КАУЗАЛЬНОСТЬ В ДИНАМИЧЕСКОМ ЛОГИЧЕСКОМ ОБЪЕКТЕ

Йозеф Бокр

Э-адрес: bokr @ kiv.zcu.cz

Статья посвящается проблеме причинностного толкования действий динамического, в частности статического, объекта и его адекватной модели над граф – схемой алгоритмов и статью можно считать углублением второй части (Нетрадиционное логическое упривление) заметки « Две статьи о логическои управлении» http://www.rusdoc.ru: 8002/ reviews/programming/technology/theory/index.shtml. Заметка написана с поддержкой Кафедры информатики и вычислительной техники ЗЧУ, г. Пльзень, Чехия.

КАУЗАЛЬНОСТЬ В ДИНАМИЧЕСКОМ ОБЪЕКТЕ

Йозеф Бокр

АННОТАЦИЯ

В статье анализируется причинность состоянческого перехода в динамическом объекте. На основании проведенного анализа опровергается утверждение о стихийном продвижении объекта вдоль своей траектории состояний. Констатируется также, что нет смысла в управлении динамическим логическим объектом. Показывается связь между динамичес-кими и статическими объектами. Приводится конечно – автоматная модель динамичес-кого объекта в форме ГСА. Обосновывается правильная.парадигма (логического) управления.

КАУЗАЛЬНОСТЬ В ДИНАМИЧЕСКОМ ЛОГИЧЕСКОМ ОБЪЕКТЕ

Йозеф Бокр (Josef Bokr)
э. – адрес : bokr @ kiv.zcu.cz

1. Введение

Познание событий (явлений, феноменов) это, по сути дела, поиск их причин. Повторение причинности дает возможность с одной стороны, предвидеть феномены, и с другой, высказывать о прощлых явлениях.

Напращиваются разные подходы к каузальности:

- детерминизм, т.е. убеждение во всеобщей причинной, строгой (достоверной) связи явлений,
- недетерминизм считает некоторые следствия вохможными,
- адетерминизм представляет собой полное отрицание причинности.

Возможность осуществить события в объекте, это явление, которое до сих пор не реализоволось, но может произойти. Чтобы феномен реализовался, должен стать возможным; никакое событие не может быть одновременно возможное и действительное. Значит, осуществление некоторого из возможных явлений – следствий – должно быть вызвано другими событиями – причинами [1].

Логический объект в статье исследуется на состоянческом, т.е. на конечно – автоматном, уровне детализации. К сожалению неизбежно констатировать, что причинность столь простого явления как переход между состояниями динамического логического объекта рассмотрена лишь неглубоко и возможно поэтому считают движение динамического объекта вдоль своей траектории состояний спонтанным (стихийным).

2. Причинность переходов между состояниями

Рассмотрим сначала два «детерминированных» примера.

С одной стороны, идет ли парусник, то достоверно дует ветер, и с другой, дует ли ветер и парусник под парусами, то парусник всегда идет. Если ветер не дует, то парусник ни со спущенными, ни с поднятыми парусами не идет; если паруса подняты и дует ли или нет ветер, то парусник не идет. Обозначим через *вд* $\left(\overline{\textit{вд}}\right)$, *пи* $\left(\overline{\textit{пи}}\right)$ и *пс* (*пп*) соответственно состояния: *ветер дует* (*ветер не дует*), реакции: *парусник идет* (*парусник не идет*) и стимулы: *паруса спущены* (*паруса подняты*) системы ветер – парусника. Отсюда диаграмма переходов и выходов автомата Мура ветер – парусник – рис. 1.

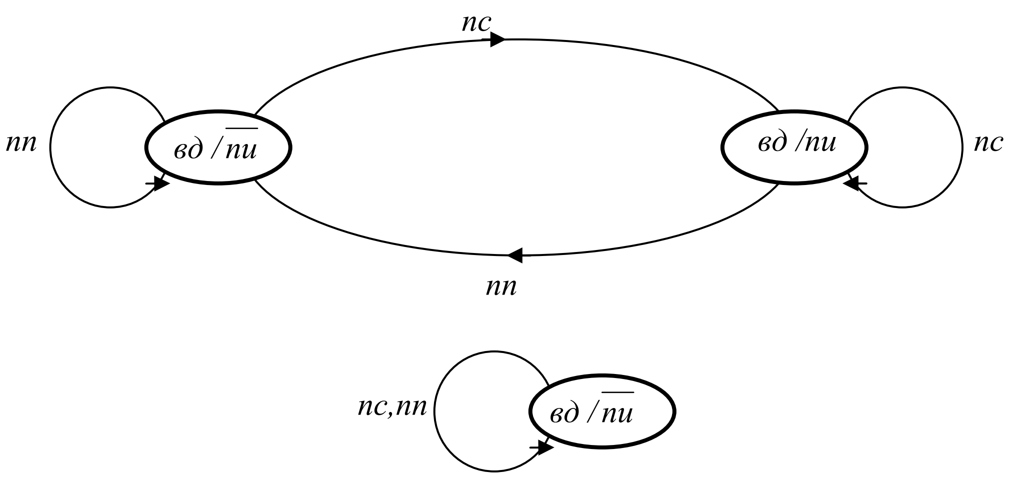


Рис. 1. Диаграмма переходов и выходов ветер – парусник.

С одной стороны, если на земном полушарии день, то достоверно сияет Солнце, и с лругой, сияет ли Солнце, то всегда будет на видимом полушарии день. Не сияет ли Солнце (стало белым карликом не повредив Земле?), то на привернутом и на отвернутом к Солнцу и от Солнца полушариях Земли будет ночь; на отвернитой стороне Земли, сияет ли Солнце или нет, будет ночь. Обозначим через $Cc\left(\overline{Cc}\right)$, *д*(*н*) и *пп* $(оп)$ соответственно состояния: *Солнце сияет* (*Солнце не сияет*), реакции: *день* (*ночь*) и стимулы: *привернутое полушарие* (*отвернутое полушарие*) системы Солнце – – Земля. Отсюда диаграмма переходов и выходов автомата Мура Соднце – Земля - рис. 2.

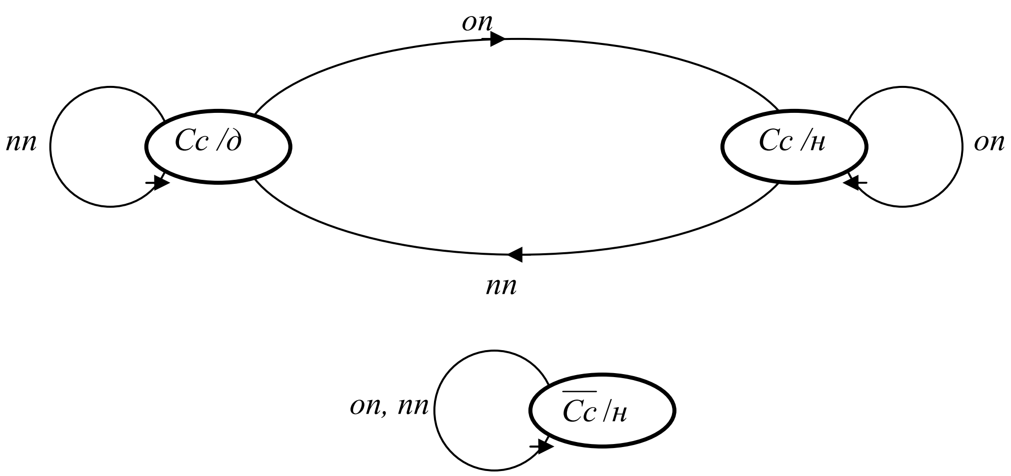


Рис. 2. Диаграмма переходов и выходов системы Солнце – Земля.

Далее рассмоьрим «недетерминированный» пример и его «детерминизированный» вариант.

С одной стороны, выпадает ли на игральной шестигранной кости с цифрами 1, 2, ..., 6 одна из возможных цифр, то достоверно кость находилась в исходном положении, т.е. в руке субъекта, и с другой, находилась ли кость в исходном положении и подбрасывалась ли, то всегда выпадает одна грань с цифрой. Не находится ли кость в исходном положении, то подбрасывают ли её или нет, выпадать законная грань с цифрой не будет; если кость находится или нет в исходном положении и кость не подбрасывают, то никакая грань не выпадет. Обозначим через *кип* (*кс*), 1, 2, ... , 6 и $кб\left(\overline{кб}\right)$ соответственно состояния: *кость в исходном положении* (*кость на столе*), реакции: выпала цифра 1, 2, ... , 6 и стимулы: *кость подбрасывается* (*кость не подбрасывается*) системы игрок – игральня кость. Отсюда диаграмма переходов автомата Мура игрок – – кость – рис. 3.

