



УДК 629.735:629.764
ГРНТИ 78.25.15

АЛГОРИТМЫ СИНТЕЗА ФУНКЦИОНАЛЬНО-ЛОГИЧЕСКИХ СХЕМ ОПЕРАТИВНОЙ ОБРАБОТКИ ТЕЛЕМЕТРИЧЕСКОЙ ИНФОРМАЦИИ КОСМИЧЕСКИХ СРЕДСТВ

А.Ю. НИКОЛАЕВ

В.В. ШМЕЛЁВ, доктор технических наук, доцент

Рассматривается задача совершенствования организации вычислительных процессов обработки измерительной (телеметрической) информации, полученной при испытаниях и применении космических средств. Для автоматизации проектирования соответствующих вычислительных процессов предлагается использовать и описаны алгоритмы синтеза функционально-логических схем. Приведен пример алгоритма верификации синтезированных схем с целью поиска семантических и синтаксических ошибок. Особенностью рассматриваемого материала является проекция прикладных ошибок в алгоритмах обработки информации на ошибки в синтезированных схемах и наоборот. Направлением применения аппарата является проверка специального программного обеспечения обработки телеметрической информации и диагностирования технического состояния космических средств в реальном масштабе времени.

Ключевые слова: модель вычислительного процесса, сети Петри, алгоритм обработки измерительной информации, сетевая модель.

Введение. Пуск ракеты космического назначения (РКН), как сложного технического объекта – трудоемкий и ответственный технический процесс, для обеспечения которого требуется значительное количество технологического оборудования и людского ресурса. Во время пуска необходимо обеспечивать слаженную работу всех наземных систем, осуществлять управление бортовыми системами (БС) в процессе пусковых операций, управлять наземным оборудованием. Во время пуска и непосредственно после проведения работ необходимо оперативно представлять в вышестоящие органы управления информацию различного рода, например, принятую траекторную и телеметрическую информацию (ТМИ) от измерительных комплексов (пунктов). И если комплекс автоматизированного управления технологическим оборудованием наземных систем успешно внедрен и реализуется на российских космодромах, то обработка и анализ результатов телеметрических измерений на активном участке полета РКН, а также оперативное доведение полученных результатов до различных органов государственного управления, либо представителей промышленности – на сегодняшний день выполняются практически вручную. В настоящее время обработка и анализ ТМИ РКН, а также выводы о техническом состоянии их БС делаются на основании допускового контроля значений телеметрируемых параметров (ТМП). Учитывая почти полное отсутствие автоматизации процесса анализа, номера боевого расчета анализа летно-технических характеристик решают данную задачу практически в ручном режиме, основываясь на собственном опыте. Для интерпретации результатов контроля и формирования выводов о техническом состоянии космических средств требуется постоянное обращение к эксплуатационно-технической документации, содержащей необходимые сведения о функциональных связях между БС, а также зависимостях между состояниями БС и ТМП.



Актуальность. В условиях ограниченности временных ресурсов, характерной для анализа ТМИ в «реальном масштабе времени», полнота оценок летно-технических характеристик РКН при требуемой достоверности выводов о техническом состоянии их БС не может быть обеспечена. В прикладном отношении это является следствием отсутствия или недостаточной проработки алгоритмов автоматизации процессов подготовки и верификации специального программного обеспечения (СПО) оперативного диагностирования технического состояния космических средств в условиях ограниченности временных ресурсов.

Поэтому задача создания и внедрения автоматизированной системы обработки и анализа телеметрической информации остается актуальной. Модельной основой такой системы должны стать рассматриваемые в настоящем материале функционально-логические схемы (ФЛС) оперативной обработки телеметрической информации космических средств. Алгоритмической основой подготовки исходных данных для функционирования такой системы должен стать алгоритм синтеза указанных схем, также предлагаемый в настоящем материале.

Постановка задачи синтеза функционально-логических схем. Концептуально синтез ФЛС обработки ТМИ должен осуществляться в следующие три этапа [1]:

I. Интерпретация исходной информации – спецификации процесса обработки ТМИ с целью подготовки спецификации синтезируемой схемы;

II. Синтез и верификация ФЛС обработки ТМИ на основе модифицированных сетей Петри и G-сетей;

III. Прикладная организация вычислений на основе детерминированного подхода к функциональному диагностированию БС РКН.

Интерпретация исходной спецификации процесса обработки ТМИ (этап I) является вариативным процессом, зависящим от конкретного вида исходной информации. В настоящее время в предметной области автоматизации обработки и анализа ТМИ отсутствуют единые стандарты описания рассматриваемых процессов. Для каждого вида КСр предприятия-разработчики предлагают уникальные структуры баз исходных данных обработки измерительной информации, содержащие порядок коммутации параметров в групповом телеметрическом сигнале, параметры тарировки и калибровки каналов телеметрической системы [2]. В силу данной причины разработка универсального алгоритма формирования спецификации ФЛС является нецелесообразной.

Синтез схем (этап II) заключается в формальном преобразовании спецификации непосредственно в ФЛС. При этом необходимо обеспечить выявление и при возможности парирование семантических и синтаксических ошибок. Данный этап подробно рассматривается в статье.

Прикладная организация вычислений (этап III) должна осуществляться по соответствующей информационной технологии. Под последней понимается [3] порядок получения результатов обработки и анализа ТМИ на ЭВМ при штатной работе специалистов соответствующего направления. Основой информационной технологии является многократно успешно применяемая на практике концепция программной реализации функционирования сетей Петри, G-сетей [4].

Рассмотрим подробно этап синтеза схем (этап II). *Исходными данными* для синтеза являются следующие множества и кортежи:

1. $R' = \langle S, L \rangle$ – исходная спецификация процесса обработки ТМИ, где:

- $S = \{S_k | k = 1, \dots, \text{card}(I_s)\}$ – множество операций процесса R' ; I_s – множество номеров операций. Под операциями процесса обработки ТМИ понимаются операции предварительной, первичной и вторичной обработки;

- $L = \{l_k | k = 1, \dots, \text{card}(I_s)\}$ – множество кортежей $l_k = \langle K_k(x) \rangle$, обуславливающих выполнение операции S_k ;

- $K_k(x) = \langle B_b^{(k)}(x), B_f^{(k)}(x) \rangle$ – управляющий кортеж операции S_k ;



- $B_b^{(k)}(x)$ – предикатное выражение, определяющее условие начала выполнения операции;
- $B_f^{(k)}(x)$ – предикатное выражение, определяющее условие окончания выполнения операции;
- x – аргумент предикатных выражений $B_b^{(k)}(x)$ и $B_f^{(k)}(x)$, $x \in X$;
- X – множество типов переменной x , каждый тип переменной x – это конкретный ТМП или вычисляемая лётно-техническая характеристика объекта контроля.

