2. ФОРМАЛИЗАЦИЯ ПОВЕДЕНИЯ ВЗАИМОДЕЙСТВУЮЩИХ ОБЪЕКТОВ И ПРОТОКОЛОВ АСИНХРОННОГО ОБМЕНА ИНФОРМАЦИЕЙ

2.1. Понятие асинхронной системы переходов

Анализ требований, предъявляемых к формальной модели взаимодействия объектов, позволяет говорить о необходимости введения такого формального аппарата, который обладал бы следующими основными свойствами.

Во-первых, данный формализм должен быть мета-моделью, что предполагает:

а) достаточно высокую ступень абстракции описания и определение понятия протокола взаимодействия объектов в терминах данного аппарата;

б) единство языка описания системы взаимодействующих объектов, т.е как протокола, так и самих объектов со всей их внутренней структурой;

в) обеспечение в зависимости от уровня задачи (спецификация, анализ, реализация), а также требуемого уровня детализации описания путем механизма модельной и семантической интерпретации переходить к другим, частным моделям поведения объектов системы.

Во-вторых, указанный формализм должен хорошо отражать динамику поведения взаимодействующих объектов (описывать координацию воздействий верхнего уровня и других участников взаимодействия), обеспечить формулировку основных свойств корректного поведения для целей анализа модели, а также отражать свойства, присущие реализации системы, а именно: учитывать независимость от скорости протекания процессов или возникновения событий в реальной системе.

Как будет далее показано, формальный аппарат, основанный на концепции асинхронного процесса [3,47,48] в достаточной мере обладает вышеперечисленными свойствами.

Наиболее общей моделью поведения системы объектов может служить асинхронная система переходов, основанная на формализме, введенном Келлером в [94].

Определение 2.I.I. Асинхронной системой переходов (АСП) T назовем пару $\langle S, F \rangle$, где

S – непустое множество ситуаций,

F – бинарное отношение на множестве S $(F \subseteq S \times S)$, называемое множеством переходов.

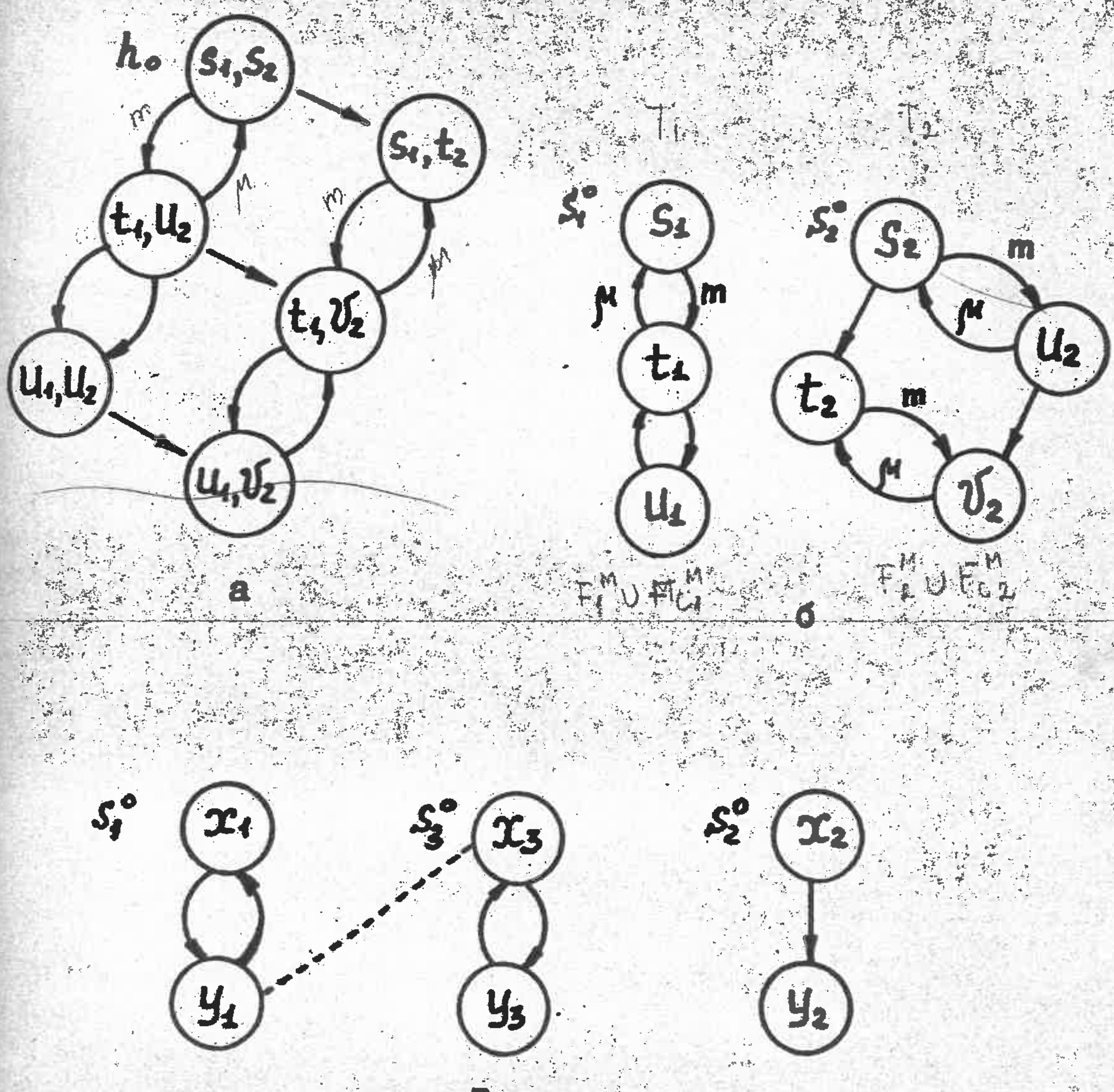
Прокомментируем определение. Если s и s' – ситуации из S такие, что sFs', то это означает, что ситуация s' непосредственно следует за ситуацией s; в этом смысле переход является неделимым. Очевидно, что система с параллелизмом в действиях допускает недетерминированность перехода из ситуации s, т.е. отношение F может быть не функциональным. Каждая из ситуаций $s' \mid sFs'$ представляет результат одного из возможных действий, которые одновременно могут происходить в ситуации s. (Здесь намеренно не усложняется конструкция и понятие одновременности будем считать определенным.) Например АСП, у которой $S=\{s_1, s_2, s_3, s_4\}$ и $F=\{(s_1,s_2),(s_1,s_3),(s_1,s_4),(s_2,s_4),(s_3,s_4)\}$, показана на рис.2.I,а. В определении АСП намеренно не оговаривается время перехода из s в s'; оно может быть произвольным, но конечным.

Расширим отношение непосредственного следования F до отношения следования F^*, которое определим как транзитивное замыкание отношения F. Таким образом, если отношение F определяет для s и s' непосредственную достижимость s' из s, то отношение F^* – достижимость, т.е. существование последовательности переходов из s в s'. Существование некоторой конечной последовательности переходов будем обозначать $sF^n s'$.

Определение 2.I.2. Асинхронную систему переходов $T=\langle S,F \rangle$

а б

Рис. 2.I.



а б

в

Рис. 2.2.

будем называть:

а) сходящейся, если для любых ситуаций $s, s', s'' \in S$ из того, что sF^*s' и sF^*s'' следует, что существует ситуация $s''' \in S$ такая, что $s'F^*s'''$ и $s''F^*s'''$; а sF^*s'''

б) локально сходящейся, если для любых ситуаций $s, s', s'' \in S$ из того, что sFs', sFs'' и $s' \neq s''$ следует, что найдется ситуация $s''' \in S$ такая, что $s'Fs'''$ и $s''Fs'''$.

Свойство сходимости указывает на то, что для любой пары ситуаций, достижимых из одной ситуации, существует общая ситуация, достижимая из указанных ситуаций. Свойство сходимости иногда именуется свойством Чёрча-Россера [94]. Классическая важность свойства Чёрча-Россера состоит в иллюстрации следующего факта. Если из данного состояния достижимо некоторое "неизбежное состояние" (некий "летальный исход"), т.е. состояние, в котором никакие действия не выполнимы, то такое состояние уникально.

Замечание. Ввиду асинхронности модели будем считать отношения F и F^* рефлексивными, однако, в целях экономии описания специально не будем явным образом указывать sFs и sF^*s, т.е. исключим "петли" в орграфе АСП.

Действия, которые соответствуют переходам АСП, могут представляться именами. Пусть A - множество (имен) действий. Введем в рассмотрение отношение $N \subseteq F \times A$, представляющее собой разметку или присвоение имен переходам АСП. Такая разметка конкретизирует модель с учетом знания тех действий, которые являются мотивами соответствующих переходов. Вообще говоря, отношение N может быть нефункциональным.

Определение 2.1.3. Асинхронной системой переходов по действиям (АСПД) будем называть четверку: $\langle S, F, A, N \rangle$, где $\langle S, F \rangle$ - АСП, A - множество действий, N - частичная функция на $F \subseteq S \times S$, $S \times S \xrightarrow{N} A$. Иными словами, $sF(a)s'$ означает, что пере-

$s\,N(a$

ход из s в s' осуществляется всегда по действию $a \in A$ и только по нему.

На рис.2.1,б изображена АСПД, полученная присвоением имен действий переходам АСП из предыдущего примера.

Весьма важным для описания свойств АСПД оказывается вид функции N, т.е. то, каким образом осуществлена разметка. Если обозначить через A^* множество всех конечных последовательностей действий, то понятие перехода по действию a, может быть расширено до перехода по последовательности действий $\alpha \in A^*$. Таким образом, $s F(\alpha) s'$ означает, что существует $\alpha \in A^*$, $\alpha = a_1, a_2, \ldots, a_n$ такая, что $s F(a_1) s_1$, $s_1 F(a_2) s_2, \ldots, s_{n-1} F(a_n) s'$, и в этом случае мы говорим, что s' достижима из s. Заметим, что в примере для пары (s_1, s_4) выполняются оба отношения $F(a)$ и $F(\alpha)$: $s_1 F(a_3) s_4$, $s_1 F(a_1, a_2) s_4$.

Следующее определение показывает, какие структурные ограничения может накладывать функция N на АСПД.

<u>Определение 2.1.4.</u> Асинхронную систему переходов по действиям $\langle S, F, A, N \rangle$ будем называть:

а) <u>определенной</u>, если для любых ситуаций $s, s', s'' \in S$ и для любого действия $a \in A$ из того, что $s F(a) s'$ и $s F(a) s''$ следует совпадение s' и s'' $(s' = s'')$;

б) <u>коммутативной</u>, если для любой ситуации $s \in S$ и для любых $a, b \in A$ из того, что существуют последовательности переходов $F(ab)$ и $F(ba)$ из s, то найдется ситуация s', такая что $s F(ab) s'$ и $s F(ba) s'$;

в) <u>устойчивой</u>, если для любой ситуации $s \in S$ и для любой пары несовпадающих действий $a, b \in A$ из того, что существуют переходы $F(a)$ и $F(b)$ из s, следует, что существует последовательность $F(ab)$, начинающаяся в s.