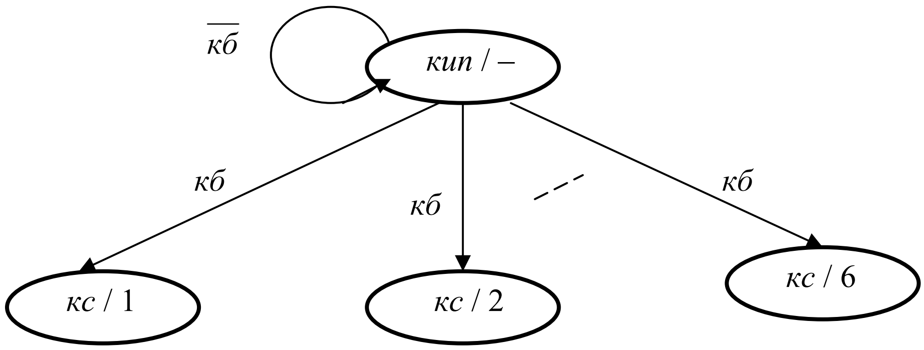


Рис. 3. Диаграмма переходов и выходов системы игрок – игральная кость.

С одной стороны, выпадает ли на игральной кости с цифрами 1, 2, ..., 6 по требованию одна из возможных желательных цифр, то достоверно кость находилась в исходном положении, т.е. в руке демона – мошенника, и с другой, находилась ли кость в руке фальшивого игрока и подбрасывалась ли жулнически, то всегда выпадает грань с требуемой цифрой. Сохраним предыдущие обозначения и ещё через 1, 2, ...,6 обозначим измеримые, но честными игроками ненаблюдаемые возмущения – обманы мошеника. Отсюда диаграмма переходов и выходов автомата Мура фальшивой игрок – кость – рис. 4.

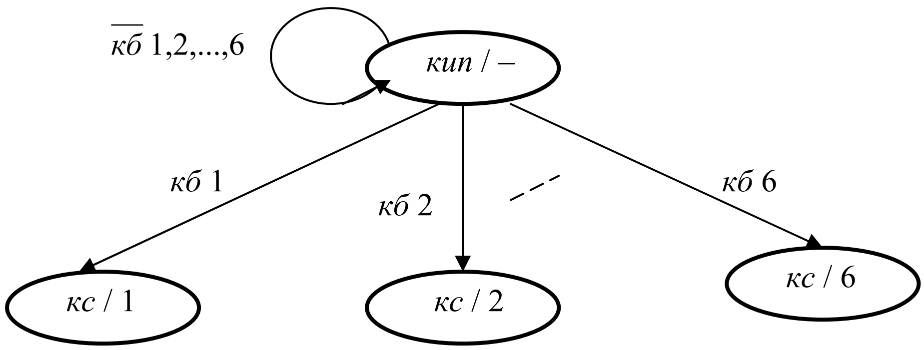


Рис. 4. Диаграмма переходов и выходов системы фальшивый игрок – кость.

Обобщая приведенные пилотские примеры и анализируя причиностное отнощение, утверждаем, что:

- Осуществилось ли следствие (достоверное или одно из возможных), то достоверно реализовалось множество **необходимых причин.** Если осуществилось (!) множество необходимых причин, то **достаточные причины** всегда в совокупности вызывают следствие.

- Множество необходимых и достаточных причин по сути представляют собой множество всех причин, вызывающих следствие.
- Множество необходимых причин исполняет, а совокупность достаточных причин инициирует (запускает) вызов следствия.

Говоря о достаточных причинах, надо во всяком случае ожидать прежде всего воздействие необходимых причин, ибо само по себе сословие «достаточные причины» вызывает впечастление, что одних только достаточных причин хватает, чтобы вызвать следствие.

Имея в виду приведённую классификацию причин,рассмотрим переход объекта из исходного состояния s в предведенное достоверное состояние – преемника или в одно из предвиденных возможных состояний - преемников s', воздействовал ли на объект стимул x вохможно вместе с неизмеримыми (неявными) или с измеримыми (явными) z возмущениями. С одной стороны, находится ли объект в достоверном состоянии – преемнике или в одном из возможных состояний – преемников s', то достоверно находился в исходном состоянии s, и с другой, находится ли объект в исходном состоянии s и воздействует ли на объект стимул x возможно в месте с возмущением z, то объект всегда перейдет в состояние – преемника s'.

Таким образом, необходимой и, тем самым, исполнительиой причиной перехода между состояниями есть его исходное сотсояние и достаточными и тем самым инициаторами сопричинами перехода между состояниями суть стимул возможно вместе с явным возмущением. Состояние надо тогда считать динамическим, а не статическим [2]. Статический характер состояния с одной стороны, не дает вохможность обосновать принцип автоматического управления Беллмана: управление есть функция состояния $(u : S \to X : s \mapsto x)$, и с другой, эволюцию динамического объекта выдает за самопродвижную.

Состояние и стимул, возможно с явным возмущением, это все причины перехода между состояниями. Для автоматического вызова перехода в динамическом объекте исходное состояние перехода есть необходимой и достаточной (исполнительной и инициирующей) причиной. Сложилось довольно устойчивое представление о стимуле [3], возможно вместе с возмущением, как о единственной необходимой и достаточной причине вызова перехода между состояниями. Возможно факт, что не уделяется внимание само собой разумеющемуся бытию объекта в состоянии, приводит к упомянутой действительности.

Ныне уже можно рекуррентно (рекурсивно) определить **состояние** автомата:

а) начальное_состояние (неделимое «сословие») есть состояние,

б) если s состояние, то его преемник s' есть состояние,

в) ничто другое не является состоянием.

Напомним что предикация состояния – преемника (постдикация состояния – предшественника) в общности, за исключением детерминированного автомата, не однозначна (без исключений) неоднозначна.

3. Динамический логический объект

Поскольку, с одной стороны, модель объекта отражает по отношению к цели понимания модели существенные аспекты объекта: каузальные и временные, и с другой, объект является манифестацией своей модели, то пусть задана конечно – автоматная модель недетерминированного, спец. детерминированного динамического логического объекта)*

$$\mathcal{A} = \left\langle X \times \left[2^Z\right], S, Y, \delta,\ \lambda/\Lambda \right\rangle$$

где X, Z, S и Y – алфавиты соответственно входов, возмущений, состояний и выходов, 2^Z – множество всех подмножеств алфавита Z, δ - отношение, спец. функция, переходов

$$\delta : S \times X \times S : \langle s, x, s' \rangle$$

в частности

$$\delta : S \times X \times [\mathfrak{Z}] \to S : \langle s, x, [\mathfrak{z}] \rangle \mapsto s'$$

где s′ - актуальная много, спец. однозначная предикация состояния – преемника, а не само состояние – преемник (!) и λ - отношение, спец. функция, выходов Мили

$$\lambda : S \times X \times Y : \langle s, x, y \rangle$$

в частности

$$\lambda : S \times X \times [\mathfrak{Z}] \to Y : \langle s, x, [\mathfrak{z}] \rangle \mapsto y$$

и Λ - функция выходов Мура

$$\Lambda : S \to Y : s \mapsto y$$

причем $\mathfrak{Z}$ – полное разбиение на Z ($\mathfrak{Z} \subset 2^Z$) с тем, что для каждой системы возможных переходов $\left\{\delta\left(s, x, \mathfrak{z}_{ij}\right) = s'\right\}_{\mathfrak{z}_{ij} \in \mathfrak{Z}_j}$ имеет место своё разбиение $\mathfrak{Z}_j$. Конечно, можно допустить разбиение $\mathfrak{Z} = \left\{\{z_i\}\right\}_{i=1}^{|Z|}$ для всех возможных переходов или $\mathfrak{Z} = \{Z\}$ для достоверного перехода. (Заметим, что не говорится о отношении выходов Мура, ибо «расщеплять» состояния s нельзя.) Ведь на логический объект (и объект сам на себя) могут случайно воздействовать возмущения или неизмеримые (неявные), или измеримые (явные). Воздействуют ли на объект возмущения либо неявные, либо явные, то моделью объекта есть соответственно или **недетерминированный**, или **детерминированный с возмущающим входом**, конечный автомат. Детерминированные автоматы без возмущающего входа будем в дальнейшем называть **строго детерминированными.**)**

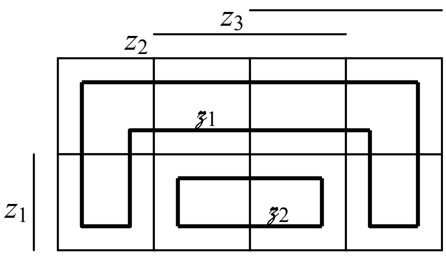
Если отношения, спей. функции, переходов или выходов автомата частичны, то потому, что субъекту их значения в некоторой точке не известны или, что субъект их не считает инересными. Тогда значения придется субъекту доопределить, ибо объект вряд ли решит, какое значение должно быть в той или иной точке, по критериям максимизирующим полезность (минилизирующим затраты) доопределения.

)* Пусть M – множество и $m \in M$; тогда $[M] = M$ или $\{e\}$ и $[m] = m$ или e (e – пустое слово).

)** Напомним, что классы $\mathfrak{z}$ полного разбиения $\mathfrak{Z}$ ($\mathfrak{z} \in \mathfrak{Z}$) на Z непусты ($\mathfrak{z} \neq \varnothing$), взаимно дизъюнктны ($\mathfrak{z}_i \cap \mathfrak{z}_j = \varnothing$ при $i \neq j$) и что $\bigcup_{\mathfrak{z}_i \in \mathfrak{Z}} \mathfrak{z}_i = Z$.

