РОССИЙСКАЯ АКАДЕМИЯ НАУК
СИБИРСКОЕ ОТДЕЛЕНИЕ
АВТОМЕТРИЯ
2006, том 42, № 3

УДК 681.3, 519.711

МОДЕЛЬ ПАРАЛЛЕЛЬНОГО АВТОМАТА

В. А. Воробьев

Поморский государственный университет, Архангельск
E-mail: vva@sanet.ru

Дано определение параллельного автомата, или П-автомата. Введены понятия атомарного, частичного и полного состояний П-автомата, параллельного входа и выхода. На этих множествах определяются параллельные функции переходов и выходов, заданные матрицами переходов и выходов. Сформулированы условия, которым должны отвечать эти матрицы, чтобы обеспечить корректное и однозначное описание П-автомата. Рассмотрены три способа его функционирования: синхронный, ординарный и смешанный. Сформулированы утверждения об условиях сводимости П-автомата к параллельно-последовательной композиции последовательных автоматов и достаточности ординарной модели П-автомата.

Введение. Понятие «параллельный автомат» было введено в [1, 2] в связи с разработкой параллельных алгоритмов логического управления (АЛУ) технологическими системами. В этом случае параллельный процесс образуется в результате параллельно-последовательной композиции множества взаимодействующих последовательных процессов и соответствующих им микропрограммных автоматов. Близкие идеи развиваются в [3]. В полной мере параллельные микропрограммные и секвенциальные автоматы были использованы в [4] для отладки и реализации АЛУ. В основу всех этих исследований положены такие математические модели параллельных алгоритмов, как сети Петри (СП) и параллельные граф-схемы алгоритмов (ПГСА). Выбор моделей мотивирован необходимостью верификации алгоритмов логического управления, которые практически не поддаются отладке методом пробных запусков.

Корректность параллельно-последовательных композиций процессов в СП и ПГСА подробно рассмотрена в работах [5, 6]. Там же исследована параллельная композиция, которую уместно назвать коллективом автоматов. В частности, клеточные автоматы и алгоритмы параллельных подстановок [5, 6] попадают в этот класс.

В данной работе сделана попытка определить параллельный автомат, или П-автомат, независимо, в терминах прикладной теории автоматов [3, 7]. Такое определение обладает большей общностью и позволяет по-новому посмотреть на синтаксическую и семантическую корректность параллельных процессов в системах логического управления.

Параллельный автомат. П-автомат – это автомат, внутреннее состояние которого задается множеством одновременно существующих частичных состояний. Пусть Q – множество неделимых внутренних состояний (атомов). Будем представлять их целыми числами $1, 2, 3, \dots, m$. Любое подмножество атомов $S_i \subseteq Q$ может быть частичным состоянием П-автомата. Соответственно частичные состояния могут быть простыми, содержащими один атом, и составными, содержащими несколько атомов. В качестве множества частичных состояний допустимы далеко не все возможные наборы подмножеств $S_i \subseteq Q$, а только некоторое их множество S, образующее полное n-разбиение множества Q на n непересекающихся частей $(i = 1, 2, \dots, n)$, т. е. удовлетворяющее следующим условиям полноты и независимости частичных состояний:

$$\left(\bigcup_{i=1,\dots,n} S_i = Q \right) \& \; [(S_i, S_j \in S) \to S_i \cap S_j = \varnothing]. \tag{1}$$

Внутреннее состояние П-автомата (П-состояние) задается подмножеством $S' \subseteq S$. В силу условия (1) П-состояние S' может содержать любой атом не более одного раза.

Распространим параллелизм на входы и выходы П-автомата. Пусть A и B – входной и выходной алфавиты соответственно. Входное состояние (П-вход) может содержать несколько совместимых символов из A, а выходное состояние (П-выход) – несколько совместимых символов из B. Параллельные состояния входа и выхода будем также называть П-состояниями входа и выхода. Будем полагать, что на множествах A и B заданы отношения совместимости $\alpha \subseteq A^2$ и $\beta \subseteq B^2$. Мотивы и способы задания этих отношений выходят за рамки формализма, т. е. являются семантическими ограничениями, зависят от предметной области и уточняются разработчиком по мере необходимости.