Свойство определенности указывает на функциональность отношения перехода по действию, т.е. с учетом функции N можно говорить о функции перехода по действию $\delta : S \times A \to S$.

Свойство коммутативности указывает на то, что если для некоторой ситуации найдутся две различных последовательности переходов, определенных перестановкой пары соответствующих действий, то существует ситуация, в которой окажется система вне зависимости от порядка выполнения этих действий.

Свойство устойчивости указывает на то, что осуществление одного действия не устраняет возможности выполнения другого действия.

Легко видеть, что все свойства, перечисленные в определениях 2.2 и 2.4. кроме сходимости являются локальными, т.к. каждое из них определено для ситуаций, относящихся к парам переходов или выполняемых действий. Во многих случаях на практике локальные свойства удобны для анализа (например, анализа полумодулярности асинхронной логической схемы [55]).

Как показано в работе [94] система является сходящейся (локально сходящейся), если она определенная, коммутативная и устойчивая. Теорема о достаточных условиях сходимости является обобщением доказанного в [39] факта независимости от скорости полумодулярных схем.

<u>Определение 2.1.5.</u> Пусть заданы две АСПД с общим множеством действий: $T_1 = \langle S_1, F_1, A, N_1 \rangle$, $T_2 = \langle S_2, F_2, A, N_2 \rangle$ Композицией АСПД T_1 и АСПД T_2 будем называть АСПД $T = \langle S, F, A, N \rangle$, где $S \subseteq S_1 \times S_2$, причем для любой пары $(s, s'), (s'', s''') \in S_1 \times S_2$ и для любого действия $a \in A$, $(s, s') F(a) (s'', s''')$ тогда и только тогда, когда одновременно $s F_1(a) s''$ и $s' F_2(a) s'''$.

Ясно, что для любой последовательности действий $\alpha \in A^*$ $(s, s') F(\alpha) (s'', s''')$ тогда и только тогда, когда одновременно $s F_1(\alpha) s''$ и $s' F_2(\alpha) s'''$.

Замечание. В определении намеренно не оговаривается требование различия пар (s, s'') и (s', s'''), что подчеркивает рефлексивность отношения перехода для АСП.

Таким образом, композиция задается на декартовом произведении множеств ситуаций, переходы между ситуациями композиции могут быть вызваны как переходами из одной ситуации в другую, отличную от первой, в каждой из компонент, так и совместными переходами в обеих компонентах.

2.2. Модели структур взаимодействия на основе АСП

В качестве примера использования концепции АСП рассмотрим модели описания поведения в структуре непосредственного взаимодействия объектов вычислительной системы. Каждый из объектов описывается как АСП. Для простоты ограничимся анализом поведения пары объектов.

Заметим, что уровень независимости (или, наоборот, связанности) переходов обеих АСП определяется расстановкой имен действий на переходы каждой из АСП. Содержательно, действия, общие для обеих полученных АСПД, могут интерпретироваться как сообщения одного объекта - участника другому - своему партнеру. При этом будем считать, что сообщения не буферируются, так как рассматривается структура протокола непосредственного взаимодействия. Путем введения принципа одновременности переходов, отмеченных в разных АСПД одним и тем же действием, удается описать согласованное взаимодействие объектов. Ниже определены три конструкции на основе АСП. Подобные структуры были применены в [80] для установления связи между различными типами синхропримитивов для параллельных программ.

Глобальное поведение пары взаимодействующих объектов определяется через АСП следующим образом.

<u>Определение 2.2.I.</u> Глобальным поведением пары АСПД T_1 и T_2 будем называть пятерку вида: $B=\langle S_1^B, S_2^B, H^B, h_0, F\rangle$, где

S_1^B и S_2^B – множества ситуаций T_1 и T_2 соответственно;

$H^B \subseteq S_1^B \times S_2^B$ – множество глобальных ситуаций;

$h_0 \in H^B$ – отмеченная начальная ситуация;

$F \subseteq H^B \times H^B$ – отношение непосредственного следования или множество глобальных переходов.

Кроме того, потребуем, чтобы $H^B=\{h \mid (h_0,h)\in F^*\}$, F^* – рефлексивное, транзитивное замыкание отношения F, т.е. в H^B остаются только те пары из $S_1^B \times S_2^B$, которые достижимы из начальной ситуации (ядро связности) – в этом состоит основное отличие глобального поведения от композиции (см.определение 2.I.5).

<u>Пример 2.2.I.</u> Пусть $S_1^B=\{s_1,t_1,u_1\}$, $S_2^B=\{s_2,t_2,u_2,v_2\}$. Отношения H^B, h_0, F заданы орграфом (рис.2.2,а). (s_1,s_2) – начальная ситуация.

Заметим, что глобальное поведение не отражает в явном виде механизма соответствия переходов действиям.

Для описания пары локальных взаимодействующих объектов определим модель пары АСПД с синхронизированными переходами, т.е. переходами, отмеченными сообщениями от одного объекта к другому.

<u>Определение 2.2.2.</u> Моделью пары АСПД с синхронизированными переходами (МСП) будем называть систему вида:

$$M=\langle S_1^M, S_2^M, s_1^0, s_2^0, A, F_1^M, F_2^M, Fc_1^M, Fc_2^M\rangle,$$ $F_1^M \cup Fc_1^M = F_1$

в которой: S_1^M, S_2^M – множества ситуаций T_1 и T_2 соответственно;

$s_1^0\in S_1^M, s_2^0\in S_2^M$ – начальные ситуации;

$F_i^M \subseteq S_i^M \times S_i^M$ – множества частных переходов в T_i $(i=1,2)$;

A – множество сообщений;

$Fc_i^M \subseteq S_i^M \times S_i^M \times A$ – общие (синхронизированные) переходы.

Таким образом можно заметить, что в АСПД T_1 и T_2 действиями отмечены не все переходы, а только те, которые имеют прямое отношение к процедуре обмена сообщениями. Правило согласования T_1 и T_2 : каждая из систем T_i выполняет частные переходы самостоятельно, независимо от ситуации партнера, а переходы, отмеченные символом одного сообщения, осуществляются совместно.

Глобальное поведение такой модели выражается следующим образом: $S_i^B = S_i^M$, $h_0 = (s_1^0, s_2^0)$, $H^B = \{h \mid (h_0, h) \in \bar{F}^*\}$, где
$\bar{F} = \{((s_1,s_2),(s_1',s_2)) \mid (s_1,s_1') \in F_1^M\} \cup \{((s_1,s_2),(s_1,s_2')) \mid (s_2,s_2') \in F_2^M\} \cup$
$\{((s_1,s_2),(s_1',s_2')) \mid (\exists m \in A, (s_1,s_1',m) \in Fc_1^M, (s_2,s_2',m) \in Fc_2^M)\}$;
$s_i, s_i' \in S_i^M \ (i=1,2)$; $F = \{(h,h') \mid h, h' \in H^B, (h,h') \in \bar{F}\}$.

Пример 2.2.2. Пусть $S_1^M = \{s_1, t_1, u_1\}$, $S_2^M = \{s_2, t_2, u_2, v_2\}$, $A = \{m, \mu\}$. Орграфы, задающие отношения в МСП, изображены на рис.2.2.6. Соответствующее глобальное поведение такой модели показано в примере 2.2.I.

Как выше было отмечено, описание локальных объектов в виде АСП могут содержать не только переходы, связанные с приемом и передачей сообщения, но и внутренние, частные переходы. Оказывается, взаимодействие пары объектов можно описывать еще одной конструкцией, называемой моделью с общей системой переходов, в которой осуществлена декомпозиция АСП на подсистему, задающую чисто внутреннее поведение объекта и подсистему, непосредственно реализующую взаимодействие с партнером. Последняя фактически представляет межобъектный процесс, а содержательно может задавать протокол взаимодействия двух объектов. Такая интерпретация хорошо согласутеся с понятием протокола как системы правил, координирующих упорядоченное взаимодействие объектов.

Определение 2.2.3. Моделью пары АСП T_1 и T_2 с общей подсистемой - межобъектным процессом - T_3 (МОП) будем называть систему вида: $P = \langle S_1^P, S_2^P, S_3^P, s_1^0, s_2^0, s_3^0, V_1^P, V_2^P, F_1^P, F_2^P, F_3^P \rangle$, где

S_1^P, S_2^P - множества ситуаций частных подсистем T_1 и T_2 ;

S_3^P - множество ситуаций межобъектной подсистемы;

s_1^0, s_2^0, s_3^0 – начальные ситуации $(s_1^0 \in S_1^P, s_2^0 \in S_2^P, s_3^0 \in S_3^P)$;

$F_i^P \subseteq S_i^P \times S_i^P$ – отношения непосредственного следования на каждом из множеств S_i^P $(i = 1,2,3)$;

$V_i^P \subseteq S_i^P \times S_3^P$ – множества допустимых ситуаций каждой из АСП, причем необходимо, чтобы $(s_i^0, s_3^0) \in V_i^P$ $(i = 1,2)$.

Заметим, что ситуации каждой из систем T_1 и T_2 получаются с помощью декартова произведения частного и общего множеств ситуаций. Однако, возможно введение ограничений на некоторые пары ситуаций путем их запрещения.

Глобальное поведение такой модели следующее:

$S_i^B = V_i^P$ $(i = 1,2)$; $\bar{H}^B = \{((s_1, s_3),(s_2, s_3)) \mid (s_i, s_3) \in V_i^P \ (i = 1,2)\}$

(множество возможных ситуаций $\bar{H}^B$ состоит из всех пар ситуаций из V_i^P , которые имеют одинаковую общую компоненту);

все возможные переходы $\bar{F} \subseteq \bar{H}^B \times \bar{H}^B$ задаются через

$$\bar{F} = \{(((s_1, s_3),(s_2, s_3)),((s_1', s_3'),(s_2', s_3'))) \mid (s_1, s_1') \in F_1^P, s_2 = s_2', s_3 = s_3' \vee s_1 = s_1', (s_2, s_2') \in F_2^P, s_3 = s_3' \vee s_1 = s_1', s_2 = s_2', (s_3, s_3') \in F_3^P\}$$

таким образом,

$$h_0 = ((s_1^0, s_3^0),(s_2^0, s_3^0)), \ H^B = \{h \mid (h_0, h) \in \bar{F}^*\},$$

$$F = \{(h, h') \mid h, h' \in H^B \wedge (h, h') \in \bar{F}\}$$

Пример 2.2.3. Пусть $S_i^P = \{x_i, y_i\}$, $i = 1,2,3$. МОП изображена с помощью орграфов соответствующих подсистем на рис.2.2,в. Пунктирная линия, соединяющая y_1 и x_3, означает, что пара $(y_1, x_3) \in S_1^P \times S_3^P$ является запрещенной и не входит в V_1^P. Первая АСП имеет три допустимых ситуации: $V_1^P = \{(x_1, x_3),(x_1, y_3),(y_1, y_3)\}$ Вторая АСП имеет четыре допустимых ситуации: $V_2^P = \{(x_2, x_3), (x_2, y_3),(y_2, x_3),(y_2, y_3)\}$.

