УДК 004.94

Формализация процесса функционирования сложных дискретных устройств на базе макромоделей функциональных блоков

© И.В. Рудаков

МГТУ им. Н.Э. Баумана, Москва, 105005, Россия

В статье рассматривается вопрос иерархического моделирования сложных дискретных систем с использованием макромоделей устройств на уровне функциональных блоков для анализа и контроля правильности их функционирования на ранних этапах разработки и проектирования. Приведена макромодель функционального блока сложной дискретной структуры, формализованная логической последовательностной схемой $\hat{S}$.

Ключевые слова: *иерархическое моделирование, макромодели функциональных блоков сложной дискретной структуры, логические и последовательностные схемы.*

В настоящее время актуальной задачей является исследование сложных дискретных систем (СДС), отображающих функционирование таких объектов, как автоматизированные системы управления технологическими процессами, информационно-вычислительные системы, комплексы, сети, транспортные и банковские информационные системы и т. д. При анализе и проектировании СДС используется блочно-иерархический метод исследования, который предусматривает расчленение процесса проектирования на ряд последовательных уровней и сведения задачи большей размерности к совокупности задач значительно меньшей размерности.

Для реализации иерархического моделирования сложных дискретных устройств реализуется макромоделирование устройств на уровне функциональных блоков сложных дискретных устройств для анализа и контроля правильности их функционирования на ранних этапах разработки и проектирования.

Для решения задачи анализа и контроля правильности функционирования СДС в качестве входного и выходного алфавита функционального блока используется понятие информационной группы. Известно [1, 2], что сложное дискретное устройство может быть представлено схемой над множеством элементов сложной дискретной структуры $F = \{F_1, F_2, \dots\}$, входам и выходам которого приписываются информационные группы.

Рассмотрим макромодель функционального блока сложной дискретной структуры, представленную схемой $\hat{S}$.

Пусть: $P(\hat{S})$ — множество входов схемы $\hat{S}$; $Q(\hat{S})$ — множество выходов схемы $\hat{S}$; Ф — некоторая функция, приписанная схеме $\hat{S}$ и определяющая ее функционирование.

Для определения функционирования макромодели функционального блока сложной дискретной структуры представим ее в виде совокупности структурной S и временной $\tilde{S}$ составляющих.

Рассмотрим структурную составляющую S схемы $\tilde{S}$, определяющую функционирование макромодели без учета временных характеристик.

Припишем входам $P(S)$ схемы S некоторые переменные из множества

$$X = \left\{ x_1, x_2, ..., x_p, ... \right\},$$

где x_p — переменная, приписанная p-му входу схемы S.

Алфавит значений каждой переменной множества состоит из элементов множества $E = \{0, 1\}$.

Множество индексов переменных из X, входящих в j-ю информационную группу, обозначим

$$\left\{ i_1, i_2, ..., i_u, ..., i_k \right\},$$

где k — количество переменных, объединенных в j-ю информационную группу; $u = 1, 2, 3, \ldots, k$.

Множество информационных слов j-й входной информационной группы:

$$E_j^p = \prod_{u=1}^{k} E_{iu} = E_{i1} \cdot E_{i2} \cdot \ldots \cdot E_{iu} \cdot \ldots \cdot E_{ik},$$

где $E_{iu} = E$ — алфавит переменной x_{iu} из j-й входной информационной группы.

Множество входных букв, подаваемых на схему, имеет вид:

$$E^P = \prod_{j=1}^{n_{\text{вх}}} E_j^P = E_1^P \cdot E_2^P \cdot \ldots \cdot E_j^P \cdot \ldots \cdot E_{n_{\text{вх}}}^P.$$

Припишем выходам $Q(S)$ схемы S некоторые переменные из множества Y:

$$Y = \left\{ y_1, y_2, \ldots, y_q, \ldots \right\},$$

где y_q — переменная, приписанная q-му выходу блока.