Полезным средством для нахождения вохмущающих явлений $\mathfrak{z}$ и для проверки полноты разбиений $\mathfrak{Z}$ на Z являются k – меоные карты Карнафа (Karnaugh) и Маркванда (Marquand) в случае k бинарных вохмущающих входов z_i объекта (непутать с буквами алфавита возмущений), т.е. $Z = \mathop{\times}\limits_{i=1}^{k}\left\{z_i^{\sigma_i}\right\}_{\sigma_i} = \left\{z_1^{\sigma_1}\ z_2^{\sigma_2} \dots z_k^{\sigma_k}\right\}_{\langle\sigma_1,\sigma_2,\dots,\sigma_k\rangle}$, где $\sigma \in \{0,\ 1\}$ и $z^{\sigma} = z\sigma \vee \bar{z}\,\bar{\sigma}$.

Пример 3.1. Пусть $k = 3$; тогда $Z = \left\{z_1^{\sigma_1}\ z_2^{\sigma_2}\ z_3^{\sigma_3}\right\}_{\langle\sigma_1,\sigma_2,\sigma_3\rangle}$:



Построить дихотомию $\mathfrak{Z} = \left\{z_1\ \ z_2\right\}$ на Z по выше приведенной карте:
$\mathfrak{z}_1 = \bar{z}_1 \vee \bar{z}_2\bar{z}_3 \vee \bar{z}_2 z_3$, $\mathfrak{z}_2 = z_1 z_2$ ибо $\mathfrak{z}_1\,\mathfrak{z}_2 = 0$ и $\mathfrak{z}_1 \vee \mathfrak{z}_2 = 1$. ■

Если в конечном автомате Мили имеет место $S = \{s\}\ (|S| = 1)$, то отношение, спец. функцию, переходов

$$\delta : \{s\} \times X \times \{s\} : \langle s, x, s\rangle$$

в частности

$$\delta : \{s\} \times X \times [\mathfrak{Z}] \to \{s\} : \langle s, x, [\mathfrak{z}]\rangle \mapsto s$$

можно формально, но не фактически, ибо статический автомат эволюционирует повторяя виртуальный переход «вокруг» состояния s, игнорировать и отношение, спец. функцию, выходов

$$\lambda : \{s\} \times X \times Y : \langle s, x, y\rangle$$

в частности

$$\lambda : \{s\} \times X \times [\mathfrak{Z}] \to Y : \langle s, x, [\mathfrak{z}]\rangle \mapsto y$$

можно формально, но не фактически, модифицировать

$$\lambda : X \times Y : \langle x, y\rangle$$

в частности

$$\lambda : X \times [\mathfrak{Z}] \to Y : \langle x, [\mathfrak{z}]\rangle \mapsto y$$

(Модифицированная таким способом функция выходов Мура стала бы постоянной – Λ: $\{s\} \mapsto Y : s \mapsto y$. Значит, автомат Мура отражает факт, что причина всегда во времени опережает следствие, тогда как автомат Мили одновременное появление их обоих допускает.) Таким образом, формально, но не фактически, вместо модели $\left\langle X \times \left[2^Z\right], \{s\}, Y, \delta,\ \lambda \right\rangle$ можно считать моделью **статического** объекта модифицированный конечный автомат $\left\langle X \times \left[2^Z\right], \{s\}, Y, \lambda \right\rangle$.

Приведенная модель является удобным высказывательным сокращением, но которое нельзя произвольно толковать, не зная его происхождение. А именно, иногда считают алфавит состояний поэтому пустым ($S = \varnothing$); тогда можно лишь метафизически игнорировать $\delta : \varnothing \times X \times \varnothing$, спец. $\delta : \varnothing \times X \times [\mathfrak{z}] \to \varnothing$ или модифицировать $\lambda : \varnothing \times X \times Y$, в частности $\lambda : \varnothing \times X \times [\mathfrak{z}] \to Y$.

Иногда называют статический конечный автомат $\left\langle X \times \left[2^Z\right], Y,\ \lambda \right\rangle$ комбинационным, что не совсем точно, ибо также динамический конечный автомат может себя вести комбинационно.

Определим рекуррентно **траекторию состояний** в конечном автомате:

а) $\delta\,(s, x, s')$, спец. $\delta\,(s, x, [\mathfrak{z}]) = s'$ есть траектория состояний,

б) (сопряженность состояний) если $\delta\left(s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{i,l-1}, s''\right)$, спец. $\delta\left(s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{i,l-1}, \left[\mathfrak{z}_{i1}\ \mathfrak{z}_{i2} \ldots \mathfrak{z}_{i,l-1}\right]\right) = s''$, есть траектория состояний и $\left\{\delta\left(s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{i,l-1}, s''\right)\right\} *$ $* \left\{\delta\left(s'', x_l, s'\right)\right\} = \left\{\delta\left(s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{il}, s'\right)\right\}$, где $*$ - оператор свертки отношений, спец. $\delta\left(\delta\left(s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{i,l-1}, \left[\mathfrak{z}_{i1}\ \mathfrak{z}_{i2} \ldots \mathfrak{z}_{i,l-1}\right]\right), x_{il}, \left[\mathfrak{z}_{il}\right]\right) = \delta\left(s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{i,l-1}, \left[\mathfrak{z}_{i1}\ \mathfrak{z}_{i2} \ldots \mathfrak{z}_{i,l-1}\right]\right) = s'$, то $\delta\left(s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{il}, s'\right)$, спец. $\delta\left(s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{i,l-1}, \left[\mathfrak{z}_{i1}\ \mathfrak{z}_{i2} \ldots \mathfrak{z}_{i,l-1}\right]\right) = s'$, есть траектория состояний,

в) ничто другое не является траекторией.

Обозначим множество начальных (концевых) состояний траектории состояний через I (F) – I, $F \subset S$; напомном, что концевым состоянием s' называется состояние устойчивое для стимула x_{il}, т.е. $\delta\,(s', x_{il}, s')$, спец. $\delta\,(s', x_{il}, [\mathfrak{z}_{il}]) = s'$. Назовем траектории состояний, для котопых $x_{i1} = x_{i2} = \ldots = x_{il} = x$ и $s \in I$ **собственными;** если $s' \in F$, то собственную траекторию называют хаффменовой (фундаментальной). Собственные траектории состояний воплощпют динамику объекта. Траектории состояний, не являет-ся которые собственным, суть **вынужденные,** ибо вынужденных траектории представляют собой свертки, решаемые субъектом, собственных траекторий, реалистически фундаментальных, за исключением концевой подтраектории, может быть которая нехаффменова вида.

Остается обобщить отношение, спец. функцию, переход:

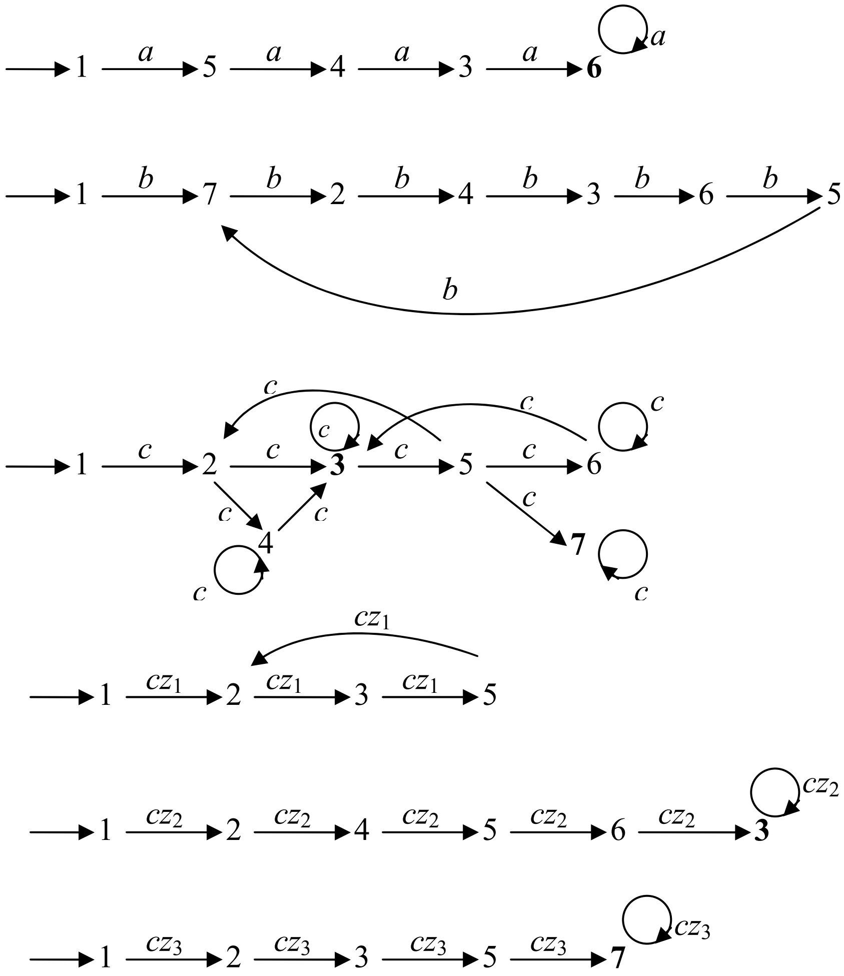
$$\delta : \left(S^{\{1\}} \times X^{\{1,2,\ldots,l\}} \times S^{\{+1\}}\right) = \left(S^{\{1\}} \times X^{\{1,2,\ldots,l-1\}} \times S^{\{l\}}\right) * \left(S^{\{l\}} \times X^{\{l\}} \times S^{\{l+1\}}\right):$$

$$\left\langle \left\langle s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{i,l-1} \right\rangle, x_{il}, s' \right\rangle \ \left(= \left\langle s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{i,l}, s' \right\rangle\right)$$

спец.