Глобальное поведение данной модели представлено в примере 2.2.I. Существует взаимно-однозначное отображение:

$(x_1, x_3) \leftrightarrow s_1, (x_1, y_3) \leftrightarrow t_1, (y_1, y_3) \leftrightarrow u_1$ – для T_1 .

$(x_2, x_3) \leftrightarrow s_2, (x_2, y_3) \leftrightarrow u_2, (y_2, x_3) \leftrightarrow t_2, (y_2, y_3) \leftrightarrow v_2$ – для T_2 .

Определим отношение покрытия для глобального поведения. Пусть имеется пара поведений: $B'=\langle S_1^B, S_2^B, H^{B'}, h_0, F'\rangle$ и $B''=\langle S_1^B, S_2^B, H^{B''}, h_0, F''\rangle$, заданных на идентичных S_1^B, S_2^B, h_0. Будем говорить, что $B'\subseteq B''$, т.е. B'' покрывает B' ($B'\subset B''$, т.е. B'' строго покрывает B'), тогда и только тогда, когда $H^{B'}\subseteq H^{B''}$ и $F'\subseteq F''$ ($H^{B'}\subset H^{B''}$ или $F'\subset F''$).

Рассмотрим теперь взаимосвязь трех введенных конструкций. Такая взаимосвязь может содержательно интерпретироваться рядом задач, связанных с анализом, синтезом и реализацией протокола. Во-первых, в зависимости от того, какой подход (см.раздел I.2.) выбирается разработчиком при синтезе описания взаимодействия объектов, можно считать исходным задание либо в виде МСП, либо в виде МОП. В конечном счете анализ такого описания на корректность необходимо производить в рамках глобального поведения. После осуществления анализа возможна коррекция глобального поведения, а затем переход к первоначальной модели в виде пары АСП или, учитывая возможную перестройку взглядов разработчика, к другой модели пары АСП. При этом переход к МСП может быть связан с реализацией каждой АСП в виде локального участника взаимодействия. Переход к МОП может быть с целью коррекции или реализации межобъектного процесса в каждом из локальных участников.

Оказывается, что обратный переход от глобального поведения к МСП всегда сохраняет глобальное поведение, а к МОП - не всегда. Справедливы следующие утверждения:

<u>Утверждение 2.2.I.</u> Если задана модель: МСП (МОП), то для такой модели всегда существует минимальное глобальное поведение (не существует такого B', которое является поведением МСП (МОП) и $B'\subset B$). Доказательство этого факта следует из процедур построения глобального поведения для МСП (МОП).

<u>Утверждение 2.2.2.</u> Если задано глобальное поведение B ,

то всегда можно построить МСП, имеющую в точности такое поведение.

Это легко показать. Пусть задано поведение $B=\langle S_1^B, S_2^B, H^B, h_0, F\rangle$. Можно построить МСП вида: $M=\langle S_1^M, S_2^M, s_1^0, s_2^0, A, F_1^M, F_2^M, Fc_1^M, Fc_2^M\rangle$, где: $S_i^M=S_i^B\ (i=1,2)$, $s_i^0=h_i^0\ (i=1,2)$, $h_0=(h_1^0, h_2^0)$, A - любой алфавит сообщений, $F_i^M=\emptyset, i=1,2$, Fc_i^M получаются из F путем связи с каждым переходом $((s_1,s_2),(s_1',s_2'))$ из F пары переходов $(s_1,s_1',m)\in Fc_1^M$, $(s_2,s_2',m)\in Fc_2^M$ так, что для каждой пары переходов из Fc_i^M $m\in A$ различны. Очевидно, не обязательно должно выполняться неравенство $s_i\neq s_i'$. Действительно, в случае получения "рефлексивных" переходов s_iFs_i можно их исключить из модели и удалить соответствующее сообщение из множества A и с перехода, принадлежащего другой АСП, сделав тем самым этот переход частным для последней. Очевидно, что при таком построении полученная модель будет сохранять заданное поведение B.

Чтобы показать, каким образом по заданному глобальному поведению строится МСП, введем отношение частичного различия на множествах ситуаций S_1^B и S_2^B: $W_1\subseteq S_1^B\times S_2^B$, $W_2\subseteq S_2^B\times S_2^B$.

Будем говорить $(s_1,s_1')\in W_1$ тогда и только тогда, когда существуют $s_2,s_2'\in S_2^B$ такие, что $((s_1,s_2),(s_1',s_2'))\in F$ и $s_2\neq s_2'$. Аналогично определяется W_2.

Далее пусть $(H^B)^{*P}, W_1^{*P}, W_2^{*P}\subseteq(S_1^B\cup S_2^B)^2$ суть рефлексивные, симметричные и транзитивные замыкания отношений H^B, W_1, W_2: таким образом, они суть разбиения множества ситуаций на классы эквивалентности. Тогда справедливо следующее утверждение.

Утверждение 2.2.3. Необходимым условием существования МСП, обладающей заданным поведением B, является следующее:

$$(H^B)^{*P}\cap(W_1^{*P}\cup W_2^{*P})=I \qquad (2.2.1)$$

где I - отношение идентичности.

Докажем это. Пусть P - пара АСП с общей подсистемой и поведением B. Пусть также $s,s'\in S_1^P\cup S_2^P$ и $s_3,s_3'\in S_3^P$. Предположим, $h=((s,s_3),(s',s_3'))$ – элемент левой части (2.2.I), которая задает пересечение разбиений $(H^B)^{*P}$ и $(W_1^{*P}\cup W_2^{*P})$. Ситуации поведения, которые удовлетворяют отношению $(H^B)^{*P}$, соответствуют таким ситуациям h в модели P, у которых равны общие компоненты, т.е. $s_3=s_3'$. А ситуации, удовлетворяющие $(W_1^{*P}\cup W_2^{*P})$, соответствуют таким ситуациям h, у которых равны частные компоненты $s=s'$. Следовательно, при пересечении остаются только те ситуации h, у которых $s=s'$, $s_3=s_3'$ и поэтому $h\in I$, т.е. отношению идентичности.

Проиллюстрируем этот результат примером.

Пример 2.2.4. Построим отношения H^B, W_1, W_2 для глобального поведения из примера 2.2.I.

$$H^B=\{(s_1,s_2),(t_1,u_2),(s_1,t_2),(u_1,u_2),(t_1,v_2),(u_1,v_2)\},$$
$$W_1=\{(s_1,t_1),(t_1,s_1),(s_1,s_1),(t_1,t_1),(u_1,u_1)\},$$
$$W_2=\{(s_2,u_2),(u_2,s_2),(u_2,u_2),(t_2,v_2),(v_2,t_2),(v_2,v_2)\}.$$

Разбиение $(H^B)^{*P}$ дает такие классы эквивалентности:

$$\{s_1,s_2,t_2\},\ \{t_1,u_1,v_2,u_2\}$$

а разбиение $(W_1^{*P}\cup W_2^{*P})$ дает следующие классы:

$$\{s_1,t_1\},\{u_1\},\{s_2,u_2\},\{t_2,v_2\}$$

Отсюда видно, что соотношение (2.2.I) выполняется.

Можно показать, что если задано поведение $B=\langle S_1^B,S_2^B,H^B,h_0,F\rangle$, удовлетворяющее условию (2.2.I), то можно построить модель с общей подсистемой: $P=\langle S_1^P,S_2^P,S_3^P,s_1^0,s_2^0,s_3^0,V_1^P,V_2^P,F_1^P,F_2^P,F_3^P\rangle$, чье поведение $\bar{B}=\langle S_1^B,S_2^B,\bar{H}^B,h_0,\bar{F}\rangle$ покрывает заданное глобальное поведение B $(\bar{B}\supseteq B)$.

Действительно, ситуации из S_1^P и S_2^P соответствуют классам эквивалентности разбиения $(W_1^{*P}\cup W_2^{*P})$ на S_1^B и S_2^B соответственно, а ситуации из S_3^P – классам эквивалентности разбиения $(H^B)^{*P}$. В V_1^P и V_2^P мы помещаем все пары, чьи классы дают непустое пересечение. Т.К. пересечение содержит максимум один элемент (благодаря условию (2.2.I), то каждая пара из $V_1^P(V_2^P)$ соответствует в точности одной ситуации из $S_1^B(S_2^B)$ поведения B. Таким образом, множества ситуаций $\bar{S}_1^B = V_1^P$, $\bar{S}_2^B = V_2^P$ в поведении $\bar{B}$ модели P могут быть заменены множествами S_1^B и S_2^B в заданном поведении B .

Далее помещаем пару $(s_1^P, s_1'^P)$ в F_1^P тогда и только тогда, когда существует переход $((s_1^B, s_2^B), (s_1'^B, s_2^B))$ в F и $s_1^B = (s_1^P, s_3^P)$, $s_1'^B = (s_1'^P, s_3^P)$ для некоторых s_2^B и s_3^P . Аналогично строится отношение F_2^P. Помещаем пару $(s_3^P, s_3'^P)$ в F_3^P тогда и только тогда, когда существует переход $((s_1^B, s_2^B), (s_1'^B, s_2'^B)) \in F$, причем $s_1^B = (s_1^P, s_3^P)$, $s_1'^B = (s_1^P, s_3'^P)$, $s_2^B = (s_2^P, s_3^P)$, $s_2'^B = (s_2^P, s_3'^P)$, для некоторых s_1^P и s_2^P. Легко видеть по построению, что мы получаем: $H^B \subseteq \bar{H}^B$ и $F \subseteq \bar{F}$.

<u>Пример 2.2.5.</u> Используя вышеуказанную конструкцию, можно получить модель с общей подсистемой (пример 2.2.3) из глобального поведения (пример 2.2.I), назначив классам эквивалентности ситуации: $\{s_1, t_1\} \to x_1$; $\{u_1\} \to y_1$; $\{s_2, u_2\} \to x_2$; $\{t_2, v_2\} \to y_2$, $\{s_1, t_2, s_2\} \to x_3$; $\{t_1, u_1, u_2, v_2\} \to y_3$.

<u>Замечание.</u> В данном примере глобальное поведение двух моделей совпадает с заданным, что необязательно в общем случае. Можно показать, что при нефункциональном отношении разметки переходов действиями-сообщениями (одному переходу могут быть поставлены в соответствия сообщения от различных партнеров) нельзя, перейдя к модели с общей подсистемой, получить в точности заданное поведение. Дело в том, что в этом случае приходится один и тот же переход между ситуациями одной из систем относить как к смене частной компоненты, так и к смене общей, с тем, чтобы учесть все возможные действия в модели. Практический пример такого взаимо-

действия – арбитраж при захвате общей магистрали несколькими модулями; при этом переход магистрали из состояния "свободна" в состояние "занята" может происходить совместно с любым из переходов в состояниях модулей вида: "не владеет магистралью" – "захватил магистраль".

Между тем, пара АСП с общей подсистемой (МОП), построенная указанным способом, в определенном смысле является минимальной, что показывает следующее утверждение.

Утверждение 2.2.4. Задано B -поведение, удовлетворяющее условию (2.2.I). $\overline{B}$ – поведение МОП, построенной указанным способом. Тогда не существует МОП с поведением $\overline{B}'$ таким, что $B \subseteq \overline{B}' \subset \overline{B}$.