Алфавит значений каждой переменной множества Y состоит также из элементов множества $E = \{0, 1\}$.

Множество индексов переменных из Y, входящих в j-ю информационную группу, обозначим:

$$\left\{l_1, l_2, \ldots, l_v, \ldots, l_{m_j}\right\},$$

где m — количество переменных, объединенных в j-ю информационную группу, $u = 1, 2, 3, \ldots, m$.

Множество информационных слов j-й выходной информационной групп:

$$E_j^q = \prod_{v=1}^{m} E_{lv} = E_{l1} \cdot E_{l2} \cdot \ldots \cdot E_{lv} \cdot \ldots \cdot E_{lm},$$

где $E_{lm} = E$ — алфавит переменной y_{lv} из j-й выходной информационной группы, $v = 1, 2, \ldots, m$.

Множество выходных букв, получаемых на схеме S, имеет вид:

$$E^Q = \prod_{j=1}^{n_{\text{вых}}} E_j^Q = E_1^Q \cdot E_2^Q \cdot \ldots \cdot E_j^Q \cdot \ldots \cdot E_{n_{\text{вых}}}^Q.$$

Макромодель функционального блока сложной дискретной структуры устанавливает соответствие между элементами множеств E^P и E^Q согласно алгоритму функционирования блока.

Обозначим элемент множества E^P как e^P, т. е. $e^P \in E^P$, конечную последовательность элементов из множества E^P длиной r, подаваемых на вход схемы S, обозначим $\varepsilon_r^P = \varepsilon_1^P \varepsilon_2^P \ldots \varepsilon_v^P \ldots \varepsilon_r^P$, где $e_v^P = 0 \vee 1, v = \overline{1, r}$.

Конечные последовательности из элементов множества E^P объединим во множество ε_r^P, т. е. $\varepsilon_r^P \in \varepsilon^P$.

Аналогичным образом можно получить конечную последовательность ε_r^Q из элементов множества E^Q длиной r. Конечные последовательности (слова) из элементов множества E^Q объединим во множество ε^Q, т.е. $\varepsilon_r^Q \in \varepsilon^Q$.

Введем функцию H, являющуюся последовательностной функцией, которая задается отображением:

$$H : \varepsilon^P \to \varepsilon^Q.$$

Функция H удовлетворяет следующим условиям.

1. Для любой последовательности $\varepsilon_r^P \in \varepsilon^P$, $\varepsilon_v^Q \in \varepsilon^Q$ и $\varepsilon_v^Q = H\left(\varepsilon_r^P\right)$, где $\varepsilon_v^Q = e_1^Q e_2^Q \ldots e_v^Q$, справедливо $r = v$.

2. Для любых последовательностей ε_r^P и ε_t^P из ε^P и любого v, где $1 \le v \le \min(r, t)$, если $\varepsilon_r^P J_v = \varepsilon_t^P J_v$, то

$$H\left(\varepsilon_r^P J_v\right) = H\left(\varepsilon_t^P J_v\right)$$

где $\varepsilon_r^P J_v$ — начало последовательности ε_r^P длиной v.

Определенная таким образом функция H является последовательностно-детерминированной функцией, и для нее каноническая система уравнений имеет вид:

$$e_1^Q, e_2^Q, \ldots, e_v^Q, \ldots, e_r^Q = H\left(e_1^P, e_2^P, \ldots, e_v^P, \ldots, e_r^P\right).$$

Для последовательностной детерминированной функции H введем K — множество чисел, которыми занумерованы состояния функции H, т. е.:

$$H : K = \{k_1, k_2, k_3, \ldots\}.$$

Детерминированная последовательностная функция H может быть представлена соотношениями:

$$\begin{cases} k(1) = k_v, \\ k(w+1) = \phi\left(k(w), e_w^P\right), \\ e_w^Q = \psi\left(k(w), e_w^P\right), \end{cases} \qquad (1)$$

где $\phi : K \cdot \varepsilon^P \to K$; $\psi : K \times \varepsilon^P \to \varepsilon^Q$; $k(1)$ — начальное состояние функции H; $k(w)$ — состояние функции H на шаге с номером w; e_w^P — входная буква функции H на шаге с номером w; e_w^Q — выходная буква функции H на шаге с номером w.