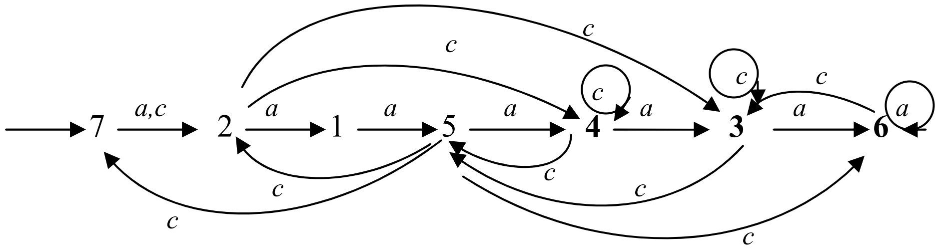
$$\delta : \left(S^{\{1\}} \times X^{\{1,2,\ldots,l\}} \times \left[\mathfrak{z}^{\{1,2,\ldots l\}}\right] \to S^{\{l+1\}}\right) = \left(S^{\{1\}} \times X^{\{1,2,\ldots,l-1\}} \times \left[\mathfrak{z}^{\{1,2,\ldots l-1\}}\right] \to S^{\{l\}}\right) * \left(S^{\{l\}} \times X^{\{l\}} \times \left[\mathfrak{z}^{\{l\}}\right] \to S^{\{l+1\}}\right):$$
$$\left\langle \left\langle s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{i,l-1}, \left[\mathfrak{z}_{i1}\ \mathfrak{z}_{i2} \ldots \mathfrak{z}_{i,l-1}\right] \right\rangle, x_{il}, \left[\mathfrak{z}_{il}\right] \right\rangle \mapsto s' \ \left(= \left\langle s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{i,l}, \left[\mathfrak{z}_{i1}\ \mathfrak{z}_{i2} \ldots \mathfrak{z}_{i,l}\right] \right\rangle \mapsto s'\right) \ )*$$

Пример 3.2. Построить собственные траектории состояний автомата, заданного таблицей переходов (таб.3.1.), находится ли автомат в начальном состоянии 1 и воздействуют на него стимулы a, b, c, cz_1, cz_2, cz_3:



или вынужденную траекторию находится ли автомат в начальном состоянии 7 и воздействует ли на него входное слово задаваемое субъектом $a\ c$:

)* $S^{\{i\}} = \{\{i\} \to S : i \mapsto s \ (= s)\}$ при i = 1, 2, ..., l + 1, $X^{\{1,2,\ldots,l-1\}} = \{\{1,2,\ldots,l-1\} \to X : 1 \mapsto x_{i1}$, $2 \mapsto x_{i2}, \ldots, l-1 \mapsto x_{i,l-1} \ (= x_{i1}\ x_{i2} \ldots x_{i,l-1})\}$, $X^{\{l\}} = \{\{l\} \to X : l \mapsto x_{il} \ (= x_{il})\}$ и аналогично для $\mathfrak{z}^{\{1,2,\ldots,l-1\}}, \mathfrak{z}^{\{l\}}$. Поэтому не подходит $S^1 = S$ вместо $S^{\{i\}}$ или X^l, $X^1 = X$ вместо $X^{\{1,2,\ldots,l\}}$, $X^{\{i\}}$ или $\mathfrak{z}^{\{l\}}, \mathfrak{z}^{\{1\}} = \mathfrak{z}$ вместо $\mathfrak{z}^{\{1,2,\ldots,l\}}, \mathfrak{z}^{\{i\}}$? Потому, что для S^1 или X^1 или $\mathfrak{z}^1$ слово длиной в один $i \mapsto s$ иди $i \mapsto x$ или $i \mapsto \mathfrak{z}$ над S или X или $\mathfrak{z}$ совпало бы с буквой s или x или $\mathfrak{z}$ из S или X или $\mathfrak{z}$, что не допустимо, хотя сокращенная запись слов в скобках может это намекать.



– см. таб. 3.1. Траектории состояний обозначены сплошными линиями со стрелками. ■

Таб. 3.1. Таблица переходов автомата из примера 3.2.

	s'					
xz / s	a	b	c	cz_1	cz_2	cz_3
1	5	7	2	2	2	2
2	1	4	3 , 4	3	4	3
3	6	6	(3) , 5	5	(3)	5
4	3	3	(4) , 5	5	5	(4)
5	4	7	2 , 6 , 7	2	6	7
6	(6)	5	3	3	3	3
7	2	2	(7)	(7)	(7)	(7)

Очевидно, что динамический объект не выполняет свои собственные траектории состояний спонтанно (стихийно), или что вдоль собственной траектории «самопродвигается», а любой переход между состояниями, сопряженными в собственной траектории, достоверно исполняет исходное состояние перехода.

Ныне также ясно, что управлять динамическим объектом бесполезно, ибо субъект или управляющее устройство вводя управляющее воздействие x в объект, находится который в исходном состоянии, заставит объект выполнить самому себе свою собственную траекторию состояний: либо достигнув устойчивое концевое состояние, либо безгранично повторяя состоянческий цикл.

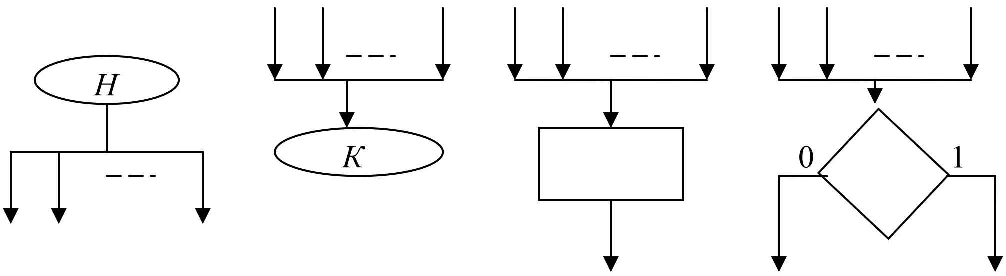
Вводит ли субъект вручную последовательность управляющих воздействий в динамический управляемый объект, может добиться выполнения требуемой выпускаемой траектории состояний в объекте. Но если субъект делегирует свое целенаправленное поведение на управляющее устройство, то поскольку управляющее устройство должно, на основании имеющего состояния управляемого объекта, управляющим воздействием автоматически с одной стороны, поддерживать объект в устойчивом концевом состоянии, и с другой, перевести объект в другое состояние, постолько управляющее устройство является недетерминированным (!) – см. пример 3.2. Действительно, пусть управляемый объект выполнил под управляюшим воздействием $x'' = u\ (s'')$ собственную составляющую Хаффмена вынужденной траектории, т.е. пусть находится в устойчивом состоянии s'' ($\delta\ (s'', x'', s'')$, спец. $\delta\ (s'', x'', [\mathfrak{z}'']) = s''$). Пускай объект собирается выполнить вынужденную траекторию, выполняя слезующую составляющую собственную траекторию под управляющим воздействием $x' = u\ (s'')$, т.е. $\delta\ (s'', x', s')$, спец. $\delta\ (s'', x', [\mathfrak{z}']) = s'$, причем $s' \neq s''$. Отсюда, должно быть $x'' \neq x'$, что «непосильно» детерминированному управляющему устройству, за одним лишь исключением: если $x'' = u\ (s'', \mathfrak{z}'')$ и $x' = u\ (s'', r')$ при $\mathfrak{z}'' \neq \mathfrak{z}'$, то $x'' \neq x'$, маскируя, тем самым, явным возмущением недетерминизм управляющего устройства; приведенная хитрость часто применяется. Но что делать в случае строго детерминированного или недетерминированного управляемого объекта?

Тем не менее, управляют динамическим объектом, заставляя его выполнять собственные или вынужденные траектории состояний [2, 4 - 8].

Вернемся опять к переходу между состояниями $\delta\ (s, x, s')$, спец. $\delta\ (s, x, [\mathfrak{z}]) = s'$. Переход между состояниями с реалистической стороны, длится некоторое время, и с формальной стороны, происходит мгновенно. В самом деле, объект, покинуть исходное состояние s, но еще не достигнуть концевое состояние s' перехода, находится в «промежуточном» - ненаблюдаемом, неинтересном состоянии, не уважаемом конечно – автоматной моделью. Удовлетворяя реалистическому и формальному требованиям по продолжительность переходов, отождествляют промежуточное состояние перехода реалистически с исходным состоянием s (например автомат Мили вырабатывает реакцию y в течение перехода) или формально с состоянием – преемником s' (например указатель стремления перехода в таблице переходов).