Это так, поскольку, если МОП с поведением $\overline{B}'$ существует, то ее множества ситуаций $S_1'^{P}$, $S_2'^{P}$, $S_3'^{P}$ должны быть получены указанным (утверждение 3) способом, а чтобы получить $\overline{B}' \subset \overline{B}$, мы должны иметь $\overline{H}'^{B} \subset \overline{H}^{B}$ или $\overline{F}' \subset \overline{F}$, однако, если мы удалим любой элемент из $\overline{H}^{B}$ или $\overline{F}$, то уже не получим МОП, чье поведение является покрытием B.

Таким образом, очевидно следующее.

Утверждение 2.2.5. Пусть задано поведение B, удовлетворяющее условию (2.2.I), и получено поведение $\overline{B}$ в результате построения МОП указанным выше способом. Тогда, если $\overline{B} = B$, то такое построение – процедура синтеза межобъектной подсистемы, если $\overline{B} \neq B$, то поведение не может быть реализовано данной моделью.

Пример 2.2.6. Пусть задана МСП на рис.2.3,а. Ее глобальное поведение изображено на рис.2.3,б. Проверим условие (2.2.I):

$$H^{B} = \{(s_1,s_2),(t_1,t_2),(u_1,s_2)\};\ W_1 = \{(s_1,t_1),(t_1,u_1)\};$$
$$W_2 = \{(s_2,t_2),(t_2,s_2),(s_2,s_2)\};\ (H^{B})^{*P}: \{s_1,s_2,u_1\},\{t_1,t_2\};$$
$$W_1^{*P}: \{s_1,t_1,u_1\};\quad W_2^{*P}: \{s_2,t_2\}.$$

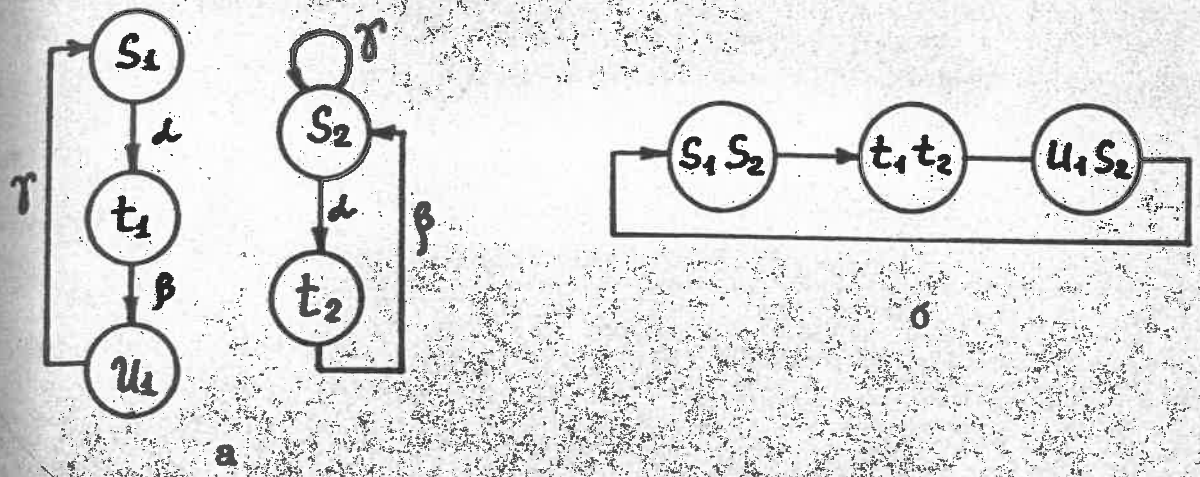

S₁
t₁
U₁
S₂
t₂
γ
α
β
S₁S₂
t₁t₂
U₁S₂
а
б

Рис. 2.3.

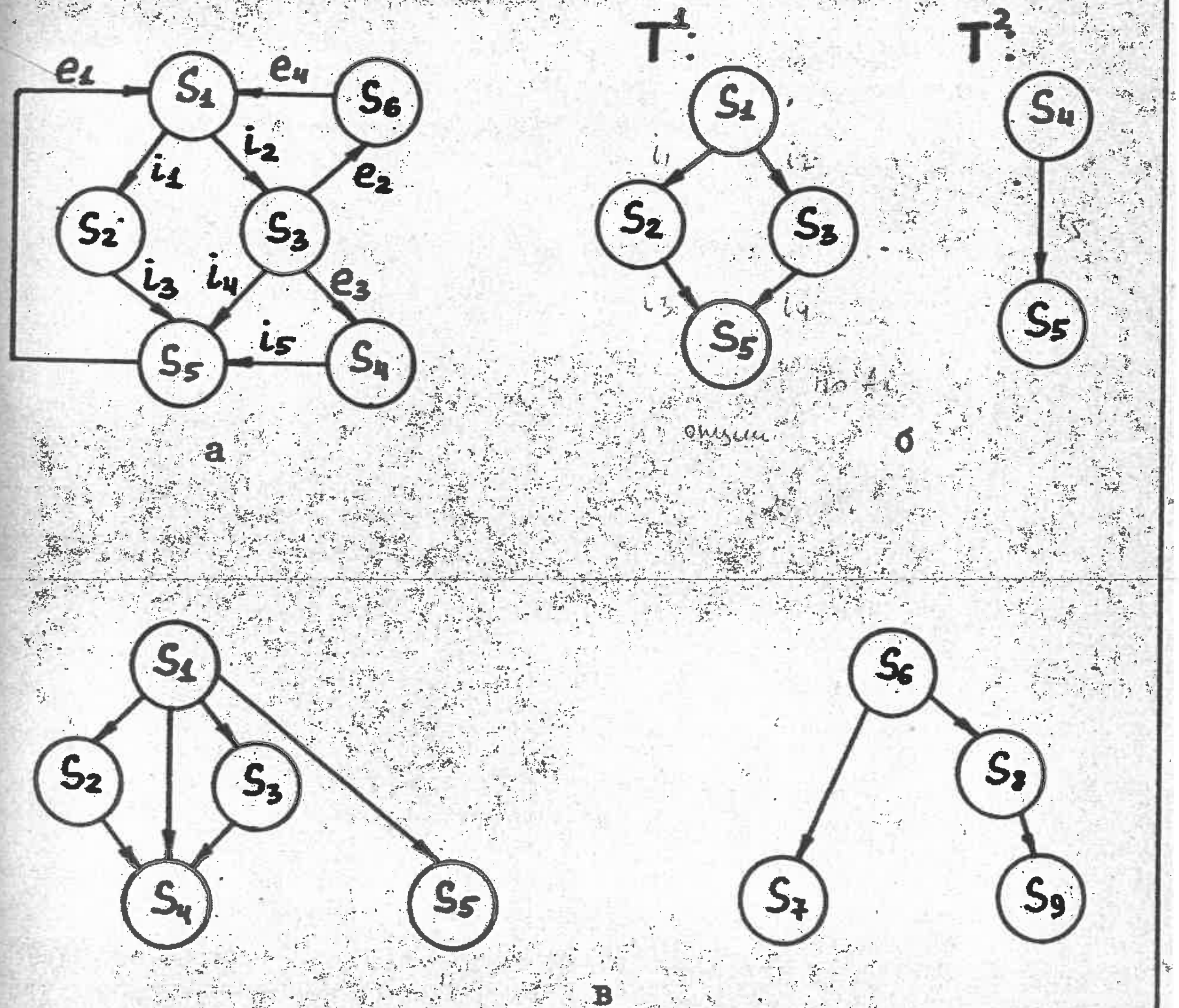

e₁
e₄
S₁
S₆
i₁
i₂
e₂
S₂
S₃
i₃
i₄
e₃
i₅
S₅
S₄
а
T¹:
T²:
S₁
S₂
S₃
S₅
S₄
S₅
б
S₁
S₂
S₃
S₄
S₅
S₆
S₈
S₇
S₉
в

Рис. 2.4.

Ясно, что условие (2.2.I) не выполняется.

Вообще говоря, можно сделать следующий вывод.

Утверждение 2.2.6. Если задана пара АСП T_1 и T_2 так, что они не содержат частных (внутренних) переходов, то условие (2.2.I) эквивалентно условию изоморфности данных АСП.

Данный результат позволяет, например, говорить об избыточности модели протокола, заданной парой локальных моделей участников, по сравнению с одним межобъектным процессом, при условии непосредственного взаимодействия (без учета канала связи).

Кроме того, есть основания предполагать, что при априорно известном безарбитражном поведении пары АСП, условие (2.2.I) является достаточным условием получения описания межобъектного процесса по заданному глобальному поведению систем.

Основной вывод из рассмотренного примера использования концепции АСП состоит в том, что данный формальный аппарат позволяет на достаточно абстрактном уровне отразить взаимосвязь двух основных подходов, применяемых при описании структур непосредственного взаимодействия объектов. Кроме того, в терминах АСП задается необходимое условие реализации межобъектного процесса, которое при определенных ограничениях на разметку переходов АСП сообщениями является и достаточным условием.

2.3. Понятие асинхронного процесса

Несмотря на большую привлекательность механизма АСП с точки зрения абстрактности описания, такая модель не позволяет отражать некоторые особенности реального взаимодействия объектов, реализация которого в данной работе ориентирована на аппаратные средства. Здесь имеется ввиду весьма неконкретное описание условий согласования схемных блоков при требованиях независимости от скорости их функционирования. Как правило, на практике необходимо явным образом фиксировать моменты завершения отдельных фаз работы объектов. Подобная фиксация требует введения дополнительных ограничений на допустимые переходы между ситуациями. Весьма полезным в этом смысле является формальный механизм, основанный на концепции асинхронного процесса [3,47]. Асинхронный процесс одновременно представляет конкретизацию АСП с точки зрения исходного задания системы взаимодействующих объектов и вместе с тем отражает реализацию такого описания с учетом требований физичности описываемых объектов.

Определение 2.3.I. Будем называть АСПД структурированной по переходам, если множество действий A разбито на два непересекающихся класса: A_i – внутренние мотивации и A_e – внешние мотивации.

Пример 2.3.I. На рис. 2.4 изображена АСПД, структурирования по переходам: $i_j \in A_i$, $e_k \in A_e$ $(j=1,\dots,5; k=1,\dots,4)$.

Рассмотрим максимально связанные по переходам из одного класса подсистемы, покрывающие всю АСПД. Предположим, что нам удалось получить представления АСП в виде множества подсистем вида $T^l=\langle S^l, F^l\rangle$, где F^l отмечены действиями из класса A_i. Множество подсистем (рис.2.4,б) образовано для АСПД из примера 2.3.I.

Будем называть подсистемы, образуемые переходами по внутренним мотивациям, опциями АСПД.