Входы схемы S занумеруем следующим образом:

$$i_1, i_2, i_3, \ldots, i_p, \ldots, i_n$$

где i_p — номер p-го входа схемы S.

Припишем входам схемы S переменные из множества X, самой схеме — последовательностную детерминированную функцию H. В этом случае, если на вход S подавать буквы последовательности ε_r^P, то на выходе S устанавливается последовательность выходных букв ε_r^Q, причем $\varepsilon_r^Q = H\left(\varepsilon_r^P\right)$. Работа схемы S заключается в следующем: в определенные моменты на вход схемы S поступают входные буквы $e^P \in \varepsilon_r^P$; схема S находится в одном из внутренних состояний, кодируемых с помощью элементов из множества K, а с выхода S снимаются выходные буквы $e^Q \in \varepsilon_r^Q$.

Входная буква и состояние в определенный момент однозначно определяют выходную букву в этот же момент и состояние схемы S в следующий момент соответственно рекуррентным соотношениям (1). Процедура, устанавливающая соответствие между входными последовательностями, состояниями схемы и выходными последовательностями, называется функционированием схемы S.

Модель схемы S учитывает логику преобразования входной буквы в выходную. В процессе функционирования схема S вычисляет функцию H и называется вычислителем функции H.

Для учета временных характеристик макромодели введем модель $\tilde{S}$. Пусть алфавитом переменных некоторого множества $\tilde{U} = \{\tilde{u}_1, \tilde{u}_2, \ldots\}$ являются элементы счетного множества $\tilde{A} = \{I, \neg I\}$. Введем последовательностную детерминированную функцию $\tilde{D}(\tilde{u}_1, \tilde{u}_2, \ldots, \tilde{u}_n)$, определенную на множестве $\tilde{A}$.

Пусть $\tilde{\delta}_r^P$ — конечная последовательность длиной r букв вида $\tilde{a}_1^P, \tilde{a}_2^P, \tilde{a}_3^P, \ldots, \tilde{a}_v^P, \ldots, \tilde{a}_r^P$, $\tilde{A}^P = \tilde{A}_1 \cdot \tilde{A}_2 \cdot \ldots \cdot \tilde{A}_n$, где $\tilde{a}_v^P \in \tilde{A}^P$ — элемент множества $\tilde{A}^P$ и $\tilde{a}^P = \left(\tilde{a}_1, \tilde{a}_2, \ldots, \tilde{a}_n\right)$, где $\tilde{a}_n$ — значение переменной $\tilde{u}_n$, $\tilde{A}_n = \tilde{A}$, $v = 1, 2, 3, \ldots, r$. Конечную последовательность длиной r букв вида $\tilde{a}_1^Q, \tilde{a}_2^Q, \tilde{a}_3^Q, \ldots, \tilde{a}_v^Q, \ldots, \tilde{a}_r^Q$ обозначим $\tilde{\delta}_r^Q$, где $\tilde{a}_v^Q = I \vee \neg I$, $v = 1, 2, 3, \ldots, r$.

Множество слов $\tilde{\delta}_r^P$ обозначим как $\tilde{A}^P$, множество слов $\tilde{\delta}_r^Q$ — как $\tilde{A}^Q$. Тогда функцию $\tilde{D}$ определим как отображение:

$$\tilde{D} : \tilde{A}^P \to \tilde{A}^Q$$

и функция $\tilde{D}$ может быть задана рекуррентно соотношениями:

$$\begin{cases} \tilde{k}(1) = \tilde{k}_v, \\ \tilde{k}(w+1) = \tilde{\varphi}\left(\tilde{k}(w), \tilde{a}_w^P\right), \\ \tilde{a}_w^Q = \tilde{\psi}\left(\tilde{k}(w), \tilde{a}_w^P\right), \end{cases} \qquad (2)$$