2. $R = \langle S, Q, J \rangle$ – структура ФЛС обработки ТМИ (схема R), где $S = \{s_k | k = \overline{1, K}\}$ – множество операций обработки ТМИ; s_k – k -ая операция, входящая в схему R ; K – количество операций обработки ТМИ. Обработка ТМИ при выполнении операции s_k заключается в формировании из значений входных переменных значений выходных переменных;

- $Q = \{Q_l | l = \overline{1, L}\}$ – множество управляющих функций обработки ТМИ схемы R , функция Q_l содержит предикатное выражение q_l , аргументами которого являются выходные переменные операций. Выходная переменная управляющей функции принимает соответствующее бинарное значение в зависимости от результата вычисления истинности выражения q_l и является разрешительной (управляющей) переменной для операций обработки ТМИ. Выходные переменные управляющих функций являются результатами оперативного диагностирования технического состояния объекта контроля;

- $J = \{j_k | k = \overline{1, K}\}$ – множество функций инцидентности схемы R , функция j_k описывает связи входных переменных операции s_k , выходных переменных операции s_k , разрешительной (управляющей) переменной операции s_k , входных переменных управляющей функции Q_l , выходной переменной управляющей функции Q_l .

Требуется найти отображение $Pro : R' \rightarrow R$, такое, что: $\exists \eta = (\eta_1 \cap \eta_2 \cap \eta_3)$ – оператор семантической верификации схемы R , где именно η_1 – предикат проверки непротиворечивости; η_2 – сохраняемости и η_3 – незацикленности схемы R .

Для представления структуры операции используется следующий кортеж (индекс k опущен)

$$s = \langle p, M, X, ZP_{(\cdot)}, ZM_{(\cdot)}, o, ZF_{(\cdot)}, F, H \rangle,$$

где:

1. p – разрешительная переменная операции обработки ТМИ – результат вычисления предшествующей управляющей функции, принимающий бинарные значения;
2. $M : p \rightarrow \{0, 1\}$ – функция разметки, которая разрешительной переменной p операции обработки ТМИ ставит в соответствие элемент множества $\{0, 1\}$;
3. $X = \{x_i | i = \overline{1, \text{card}(X)}\}$ – конечное множество характеристик объекта, типов ТМП, результатов обработки ТМП;
4. $ZP = ZP_{in(\cdot)} \cup ZP_{out(\cdot)} = \{zp_{i(\cdot)} | i \in \text{card}(ZP)\}$ – конечное непустое множество переменных операции обработки ТМИ, $ZP_{in(\cdot)}$, $ZP_{out(\cdot)}$ – множества, соответственно, входных и выходных переменных, (\cdot) – тип аргумента из множества X ;



5. $ZM_{(\cdot)} : ZP \rightarrow D_{(\cdot)}$ – функция разметки, которая каждой переменной $zp_{i(\cdot)} \mid i = 1 \dots \text{card}(ZP_{(\cdot)})$ ставит в соответствие элемент $d_{(\cdot)}$ некоторого множества $D_{(\cdot)}$ возможных значений аргумента (\cdot) , таким образом $zm_{(\cdot)} : zp_{(\cdot)} \rightarrow d_{(\cdot)} \in D_{(\cdot)}$;

6. $o : ZP_{in(\cdot)} \times p \rightarrow ZP_{out(\cdot)}$ – оператор обработки ТМИ, который по значению входной переменной из множества $ZP_{in(\cdot)}$ при истинном значении разрешительной переменной p формирует значение выходной переменной из множества $ZP_{out(\cdot)}$;

7. $ZF_{(\cdot)} : ZP_{in(\cdot)} \times o \rightarrow \{0,1\}$ – входная функция инцидентности, описывающая всегда однократную дугу от входной переменной $zp_{(\cdot)} \in ZP_{in(\cdot)}$ к оператору o обработки ТМИ, ставящая в соответствие каждой паре $\langle zp_{(\cdot)}, o \rangle$ элемент множества $\{0,1\}$;

8. $F : p \times o \rightarrow \{0,1\}$ – входная функция инцидентности, описывающая всегда однократную дугу от разрешительной переменной p операции обработки ТМИ к оператору o обработки ТМИ, ставящая в соответствие каждой паре $\langle p, o \rangle$ элемент множества $\{0,1\}$;

9. $H : o \times zp_{(\cdot)} \rightarrow \{0,1\}$ – выходная функция инцидентности, описывающая всегда однократную дугу от оператора o обработки ТМИ в выходную переменную $zp_{(\cdot)} \in ZP_{out(\cdot)}$ и ставящая в соответствие паре $\langle o, zp_{(\cdot)} \rangle$ элемент множества $\{0,1\}$.

Управляющая функция ФЛС обработки ТМИ – это кортеж следующей структуры (индексы обозначения функции и элементов кортежа опущены)

$$Q = \langle X, q_{(\cdot)}, ZP_{(\cdot)}, p, M, zt, ZF_{(\cdot)}, H, ZM_{(\cdot)} \rangle,$$

где:

1. $X = \{x_i \mid i = 1 \dots \text{card}(X)\}$ – конечное множество характеристик объекта, типов ТМП, результатов обработки ТМП;

2. $q_{(\cdot)}$ – предикатное выражение, аргументами которого являются характеристики объекта контроля, типы ТМП, типы результатов обработки ТМП – вычисляемых параметров. При подстановке значений элементов множества X выражение формирует результат логического типа: «выражение истинно» (true), «выражение ложно» (false), (\cdot) – тип аргумента из множества X ;

3. $ZP_{(\cdot)} = \{zp_{i(\cdot)} \mid i = 1 \dots \text{card}(ZP_{(\cdot)})\}$ – конечное непустое множество входных переменных управляющего оператора – аргументов предикатного выражения $q_{(\cdot)}$, (\cdot) – тип аргумента из множества X ;

4. p – выходная переменная управляющего оператора – результат вычисления предикатного выражения, принимающая бинарные значения;

5. $M : p \rightarrow \{0,1\}$ – функция разметки, которая выходной переменной p ставит в соответствие элемент множества $\{0,1\}$. При $q_{(x)} = 'false' \Rightarrow m(p) = 0$, при $q_{(x)} = 'true' \Rightarrow m(p) = 1$;

6. $zt_{(\cdot)}$ – управляющий оператор, которому сопоставлено предикатное выражение $q_{(\cdot)}$;



7. $ZF_{(\cdot)} : ZP_{(\cdot)} \times zt_{(\cdot)} \rightarrow \{0,1\}$ – входная функция инцидентности, описывающая всегда однократную дугу от входной переменной $zp_{i(\cdot)} \mid i=1 \dots card(ZP_{(\cdot)})$ к управляющему оператору $zt_{(\cdot)}$, ставящая в соответствие каждой паре $\langle zp_{i(\cdot)}, zt_{(\cdot)} \rangle$ элемент множества $\{0,1\}$;

8. $H : zt_{(\cdot)} \times p \rightarrow \{0,1\}$ – выходная функция инцидентности, описывающая всегда однократную дугу от управляющего оператора $zt_{(\cdot)}$ в выходную переменную p и ставящая в соответствие паре $\langle zt_{(\cdot)}, p \rangle$ элемент множества $\{0,1\}$;

9. $ZM_{(\cdot)} : ZP_{(\cdot)} \rightarrow D_{(\cdot)}$ – функция разметки, которая каждой входной переменной $zp_{i(\cdot)} \mid i=1 \dots card(ZP_{(\cdot)})$ ставит в соответствие элемент $d_{(\cdot)}$ некоторого множества $D_{(\cdot)}$ возможных значений аргумента (\cdot) , таким образом $zm_{(\cdot)} : zp_{(\cdot)} \rightarrow d_{(\cdot)} \in D_{(\cdot)}$.