Полное состояние П-автомата – это пара $\langle$П-вход, П-состоние$\rangle$, причем оба элемента этой пары могут содержать несколько символов. Пару $\langle a_i, S_j \rangle$ с одним символом $a_i \in A$ и одним частичным состоянием $S_j \in S$ будем называть состоянием, подразумевая его частичность и не используя «П». Таким образом, «П» отмечает атрибуты П-автомата в целом, а для отдельных элементов внутренних состояний, входов и выходов сохраняются обычные названия из теории автоматов.

Процессом назовем цепочку простых или составных внутренних состояний, следующих друг за другом при функционировании П-автомата, причем так, что

$$S_k \text{ последующее} = \varphi(a_i, S_j \text{ предыдущее}).$$

Здесь $a_i \in A$ – входной символ, а φ – функция переходов П-автомата. Аналогичным образом можно ввести входные и выходные процессы, соответствующие входу и выходу. В иных терминах «процесс» – это слово в соответствующем алфавите. Далее по умолчанию будем иметь в виду последовательности внутренних состояний.

Несколько одновременно существующих процессов параллельны. Это значит, что с точки зрения внешнего наблюдателя элементы различных параллельных процессов либо появляются в П-автомате одновременно, либо параллельные цепочки состояний вставлены друг в друга (стасованы) с сохранением порядка внутри каждого процесса.

Порождение новых процессов и их слияние задается функцией переходов параллельного автомата. Пусть на вход П-автомата с частичным состоянием $S_k \in S' \subseteq S$ поступает символ a_i. Будем говорить, что состояние (a_i, S_k) активно, если функция переходов нетривиальна (меняет состояние П-автомата) на паре (a_i, S_k). При этом активны и внутреннее состояние S_k, и входное состояние a_i, и переход в состояние $\varphi(a_i, S_k)$. Из активного состояния S_k П-автомат может перейти во множество простых состояний – атомов, пополняя П-состояние атомами и порождая новые процессы. Обратная операция – слияние процессов – задается переходом в атом, принадлежащий составному состоянию, которое активно и действует как одно простое только тогда, когда будет достигнут каждый его атом. Таким образом, составное состояние выполняет двоякую роль: слияние и синхронизацию параллельных процессов, поскольку оно достигается и действует тогда и только тогда, когда все его атомы будут достигнуты.

Итак, процессы П-автомата последовательны. Они родятся в момент перехода какого-то процесса во множество простых состояний. Порождающий процесс в этот момент гибнет. Процесс гибнет также по достижении атома составного состояния, а когда все эти атомы достигнуты, то в результате слияния погибших процессов возможно рождение одного или нескольких новых процессов. Разные процессы не могут произвольно пересекаться на множестве атомов и конкурировать за них. Это требование накладывает дополнительные ограничения на функцию переходов П-автомата.

Функции переходов и выходов П-автомата, условия корректности. Зададим функции переходов и выходов П-автомата φ и ψ соответственно. Это оказывается не просто, поскольку множество П-состояний [1, 2] имеет порядок $O(2^{m/3})$. Аналогичные трудности встречаются при попытке перечисления всех возможных допустимых входных $A' \subseteq A$ и выходных $B' \subseteq B$ состояний. Таким образом, задание указанных функций, как это делается для последовательного автомата, оказывается чрезмерно громоздким. Кроме того, в некоторых наиболее интересных случаях редукция параллельного автомата к последовательному принципиально невозможна [1, 2].

Из вышеизложенного ясно, что отображения φ и ψ не являются функциями в строгом смысле, поскольку одному значению аргумента (полному состоянию) они могут ставить в соответствие несколько значений «функции» (частичных состояний или выходов), причем делается это параллельно для нескольких компонент П-входа и П-состояния. Назовем φ и ψ параллельными функциями (П-функциями). Тем не менее П-функции переходов и выходов можно задать отображениями так же, как и для последовательных автоматов:

– П-функция переходов $\varphi : A \times S \Rightarrow S$;

– П-функция выходов $\psi : A \times S \Rightarrow B$ для автомата Мили или $\psi : S \Rightarrow B$ для автомата Мура.