4. Граф – схема алгоритма действия динамического объекта

По [9] **граф – схема алгоритма (ГСА)** – ориенитрованная связная диаграмма, содержащая одну начальную (*H*), одну концевыю (*K*) вершины и конечное количество операторных и условных вершин:



Концевая, операторная и условная вершины имеют по одному входу; начальная вершина входов не имеет. Начальная и операторная вершины имеют по одному выходу, а условная – два выхода, помеченных символами о (неправда) и 1 (правда). Концевая верщина выходов не имеет. *ГСА* удовлетворяет следующим условиям:
- входы и выходы вершин соединяются друг с другом с помощью дуг, направленных от выхода ко входу,

- каждый выход соединен только с одним входом,
- любой вход соединяется хотя бы с одним выходом,
- любая вершина диаграммы лежит по крайней мере на одном пути из начальной вершины в концевую вершину,
- один из выходов условной вершины может соединяться с ее входом, что недопустимо для операторной вершины; упомянутые условные вершины называются иногда ждущими.

Дескриптивная (феноменологическая) модель)* на *ГСА* объекта [5, 7] распологает выходным алфавитом Y и m бинарными входами x_i ($i = 1, 2, ..., m$; $x_i \in \{0, 1\}$). Над входным алфавитом $\{0,1\}^m = \underset{i=1}{\overset{m}{\times}} \{x_i^{\sigma_i}\}_{\sigma_i} = \{x_1^{\sigma_1}\ x_2^{\sigma_2} \ldots x_m^{\sigma_m}\}_{\langle \sigma_1, \sigma_2, \ldots, \sigma_m \rangle}$ заданы полные разбиения $\mathcal{X}_j$. В *ГСА* автомата в каждую условную вершину зеписывается один из символов x_i называются которые логическими условиями.)** Разрешается в различных условных вершинах запись одинаковых символов x_i. В каждой операторной вершине записывается элемент y выходного алфавита Y ($y \in Y$). Для того, чтобы получить конечно – – автоматную модель, в ГСА объекта надо ещё разместить состояния автомата в зависимости от того, является ли конечный автомат автоматом Мили или Мура. Входы вершин, следующих за операторными, отмечаем числами 1, 2, ... k по следующим правилам:

- числом 1 (начальное состояние) отмечаем вход вершины, следующей за начальной; вход концевой вершины отмечаем числом k (концевое состояние),
- вход всех вершин, следующих за операторными, должны быть отмечены,
- отмечается ли вход вершины, то только одним числом,
- входы различных вершин, за исключением концевой, отмечаются различными числами,

или начальная, концевая и операторные вершины отмечаются числами 1, 2, ..., k по следующим правилам:

)* Под **феноменологической** (автоматной) моделью недетерминированного, в частности детерминированного, логического объекта подрозумевают упорядоченную четверку

$$\left\langle X \times \left[2^Z\right], Y, B, s \right\rangle$$

где поведение B – отношение, в частности функция

$$B : \{s\} \times X^+ \times Y^+ : \left\langle s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots, y_{j1}\ y_{j2} \ldots \right\rangle$$

спец.

$$B : \{s_H\} \times X^+ \times \left[\mathfrak{z}^+\right] \rightarrow Y^+ : \left\langle s, x_{i1}\ x_{i2} \ldots, \left[\mathfrak{z}_{i1}\ \mathfrak{z}_{i2} \ldots\right] \right\rangle \mapsto y_{j1}\ y_{j2} \ldots$$

s – начальное состояние u + - крастик Клейни (Kleene) обозначающий множество всех слов (за исключением метафизического пустого слова) над алфавитом.

)** *ГСА* удобна для субъекта, воспринимает который с удовольствием входные воздействия посредством выполнения или невыполнения условий:
$\{x_i\}_{i=1}^m \rightarrow \{0,1\} : x_i \mapsto 0\ (= \bar{x}_i)$ не воздействует ли x_i на объект, $x_i. \mapsto 1$ ($= x_i$) в обратном случае.

Само сабой разумеется, что реальный объект «не собирается» выполнят условия, накладываемые на него человеком.

- числом 1 отмечается начальная, а числом k концевая вершина,
- различные операторные вершины отмечаются различными числами,
- все операторные вершины должны быть отмечены,

с тем, что в обоих случаях, т.е. автоматов Мили или Мура, имеет место $k = |S|$.

Пример 4.1. Построить конечно – автоматную модель объекта заданного *ГСА* – рис. 4.1. с размещенными состояниями автоматов Мили ($N\mathcal{M}$) или Мура (NM), где N – номер состояния. Отсюда, диаграммы переходов и выходов автомата Милм (рис. 4.2.а)) и Мура (рис. 4.2.б)) , причем искусственно введены: переходы из $3M$ в $5M$ и из $4M$ в $5M$ и операторная вершина – состояния Милм M. Не быть фиктивной операторной вершины, с фактической стороны автомату не где ожидать «выполнения условия» $x_2 =$ $= 1$, и с формальной стороны автомат попадал бы из $1\mathcal{M}$ в $3\mathcal{M}$ или из $1M$ в $4M$ при $\left(\bar{x}_1 \vee \bar{x}_2\right) x_2 = \bar{x}_1 x_2$ и хотя $\bar{x}_1 x_2 \wedge x_1 = 0$, $\bar{x}_1 x_2 \vee x_1 = x_1 \vee x_2 \neq 1$. ■

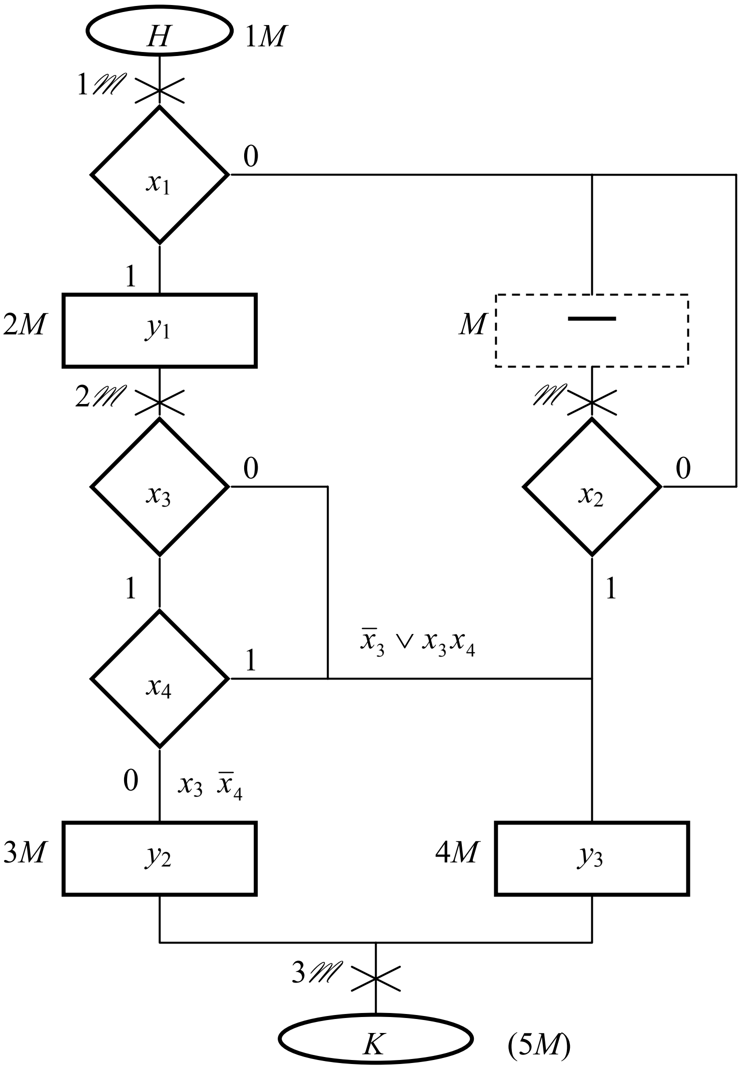
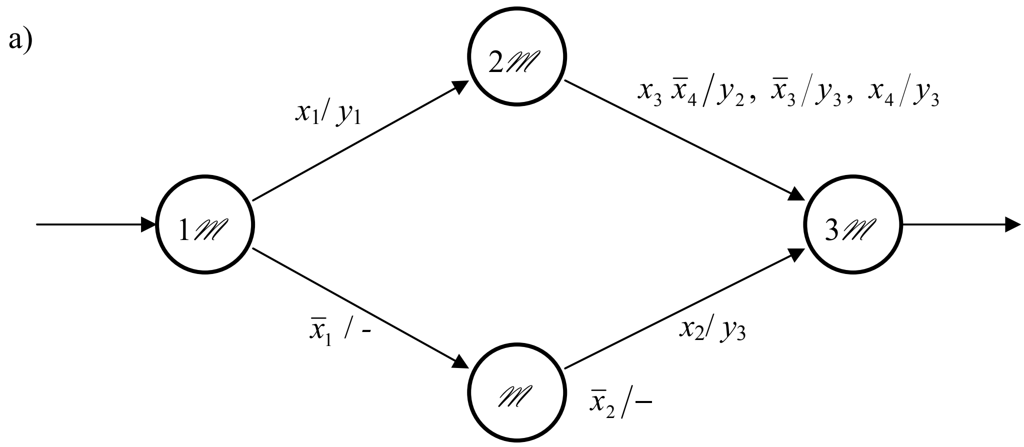


Рис. 4.1. Отмеченная *ГСА* автомата из примера 4.1.