Зададим $J = \{j_k \mid k=1 \dots K\}$ – множество функций инцидентности между операциями обработки ТМИ. Элемент данного множества можно представить, как следующий кортеж

$$j_k = \langle J_{in}^{(k)} : \langle ZP_{out(\cdot)}^{(l)} \times ZP_{in(\cdot)}^{(k)} \rightarrow \{0,1\}, p^{(l)} \times p^{(k)} \rightarrow \{0,1\} \rangle, J_{out}^{(k)} : ZP_{out(\cdot)}^{(k)} \times ZP_{in(\cdot)}^{(m)} \rightarrow \{0,1\} \rangle.$$

Интерпретировать данную формальную запись необходимо следующим образом. Функция инцидентности j_k k -ой операции обработки ТМИ состоит из входной функции инцидентности $J_{in}^{(k)}$ и выходной функции инцидентности $J_{out}^{(k)}$. Входная функция инцидентности $J_{in}^{(k)}$ состоит из функции инцидентности между выходными переменными l -ой операции из множества $ZP_{out(\cdot)}^{(l)}$ и входными переменными данной операции, а также из функции инцидентности между выходной переменной l -ой управляющей функции и разрешительной переменной данной операции. Выходная функция инцидентности $J_{out}^{(k)}$ определяет связь между выходными переменными данной операции и входными переменными m -ой операции. Все связи однократные.

Ограничениями решения поставленной задачи являются допущения о:

- существовании исходной спецификации процесса обработки ТМИ, представленной в соответствии с данной постановкой;
- существовании информационной технологии, реализующей синтезированную ФЛС обработки ТМИ.

Искомое отображение *Pro* представим в виде комплекса алгоритмов по преобразованию исходной спецификации процесса обработки в ФЛС обработки ТМИ.

Схема синтеза ФЛС. Синтез ФЛС является сложным двухэтапным процессом. С целью обеспечения конструктивности процесса синтеза необходимо рассмотреть его функциональную структуру. Соответствующая схема представлена на рисунке 1.

Интерпретация исходной информации в предметной области вычислений является содержанием первого этапа.

Второй этап – это этап непосредственного проектирования схемы, заключающийся в последовательном наполнении схемы необходимыми фрагментами (подэтапы 3–7) и ее корректировке с целью придания ей требуемых свойств (подэтапы 8–12). Корректировкой обеспечивается семантическая управляемость синтеза. В процессе создания схемы программы осуществляется не только синтаксическое преобразование информации о дискретном процессе, но и имеется возможность учета новой информации, недоступной для описания в существующем виде.

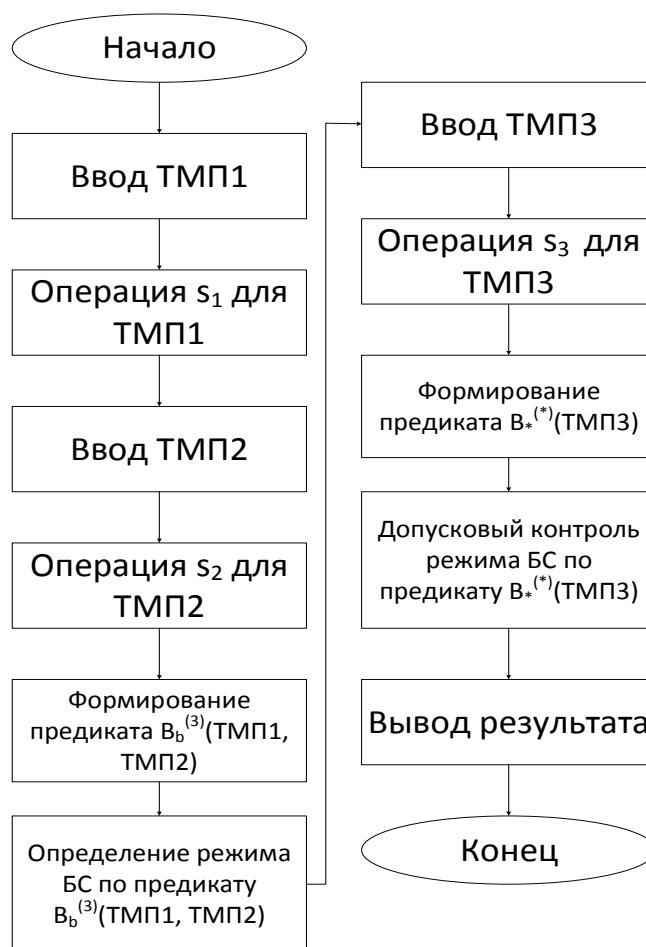


Рисунок 1 – Схема этапов синтеза и верификации

Подэтап 3 состоит в формировании элементов множества S . Каждый элемент данного множества соответствует операции обработки ТМИ с установленными характеристиками. Типом операции обработки называется операция дешифровки ТМП, операция повышения достоверности значений ТМП, операция снижения избыточности ТМП. Присвоение типу операции обработки значений характеристик позволяет говорить о создании элемента $s_k | k = \overline{1, K}$ множества S – экземпляра операции обработки. Каждый тип операции обработки имеет собственный набор характеристик. Формирование экземпляров управляющих функций заключается в синтезе необходимого количества элементов $Q_l | l = \overline{1, L}$ множества Q . Вид каждого экземпляра определяется рассмотренной ранее структурой $R = \langle S, Q, J \rangle$ ФЛС обработки ТМИ.

Подэтап 4 состоит в сопоставлении каждому экземпляру операции обработки соответствующего содержания характеристики операции. В качестве примера следует привести данные столбца 5 таблицы 1, где представлено описание значений характеристик.

Подэтап 5 заключается в задании значений входных переменных операций обработки ТМИ. На этапе II задание значений входных переменных соответствует установке сопряжения синтезируемой схемы с источниками измерительной, служебной и дополнительной (статистической) информации.

Как в программе вычислений свойства программы определяются значениями переменных, получаемыми при их инициализации, так и свойства синтезируемой ФЛС обработки ТМИ определяются заданием областей применимости экземпляров управляющих функций $Q_l | l = \overline{1, L}$



из множества Q . Областью применимости управляющей функции Q_i называется область значений входных переменных, при попадании в которую значения переменных обеспечивают истинность предикатного выражения q_i .