Определение 2.3.2. Асинхронным процессом (АП) назовем четверку $P=\langle S,F,I,R\rangle$, в которой $S=\{s_1,\dots,s_q\}$ – непустое конечное множество ситуаций,

F – отношение непосредственного следования, $F \subseteq S \times S$,

I – множество инициаторов-ситуаций, активизирующих процесс, $I \subset S$,

R – множество результантов-финальных ситуаций, $R \subset S$,

причем имеют место следующие ограничения: I) $I \cap R = \emptyset$;

2) для любых $i \in I$ и $s_k, s_\ell \in S$, если iFs_k и $s_k \notin I$, то из $s_k F s_\ell$ следует, что $s_\ell \notin I$; 3) для любых $r \in R$ и $s_k \in S$, если rFs_k, то $s_k \in R$.

<u>Определение 2.3.3.</u> Асинхроный процесс, для которого имеет место $I = R = \varnothing$, назовем автономным.

Прокомментируем только что введенное понятие.

Очевидно, что асинхронный процесс интерпретируется множеством опций асинхронной системы переходов. На переходы между ситуациями, принадлежащими указанным опциям, наложены определенные ограничения. Кроме того, некоторые ситуации отмечены как инициаторы и результанты. Как будет далее показано, выделенные в I и R ситуации являются точками "входа" в опцию и "выхода" из опции, причем вход может быть осуществлен только путем внешней мотивации, а выход - только путем внутренней мотивации.

Автономный асинхронный процесс можно интерпретировать как систему переходов, отмеченных только внутренними мотивациями.

Для асинхронного процесса определяются (аналогично определениям 2.I.2 и 2.I.4) понятия локальных свойств: локальная сходимость, определенность, коммутативность, устойчивость.

Важно подчеркнуть, что время перехода из ситуации s_i в ситуацию s_j, $(s_i, s_j) \in F$ заранее непредсказуемо. Оно может быть произвольным, но конечным.

<u>Пример 2.3.2.</u> Простейший АП задается изображенным на рис.2.4,в орграфом, в котором $S = \{s_1, \dots, s_9\}$; $I = \{s_1, s_6\}$; $R = \{s_4, s_5, s_7, s_{\cancel{8}}^{9}\}$; $F = \{(s_1, s_2), (s_1, s_3), (s_1, s_4), (s_1, s_5), (s_2, s_4), (s_3, s_4), (s_6, s_7), (s_6, s_8), (s_8, s_9)\}$.

s_9 - не относится к классу R и нарушает св-во 3

Работа реальной системы отражается переходами АП из ситуации в ситуацию. Пусть имеется последовательность (возможно бесконечная) ситуаций: $s(1)s(2) \dots s(i)s(i+1) \dots$, где $s(i)$ - элемент, стоящий на i -ом месте в последовательности. Для АП может быть составлена последовательность ситуаций, в которых для любого i – $s(i) F s(i+1)$, и таких, что ни одна из последовательностей не является частью другой. Все такие последовательности называются допустимыми. Каждая допустимая последовательность описывает возможный ход процесса смены ситуаций (траекторию АП) и соответствует реализации АП. Наличие траектории между ситуациями АП s_i и s_j может быть описано отношением F^* (отношение достижимости).

Важнейшим требованием к параллельным системам и протоколам является живость и (или) отсутствие тупиковых ситуаций-дедлоков [99]. Это требование может быть истолковано следующим образом: раз начавшийся процесс должен завершиться "стандартным образом", то есть не остановиться в некоторой промежуточной ситуации и не "зависнуть" в некотором внутреннем цикле. Для АП такими стандартными ситуациями являются результанты. В терминах АП можно строго и в наиболее общей форме определить такое "желательное" поведение.

<u>Определение 2.3.4.</u> Будем называть эффективным асинхронный процесс с $I \neq \emptyset$, $R \neq \emptyset$, удовлетворяющий следующим свойствам:

1) для любого $i \in I$ найдется $r \in R$ такой, что $i F^* r$;
2) для любого $r \in R$ найдется $i \in I$ такой, что $i F^* r$;
3) для любой $s \in S$ найдутся $i \in I$, $r \in R$ такие, что $i F^* s, s F^* r$;
4) не найдется ситуаций s_i и s_j таких, что
$$(s_i \in S) \wedge (s_j \in S) \wedge (s_i F^* s_j) \wedge (s_j F^* s_i)$$

<u>Пример 2.3.3.</u> АП, изображенный на рис.2.5,а, не является эффективным $(S = \{s_1, \ldots, s_9\}, I = \{s_1, s_7\}, R = \{s_4, s_6, s_8\})$, так как не выполняются ограничения 3 и 4: для s_2 и s_3 имеет место $s_2 F^* s_3$ и $s_3 F s_2$, а для s_4 и s_6 – $s_4 F s_6$ и $s_6 F s_4$, кроме того $s_9 \notin R$. АП из примера 2.3.2 является эффективным, причем для его инициаторов и результантов справедливы отношения: $s_1 F s_4, s_1 F^2 s_4, s_6 F s_7, s_6 F^2 s_8$.

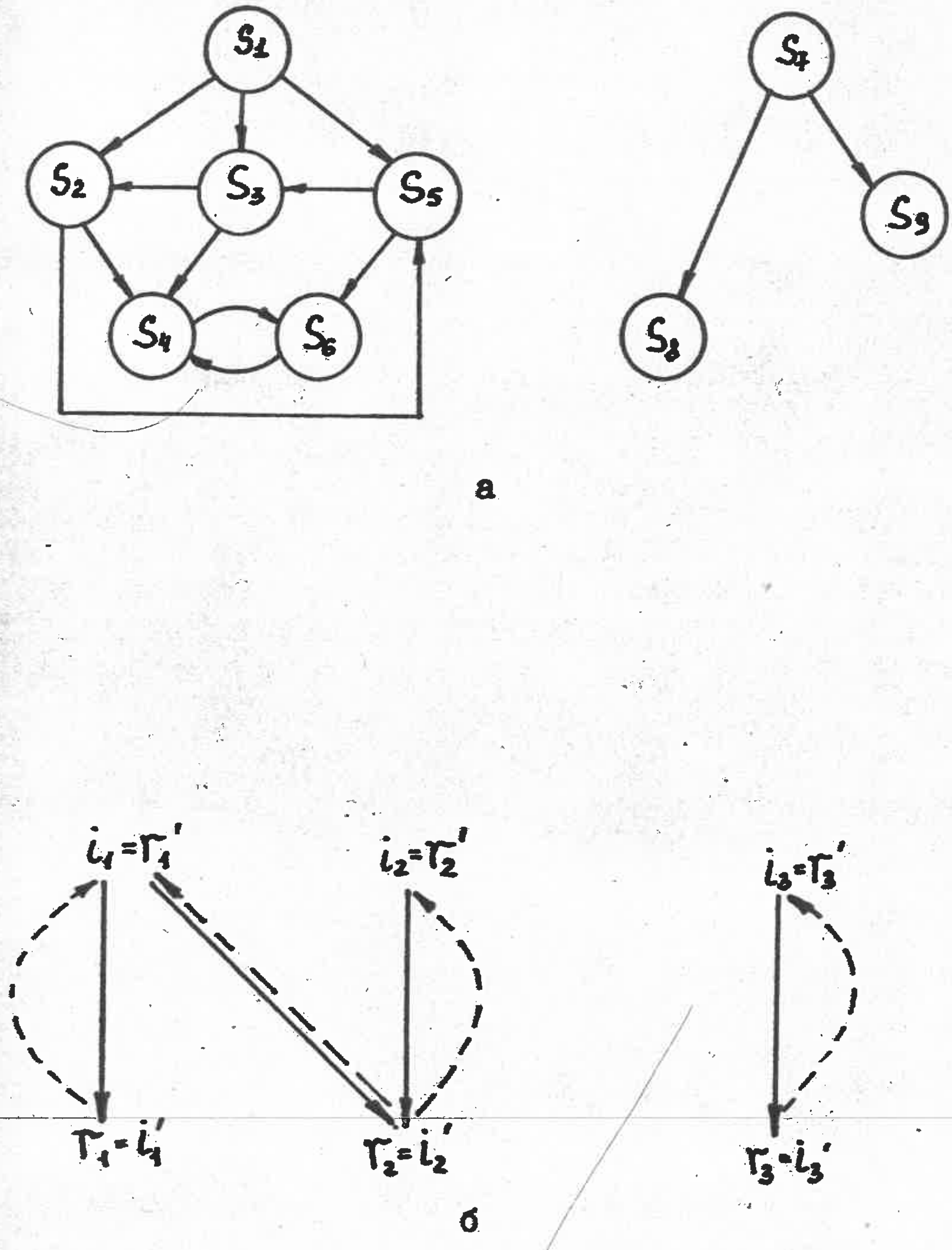


Рис. 2.5.

Ввиду конечности множества ситуаций S в определении АП и ограничений, связанных со свойством эффективности, можно говорить об отношении F^n для эффективного АП, т.е. для каждой пары ситуаций (s_i, s_j), связанных отношением F^* в эффективном АП, существует конечная степень n отношения F. Более того, для каждой ситуации $i \in I (r \in R)$ имеется хотя бы одна парная ситуация $r \in R (i \in I)$ такая, что существует вполне определенная степень n отношения F, т.е. $i F^n r$.

Введем понятие протокола эффективного АП. Для этого определим отношение Q для множеств I и R. Будем говорить, что $(i,r) \in Q (i \in I, r \in R)$ тогда и только тогда, когда существует конечная степень n отношения F такая, что для выбранных (i,r) справедливо $i F^n r$.

Определение 2.3.5. Протоколом эффективного АП $P = \langle S, F, I, R \rangle$ назовем тройку $\langle I, R, Q \rangle$, где Q – отношение, определенное указанным способом.

Протокол АП является "внешним" описанием АП: в нем фиксируются все характеризующие данный процесс пары: инициатор-результант. Для рассмотренного примера 2.3.2. протокол задается отношением следующего вида: $Q = \{(s_1, s_4), (s_1, s_5), (s_6, s_7), (s_6, s_8)\}$. Протокол является формой краткого представления АП, если требуется его вход-выходное описание. Как правило, такое описание составляется при исходном задании на проектирование дискретного устройства, реализующего требуемое протоколом поведение.

Если заменить отношение Q для всех пар $(i,r) \in Q, i \in I, r \in R$ отношением непосредственного следования F (т.е. заменить любую совокупность траекторий, ведущих из инициаторов в результанты через промежуточные ситуации, одним переходом), то протокол можно рассматривать как частный случай АП, в котором $S = I \cup R$ и $F \subseteq S \times S$. В общем случае F будет включать в себя Q $(F \supseteq Q)$, так как в F необходимо сохранить переходы на парах из $I \times I$ и $R \times R$.

Часто необходимо исследовать поведение интересующей "части" АП, т.е. некоторого подпроцесса. Если зафиксировать в АП определенный инициатор $i^* \in I$, то протокол $\hat{Q}(i^*)$ такого подпроцесса будет содержать только те пары $(i,r) \in Q$, в которых в качестве первого элемента пары фигурирует i^*.

Определение 2.3.6. Редукцией по инициатору i^* будем называть подпроцесс, образованный из АП всеми траекториями, ведущими из i^* в те и только те результанты, которые перечислены в $Q(i^*)$.

