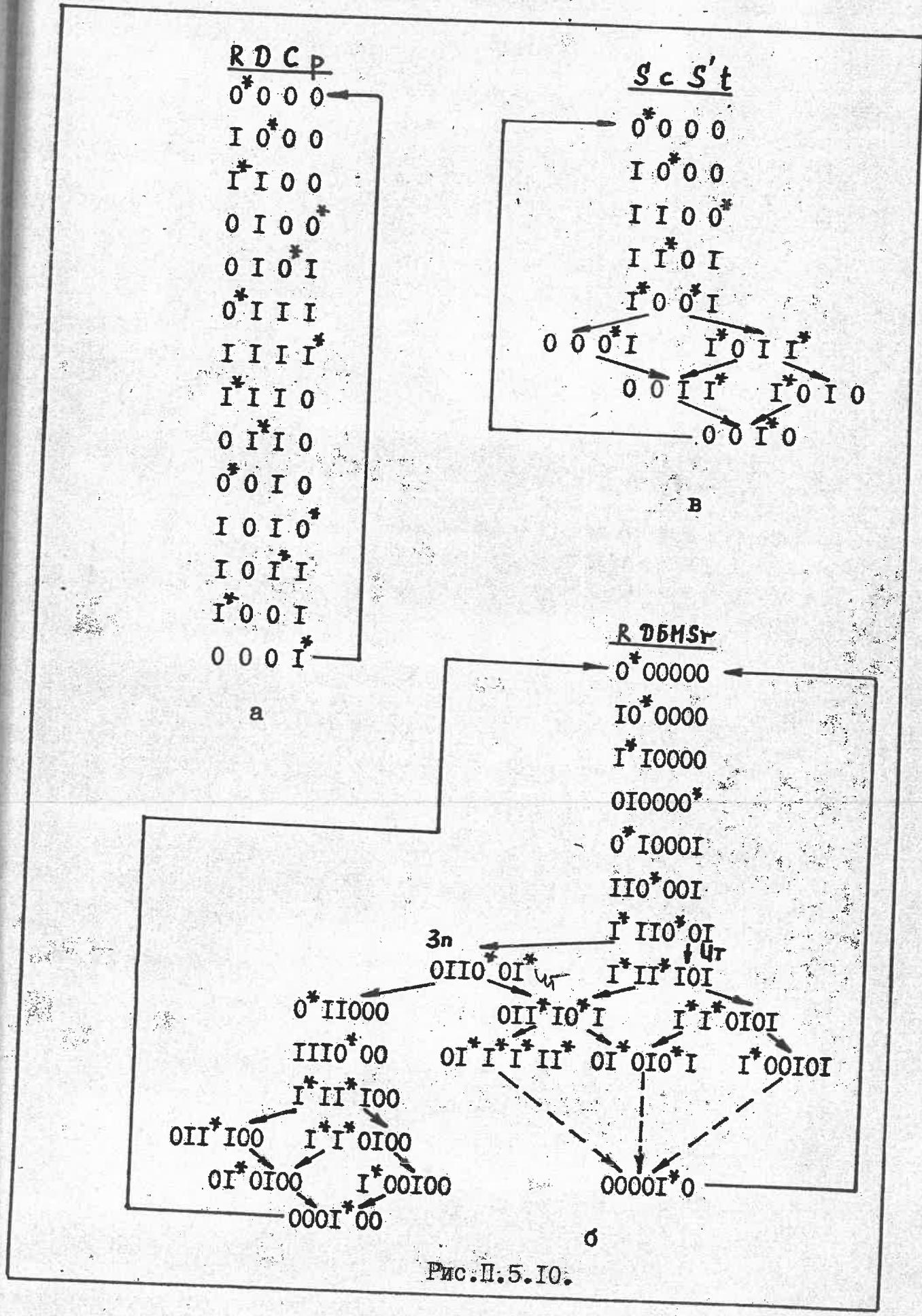


Рис. II.5.10.