Как видно из этой записи, П-функции переходов и выходов определены на парах (a_i, S_k) и действие этих отображений не зависит от того, какие еще пары (a_j, S_k), (a_j, S_l) или (a_i, S_l) активны в полном состоянии в данный момент. Причем отображения этих пар вычисляются параллельно, а не по одному в каждом такте. Для того чтобы такая запись была корректна, отображения φ и ψ должны удовлетворять следующим условиям совместимости:

$$\forall a_i, a_j \in A,\ S_k \in S' \subseteq S\{(a_i \alpha a_j) \& (i \neq j) \to [\psi(a_i, S_k) \beta \psi(a_j, S_k)]\} \quad (2)$$

для автомата Мили;

$$\forall S_i, S_j \in S' \subseteq S\{\psi(S_i) \beta \psi(S_j)\} \quad (3)$$

для автомата Мура;

$$\forall a_i, a_j \in A,\ S_k, S_l \in S' \subseteq S\{(a_i \alpha a_j) \& (i \neq j) \to$$
$$\to [\varphi(a_i, S_k) \cap \varphi(a_j, S_l) = \varnothing]\}, \quad (4)$$

где $|\varphi(a_i, S_k)| \geq 0$, $|\psi(a_i, S_k)| \geq 0$, $\varnothing$ – пустое множество.

Таким образом, П-функция φ полного состояния П-автомата не содержит двух параллельных переходов к одному и тому же атому, а ψ – двух несовместимых выходных значений. Выражения (2) и (3) – формальная запись условий совместимости выходов. Нарушение этих условий приводит к противоречивости выхода П-автомата. Условие (4) обеспечивает независимость параллельных процессов в П-автомате, нарушение которого приводит к конкуренции процессов П-автомата на множестве атомов. Пусть, например,

$$\varphi(a_i, S_k) \cap \varphi(a_j, S_l) = S_m.$$

В этом случае процессы, содержащие параллельные активные состояния (a_i, S_k) и (a_j, S_l), будут состязаться в скорости достижения S_m, а переход из S_m будет параллельно запущен дважды. Таким образом, условие (4) обеспечивает безопасность П-автомата в том смысле, что уже запущенное действие не может быть запущено вновь до его окончания. Параллельные процессы могут сливаться в один процесс только в составном частичном состоянии.

Наконец для обеспечения независимости процессов в П-автомате следует запретить действие двух совместимых входных символов из A на одно и то же частичное состояние, иначе возникнут пересечение и конкуренция процессов на множестве атомов. Это требование формально записывается в виде

$$\forall a_i, a_j \in A,\ S_k \in S' \subseteq S\{(a_i \alpha a_j) \& (i \neq j) \to$$
$$\to [\varphi(a_i, S_k) = S_l \neq \varnothing \to \varphi(a_j, S_k) = \square]\}, \quad (5)$$

где «$\square$» – символ пассивного состояния, обозначающий отсутствие действия. Отметим, что отсутствие действия можно мыслить как переход П-автомата в то же самое состояние без изменения П-выхода. Это означало бы экономию символов при описании автомата. При такой интерпретации один из совместимых символов мог бы инициировать переход П-автомата в новое состояние, а другой – оставлять его в старом состоянии. Результат стал бы зависеть от исхода состязаний совместимых входных символов. Такое функционирование может нарушить важнейшее требование корректности системы параллельных процессов – настойчивость. Настойчивые системы таковы, что если действие допустимо в какой-то момент, то оно непременно будет выполнено, и никакой другой параллельный процесс не может нарушить условий его выполнения. Согласно условию (5) П-автомат может менять свое частичное состояние только под действием одного из совместимых входных символов. Это не мешает действию других символов на другие частичные состояния. Условие (5), таким образом, – необходимое условие настойчивости. Заметим, что его можно ослабить и потребовать только непротиворечивости выходов для совместимых входных символов:

$$\forall a_i, a_j \in A,\ S_k \in S' \subseteq S\{(a_i \alpha a_j)\,\&\,(i \neq j) \rightarrow$$
$$\rightarrow [\psi(a_i, S_k) \cap \psi(a_j, S_k) = \varnothing]\}. \quad (6)$$

При условии (6) П-автомат потеряет и настойчивость и однозначность описания (когда оба совместимых входных символа появятся на входе одновременно), поэтому далее предполагается выполнение условия (5).