Редукции АП рис.2.5,б по s_1 и s_6 представляют собой два несвязных орграфа, один из которых задан на подмножестве ситуаций $\{s_1, \ldots, s_5\}$, а второй – на подмножестве $\{s_6, \ldots, s_9\}$. Легко выписываются задания этих подпроцессов в виде четверок. Редукция по инициаторам позволяет декомпозировать исходный АП (протокол АП) на $|I|$ подпроцессов (протоколов), где $|I|$ – число инициаторов АП, причем каждый процесс содержит только один инициатор. В силу этого такую редукцию можно рассматривать как один из способов введения управления над АП.

В рамках определения АП ничего не говорится о механизме перехода от результантов к инициаторам. Между тем описание такого механизма необходимо для получения эффекта возобновления АП, его повторяющихся активаций.

Такой механизм задается репозицией асинхронного процесса.

Определение 2.3.7. Репозицией асинхронного процесса $P = \langle S, F, I, R \rangle$ будем называть асинхронный процесс $P' = \langle S', F', I', R' \rangle$ такой, что $S' \subseteq I \cup R \cup S^\partial$, $I' \subseteq R$, $R' \subseteq I$, где F' задает траектории переходов от элементов из $I' \subseteq R$ к элементам из $R' \subseteq I$, возможно, через некоторые дополнительные ситуации из S^∂ такие, что $S^\partial \cap S = \emptyset$.

Если $S'=I\cup R\cup S^{\partial}, I'=R$, $R'=I$, то репозицию назовем полной; если $F'=\phi$, то репозиция не существует, в остальных случаях она называется неполной.

Репозиция АП интерпретируется в терминах АСПД со структурированными переходами как совокупность переходов, осуществляемых по внешним мотивациям описываемой системы.

Объединение процесса и его репозиции образует автономный процесс. Такой автономный процесс будем называть живым, если составляющие его процессы являются эффективными АП и каждый есть полная репозиция другого. Живость автономного процесса (отсутствие дедлоков и внутренних для каждого процесса циклов) обеспечивает постоянную активность описываемой системы.

В полной репозиции АП существуют траектории от каждого результанта из R к какому-либо его инициатору из I , причем такие траектории ведут ко всем без исключения инициаторам.

<u>Определение 2.3.8.</u> Пару асинхронных процессов P_1 и P_2 назовем согласованной, если P_2 является полной репозицией P_1 , и P_1 – полная репозиция P_2 .

Ввиду того, что протоколы процессов могут быть представлены как АП, данное определение распространяется и на согласование протоколов. Содержательно, согласование процессов P_1 и P_2 означает, что каждый из процессов выполняет функцию возобновляющей среды для своего партнера.

Из определения 2.3.8 следует, что пара согласованных процессов P_1 и P_2 всегда образует автономный процесс P_a , причем в случае эффективности P_1 и P_2 , P_a будет живым. Следует однако отметить, что несмотря на живость, P_a может состоять из нескольких несвязных подпроцессов.

<u>Пример 2.3.4.</u> Пусть заданы два процесса через свои протоколы:
$P_1: i_1 Q r_1, i_1 Q r_2; i_2 Q r_2; i_3 Q r_3; P2: i_1' Q' r_1', i_2' Q' r_1', i_2' Q' r_2', i_3' Q' r_3'.$

Допускается отождествление:

$$i_j = r_j', \ r_k = i_k'; \ j,k = 1,2,3.$$

Очевидно, что P_1 и P_2 согласованы и образуют живой автономный процесс P_a (рис.2.5,б), который состоит из двух несвязных подпроцессов. На практике такое явление обычно не желательно, поскольку требуется полная связность всего описания системы или протокола. Рассуждая на языке поведения применительно к проблеме задания протокола это требование формулируется так. Пусть имеется некоторая выделенная начальная ситуация s^0. Протокол является вполне заданным, если из s^0 достижима любая другая ситуация протокола и из этой ситуации достижима ситуация s^0. Иными словами, протокол должен быть описан одним классом эквивалентности, полученным из отношения следования его ситуаций (рабочий цикл). Прежде чем формально определить протокол взаимодействия пары объектов на языке АП необходимо ввести понятие интерпретации асинхронного процесса.

Асинхронные процессы являются инструментом исследования весьма общих свойств и закономерностей параллельных систем, не учитывающим семантику их работы. В этом смысле АП являются неинтерпретированной моделью. Более того, АП можно понимать как метамодель, порождающую различные широко используемые динамические модели, такие как асинхронные автоматы, сети Петри, дилогические [58] и маркированные [98] графы, параллельные граф-схемы алгоритмов [2,38] и т.п. Это порождение связано с использованием механизма интерпретации асинхронного процесса, который может быть двухступенчатым.

Первый этап (назовем его модельной интерпретацией) состоит в сопоставлении понятиям АП понятий частных (интерпретируемых) моделей. Рассмотрим, например, множество сетей Петри (для про -

стоты безопасны): $\{N_i\} = \{\langle T, P, H, G, \mu_i^0 \rangle\}$, где T – конечное непустое множество переходов (событий); P – конечное непустое множество позиций (условий); $H: T \times P \to \{0,1\}$ и $G: P \times T \to \{0,1\}$ – функции инцидентности; $\mu_i^0: P \to \{0,1\}$ – начальная маркировка сети N_i . (Будем считать, что сети, принадлежащие $\{N_i\}$, отличаются друг от друга лишь начальными маркировками). Поставим в соответствие инициаторам АП начальные маркировки, ситуациям АП – текущие маркировки сетей. Пусть из фиксированной маркировки μ_i^0 достижимы некоторые тупиковые маркировки, т.е. маркировки, из которых недостижима никакая другая маркировка. Поставим им в соответствие результанты АП. Пусть также отношение F между ситуациями s_i и s_j имеет место тогда и только тогда, когда маркировка, соответствующая ситуации s_j непосредственно достижима из маркировки, соответствующей ситуации s_i . Эта система соответствий позволяет перейти от АП как метамодели к ее модельной интерпретации – сетям Петри. Заметим, что если при этом какая-либо из сетей N_i окажется живой, то соответствующий подпроцесс будет при введенной интерпретации неэффективным (возможны циклы внутри подпроцесса). Если же ни одна из сетей не является живой, то для всего АП можно определить протокол, т.е. представить множество $\{N_i\}$ совокупностью начальных и тупиковых маркировок, между которыми задано отношение F^n или Q . Кроме того, каждая из сетей N_i представляет собой редукцию всего АП по инициатору, соответствующему некоторой начальной маркировке μ_i^0 .

Возможна однако несколько иная интерпретация сетей Петри. Пусть, например, некоторая сеть N_i оказалась живой, т.е. из начальной маркировки μ_i^0 достижима всякая маркировка, из которой достижима любая маркировка сети, в том числе и μ_i^0 . Такую сеть можно интерпретировать как живой автономный асинхронный процесс, т.к. в такой сети нельзя выделить ни инициаторов, ни результантов.

Сети Петри, хотя они и являются модельной интерпретацией асинхронного процесса, сами по себе остаются неинтерпретированной моделью. Однако, если, например, переходам или позициям сети поставить в соответствие некоторые метки (обозначающие символы из заданного алфавита или некоторый набор операторов), пользуясь определенными семантическими соображениями, то такая модель сети Петри станет интерпретированной. Это вторая, семантическая интерпретация АП; она должна быть согласована с приложениями и зависит от специфики решаемых задач.

Наоборот, от семантически интерпретированной модели легко перейти к модельной интерпретации, которую удобно использовать для целей анализа модели на наличие определенных свойств. В разделе 3.I., где излагается формальный аппарат модельной интерпретации АП - маркированных графов, показано, каким образом можно проверять наиболее общие свойства (живость, безопасность, дистрибутивность) дискретной системы, описанной сигнальным графом (семантическая интерпретация маркированного графа).

С учетом сказанного будем говорить о протоколе взаимодействия пары объектов (структура рис.I.I,а) как о семантической интерпретации автономного процесса P_a, полученного в результате объединения протоколов процессов P_1 и P_2. Будем также говорить, что действия (выработка сообщений) объекта O_1 семантически интерпретируют переходы процесса P_1, а действия объекта O_2 - переходы процесса P_2. Тогда в рамках структурного подхода, задающего взаимодействие объектов через межобъектный процесс, определим протокол взаимодействия следующим образом.

Пусть имеются протоколы асинхронных процессов $\hat{Q}_1$ и $\hat{Q}_2$. P_1 и P_2 - согласованы. Имеется автономный процесс $\hat{Q}_a = \langle S_a, F_a \rangle$, образованный объединением протоколов $\hat{Q}_1$ и $\hat{Q}_2$; $S_a = I_1 \cup R_1$, $F_a = Q_1 \cup Q_2$.

Определение 2.3.9. Автономный процесс $\hat{Q}_a$, полученный вышеуказанным образом, с семантической интерпретацией его ситуаций и (или) переходов будем называть протоколом согласованного взаимодействия пары объектов.

Отметим, что в протоколе взаимодействия не фигурирует полная информация о процессах, описывающих поведение самих объектов, а указываются только те аспекты, которые определяют собственно процедуру взаимодействия (порядок выдачи сообщений), что позволяет задавать взаимодействие достаточно компактно. Введенное определение отличается от определения протокола согласования из [3]. Дело в том, что полученное в [3] понятие протокола соответствует подходу к описанию структуры взаимодействия через представление объектов локальными моделями. Однако выше была показана избыточность такого описания для структуры непосредственного взаимодействия (см.раздел 2.2). Кроме того, в [3] для задания протокола в терминах множества отождествленных компонент процессов P_1 и P_2 неизбежно приходится осуществлять структурирование ситуаций АП на входную, выходную и внутреннюю компоненты, что существенно снижает уровень абстракции АП как метамодели. Такое структурирование фактически сводит модель протокола обмена до уровня согласования пары асинхронных автоматов, являющихся на самом деле модельной интерпретацией АП.

2.4. Управляемый асинхронный процесс. Протокол управляемого взаимодействия

Как уже было показано, одним из важнейших для практики свойств параллельных асинхронных систем является независимость результата от того, каким "путем" реализуется процесс функционирования системы. Это свойство характеризуется понятием сходимости.

<u>Определение 2.4.I.</u> Эффективный асинхронный процесс будем называть однозначным, если для каждого выбранного $i \in I$ существует в точности один $r \in R$ такой, что $i F^n r$, и не найдется $r' \in R$ такого, что $i F^n r'$. Такой результант r будем называть заключительным относительно i.

Данное определение позволяет говорить о функциональном отношении между инициаторами и заключительными результантами в однозначном процессе. Следует однако отметить, что отношение F^n для I и R в целом может оставаться не функциональным, т.к. остается возможность существования ациклических траекторий по последовательности инициаторов или результантов. Пример такого процесса представлен орграфом на рис.2.6,а. Для него: $S=\{s_1, \dots, s_6\}$, $I=\{s_1, s_2\}$, $R=\{s_5, s_6\}$. Вообще говоря, для инициатора s_1 справедливо $s_1 F^2 s_5$, $s_1 F^3 s_6$. Однако, такой процесс является однозначным, т.к. для каждого инициатора i имеется только один заключительный результант $r = s_6$, для которого выполняется $i F^n r$.