где $\tilde{\varphi} / \tilde{K} \cdot \tilde{A}^P \to \tilde{K}$; $\tilde{\psi} / \tilde{K} \cdot \tilde{A}^P \to \tilde{A}^Q$; $\tilde{K} = \left\{\tilde{k}(1), \tilde{k}(2), \ldots\right\}$ — множество номеров состояний функции $\tilde{D}$; $\tilde{k}(1)$ — номер начального состояния функции $\tilde{D}$; $\tilde{k}(w)$ — номер состояния функции $\tilde{D}$ на шаге с номером w.

Введем последовательностную функцию с задержкой $\tilde{\lambda}\left(\tilde{\delta}_r^P\right)$, используя функцию $\tilde{D}\left(\tilde{\delta}_r^P\right)$ с учетом времени задержки τ. Функция

$\tilde{\lambda}\left(\tilde{\delta}_r^P\right)$ в качестве состояний имеет множество $\tilde{K}$ и для момента времени t задается соотношениями:

$$\begin{cases} \tilde{k}(1) = \tilde{k}_v \\ \tilde{k}(1) = \tilde{\varphi}\left(\tilde{k}(t), \tilde{a}^P(t)\right) \\ \tilde{a}^Q(t) = \tilde{\psi}\left(\tilde{k}(t), \tilde{a}^P(t)\right) \end{cases}, \tag{3}$$

где $s \geq t + \tau$, $s < t'$; t' — время поступления следующей за $\tilde{a}^P(t)$ буквы из $\tilde{A}^P$; $\tilde{a}^Q(t)$ — значение функции $\tilde{\lambda}\left(\tilde{\delta}_r^P\right)$ в момент времени t; $\tilde{k}(t)$ — номер состояния функции $\tilde{\lambda}\left(\tilde{\delta}_r^P\right)$ в момент времени t.

Установим взаимно-однозначное соответствие между соответствующими входами $\tilde{S}$ и входами S. Занумеруем эти входы в соответствии с нумерацией входов схемы S: $i_1, i_2, \ldots, i_n$, где i_p — номер p-го входа S, $p = 1, 2, \ldots, n$.

Припишем схеме $\tilde{S}$ последовательностную функцию с задержкой $\tilde{\lambda}(\tilde{u}_1, \tilde{u}_2, \ldots, \tilde{u}_n)$, иначе входам $\tilde{S}$ припишем переменные из множества $\tilde{U}$, а состояние выхода $\tilde{S}$ определяется следующим образом: если на вход $\tilde{S}$ поступает слово $\tilde{\delta}_r^P$, то на выходе $\tilde{S}$ имеем слово $\tilde{\delta}_r^Q = \tilde{\lambda}\left(\tilde{\delta}_r^P\right)$.

Смысл элементов множества $\tilde{A}$, которые являются алфавитом переменных множества $\tilde{U} = \{\tilde{u}_1, \tilde{u}_2, \ldots\}$, уточним в соответствии с правилом:

1) если $\tilde{u}_p = I$, $p = 1, 2, \ldots, n$, то на вход с номером p схемы S поступает входная буква e_w^p, соответствующая операнду, который подлежит обработке в данном такте. В этом случае на вход с номером p схемы $\tilde{S}$ поступает сообщение;

2) если $\tilde{u}_p = \neg I$, $p = 1, 2, \ldots, n$, то на вход с номером p схемы S поступает входная буква e_w^p, не соответствующая операнду, который подлежит обработке в данном такте. В этом случае на вход с номером p схемы $\tilde{S}$ не поступает сообщение.