Нетрудно видеть, что П-функции φ и ψ можно задать матрицами Φ и Ψ соответственно. Строкам матриц Φ и Ψ соответствуют элементы алфавита A, столбцам – простые и составные внутренние состояния П-автомата. Атомам, входящим в составные состояния, отдельные столбцы не соответствуют. Элемент φ_{ij} матрицы Φ – следующее простое состояние или их множество, элемент ψ_{ij} матрицы Ψ – выходное П-состояние. Символ «□» означает пустой элемент матрицы – пассивное состояние.

Точно так же, как и в последовательных автоматах, можно задать П-автоматы Мили и Мура. В последнем случае выход П-автомата зависит только от П-состояния в данный момент времени.

Пример П-автомата. На рисунке показаны матрицы Φ и Ψ для П-автомата ($Q = \{1, 2, 3, 4\},\ A = \{a_1, a_2, a_3\},\ B = \{b_1, b_2, b_3, b_4\}$). Отношения совместимости α и β таковы: $\alpha = \{(a_1, a_2), (a_2, a_3)\}, \beta = B^2$. Простые состояния обозначены 1 и 2, составное состояние – (3, 4). Полное состояние в каждый мо-

a

			Состояния		
Ф			0	0	1 1
			0	1	0 1
			1	0	1 1
			0	1	0 1
			1	2	3, 4
Входы	0011	a_1	2, 4	1, 3	
	0101	a_2			2
	1100	a_3	4	3	

b

			Состояния		
Ψ			0	0	1 1
			0	1	0 1
			1	0	1 1
			0	1	0 1
			1	2	3, 4
Входы	0011	a_1	b_1	b_2	
	0101	a_2			b_3, b_4
	1100	a_3	b_1	b_2	

Функции переходов и выходов параллельного автомата: П-функции переходов Φ в зависимости от характеристических векторов активности и входов (*a*), П-функции выходов Ψ в зависимости от характеристических векторов активности и входов (*b*) мент времени задается характеристическими векторами для П-входа и П-состояния: единицами отмечены активные в данный момент входные символы и атомы. На П-вход последовательно поступают наборы символов $(a_1, a_2), (a_1), (a_2, a_3), (a_3)$, а П-автомат, стартуя из состояния 1, принимает П-состояния [2, 4], [(3, 4)], [2, 4], [(3, 4)]. В силу условия (5) совместимые входные состояния не могут действовать в одних и тех же П-состояниях. Этому требованию соответствуют пустые клетки матриц Ф и Ψ. Последовательность П-выходов такова: $(b_1), (b_2), (b_1, b_3, b_4), (b_2), (b_3, b_4)$. Иначе говоря, П-выход сообщает, какие атомы содержались в активных П-состояниях до перехода.

Наличие пустых клеток в матрицах Ф и Ψ не означает, что П-автомат частичный. Частичный автомат [7] задает класс автоматов, совпадающих на множестве определенных элементов матриц Ф и Ψ, а неопределенные элементы матрицы Ф отмечаются прочерками и называются граничными состояниями. Они могут быть доопределены с целью минимизации и противогоночного кодирования автомата. Такая возможность связана с тем, что граничные состояния недостижимы при штатном функционировании системы. Возможно и другое использование неопределенности, например для повышения надежности, отказоустойчивости или контроля исправности системы.

Пустые элементы матриц Ф и Ψ соответствуют достижимым полным состояниям и не могут доопределяться. Они указывают на тот факт, что соответствующее полное состояние пассивно, в нем не происходит никаких действий. Что касается частичных П-автоматов, то они задаются точно так же: граничные состояния отмечаются прочерками в соответствующих элементах матриц Ф и Ψ.

Параллельное функционирование П-автомата. Поясним теперь смысл термина «параллельное функционирование». Рассмотренный пример показывает синхронное функционирование П-автомата. При этом характеристические векторы для П-входа и П-состояния выделяют активные миноры матриц Ф и Ψ. Все частичные состояния и выходы, попавшие в активный минор, появляются одновременно, в одном такте дискретного времени. Для этого необходимо наличие часов, отсчитывающих дискретное время. Часы реализуются тактовым генератором, выдающим тактовую последовательность импульсов $T_1, T_2, T_3, \ldots$, которая обычно предполагается, но не отображается в формальной модели синхронного автомата.

Синхронное функционирование П-автомата легко моделируется обычным последовательным автоматом. Все возможные входные, выходные и внутренние П-состояния образуют соответствующие алфавиты последовательной модели, а каждому активному минору ставится в соответствие один элемент матрицы Ф или Ψ. В данном случае алфавит состояний содержит 16 подмножеств из Q, а входной и выходной алфавиты – все допустимые подмножества из A и B.