Таблица 1 – Интерпретация ошибок в ФЛС обработки ТМИ

№ п/п	Модельный уровень сетей Петри (СП)			Прикладной уровень ФЛС обработки ТМИ			
	Свойство сетей Петри	Способ выявления	Способ компенсации	Ошибка при обработке ТМИ	Ошибка в ФЛС обработки ТМИ	Способ выявления	Способ компенсации
1.	Достижимость	Анализ сети на основе матричных уравнений	Ввод дополнительных элементов	Остановка обработки ТМИ	<i>Некорректность</i> (невозможность совпадения допусков и значений ТМП)	Анализ областей применимости управляющих операторов	Добавление управляющих операторов с «недостающей» областью применимости
2.	Сохраняемость	Анализ сети на основе р-инвариантов	Повышение кратности дуг	Результаты телеизмерений обрабатываются не полностью	<i>Безрезультативность</i> (неуменьшение количества переменных, циркулирующих в ФЛС)	Анализ матричного уравнения для эквивалентной вычислительной сети	Добавление операции прореживания
3.	Устойчивость	Анализ сети на основе t-инвариантов	Ввод дополнительных переходов	Бесконечное повторение обработки ТМИ	<i>Заикленность</i> (повторение значений входных и выходных переменных ФЛС)		Добавление связей между элементами ФЛС

Действия в программе вычислений определяются условиями переходов вычислений. В синтезируемой ФЛС действия определяются связями $j_k | k = \overline{1, K}$ из множества J связей между операциями обработки и управляющими функциями. Данные связи осуществляются с помощью передачи значений переменных различных видов между операциями обработки и управляющими функциями.

Априорная семантическая верификация синтезированной на подэтапах 3–7 ФЛС составляет содержание подэтапов 8–12. Верификация заключается в формальном поиске ошибок в синтезированной схеме. Каждая ошибка является причиной неправильных результатов обработки ТМИ. Поэтому их выявление – важная задача синтеза.

Первоначальным шагом (подэтап 8) верификации является верификация ФЛС путем проверки свойства достижимости с целью выявления ошибки в корректности области применимости управляющей функции и области определения ее аргументов.

Для проведения последующих подэтапов верификации необходимо преобразовать синтезированную ФЛС в эквивалентную вычислительную сеть. Цель преобразования – обеспечение возможности верификации свойств результативности и незаикленности. Данное преобразование осуществляется на подэтапе 9.

Очередным подэтапом (подэтап 10) верификации является верификация ФЛС путем проверки свойства результативности с целью выявления ошибки неоднозначности результата обработки ТМИ.

Заключительным подэтапом верификации (подэтап 11) является верификация ФЛС путем проверки свойства незаикленности с целью выявления ошибки циклического выполнения.

В заключении на подэтапе 12 осуществляется коррекция ФЛС обработки ТМИ для компенсации выявленных ошибок.

Самым трудоемким является этап II синтеза и верификации, поэтому именно данному этапу будет в дальнейшем уделено основное внимание.

Формирование исходной спецификации ФЛС обработки ТМИ. Синтез ФЛС удобнее всего показать на типовом примере. Для рассмотрения подэтапов 1–7 схемы синтеза ФЛС



(рисунок 1) введем исходную спецификацию $R' = \langle S, L \rangle$ процесса обработки измерительной информации, схема данного процесса представлена на рисунке 2.



Рисунок 2 – Схема процесса обработки измерительной информации

Процесс обработки измерительной информации включает три операции обработки $S = \{s_i, i = \overline{1,3}\}$, два условия обработки $L = \{l_i, i = \overline{1,2}\}$. Обработка ТМИ в соответствии со схемой, представленной на рисунке 2, заключается в выполнении следующего алгоритма. Исходные данные – ТМП1 и ТМП2 обрабатываются операциями s_1 и s_2 с целью повышения достоверности значений данных параметров. Затем результаты обработки в качестве аргументов участвуют в предикатном выражении $B_b^{(3)}(ТМП1, ТМП2)$, обуславливающем начало выполнения операции обработки s_3 . Предикатное выражение $B_b^{(3)}$ задает условие для идентификации режима работы БС. При соответствии режима работы требуемому режиму осуществляются операция обработки s_3 с целью повышения достоверности значения ТМП3 и допусковый контроль значения параметра ТМП3 с помощью предикатного выражения $B_f^{(3)}(ТМП3)$.

Представим формальный состав множеств S и L , входящих в $R' = \langle S, L \rangle$ для схемы обработки ТМИ, представленной на рисунке 2. Указанные элементы формируются по приведенному при постановке задачи описанию структуры исходной спецификации R' в следующем виде:

- $R' = \langle S, L \rangle$ – исходная спецификация процесса обработки ТМИ;
- $S = \{s_k | k = \overline{1,3}\}$ – множество операций обработки, все операции предназначены для повышения достоверности значений ТМП;



- $L = \{l_k | k = \overline{1,3}\}$ – множество условий формирования траектории процесса обработки ТМИ, спецификацией задаются только условия начала выполнения операций;
- $X = \{ТМП1, ТМП2, ТМП3\}$ – множество ТМП, обрабатываемых схемой R' ;
- $K_1(ТМП1) = \langle \exists ТМП1, \emptyset \rangle$ – условие выполнения операции s_1 , заключающееся в существовании значения $ТМП1$ для начала выполнения операции, для окончания выполнения операции условие не задается;
- $K_2(ТМП2) = \langle \exists ТМП2, \emptyset \rangle$ – аналогично условию для операции s_1 ;
- $K_3(ТМП1, ТМП2) = \left\langle \begin{array}{l} \Pr(B_b^{(3)}(ТМП1, ТМП2)) = true, \\ \Pr(B_f^{(3)}(ТМП3)) = true \end{array} \right\rangle$ – условие выполнения операции s_3 ,

заключающееся в истинности предиката идентификации режима работы БС – условие начала операции, истинности предиката допускового контроля состояния БС – условие окончания операции.

Таким образом, итогом работы схемы на рисунке 1 является результат допускового контроля значения параметра $ТМП3$ в требуемом режиме работы БС объекта контроля, режим определяется значениями параметров $ТМП1$ и $ТМП2$. Представленное формальное описание кортежа $R' = \langle S, L \rangle$ является исходной спецификацией ФЛС обработки ТМИ.

Синтез ФЛС обработки ТМИ. Подэтап 3 этапа II заключается в формировании структуры синтезируемой ФЛС обработки ТМИ. При этом генерируется требуемое количество экземпляров операций и управляющих функций обработки ТМИ. В соответствии с исходной спецификацией $R' = \langle S, L \rangle$ процесса обработки ТМИ получим:

- $S = \{s_k | k = \overline{1,3}\}$;
- $Q = \{Q_l | l = \overline{1,2}\}$.