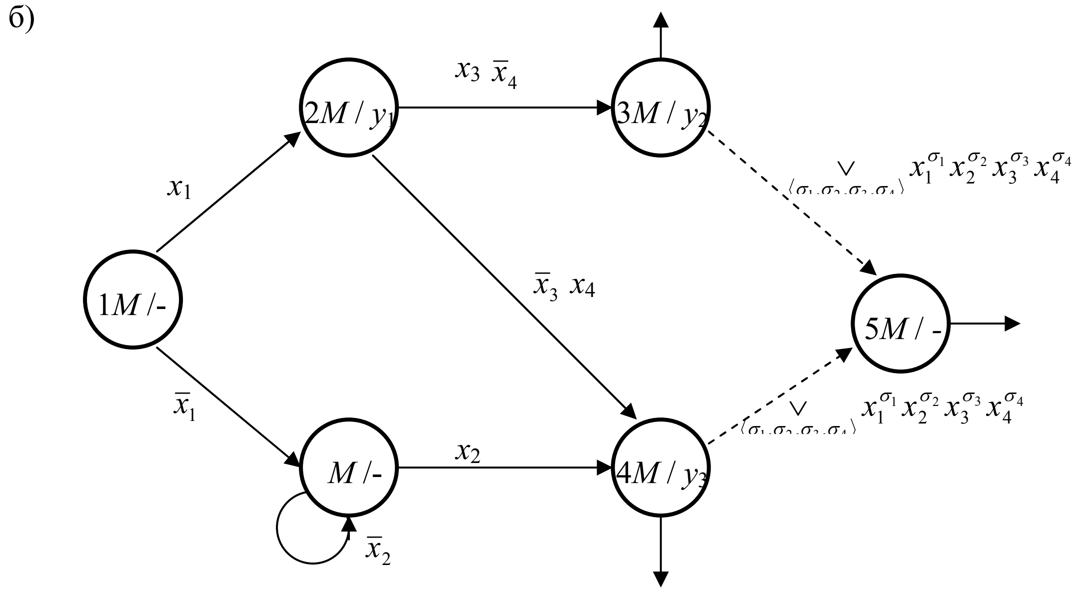


Рис.4.2. Диаграммы переходов автоиатов а) Мили, б) Мура построенные по *ГСА* из рис. 4.1., пример 4.1.

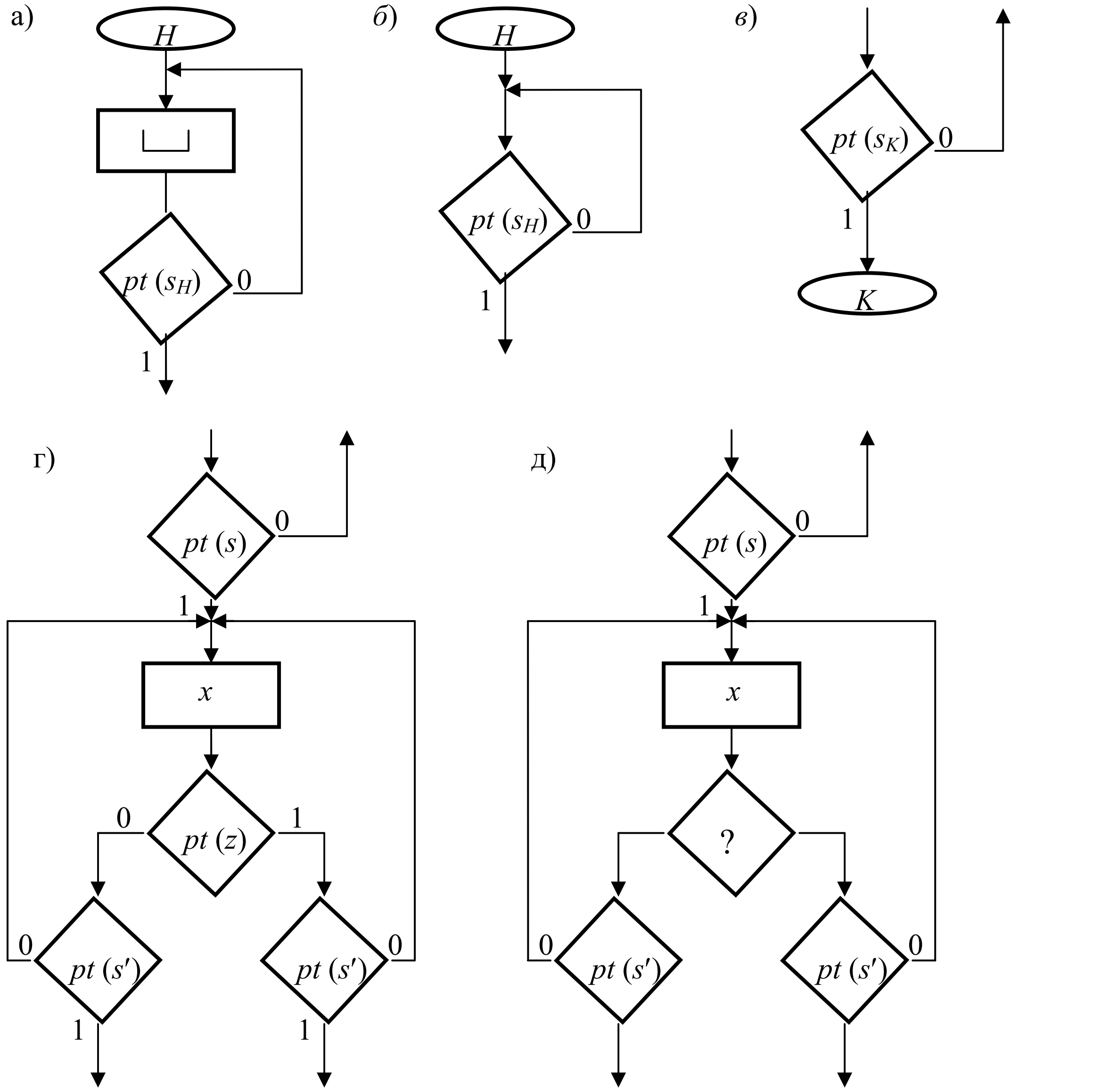
Сразу видио, что в силах приведенной [5, 6] дескриптивной модели (в форме *ГСА*) есть только детерминированные динамические объекты. Поэтому ниже предлогается конечно – автоматная модель динамического объекта в форме *ГСА*.

Стимулами *x* отмечаются операторные вершины; введем ещё бинарные предикаты:

- $pt : Z \to \{0,1\} : z \mapsto 0$, не воздействует ли *z* на объект; $z \mapsto 1$, иначе,
- $pt : S \to \{0,1\} : s \mapsto 0$, не находится ли объект в *s*; $s \mapsto 1$, иначе,

записываются которые в условные, спей. в ждущие, вершины *ГСА*. Рассмотрим более подробно запись переходов между состояниями собственной траектории состояний средствами *ГСА*. Начальное состояние s_H устойчиво для любого разделителя – как правило, непубликованно символа алфавита X – в том числе для пробела (␣), т.е. δ (s_H, ␣) = s_H (рис. 4.3.а)); можно примириться с сокращенной иконой (рис. 4.3.б)) с тем, что для фактического начала (H = 1) имеет место $\left(1\vee\overline{pt\left(s_H\right)}\right)pt\left(s_H\right)=pt\left(s_H\right)$. Если s_K – концевое состояние собственной траектории, то чертится рпс. 4.3.в). Достоверные $\delta\left(s,x,[z]\right)=s'$ или возможные переходы $\delta\left(s,x,s'\right)$ схвачивает *ГСА* следуя соответственно рис. 4.3.г), д). Условная вершина по рис. 4.3.е) – ждущая и приводятся оба возможных способа, причем пользоваться можно только одним из них, её размещения условной вершины в иконе состоянческого перехода. «Обратное связи» на рис. 4.3.г), д) и е) отражают отождествление промежуточного состояния перехода $\delta\left(s,x,[z]\right)=s'$ или $\delta\left(s,x,s'\right)$ с исходным состоянием s. Классы $\mathfrak{z}$ полного разбиения $\mathfrak{Z}$ на Z для переходов $\delta\left(s,x,\mathfrak{z}\right)=s'$ получают надлежащей композицией условных вершин отмеченных предикатами pt (z). На рис. 4.3. ж) есть пример разбиения $\mathfrak{Z}=\{z_1\,\bar z_2\,\bar z_3,$ $z_1\,\bar z_2\,z_3,\bar z_1\vee z_2\}$ над алфавитом $Z=\bigvee_{\langle\sigma_1,\sigma_2,\sigma_3\rangle} z_1^{\sigma_1}\,z_2^{\sigma_2}\,z_3^{\sigma_3}=\mathop{\times}_{i=1}^{3}\left\{z_i^{\sigma_i}\right\}$. В случае неявных возмущений, условные вершины, выходы которых не помечаются, отмечены вопросительныи знаком (?).