В отсутствие тактового генератора уместно говорить об асинхронном функционировании П-автомата и об асинхронных П-автоматах. Роль часов в таком случае играют входные события – изменения входного состояния асинхронного автомата. При этом длительность такта – случайный промежуток времени от одного входного события до другого. Такт распадается на устойчивый и неустойчивый [3]. В неустойчивом такте происходят переходные процессы, которые обязательно должны закончиться в устойчивом состоянии S_k, таком что $\varphi(a_i, S_k) = S_k$. По достижении устойчивого состояния начинается устойчивый такт, когда никаких процессов в автомате нет вплоть до нового события на входе. В устойчивом состоянии асинхронный П-автомат вырабатывает устойчивое значение П-выхода.

В последовательных асинхронных автоматах достижимость устойчивого состояния является ограничением на матрицу Ф – условием автоматности матрицы [7]. При этом требуется, чтобы цепочка переходов в каждой фиксированной строке матрицы Ф приводила из любого состояния S_j в устойчивое состояние S_k. Предполагается, что устойчивое состояние достигается практически «мгновенно» по сравнению с медленным темпом событий на входе. Проверка условия автоматности матрицы Ф сводится к проверке этого условия в каждой строке матрицы.

Для П-автомата термин «устойчивое состояние» имеет более тонкий смысл. Будем говорить, что П-автомат достиг устойчивого состояния в целом, если все процессы, порожденные в фиксированном активном миноре матрицы Ф, достигли или устойчивых состояний, где $\varphi(a_i, S_k) = S_k$, или пассивных состояний, где нет действий. При этом процессы могут «перескакивать» со строки на строку активного минора матрицы Ф, поскольку в нем действует сразу несколько совместимых входных символов.

Анализ условия автоматности матрицы Ф для асинхронного П-автомата гораздо сложнее, чем в последовательном случае. Более того, темп параллельных событий на П-входе может быть таким, что П-автомат вообще не достигает устойчивого состояния в целом. При этом и сам активный минор может изменяться: некоторые входные символы исчезают, другие, совместимые с оставшимися появляются. Устойчивыми могут и должны оказываться только некоторые частичные состояния. Именно в этих состояниях П-автомат будет выдавать элементы выходного П-состояния, которое так же не может быть фиксировано, как устойчивое в целом.

Особенности функционирования позволяют выделить асинхронные П-автоматы в самостоятельный класс дискретных устройств [1]. Для асинхронного П-автомата невозможно говорить о состоянии в целом, однако все введенные ранее ограничения (1)–(5) призваны обеспечить такое функционирование П-автомата, чтобы каждый отдельный процесс от рождения до гибели мог быть описан как последовательный автоматный процесс. А если это так, то П-автомат – это параллельно-последовательная композиция множества автоматов, реализующих отдельные процессы.

Утверждение 1. Если матрица переходов Ф удовлетворяет условиям (1)–(5), то каждый процесс синхронного П-автомата может быть задан подходящим последовательным синхронным автоматом.

Утверждение 2. Если матрица Ф удовлетворяет условию автоматности и условиям (1)–(5), то каждый процесс асинхронного П-автомата может быть задан подходящим последовательным асинхронным автоматом.

Ординарные и неординарные асинхронные П-автоматы. Рассмотрим два способа функционирования асинхронного П-автомата. Этот процесс можно представить как поток событий – изменений на входе и выходе. Хорошо исследованы ординарные потоки, в которых события происходят только по одному в каждый момент времени. Это значит, что вероятность появления двух событий в малый интервал времени Δt – величина более высокого порядка малости $o(\Delta t)$ и при интегрировании ею можно пренебречь. В теории асинхронных автоматов обычно полагают, что события происходят так, что каждый раз изменяется по одному символу алфавитов A, B и Q. Такую модель функционирования асинхронного П-автомата назовем ординарной. Эта модель обоснована тем, что в большинстве технологических систем темп событий гораздо ниже, чем в электронном управляющем устройстве, будь то автомат или специализированная ЭВМ. Ординарная модель удобна, поскольку имеет умеренную сложность при исследовании. Асинхронный П-автомат, функционирование которого адекватно описывается ординарной моделью, назовем ординарным.