Подэтап 4 состоит в задании функционального содержания экземпляров операций обработки ТМИ в соответствии с предназначением: повышение достоверности, снижение избыточности, арифметические операции с ТМП и т.д.

На подэтапе 5 формируются входные и выходные переменные операций и управляющих функций. Перечень переменных определяется аргументами предикатов, входящих в условия $L = \{l_k | k = \overline{1,3}\}$ формирования траекторий выполнения процесса обработки ТМИ.

Области применимости управляющих функций задаются на подэтапе 6 в соответствии с предикатными выражениями $K_3(ТМП1, ТМП2)$. Выражения для $K_1(ТМП1)$ и $K_2(ТМП2)$ реализуются с помощью разрешительных переменных для операций s_1 и s_2 :
 $q_{(x1,x2)} : (d_{3(x1)} + d_{4(x2)}) \geq 0$ и $q_{(x3)} : d_{6(x3)} \geq 0$.

На подэтапе 7 с помощью функций инцидентности задаются действия в синтезируемой ФЛС обработки ТМИ. Это осуществляется с помощью соединения переменных в соответствии с заданными предикатными выражениями.

В результате выполнения подэтапов 3–7 синтезируется ФЛС обработки ТМИ, представленная на рисунке 3.

ФЛС на рисунке 3 содержит три операции обработки ТМИ: s_1 , s_2 и s_3 , две управляющие функции: Q_1 и Q_2 , использует три типа ТМП: $ТМП1$, $ТМП2$ и $ТМП3$, четыре разрешительных переменных: p_1 , p_2 , p_3 , p_4 . Функционирование представленной схемы описывается следующим образом. Входные переменные $zp_{1(x1)}$, $zp_{2(x2)}$ и $zp_{5(x3)}$ содержат значения измеряемых параметров



ТМП1, ТМП2 и ТМП3 типов x_1 , x_2 , x_3 , поступающие на вход ФЛС. Операции обработки ТМИ s_1 и s_2 формируют вычисляемые значения параметров типов x_1 и x_2 .

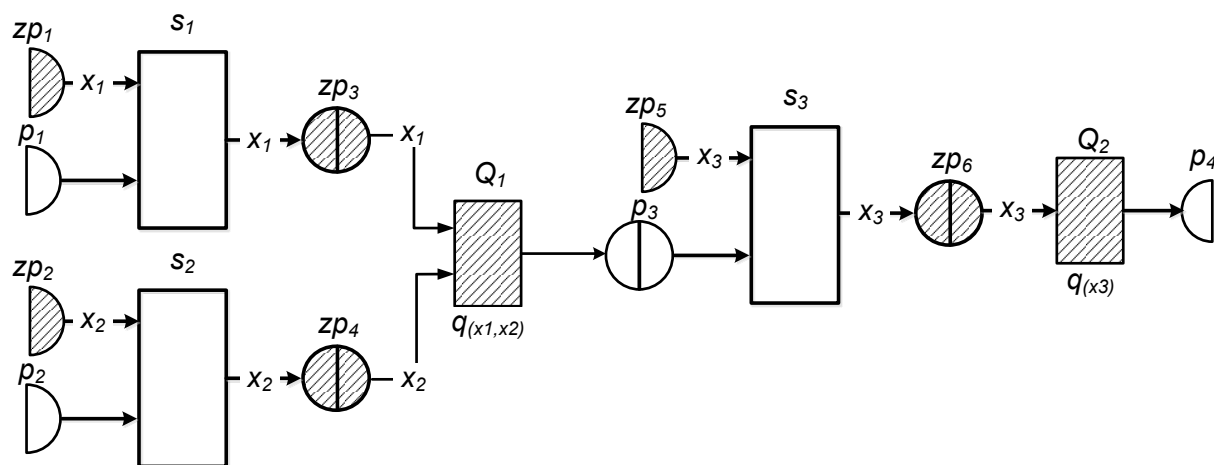


Рисунок 3 – ФЛС обработки ТМИ

Разрешительные переменные p_1 и p_2 разрешают к выполнению операции s_1 и s_2 , значения данных переменных формируются внешними ФЛС. Переменные $zp_{3(x_1)}$ и $zp_{4(x_2)}$ входят и в множество выходных переменных операций s_1 и s_2 , и в множество входных переменных управляющего оператора Q_1 , которому сопоставлено предикатное выражение $q_{(x_1, x_2)}$. В качестве примера примем, что $q_{(x_1, x_2)} : (d_{3(x_1)} + d_{4(x_2)}) \geq 0$. Данная запись означает, что управляющий оператор Q_1 сформирует истинное значение разрешительной переменной p_3 при положительной сумме значений $d_{3(x_1)}$ и $d_{4(x_2)}$ в переменных, соответственно, $zp_{3(x_1)}$ и $zp_{4(x_2)}$. При истинном результате выполнения последнего предикатного выражения операция s_3 становится разрешенной к выполнению. Данная операция обрабатывает ТМП типа x_3 , значения которого поступают во входную переменную $zp_{5(x_3)}$. Результат обработки того же типа проходит контроль в управляющем операторе Q_2 по сопоставленному предикатному выражению $q_{(x_3)}$. В качестве примера примем, что $q_{(x_3)} : d_{6(x_3)} \geq 0$. Данная запись означает, что управляющий оператор Q_2 сформирует истинное значение разрешительной переменной p_4 при положительном значении $d_{6(x_3)}$ в переменной $zp_{6(x_3)}$. Таким образом, ФЛС, представленная на рисунке 1, осуществляет допусковой контроль вычисляемого параметра типа x_3 при условии положительного значения суммы вычисляемых параметров типов x_1 и x_2 . Формальное содержание операторов o_1 , o_2 и o_3 операций s_1 , s_2 и s_3 обработки ТМИ не приводится. В качестве их содержания могут выступать, например, арифметические действия или классические функции повышения достоверности значений, или снижения избыточности ТМИ.