Выбор собственных траекторий за субъектом!



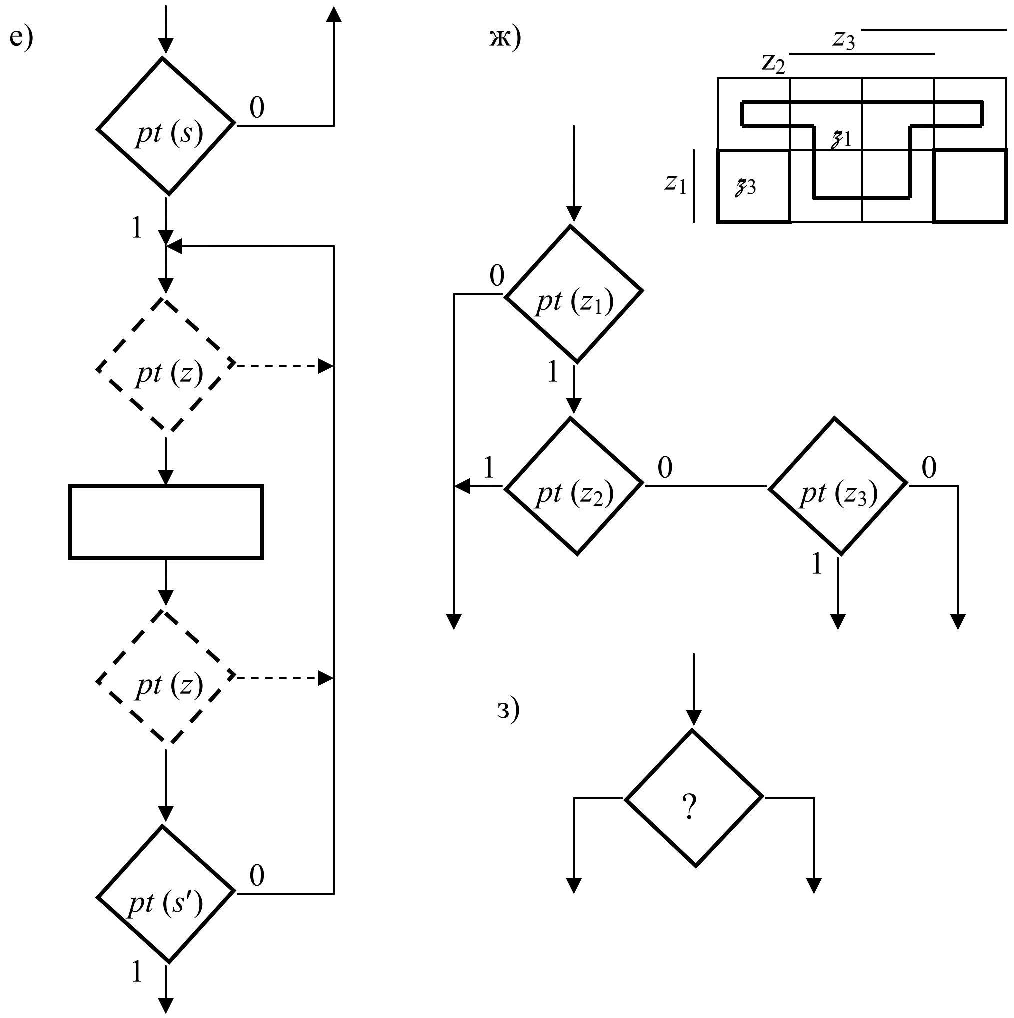


Рис. 4.3. Запись в языке *ГСА*: бытие автомата в а), б) начальном s_H, в) концевом s_K состояниях; переходы между состояниями г) достоверные, д) возможные; е) ждущая верщина; ж) пример разбиения над алфавитом возмущений; з) неявное возмущение.

Пример 4.2. Построить ГСА собственной траектории автоматм из примера 4.1., инициированной стимулом с для $s_H = 1$ – см. рис. 4.4. ■

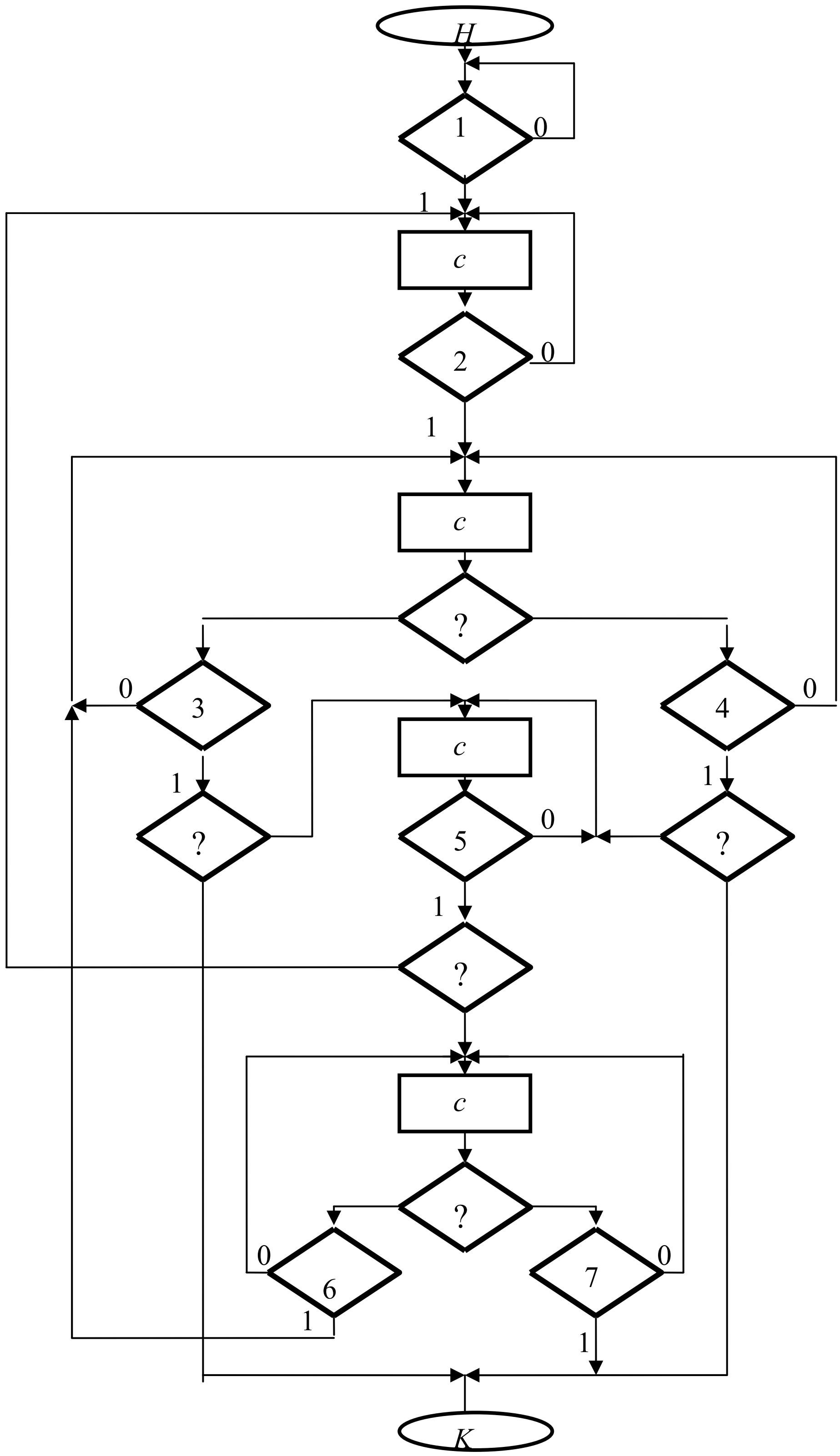


Рис. 4.4. *ГСА* собственной траектории состояний из примера 4.2.

5. Система автоматического логического управления (САЛУ)

Вернемся к пилотским примерам из второй части статьи.

Автор считает возможным, что любезный читатель вместо о конечно – автоматной модели систем: ветер – пврусник, Солнце – Земля или игрок (фальшивый) – игральная кость склонен говорить скорее всего о конечном автомате: парусника, Земли или игральной кости. В таком случае автор вынужден сказать, что ни парусник, ни сама Земля или ни игральная кость не являются динамическими объектами; приведённые «объекты», если ими не управляют, кажутся статическими, но могут стать динамическими, если ими управляют. Поэтому их автор назвал **потенциально динамическими.** (Поскольку за объект принимают лишь ту честь реальности, моделью которой есть конечный автомат, то потенциально динамическую часть реальности, не моделируемую конечным автоиатом, лучше всего считать псевдообхектом.)

В *САЛУ* «оживляет» управляющее устройство (*УУ*) «мертвый» потенциально динамический **псевдообъект**. Таким образом, отношение псевдопереходов, моделирующее псевдодействие псевдообъекта, это отношение между адфавитами машинных управлений и состояний, образуют которое упорядоченные пары: машинное управление, состояние – преемник s', где s' – концевое состояние возможных состоянческих переходов, инициированных машинным управлением.