Для асинхронного процесса с переходами по действиям как подкласса АСПД остается справедливым результат о достаточном условии сходимости. Очевидно следующее утверждение.

<u>Утверждение 2.4.I.</u> Асинхронный процесс является однозначным тогда и только тогда, когда он является сходящимся.

Исходя из этого, предполагая однозначность протокола АП или самого АП, можно говорить о практической реализуемости данного процесса аппаратными средствами, работа которых не зависит от скорости [39].

На практике, однако, не всегда удается сразу задать однозначным протокол, а тем более процесс, который его реализует (заметим, что отношение протокол – процесс отнюдь не является однозначным: одному протоколу как идеалу может соответствовать множество реализаций в виде АП). Отсутствие однозначности процесса (недетерминизм) отражает степень незнания поведения описываемого объекта. Однако такое незнание не всегда является недостатком, т.е. чем-то ускользающим от внимания разработчика. Напротив, в условиях введения механизма управления над соответствующим процессом, неоднозначное поведение дает возможность путем "подключения" управляющих воздействий к неоднозначным переходам, в целом превратить процесс в однозначный и в то же время управляемый с верхнего уровня.

Определение 2.4.2. Управляемым асинхронным процессом (УАП) назовем пятерку $P = \langle S, I, R, X, \widetilde{F} \rangle$, в которой

S – непустое конечное множество ситуаций, I – множество инициаторов, $I \subset S$; R – множество результантов, $R \subset S$,
X – множество команд управления с верхнего уровня,
$\widetilde{F}$ – отношение перехода, $\widetilde{F} \subseteq S \times S \times X \cup S \times S$.

Существенное отличие определения УАП от АП состоит в том, что отношение безусловного непосредственного следования F заменяется отношением $\widetilde{F}$. Переход из ситуации $s_i \in S$ в ситуацию $s_j \in S$ по команде $x_k \in X$ обозначим через $s_i N(x_k) s_j$. При $x_p \neq x_k$ этот переход не осуществляется. Вместе с тем некоторые (безусловные) переходы могут выполняться независимо от команды. Формально будем полагать, что в соответствующих случаях подается "смесь команд". В этом случае используется прежнее обозначение $s_i F s_j$. Таким образом, фактически $\widetilde{F} = N(x) \cup F$ для всех $x \in X$. Примем далее, что для УАП справедливы те же ограничения, которые были сформулированы в определении 2.3.2. АП, для которого справедливо $\widetilde{F} = F$, назовем неуправляемым. Формально можно также перенести все сказанное выше об АП на УАП. Вообще говоря, если исключить из рассмотрения команды, то УАП становится неуправляемым, и следовательно, может быть описан как АП. При этом, если первоначально УАП был однозначным, то полученный АП может быть неоднозначным. В том случае, когда АП сохраняет свойство однозначности при переходе от однозначного УАП, будем называть такой УАП - квази-управляемым. Очевидно, квази-управляемый процесс является как бы локально управляемым АП, т.е. его функционирование зависит от команд только на отдельных участках траекторий. В целом же относительно протокола такой процесс не имеет практической ценности, поэтому рассматриваться далее не будет.

Простейший пример УАП задается изображенным на рис.2.6,б орграфом. В графовом представлении УАП соответствующая дуга помечается меткой условия (команды). Показанный УАП является однозначным, а АП, полученный путем удаления команд, - неоднозначным. Модель УАП, удовлетворяющая определению 2.4.2, как правило, оказывается достаточно абстрактной, поэтому на пути к физической реализации УАП необходимо осуществлять его приведение к некоторому однозначному АП. Иными словами, физически реализовать переход из одной ситуации в другую ситуацию по команде можно лишь введя определенным образом условную информацию в "состав" первой ситуации. Такая процедура переопределения (или приведения) должна учитывать возможность появления конфликтных связей. Формально определить эту процедуру для широкого класса УАП сложно. Легче и практически полезнее продемонстрировать это для протокола УАП на содержательном уровне.

Пусть из некоторой ситуации s_i возможны как условные переходы, т.е. переходы по команде, так и безусловные, т.е. имеет место одновременно для s_i, s_j и s_e - $s_i N(æ_k) s_j$ и $s_i F s_e$. Будем называть УАП устойчивым по безусловному переходу, если для любой ситуации s_e , непосредственно достижимой путем безусловного

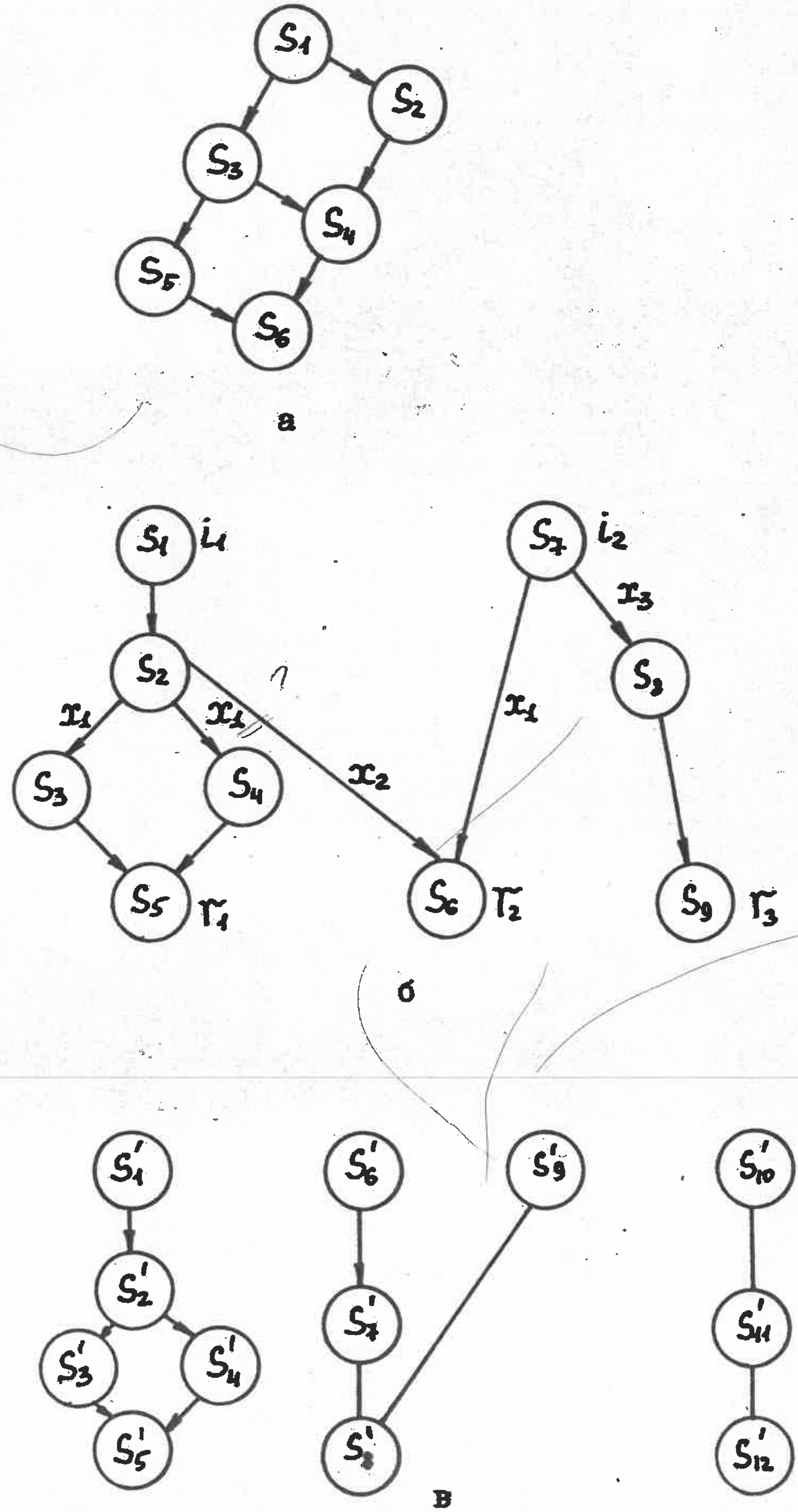

S1
S2
S3
S4
S5
S6
a
S1 i1
S2
x1
x1
x2
S3
S4
S5 r1
S7 i2
x3
x1
S8
S6 r2
S9 r3
б
S'1
S'2
S'3
S'4
S'5
S'6
S'7
S'8
S'9
S'10
S'11
S'12
в

Рис.2.6.

перехода из s_i, справедливо существование всех переходов $N(x_k)$, которые имели место при s_i.

Более того, ограничим такой класс УАП, устойчивых по безусловным переходам, для которых независимо от точки приложения команды x_k на траектории от некоторого инициатора i^* к множеству результантов $r(i^*)$, принадлежащих редукции АП по инициатору i^*, всегда однозначно определены пары (i^*, x_k) как пары, приводящие в точности к одному и только одному заключительному результанту. Заметим, однако, что точка приложения команды x_k не может выйти за пределы какой-либо траектории (i^*, r). Таким образом, мы выделяем только такие УАП, которые инвариантны к точке приложения управляющего воздействия в том смысле, что сохраняют однозначность своего протокола. Тем самым мы имеем возможность при задании динамики приложения управляющих воздействий смещать их в любую точку в пределах соответствующей редукции в зависимости от физических условий реализации. Наиболее удобно рассматривать инициатор как точку всех возможных разветвлений по командам. Кроме того, чтобы эта точка далее не продвигалась "вглубь" процесса, не будем допускать никаких безусловных переходов из данного инициатора.

Поскольку мы рассматриваем только бесконфликтные (безарбитражные) условные переходы (переход из любой ситуации s_i осуществим при условии только одной команды - ортогональность управляющих воздействий; если же ни одной команды не поступило, то процесс продолжает оставаться в ситуации s_i сколь угодно долго; если необходимо выполнить управление по последовательности команд, то при этом вся последовательность может быть представлена как одна команда большей размерности, аналогично представлению микропрограммы одной операцией), то справедливо следующее преобразование протокола УАП.

Пусть из какой-либо ситуации протокола УАП i^* может осуществиться два перехода $i^*N^n(x_1)r_1$ и $i^*N^n(x_2)r_2$. Определим ситуации нового протокола АП i_1', i_2', r_1', r_2' так, что справедливо $i_1'F^n r_1'$, $i_2'F^n r_2'$, причем имеет место взаимно-однозначное соответствие:

$$(i^*,x_1)\leftrightarrow i_1',\ (i^*,x_2)\leftrightarrow i_2',\ r_1\leftrightarrow r_1',\ r_2\leftrightarrow r_2'$$

Сказанное распространяется индукционным (по всем инициаторам) путем на весь УАП. Поскольку такая индукция не искажает предыдущие соответствия, можно говорить об установлении изоморфизма между протоколом УАП и полученным протоколом АП, который уже является неуправляемым, в силу того, что $\tilde{F}' = F$. Благодаря инвариантности к точке приложения команд это оказывается справедливо и для самих процессов.

Очевидно, что полученный изоморфизм сохраняет основные свойства УАП в АП, в частности, наиболее важное для практики свойство однозначности процесса.