Теоретико-множественное описание ФЛС, представленной на рисунке 3, содержит следующие элементы:

$$S = \{s_k | k = \overline{1, 3}\};$$



$$Q = \{Q_l \mid l = \overline{1, 2}\};$$

$$J = \{j_k \mid k = \overline{1, 3}\};$$

$$s_1 = \left\langle \begin{array}{l} p_1, m(p_1) = 0, X = \{x_1\}, \\ ZP_{(x_1)} = (ZP_{in(x_1)} = \{zp_{1(x_1)}\} \cup ZP_{out(x_1)} = \{zp_{3(x_1)}\}), \\ zm_{(x_1)}(zp_{1(x_1)}) = 0, zm_{(x_1)}(zp_{3(x_1)}) = 0, o_1, \\ ZF_{(x_1)} : zp_{1(x_1)} \times o_1 \rightarrow 1, F : p_1 \times o_1 \rightarrow 1, H : o_1 \times zp_{3(x_1)} \rightarrow 1 \end{array} \right\rangle;$$

$$Q_1 = \left\langle \begin{array}{l} X = \{x_1, x_2\}, q_{(x_1, x_2)} : (d_{3(x_1)} + d_{4(x_2)}) \geq 0, \\ ZP_{(x_1, x_2)} = \{zp_{3(x_1)}, zp_{4(x_1)}\}, p_3, m(p_3) = 0, \\ zt_{(x_1, x_2)} = Q_1, ZF_{(x_1, x_2)} : \{zp_{3(x_1)} \times Q_1 \rightarrow 1, zp_{4(x_2)} \times Q_1 \rightarrow 1\}, \\ H : Q_1 \times p_3 \rightarrow 1, zm_{(x_1)}(zp_{3(x_1)}) = 0, zm_{(x_2)}(zp_{4(x_2)}) = 0 \end{array} \right\rangle;$$

$$j_1 = \left\langle J_{in}^{(1)} : \langle ZP_{out(\cdot)}^{(l)} \times zp_{1(x_1)} \rightarrow 1, p^{(l)} \times p_1 \rightarrow 1 \rangle, J_{out}^{(1)} : zp_{3(x_1)} \times Q_1 \rightarrow 1 \right\rangle.$$

Выше представлено описание ФЛС только для операции обработки s_1 , управляющей функции Q_1 и функции инцидентности j_1 . Описание для остальных элементов схемы рисунка 3 не приводится в целях сокращения объема материала. Оно составляется аналогично представленному.

Верификация ФЛС обработки ТМИ. Верификация синтезированной ФЛС обработки ТМИ состоит в формальном поиске ряда ошибок. В таблице 1 представлена интерпретация ошибок на модельном уровне сетей Петри (столбцы 2–4) и на прикладном уровне ФЛС обработки ТМИ (столбцы 5–8).

Первым этапом верификации является верификация ФЛС путем проверки свойства достижимости с целью выявления ошибки в корректности области применимости управляющей функции и области определения ее аргументов. Данный тип ошибки в ФЛС обработки ТСМИ рассмотрен в строчке 1 таблицы 1. Алгоритм выявления ошибки корректности ФЛС обработки ТМИ заключается в проверке корректности каждой управляющей функции в отдельности и последующей проверке корректности всей ФЛС в целом.

Рассмотрим проверку корректности управляющей функции в отдельности. Область применимости $D_{(x)}(q_{(x)})$ управляющего оператора $zt_{(x)}$ управляющей функции $Q = \langle X, q_{(x)}, ZP_{(x)}, p, M, zt, ZF_{(x)}, H, ZM_{(x)} \rangle$ – это множество или область значений аргумента x , удовлетворяющая равенству

$$D_{(x)}(q_{(x)}) = \left\{ \arg_{q_{(x)}(d_{i(x)}) = "true"} q_{(x)}(d_{i(x)}) \right\}.$$

Управляющая функция Q с предикатным выражением $q_{(x)}$ в управляющем операторе $zt_{(x)}$ выполняема, когда



$$\forall zp_{i(x)} \in ZP_{(x)} \Rightarrow D(q_{(x)}) \cap D(x) \neq \emptyset.$$

Критическая ошибка в ФЛС, связанная с корректностью управляющей функции, может возникнуть в двух случаях. Первый наступает при выполнимости управляющей функции всегда, т.е. при любых значениях сопоставленного аргумента (аргументов). Второй наступает при невыполнимости управляющей функции также всегда, т.е. при любых значениях сопоставленного аргумента (аргументов).

Управляющая функция Q с предикатным выражением $q_{(x)}$ в управляющем операторе $zt_{(x)}$ всегда выполнима, если

$$\forall zp_{i(x)} \in ZP_{(x)} \Rightarrow D(x) \subseteq D(q_{(x)}).$$

Управляющая функция Q с предикатным выражением $q_{(x)}$ в управляющем операторе $zt_{(x)}$ никогда не будет выполнена в случае, если

$$\exists zp_{i(x)} \in ZP_{(x)} \Rightarrow D(q_{(x)}) \cap D(x) = \emptyset.$$

Рассмотрим проверку корректности ФЛС в целом на примере схемы, содержащей две управляющих функции. Для ФЛС, содержащей большее количество управляющих функций, порядок верификации осуществляется аналогичным порядком.

Пусть $l=1,2$ и аргументы предикатных выражений принадлежат одному типу из множества X . Тогда необходимым условием существования результата работы синтезированной схемы является пересечение областей применимости управляющих функций $l=1,2$. Областью определения ФЛС R называется область значений аргумента предикатных выражений, образованная пересечением областей применимости входящих в схему управляющих операторов.

В формальном виде необходимое условие выполнения данных управляющих функций – это выполнение следующего уравнения

$$D_{R(x)} = D(q_{1(x)}) \cap D(q_{2(x)}) \neq \emptyset,$$

где:

$D(q_{1(x)})$ – область применимости управляющего оператора $zt_{1(x)}$, входящего в управляющую функцию Q_l схемы R ;

$D(q_{2(x)})$ – область применимости управляющего оператора $zt_{2(x)}$;

$D_{R(x)}$ – область определения схемы R по аргументу x .

Таким образом, критическая ошибка в ФЛС (некорректность схемы) возникает, когда управляющие функции не могут быть выполнены одновременно при любых значениях аргумента x .

Рассмотрим порядок верификации схемы, представленной на рисунке 3, на предмет корректности управляющей функции Q_1 . Предикатное выражение имеет следующий вид $q_{(x_1, x_2)} : (d_{3(x_1)} + d_{4(x_2)}) \geq 0$. Данное предикатное выражение не примет истинного значения ни при каких отрицательных значениях аргументов x_1 и x_2 . Таким образом, критическая ошибка



возникнет в предикатном выражении $q_{(x_1, x_2)} : (d_{3(x_1)} + d_{4(x_2)}) \geq 0$ при $D(x_1) \in (-\infty, 0)$ и $D(x_2) \in (-\infty, 0)$.

Рассмотрим порядок верификации схемы, представленной на рисунке 3, на предмет корректности управляющей функции Q_2 . Предикатное выражение имеет следующий вид $q_{(x_3)} : d_{6(x_3)} \geq 0$. Данное предикатное выражение не примет истинное значение ни при каких отрицательных значениях аргумента x_3 . Таким образом, критическая ошибка возникнет в предикатном выражении $q_{(x_3)} : d_{6(x_3)} \geq 0$ при $D(x_3) \in (-\infty, 0)$.

Для верификации схемы на предмет результативности и незаикленности (строки 2 и 3 таблицы 1) необходимо предварительно преобразовать синтезированную ФЛС обработки ТМИ в эквивалентную вычислительную сеть на основе сети Петри. Это соответствует подэтапу 9 этапа II схемы на рисунке 1. Необходимость преобразования обосновывается обеспечением возможности применения аппарата матричных уравнений для выявления ошибок в ФЛС обработки ТМИ на подэтапах 10 и 11 этапа II схемы на рисунке 1.