Системы: ветер – парусник, Солнце – Земля или (фальшивый) игрок – игральная кость представляют по сути дела динамические системы автоматического (логического) управления (см. рис. 4.1.), где холистически управляемой составляющей есть потенциально динамический псевдообъект: парусник, Земля или игральная кость, а управляю-щим компонентом является: капитан, вращение Земли или игрок. Ветер, Солнце или распорядитель установливают задающее управление: *дует* или *не дует*, *сияет* или *не сияет*, *в исходное положение* или *на стол*. Управляющие статические устройства (*УУ*): капитан, вращение Земли (сказочный петух или мифические например древнегреческий Гелиос или авраамовский бог скорее всего перемещали Солце) или (фальшивый) игрок посредством «машинного» управления: *спустить* или *поднять*, *привернуть* или *отвернуть*, *подбрасывать* или *не подбрасывать* на основами состояний псевдообъекта: *парусник идет* или *не идет*, *день* или *ночь* и цифры 1,2,...,6 заставляют выполнять *САЛУ* собственные траектории состояний, вид которых выбирает задающее управление (рис. 4.2.).

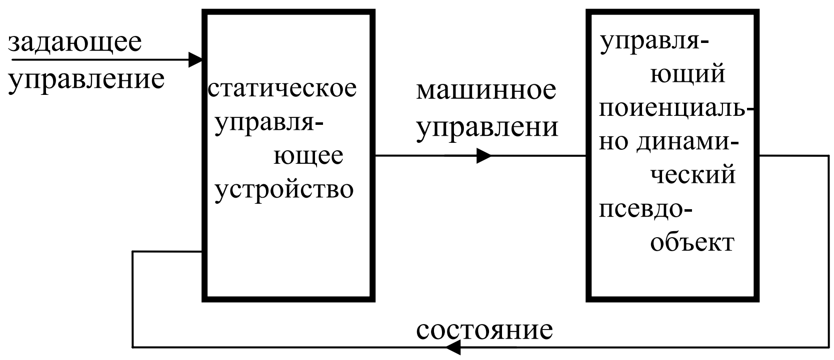
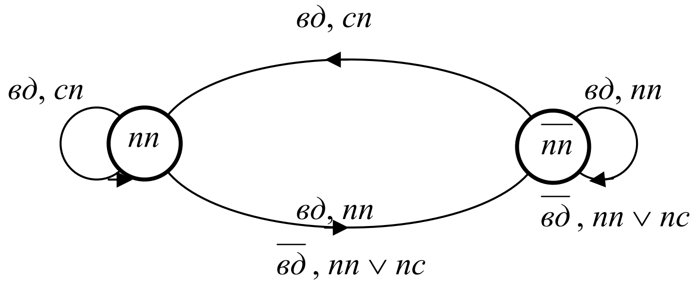


Рис. 5.1. Динамическая *САЛУ*.

а)



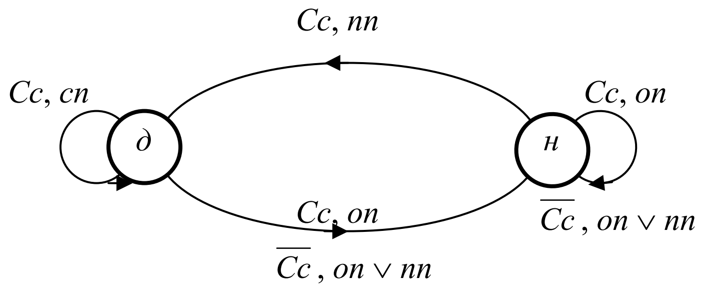
УУ:

зад. упр.	*вд*	*вд*	$\overline{вд}$
s	*пи*	$\overline{пи}$	$\overline{пи}$
мащ. упр.	*сп*	*пп*	$пп \vee пс$

парусник:

мащ. упр.	*сп*	*пп*
s'	$пи \vee \overline{пи}$	$\overline{пи}$

б)



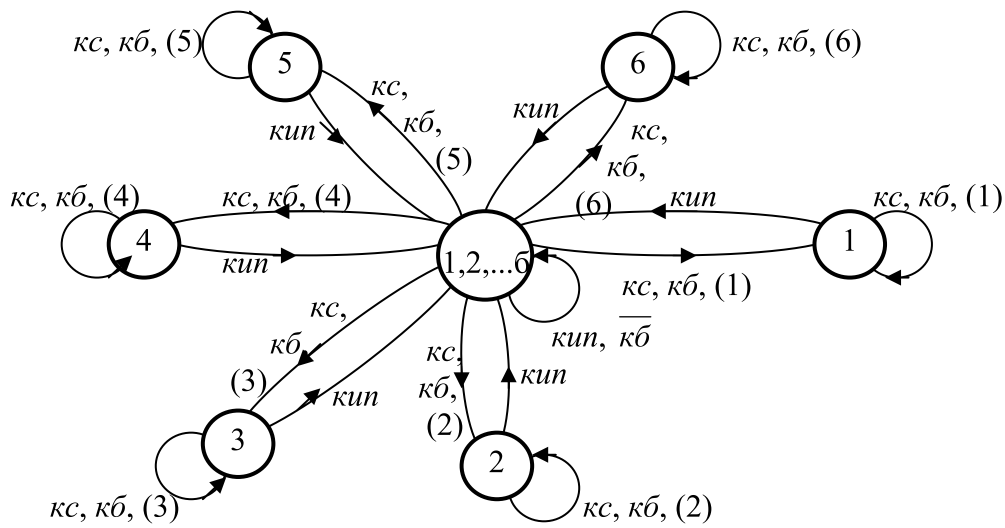
УУ:

зад. упр.	*Сс*	*Сс*	$\overline{Сс}$
s	*д*	*н*	*н*
мащ. упр.	*пп*	*оп*	$пп \vee оп$

Земля:

мащ. упр.	*пп*	*оп*
s'	*д* , *н*	*н*

в)



УУ:

зад. упр.	*кип*	*кс*	*кс*			
s	1,2,...,6	1,2,...,6	1	2	- - -	6
маш.упр.	$\overline{кб}$	*кб*	*кб* 1	*кб* 2	- - -	*кб* 6

игральная кость:

маш.упр.	*кб*	$\overline{кб}$	*кб* 1	*кб* 2	- - -	*кб* 6
s′	1,2,...,6	1 .2 6	1	2		6

Рис. 4. 2. Система автоматического логического управления: а) ветер – парусник, б) Солнце – Земля, в) (фальшивый) игрок – игральная кость.

Таким образом, напрашивается не только нетрадиционная концепция управления, в том числе логического, но новая, правильная парадигма управления, в отличие от некорректной имеющнйся парадогмы.

6. Заключение

Автор не занимался структурной моделью (ценью) динамического логического объекта, так как каноническая декомпозиция рассматривается в первой части (Каноническая декомпозиция) заметки «Две ствтьи о логическом управлении».

Автор надеется, что ему удалось убедить любезного читателя в неспонтанном движении динамического объекта и что в управлении динамическим объектом нет сиысла и тем самым, что уважаемый читатель отождествился с предлогаемой парадигмой управления..

В русскоязычной литературе не встречается, по автору, демонстрация того, что статический (комбинационный) объект является частным случаем объекта динамического и также не уделяется особое внимание автоматам с возмущающим входом.

В современности преобладает модное понимание субъекта как неодделимой части наблюдателем идентифицируемого объекта, включая его окрестность, что сожет привести к серъёзным последствиям. Например, субъект, хотя бессознательно, отождествляется с одной стороны, с управляющим устройством управляемой установки, и с другой, считает управляемую установку динамической или наблюдатель считает состояние – преемника актуально существующим и т.п. Субъект несомненно оказывает влияние на объект, но всё – таки, безопаснее считать наблюдателя находящимся вне объекта и его непосредственной окрестности.

Разрешите, уважаемый читатель, в заключение заключения рекомендовать Вам посмотреть реферат на чешском и русском языках «Парадигма (логического) управления» по э. – адресу: kiv.zcu.cz /publications/logicke-rizeni.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

[1] Bartoš, J.: Problémy kauzální metody a historického výkladu pojmů. (Проблемы каузального метода и исторической выкладки понятий). – Praha : Academia, 1977

[2] Шалыто, А.А. : Алгоритмизация и программирование задач логического управления. – С.М.: Наука, 1998

[3] Глушков, В.М.: Синтез цифровых автоматов. – М.: ГИФМЛ , 1962

[4] Kalman, R.E. – Falb, P.L. – Arbib, M.A.: Topics in Mathematical System Theory. - New York – Sydney: Mc Graw – Hill Book Co., 1969

[5] Майоров, С.А.: Проектирование цифровых вычислительных машин. – М. : Высшая школа, 1972

[6] Лазарев, В.Г. – Пийль, Е.И.: Синтез управляющих автоматов. – М.: Энергия, 1978

[7] Баранов, С.И.: Синтез микропрограммных автоматов. – Л.: Энергия, 1979

[8] Закревский, А.Д.: Параллельные алгоритмы логического управления. – М.: изд.научной и учебной лит-ры, 2003

[9] Алферова, З.В.: Теория алгоритмов. – М.: Статистика, 1973