При поступлении на вход схемы $\tilde{S}$ входной буквы $\tilde{a}_w^p$, а на вход схемы S — входной буквы e_w^p соответственно переменная, приписанная выходу схемы $\tilde{S}$, определяется по правилу:

1) если состояние выхода $\tilde{S}$ равно I, то на выход S поступает выходная буква $e_w^Q = \psi\left(k(w), e_w^P\right)$, т.е. на выходе $\tilde{S}$ появляется сообщение;

2) если состояние выхода $\tilde{S}$ равно $\neg I$, то на выход S поступает выходная буква $e_w^Q \neq \psi\left(k(w), e_w^P\right)$, т. е. на выходе $\tilde{S}$ не появляется сообщение.

Для схемы $\tilde{S}$ можно ввести вычислительную процедуру, аналогичную схеме S, которая устанавливает соответствие между входными последовательностями на $\tilde{A}^P$, состояниями схемы и выходными последовательностями из $\tilde{A}^Q$, использующую рекуррентные соотношения (3). Эту процедуру назовем функционированием схемы $\tilde{S}$.

Работа $\tilde{S}$ совместно с S при подаче на их входы слов $\tilde{\delta}_r^P$ и ε_r^P соответственно происходит следующим образом: на вход $\tilde{S}$ в определенные моменты времени t поступают сообщения в соответствии с $\tilde{a}^P(t)$, а на входы S — соответствующие им буквы $e_1^P, \ldots, e_n^P$; при этом S находится в одном из внутренних состояний, кодируемых элементами из множества K, а $\tilde{S}$ — в одном из внутренних состояний, кодируемых элементами из множества $\tilde{K}$. С выхода S снимается выходная буква e^Q, с выхода $\tilde{S}$ — выходная буква $\tilde{a}^Q(t)$. При этом, если на вход $\tilde{S}$ поступает входное слово $\tilde{\delta}_r^P$, то на вход S — входное слово ε_r^P соответственно, и схемы $\tilde{S}$ и S проходят состояния из слов состояний $(\tilde{k}(1), \tilde{k}(2), \ldots)$ и $(k(1), k(2), \ldots)$ соответственно. Если есть взаимнооднозначное соответствие между $\tilde{\delta}_r^P$ и ε_r^P, $\tilde{\delta}_r^Q$ и ε_r^Q, то существует соответствие между любыми $\tilde{k}(v)$ и $k(v)$, иначе количество элементов множества K и множества $\tilde{K}$ равно. Перенумеровав состояния в множестве $\tilde{K}$, можно получить $K \Leftrightarrow \tilde{K}$. В этом случае соотношения (2, 3) примут вид:

$$\begin{cases} k(1) = k_v \\ k(s) = \tilde{\varphi}\left(k(t), \tilde{a}^P(t)\right) \\ \tilde{a}^Q(t) = \psi\left(k(t), \tilde{a}^P(t)\right). \end{cases} \tag{4}$$

Следовательно, схема $\tilde{S}$ учитывает задержки времени τ поступления сообщений на схему S.

Множество всех функций вида H обозначим через $\Phi_{\text{Ä}}$, а вида $\tilde{D}$ — через $\Phi_{\text{Ç}}$.

Пусть $\{\Phi\}$ — множество пар функций из $\Phi_{\text{Д}}$ и $\Phi_{\text{З}}$, элементы которого устанавливают соответствие между $H \in \Phi_{\text{Д}}$ и $\tilde{D} \in \Phi_{\text{З}}$.

Иначе:

$$(\forall i)\left(H_i \in \Phi_{\text{Д}}\right)(\forall j)\left(\tilde{D}_j \in \Phi_{\text{З}}\right)\left(H_i \leftrightarrow \tilde{D}_j\right) \&$$

$$(\forall i)\left(H_i \in \Phi_{\text{Д}}\right)\left(\tilde{D}_i \in \Phi_{\text{З}}\right) \& \left(H_i \leftrightarrow \tilde{D}_i\right) \to$$

$$\left(\forall \hat{f}_i\right)\left(\hat{f}_i \in \Phi\right)\left(\hat{f}_i \leftrightarrow \left(H_i, \tilde{D}_i\right)\right)$$

Установим зависимость между множеством пар функций Ф, приписанным макромодели блока регистровой структуры, и последовательностными функциями $g_1, g_2, \ldots, g_i$, приписанными моделям элементов регистровой структуры, входящих в блок.