Алгоритм преобразования состоит из следующих шагов:

1. Исключение операций $S = \{s_k | k = \overline{1, K}\}$ обработки ТМИ из описания;
2. Исключение входных переменных $zp_{i(\cdot)} \in ZP_{in(\cdot)}$ операции s_k ;
3. Соединение входных управляющих p_k и выходных $zp_{i(\cdot)} \in ZP_{out(\cdot)}$ переменных операции s_k в классические позиции сетей Петри с маркировкой $m = \|zm(zp_{i(\cdot)})\|$, $m \in N$, где N – множество целых натуральных чисел. Оператор $\|\cdot\|$ определяет количество значений переменных в позиции $zp_{i(\cdot)}$;
4. Преобразование управляющих операторов $zt_{(\cdot)}$ в классические переходы СП.

На рисунке 4 результат преобразования ФЛС обработки ТМИ в эквивалентную вычислительную сеть.

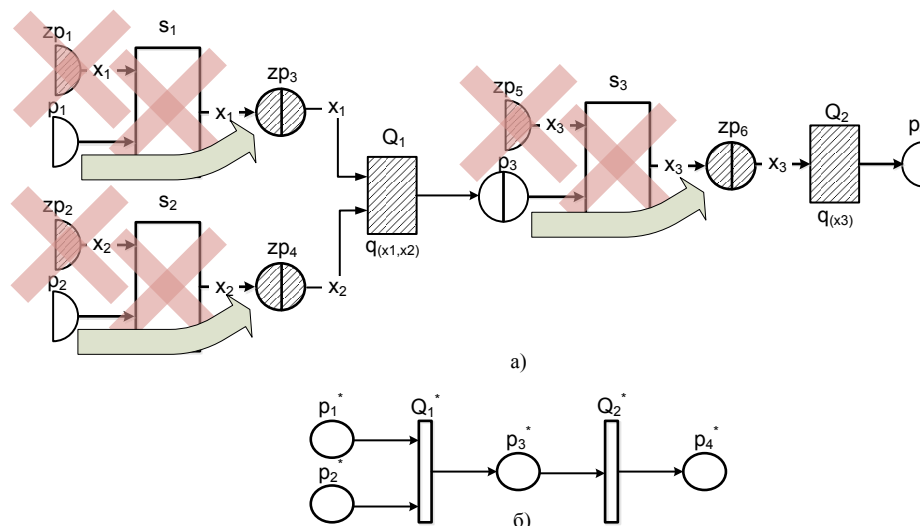


Рисунок 4 – Преобразование ФЛС обработки ТМИ в эквивалентную вычислительную сеть:
а) исходная ФЛС обработки ТМИ; б) эквивалентная вычислительная сеть

На рисунке 4а показаны крестами исключаемые операции обработки ТМИ и входные переменные операций в соответствии с шагами 1 и 2 алгоритма преобразования. Фигурными



стрелками показаны соединяемые входные управляющие и выходные переменные операции в классические позиции сетей Петри в соответствии с шагом 3 алгоритма. Преобразованные управляющие операторы показаны прямоугольниками в соответствии с шагом 4 алгоритма.

Эквивалентность ФЛС и соответствующей ей вычислительной сети может быть показана с помощью дерева достижимости. При этом дерево достижимости для эквивалентной сети строится по классическому порядку. Для ФЛС обработки ТМИ дерево достижимости формируется с учетом только управляющих переменных и управляющих операторов при допущении об истинности всех предикатных выражений.

Следующим подэтапом (подэтап 10 этапа II схемы на рисунке 1) верификации является верификация ФЛС путем проверки свойства результативности. В соответствии с данными строки 2 таблицы 1 данное свойство характеризует избыточность информации, обрабатываемой ФЛС. Для вычислительных сетей известно: сохраняемость – свойство, согласно которому постоянное количество значений переменных, одновременно хранящихся (циркулирующих) в позициях сети. Введем, что результативность – свойство ФЛС обработки ТМИ, согласно которому корректный набор результатов телеизмерений возможно обработать полностью с получением результата. Это означает, что изменяется суммарное количество значений переменных из множества $ZP = ZP_{in(\cdot)} \cup ZP_{out(\cdot)} = \{zp_{i(\cdot)} | i \in card(ZP)\}$, одновременно обрабатываемых ФЛС. Свойство может распространяться на переменные как всех типов $X = \{x_i | i = 1 \dots card(X)\}$ аргументов, так и отдельных из последнего множества.

Матричное уравнение смены состояния вычислительной сети описывается следующим образом

$$m_k = m_{k-1} + AU, \quad k = 1, 2, \dots,$$

где:

m_k – разметка позиций вычислительной сети на k -ом шаге выполнения ФЛС обработки ТМИ;

U – матрица инцидентности вычислительной сети, формируемая по порядку, аналогичному порядку для классической сети Петри [5];

A – вектор-строка, определяющая выполняемые управляющие операторы при формировании m_k .

Пусть известен вектор W взвешивания, тогда

$$m_k W = m_{k-1} W + AUW.$$

Сеть является сохраняющей для всех A , если существует ненулевое решение следующей системы

$$UW = 0.$$

Алгоритм верификации ФЛС обработки ТМИ с целью проверки ее результативности состоит из следующих шагов:

1. Синтез ФЛС R обработки ТМИ.
2. Преобразование ФЛС R в вычислительную сеть.
3. Формирование матрицы инцидентности U , описывающей схему обработки ТМИ.
4. Проверка существования только нулевого решения системы уравнений $UW = 0$.
5. При наличии только нулевого решения системы – формирование вывода об успешной верификации схемы.



6. В противном случае решение системы $UW = 0$ относительно W .

7. Корректировка вычислительной сети (матрицы U) с целью устранения в ней свойства сохраняемости, придания свойства результативности соответствующей ФЛС R .

Следующим подэтапом (подэтап 11 этапа II схемы на рисунке 1) верификации является верификация ФЛС путем проверки свойства незаикленности. В соответствии с данными строки 3 таблицы 1 данное свойство характеризует возможность завершения обработки ТМИ с помощью синтезированной ФЛС. Для вычислительных сетей известно: устойчивость – свойство, согласно которому разметка данной вычислительной сети может быть достигнута повторно через конечное число срабатываний переходов.

Введем, что незаикленность – свойство ФЛС обработки ТМИ, согласно которому по корректному набору результатов телеизмерений отсутствуют многократно повторяющиеся действия (заикливания) при получении результатов обработки. Это означает, что ФЛС обработки ТМИ не формирует одинаковые наборы значений разрешительных (выходных) переменных управляющих функций при изменении значений переменных как всех типов аргументов, так и отдельных из множества $X = \{x_i | i = 1 \dots \text{card}(X)\}$.