<u>Пример 2.4.I.</u> УАП, изображенный на рис.2.6,б приводится к АП, орграф которого показан на рис.2.6,в. Взаимно-однозначное соответствие ситуаций:

$$(s_1,x_1)\leftrightarrow s_1';\ (s_1,x_2)\leftrightarrow s_6';\ (s_2,x_1)\leftrightarrow s_2';\ (s_2,x_2)\leftrightarrow s_7';$$
$$s_3\leftrightarrow s_3';\ s_4\leftrightarrow s_4';\ s_5\leftrightarrow s_5';\ s_6\leftrightarrow s_8';\ (s_7,x_1)\leftarrow s_9';$$
$$(s_7,x_3)\leftrightarrow s_{10}';\ s_8\leftrightarrow s_{11}';\ s_9\leftrightarrow s_{12}'.$$

Понятие УАП позволяет говорить об управляемом взаимодействии пары объектов. При соответствующей семантической интерпретации протокол управляемого взаимодействия задается автономным УАП $\hat{Q}_a$, отличающимся тем, что в нем вместо отношения следования ситуаций $F_a \subseteq S_a \times S_a$ имеет место обобщенное отношение перехода $\tilde{F}_a \subseteq S_a \times S_a \times X$. Поскольку с практической точки зрения имеет смысл говорить об управляемом взаимодействии, когда оно детерминировано, то потребуем, чтобы отношение $\tilde{F}_a$ в процессе $\hat{Q}_a$ было функциональным. Функциональность $\tilde{F}_a$ обеспечивается соответствующей расстановкой меток команд управления.

Модельной иллюстрацией приведения УАП к АП с расширенным пространством ситуаций может служить пример перехода от сети Петри свободного выбора (см.раздел 3.I) [84] к набору устойчивых сетей Петри.

Пример 2.4.2. Пусть задана сеть Петри свободного выбора (рис.2.7,а). Она является неустойчивой: переходы t_2 и t_3 конфликтны при наличии точки в позиции p_2, являющейся условием срабатывания и t_2, и t_3. Однако, ввиду свойства сети свободного выбора точки из позиции p_2 может перейти только в одну из позиций p_3 или p_4 путем свободного выбора исхода. АП, интерпретируемый такой сетью Петри, неоднозначен, так как $i = p_1$ – инициатор АП (исходная маркировка), $r_1 = p_3$, $r_2 = p_4$ – возможные результанты. Справедливо: iF^2r_1 и iF^2r_2. Если ввести условия перехода точки из p_2 в p_3 (команда x_1) и в p_4 (команда x_2), то соответствующий процесс становится управляемым и однозначным (рис.2.7,б): $iN(x_1)r_1$, $iN(x_2)r_2$. Однако физически реализовать такой процесс мы не сможем, если не введем условие срабатывания в "саму ситуацию". Ситуацию такого вида назовем бифуркантной В данном примере ею является $s = p_2$. Таким образом, для отображения в терминах неуправляемого АП нам необходимо привести сеть Петри рис.2.7,б к паре устойчивых сетей (рис.2.7,в), отличающихся только своей исходной маркировкой. Причем дополнительные позиции, помеченные значениями команд, приводят процесс к однозначному и уже неуправляемому, в котором: $i_1 = p_1p_5$; $i_2 = p_1p_6$; $s_1 = p_2p_5$; $s_2 = p_2p_6$; $r_1 = p_3$; $r_2 = p_4$.

Данный пример хотя и прост, однако позволяет сделать вывод о достоинстве УАП по сравнению с обычным неуправляемым АП с точки зрения большей компактности описания системы, которая должна быть однозначной по результату своего функционирования.

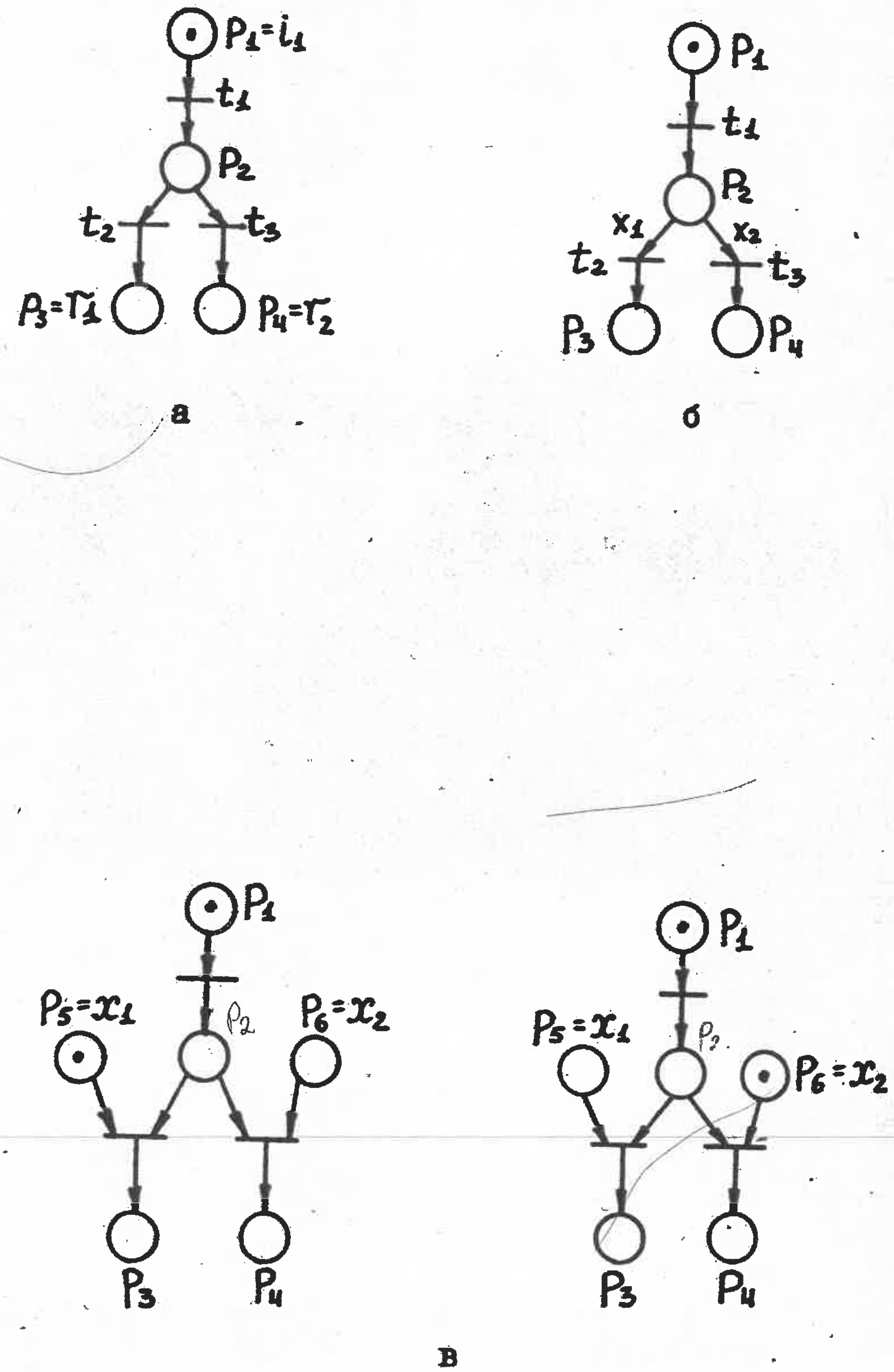

P1=i1
t1
P2
t2
t3
P3=r1
P4=r2
а
P1
t1
P2
x1
x2
t2
t3
P3
P4
б
P1
P5=x1
P2
P6=x2
P3
P4
P1
P5=x1
P2
P6=x2
P3
P4
в

Рис. 2.7.

В приложении П.2.I. приведен пример описания управляемого протокола обмена между двумя объектами. Этот пример показывает, что на этапе исходного задания протокола управляемого взаимодействия объектов (через автономный процесс $\hat{Q}_a$) действительно можно полагать, что точка приложения команды не является существенной. Однако, на этапе реализации ("расшивки" исходного описания) $\hat{Q}_a$ в каждом из участников приходится учитывать внутренние особенности динамики подключения команды.

На практике, при проектировании апериодических базисных схем [2,45], поведение которых определяется условиями, полученными, например, из операционной части объекта, такие особенности зачастую выражаются в проблеме построения схем индикации установки рабочего информационного набора или спейсера. Кроме того, не всегда можно добиться ортогонального размещения условий переходов процессов, например, как в случае арбитража системы синхронизации и внутренних сигналов устройства.

Одной из задач синтеза сложных систем взаимодействия объектов (см.структуру взаимодействия в условиях сложной топологии из раздела I.2) является описание согласованного поведения объектов в виде композиции асинхронных процессов, задающих локальные модели объектов. В приложении П.2.2. определяются основные способы композиции. Некоторые из них - последовательная, параллельная, конвейерная композиции - далее использованы при синтезе протоколов и апериодических средств реализации для межмодульного интерфейса.

Краткие выводы к разделу 2

I. Сформулированы основные требования, предъявляемые к формальному аппарату для описания асинхронно взаимодействующих объектов.

2. Показана возможность использования на верхнем уровне абстракции асинхронной системы переходов, основанной на модели Келлера [94]. С помощью этой модели представлены основные структуры протоколов непосредственного взаимодействия: модель с синхронизированными переходами и модель с общей подсистемой - межобъектным процессом. Доказано, что при заданном глобальном поведении пары взаимодействующих объектов всегда возможно построение первой модели протокола с заданным поведением. Показаны необходимые и достаточные условия получения второй модели с заданным поведением. Таким образом, установлены условия, при которых существенно (вдвое) сокращается размерность описания протокола.

3. Введено понятие асинхронного процесса - модели, позволяющей конкретизировать в необходимой мере описание условий согласования устройств при их взаимодействии независимо от временных параметров их функционирования. Показано, что путем механизма двухступенчатой интерпретации понятий асинхронного процесса можно задавать протоколы взаимодействия объектов в рамках моделей динамического поведения (сети Петри, маркированные и сигнальные графы, диаграммы переходов), являющихся частными по отношению к асинхронному процессу.

4. На основе понятия управляемого асинхронного процесса получен инструмент описания взаимодействия объектов, координируемого в соответствии с управляющими воздействиями с верхнего уровня. Показано, что свойство однозначности процесса влияет на возможность введения над ним механизма управления. Предложен способ перехода от неоднозначного, возможно, неуправляемого АП к однозначному управляемому асинхронному процессу и далее к "расширенному" однозначному неуправляемому процессу.

5. Показано, что свойство эффективности процесса обеспечивает выполнение основных требований с точки зрения корректности

задания и правильности функционирования протокола, что в известной степени решает проблему анализа общих свойств (полнота, отсутствие дедлоков, живость, отсутствие частных циклов), представляющих формулу желаемого поведения протокола.

6. С использованием понятия протокола процесса, являющегося краткой формой внешнего поведения процесса, а также понятия приведенного управляемого асинхронного процесса получены основные способы композиции и согласования приведенных процессов (приложение П.2.2), что дает средство для описания совместного функционирования сложных дискретных устройств, заданных локальными моделями.