Не все объекты управления уступают в скорости управляющим органам системы. Интерес представляют и такие системы, в которых темп событий в управляющей и управляемой частях одинаков. В этом случае требование ординарности потока событий не удовлетворяется, что приводит к дополнительным трудностям при анализе корректности управления. События могут появляться в разных частях системы «одновременно» в том смысле, что переходные процессы (неустойчивый такт) одного события еще не закончились, когда наступает другое событие. Такое функционирование будем называть неординарным, или смешанным, поскольку оно занимает промежуточное положение между синхронным и ординарным: в любой момент может срабатывать любое подмножество активных переходов. Соответственно П-автомат, не допускающий ординарной модели функционирования, назовем неординарным.

Существуют условия, при которых ординарная модель адекватно описывает асинхронную систему. В [6] такие условия найдены для коллективов автоматов, описанных алгоритмами параллельных подстановок. Это непротиворечивость и настойчивость системы подстановок. Непротиворечивость означает, что одно и то же устройство не должно принимать два состояния одновременно. Для П-автоматов непротиворечивость обеспечивается условиями (1)–(5), поскольку они запрещают пересечения процессов по компонентам состояний и несовместимые П-выходы. Настойчивость означает, что параллельные процессы не нарушают условия работы друг друга. Для асинхронных П-автоматов необходимыми условиями настойчивости являются условия (4) и (5).

Утверждение 3. При условиях (1)–(5) непротиворечивый и настойчивый асинхронный П-автомат ординарен.

О динамике П-автомата. Обратим внимание на то, что условия (1)–(5) являются статическими и в общем случае могут не гарантировать корректность П-автомата в процессе функционирования. Эти условия – только необходимые условия корректности. Достаточные условия корректности можно сформулировать и исследовать, только рассмотрев динамику и множество достижимости П-автомата.

Динамикой (как в [5]) назовем множество всех допустимых композиций процессов П-автомата, а множеством достижимости – множество всех внутренних П-состояний, встречающихся в динамике. Ничто не мешает таким же образом определить динамику и множество достижимости для П-выхода. Для анализа корректности П-автомата хотелось бы иметь метод компактного описания его динамики и множества достижимости. В абстрактной теории автоматов такой метод дает язык регулярных событий. Для П-автоматов, особенно неординарных, понятие «язык» непригодно без существенного переосмысления. Если каждому процессу П-автомата соответствуют последовательный автомат и регулярное выражение, то вся динамика П-автомата описывается параллельно-последовательной композицией регулярных выражений. Математическая природа этого объекта требует отдельного исследования.

Заключение. Понятие о параллельном автомате развивалось [1–4] для управления технологическими системами. Это естественным образом сужало горизонт исследований. Например, входной алфавит полагался заведомо структурным, а П-автомат – реализацией алгоритма логического управления. В данной работе П-автомат описан в терминах теории автоматов, исключая приложения. Получился достаточно интересный объект для дальнейших исследований. Помимо уже упомянутой композиции регулярных выражений напрашивается исследование отношения П-автоматов к известным моделям параллельных систем – сетям Петри, и, конечно же, интересны все те задачи, которые решаются в прикладной теории автоматов.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. **Закревский А. Д.** Параллельный автомат // ДАН БССР. 1984. **28**, № 8. С. 717.
2. **Закревский А. Д.** Параллельные алгоритмы логического управления. Минск: Ин-т техн. кибернетики НАН Беларуси, 1999.
3. **Лазарев В. Г., Пийль Е. И.** Синтез управляющих автоматов. М.: Энергоатомиздат, 1989.
4. **Черемисинова Л. Д.** Реализация параллельных алгоритмов логического управления. Минск: Ин-т техн. кибернетики НАН Беларуси, 2002.
5. **Ачасова С. М., Бандман О. Л.** Корректность параллельных вычислительных процессов. Новосибирск: Наука, 1990.
6. **Achasova S. M.** Correctness of mixed cellular computations // Bull. of the Novosibirsk Computing Center. Ser. Comput. Sci. 1993. Issue 2. P. 1.
7. **Закревский А. Д.** Алгоритмы синтеза дискретных автоматов. М.: Наука, 1971.

Поступила в редакцию 11 ноября 2005 г.