Матричное уравнение смены состояния вычислительной сети используем аналогичное приведенному ранее при рассмотрении свойства сохраняемости.

Пусть существует вектор A , при котором $AU = 0$, тогда

$$m_k = m_{k-1} + AU = m_{k-1}.$$

Сеть является устойчивой для всех A , если существует ненулевое решение системы

$$AU = 0.$$

Алгоритм верификации ФЛС обработки ТМИ с целью проверки ее незаикленности состоит из следующих шагов:

1. Синтез ФЛС R обработки ТМИ.
2. Преобразование ФЛС R в вычислительную сеть.
3. Формирование матрицы инцидентности U , описывающей заданную схему обработки ТМИ.
4. Решение системы уравнений $AU = 0$.
5. При наличии только нулевых решений системы уравнений $AU = 0$ – формирование вывода об успешной верификации схемы.
6. В противном случае решение системы $AU = 0$ относительно A .
7. Экспертная корректировка сети с целью исключения заикливания – возможности реализации вектора-строки A .

Для схемы на рисунке 4 матрица инцидентности вычислительной сети примет вид

$$U = \begin{bmatrix} -1 & -1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & -1 & 1 \end{bmatrix}.$$

При проверке результативности получим, что уравнение $UW = 0$ имеет решение при $W = [0 \ 0 \ 0 \ 0]^T$, поэтому делаем вывод об успешной верификации схемы по данному свойству.

При проверке незаикленности получим, что уравнение $AU = 0$ имеет решение только при $A = [0 \ 0]$, поэтому делаем вывод об успешной верификации схемы по данному свойству.



Таким образом, верификация схемы на рисунке 4 путем проверки свойств сохраняемости и устойчивости позволяет сделать вывод о том, что данная схема является результативной и незамкнутой. В силу данного факта выполнения подэтапа 12 этапа II схемы на рисунке 1, заключающегося в корректировке схемы, не требуется.

Выводы. В качестве теоретической классификации предложенных схем следует отметить, что синтезируемые функционально-логические схемы вычислений представляют собой цветные сети Петри с модификацией в виде предикативно-операторного расширения, которые можно отнести к классу вычислительных сетей Петри. Синтез ФЛС обработки ТМИ состоит из двух этапов. На первом этапе осуществляется интерпретация исходной информации, в результате которой формируется исходная спецификация процесса обработки ТМИ. Исходная спецификация – это перечень операций обработки с условиями их начала и окончания. Второй этап заключается в синтезе ФЛС и ее верификации. Синтез схемы осуществляется в порядке, принятом для разработки программного обеспечения: по порядку формирования структуры программы, задания ее свойств и формирования действий в программе.

Задача 4, решаемая на втором этапе, определяет новизну представленного материала. Данная задача посвящена верификации синтезированной ранее ФЛС обработки ТМИ с целью выявления ошибок трех типов. При этом осуществляется проекция свойств вычислительных сетей Петри на предложенный инструмент организации вычислений – на ФЛС. В статье рассмотрены формальные способы выявления ошибок корректности, сохраняемости и устойчивости в вычислительных сетях. При обработке ТМИ данные ошибки являются причинами остановки обработки, замкнутости обработки и превышения ресурсоемкости обработки ТМИ.

Предложенный материал может получить прикладное применение при реализации специального программного обеспечения обработки ТМИ космических средств в реальном масштабе времени. Дальнейшие исследования следует направить на апробацию алгоритмов на реальной бортовой системе ракетно-космической техники с целью оценивания трудоемкости синтеза ФЛС обработки ТМИ на практике.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Виноградов Р.А., Кузьмин Е.В., Соколов В.А. Верификация автоматных программ средствами CPN/Tools. Моделирование и анализ информационных систем Т. 13, № 2 (2006). С. 4–15.
2. Каргин В.А., Майданович О.В., Охтилев М.Ю. Автоматизированная система информационной поддержки принятия решений по контролю в реальном времени состояния ракетно-космической техники. Известия высших учебных заведений. Приборостроение. 2010. Т. 53. № 11. С. 20–23.
3. ГОСТ 34.003–90. Информационная технология. Комплекс стандартов на автоматизированные системы. Автоматизированные системы. Термины и определения. М.: Стандартинформ, 1990. 26 с.
4. Охтилев М.Ю., Соколов Б.В. Новые информационные технологии мониторинга и управления состояниями сложных технических объектов в реальном масштабе времени. Труды СПИИРАН. 2005. Т. 2. № 2. С. 249–265.
5. Котов В.Е. Сети Петри. Издательство Наука. 1984. 160 с.

REFERENCES

1. Vinogradov R.A., Kuz'min E.V., Sokolov V.A. Verifikaciya avtomatnyh programm sredstvami SPN/Tools. Modelirovanie i analiz informacionnyh sistem T. 13, № 2 (2006). pp. 4–15.



2. Kargin V.A., Majdanovich O.V., Ohtilev M.Yu. Avtomatizirovannaya sistema informacionnoj podderzhki prinyatiya reshenij po kontrolyu v real'nom vremeni sostoyaniya raketno-kosmicheskoy tehniki. Izvestiya vysshih uchebnyh zavedenij. Priborostroenie. 2010. T. 53. № 11. pp. 20–23.

3. GOST 34.003–90. Informacionnaya tehnologiya. Kompleks standartov na avtomatizirovannye sistemy. Avtomatizirovannye sistemy. Terminy i opredeleniya. M.: Standartinform, 1990. 26 p.

4. Ohtilev M.Yu., Sokolov B.V. Novye informacionnye tehnologii monitoringa i upravleniya sostoyaniyami slozhnyh tehniceskikh ob'ektov v real'nom masshtabe vremeni. Trudy SPIIRAN. 2005. T. 2. № 2. pp. 249–265.

5. Kotov V.E. Seti Petri. Izdatel'stvo Nauka. 1984. 160 p.

© Николаев А.Ю., Шмелёв В.В., 2022



UDK 629.735:629.764
GRNTI 78.25.15

**ALGORITHMS FOR THE SYNTHESIS OF FUNCTIONAL AND LOGICAL SCHEMES
FOR THE SPACE FACILITIES TELEMETRY INFORMATION OPERATIONAL
PROCESSING**

A.Y. NIKOLAEV

V.V. SHMELYOV, Doctor of Technical Sciences, Associate Professor

The task of improving the organization of computational processes for processing measuring (telemetric) information obtained during tests and the use of space facilities is considered. To automate the design of the corresponding computational processes, it is proposed to use and describe algorithms for the synthesis of functional logic circuits. An example of an algorithm for verifying synthesized schemes in order to search for semantic and syntactic errors is given. A peculiarity of the material under consideration is the projection of applied errors in information processing algorithms on errors in synthesized circuits and vice versa. The direction of application of the device is the verification of special software for processing telemetry information and diagnosing the technical condition of space assets in real time.

Keywords: computational process model, Petri nets, measurement information processing algorithm, network model.