Необходимость выделения в схеме управления передачей блоков собственно управления передачей (см.П.5.2) и установки данных на шину состоит в следующем. Сигнал ДВ выдается тогда, когда данные установлены на ШД. При этом ввиду наличия запоминающего свойства линий ШД, блок установки данных на ШД должен совершить полный цикл отработки (олжна установиться и сброситься переменная  $C$ ), и лишь после этого происходит установка  $S^1$  - запуск блока управления передачей, который, в свою очередь, формирует сигнал ДВ.

Сказанное выше иллюстрирует диаграмма переходов процесса управления передачей данных (рис.П.5.10,в).  $t$  - дополнительная переменная. Функции переходов имеют следующий вид:

$$\begin{aligned} S^{0-1} &= \bar{S}^1 \bar{t}; S^{1-0} = S^1 v \bar{c} t; C^{0-1} = \bar{S} \bar{S}^1 \bar{t}; C^{1-0} = t; \\ S'^{0-1} &= \bar{c} t; S'^{1-0} = \bar{s} \bar{t}; t^{0-1} = c; t^{1-0} = s^1. \end{aligned} \quad (4.2)$$

Заметим, что теперь необходимо осуществить композицию двух структур, поскольку они связаны через переменную  $S$ . Для выполнения композиции пары совершенных реализаций апериодических структур в одну апериодическую структуру воспользуемся модифицированной для случая совершенной реализации теоремой Маллера [13]. Таким образом, осуществляя в (4.1) подстановку: вместо  $S$  подставляется  $S^1 v \bar{c} t$ , а вместо  $\bar{S}$  -  $\bar{S}^1 \bar{t}$ , получаем следующую систему функций переходов:

$$\begin{aligned} R^{0-1} &= \bar{D} \bar{M} \bar{S}^1 \bar{t} \bar{p} v \bar{B} \bar{M} \bar{S}^1 \bar{t} \bar{r} v \bar{B} \bar{M} \bar{S}^1 \bar{t} v \bar{C} p; R^{1-0} = D \bar{B} \bar{r} \bar{p} v D \bar{B} r v M v \bar{C} p; \\ D^{0-1} &= R \bar{M} \bar{C} p; D^{1-0} = S^1 v \bar{c} t v M \bar{B} v R \bar{C} p; B^{0-1} = R \bar{M} r; B^{1-0} = S^1 v \bar{c} t v M; \\ M^{0-1} &= \bar{B} \bar{R} \bar{r} v \bar{B} \bar{B}^1 \bar{t} r \cdot 4t; M^{1-0} = \bar{R} \bar{D} v \bar{R} S^1 v \bar{R} \bar{c} t; \\ R^{0-1} &= \bar{R} D \bar{B} \bar{M} \bar{S}^1 \bar{t} \cdot B; R^{1-0} = S^1 v \bar{c} t v \bar{R} \bar{B} \bar{M} \cdot 3p; \\ S^{0-1} &= \bar{R} M r; S^{1-0} = D \bar{B} \bar{M} \bar{r}. \end{aligned} \quad (4.3)$$

Если теперь обозначить часть структуры, заданную уравнениями (4.3), через  $A$ , а часть структуры, заданную (4.2), через  $B$ , то работа всей структуры в целом в режиме "выбран" происходит так:

1. Сначала функционирует подструктура A до тех пор, пока не произойдет переход  $S^{0-1}$ .
2. В воспринимает переход  $S^{0-1}$  и работает до тех пор, пока не будет сформировано условие  $S^1 \vee \bar{C} t = 1$ .
3. A воспринимает условие из п.2 как завершение установки  $S$  в I, и работает до тех пор, пока не произойдет переход  $S^{1-0}$ .
4. В, восприняв сброс  $S^{1-0}$ , формирует условие  $\bar{S}^1 t = 1$ .
5. Переход к п.1.

Приведенный пример протокола позволяет, таким образом, говорить о возможностях интерфейса ТРИМОСБАС для организации межмодульного взаимодействия. Весьма невысокое быстродействие при выполнении основных операций чтения и записи данных в ЗУ ведомого модуля объясняется последовательной передачей адресов и данных по одной информационнойшине.