Модель элемента сложной дискретной структуры F_1 содержит функцию g_1, отображающую последовательность входных информационных слов в последовательность выходных. Для множества состояний функции g_1 вводится множество θ_1 — множество чисел, которыми занумерованы состояния функции g_1 (множество θ_1 вводится аналогично множеству K, определенному выше):

$$g_1 \leftrightarrow \theta_1 = \left\{\theta_1^1, \theta_2^1, \theta_3^1, \ldots, \theta_i^1\right\}.$$

Для элемента сложной дискретной структуры F_2:

$$g_2 \leftrightarrow \theta_2 = \left\{\theta_1^2, \theta_2^2, \theta_3^2, \ldots, \theta_k^2\right\}$$

где θ_2 — множество чисел, которыми занумерованы состояния последовательностной детерминированной функции g_2, которую содержит модель элемента F_2.

Для элемента сложной дискретной структуры F_i:

$$g_i \leftrightarrow \theta_i = \left\{\theta_i^2, \theta_i^2, \theta_i^2, \ldots, \theta_p^i\right\}$$

где θ_i — множество чисел, которыми занумерованы состояния последовательностной детерминированной функции g_i, (ее содержит модель элемента F_i).

Таким образом, θ_m^n — число, которым занумеровано состояние элемента n на шаге m вычисления функции g_n.

Объединим номера состояний θ_m^n элементов сложной дискретной структуры $F_1, F_2, \ldots, F_i$ для первого шага вычисления последовательностных функций $g_1, g_2, \ldots, g_i$ во множество $\{f_1\}$:

$$\left\{f_1\right\} \leftrightarrow \left\{\theta_1^1, \theta_1^2, \theta_1^3, \ldots, \theta_1^i\right\};$$

для второго шага вычисления функций — $\{f_2\}$:

$$\left\{f_2\right\} \leftrightarrow \left\{\theta_2^1, \theta_2^2, \theta_2^3, \ldots, \theta_2^i\right\};$$

для w-го шага вычисления функций — $\{f_w\}$:

$$\left\{f_w\right\} \leftrightarrow \left\{\theta_w^1, \theta_w^2, \theta_w^3, \ldots, \theta_w^i\right\};$$

для p-го шага вычисления функций — $\{f_p\}$:

$$\{f_p\} \leftrightarrow \{\theta_p^1, \theta_p^2, \theta_p^3, \ldots, \theta_p^i\}.$$

Таким образом, занумеровав множества $f_1, f_2, f_3, \ldots, f_w, \ldots, f_p$, получим множество чисел, которыми занумерованы состояния модели функционального блока сложной дискретной структуры, отображаемого схемой с приписанной ей функцией Ф:

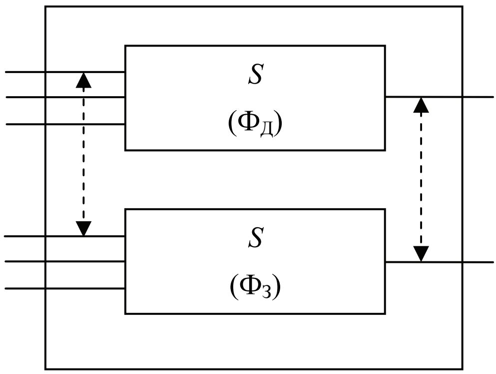
$$\Phi = \{\hat{f}_1, \hat{f}_2, \ldots, \hat{f}_w, \ldots, \hat{f}_p\},$$

где $w = \overline{1, p}$ — шаг вычисления функции Ф.

Введем понятие входного набора *VN* для схемы $\tilde{S}$ с приписанной ей последовательностной детерминированной функцией из $\tilde{\Phi}_Д$. Схема *S* задает вычислитель функции H_ε, определяемой на входной букве e_ε^P. Входной букве схемы *S* однозначно соответствует множество сообщений, поступающих на входы схемы $\tilde{S}$. Под сообщением понимается упорядоченный набор символов из определенного заранее множества, служащий для выражения информации, а для сложного дискретного устройства — изменение значения переменной из множества $\tilde{U}$. Заданной функции $H_\varepsilon \in \Phi_Д$ соответствует сообщение, поступающее на вход с номером i_n схемы *S*. Номера (индексы) входов схемы $\tilde{S}$, на которые поступают сообщения, объединяются во входной набор *VN*. Следовательно, схема *S* будет заданным вычислителем функции $H\varepsilon$ на входной букве e_ε^P, если на входы схемы $\tilde{S}$, номера которых входят в множество *VN*, поступили сообщения. Каждому вычислителю, который определяется схемой *S* приписыванием ей функции из $\Phi_Д$ на заданной входной букве e_ε^P, однозначно соответствует элемент множества $p \in VN$ входных наборов схемы $\tilde{S}$. Таким образом, входным набором *VN* называется множество индексов входов схемы $\tilde{S}$, на которые поступили сообщения.

Схемы *S* и $\tilde{S}$ с приписанными им функциями из $\Phi_Д$ и $\Phi_З$ соответственно совместно образуют макромодель функционального блока сложной дискретной структуры с учетом задержек. Эта макромодель получена для функционального блока, у которого множество $P(S)$ содержит *n* элементов, а $Q(S)$ — один элемент. Макромодель блока, у которого множество $Q(S)$ содержит произвольное количество элементов ($>i$), может быть представлена совокупностью схем с использованием операции суперпозиции (см. рисунок).

Таким образом, исходя из сказанного, макромодель функционального блока сложной дискретной структуры можно определить как схему $\hat{S} = \{S, \tilde{S}, \Phi\}$, где *S* — схема, определяющая структуру макромодели функционального блока; $\tilde{S}$ — схема, учитывающая задержки обработки сообщений в макромодели функционального блока; Ф — множество пар последовательностных детерминированных функций из $Ф_Д$ и $Ф_З$, описывающее функционирование макромодели блока сложной дискретной структуры.



Макромодель функционального блока
сложной дискретной системы

Выводы. Разработанная формальная математическая макромодель функционирования блока сложной дискретной структуры, позволяющая выполнять анализ процесса функционирования сложной дискретной структуры со степенью детализации ее на уровне функциональных блоков, дает возможность в полной мере реализовать блочно-иерархический подход к исследованию сложных систем, сокращая сроки проектирования такого класса объектов.

ЛИТЕРАТУРА

[1] Рудаков И.В. Методика иерархического исследования сложных дискретных структур. *Наука и образование (МГТУ им. Н.Э. Баумана)* (электронный журнал) № 6 http://technomag.edu.ru 70230.html

[2] Рудаков И.В., Смирнов А.А. Исследование сложных дискретных систем на базе агентного метода. *Вестник МГТУ им. Н.Э. Баумана. Сер. Приборостроение*, 2009, № 3, с. 33–41.

Статья поступила в редакцию 10.06.2013

Ссылку на эту статью просим оформлять следующим образом:

Рудаков И.В. Формализация процесса функционирования сложных дискретных устройств на базе макромоделей функциональных блоков. *Инженерный журнал: наука и инновации*, 2013, вып. 6. URL: http://engjournal.ru/catalog/it/hidden/776.html

Рудаков Игорь Владимирович родился в 1958 г., окончил МВТУ им. Н.Э. Баумана в 1981 г. Канд. техн. наук, заведующий кафедрой «Программное обеспечение ЭВМ и информационные технологии» МГТУ им. Н.Э. Баумана. e-mail: irudakov@yandex.ru