Примером такого правила является следующее нечеткое правило вывода, приведенное в [1] и используемое для оценки достоверности распознавания фонемы /s/ при условие, что ей предшествует фонема /r/ :

«ЕСЛИ текущая фонема p2 находится внутри коды слога и распознана с ВЫСОКОЙ степенью достоверности как /s/, а ей предшествует фонема p1, распознанная с ВЫСКОЙ степенью достоверности как /r/, ТО можно с ВЫСОКОЙ степенью достоверности утверждать, что p2 ЕСТЬ /s/».

В случае простых правил, заключениями которых являются конкретные названия речевых единиц, характеризующих входной РС или его отдельный фрагмент, нечеткий вывод сводится просто к присвоению полученных в результате интерпретации нечетко-истинностных значений антецедентов заключениям нечетких правил.

В результате нечетко-логического вывода для каждого из правил БЗ $T_i \rightarrow r_i$ формируются нечеткие подмножества выходных переменных $\tilde{r}_i$. Последние объединяются на соответствующих шкалах выходных переменных, в результате чего образуются нечеткие подмножества решений $\bigcup \tilde{r}_i$. Нечеткие подмножества $\bigcup \tilde{r}_i$ используются в процедурах поддержки процессов распознавания интеллектуальной системы АРР, реализуемых под управлением механизма управления выводом.

Реализации механизма управления выводом в интеллектуальной системе АРР осуществляется для поддержки основного принципа интеллектуального распознавания – целенаправленного распознавания с предвидением.

Поступающее на вход речевое сообщение подвергается «грубой фильтрации» путем реализации процедур нечеткого вывода с использованием инверсных нечетко-динамических правил $\overline{T}_i \rightarrow \overline{r}_i$, сформированных для всех возможных речевых сообщений технологического словаря, либо для тех речевых единиц (слов, синтагм), которые являются наиболее употребительными, «яркими» выражениями языка, содержащими наиболее значимую для понимания устного сообщения информацию. В результате такого «опережающего» распознавания формируется стартовое множество гипотез, под управлением которых осуществляется детальное пофонемное распознавание на нижних уровнях иерархии с использованием традиционных нейро-сетевых либо скрытых марковских моделей.

Как было подтверждено экспериментально [1], использование ГНКФ существенно понижает показатель словесной ошибки в системах АРР и выводит их на качественно новый уровень.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Kasabov N.K., Kilgour R.I., Sinclair S.I.* From hybrid adjustable neuro-fuzzy systems to adaptive connectionist-based systems for phoneme and word recognition. Fuzzy Sets and Systems, 103 (1999). P. 349–367.

2. *Mu-Chun Su, Ching-Tang Hsieh, Chieh-Ching Chin.* A neure-fuzzy approach to speech recognition without time alignment. Fuzzy Sets and Systems. 98 (1998). P. 33–41.

УДК 519.95

С.В. Панков

МОДЕЛИРОВАНИЕ И АНАЛИЗ СУТОЧНОГО ПЛАНА-ГРАФИКА СТАНЦИИ

Введение

Суточный план-график (СПГ) железнодорожной станции представляет собой модель её работы. СПГ должен обеспечивать, в частности, бесперебойный приём поездов на станцию, их отправку (взаимодействие с прилегающими к станции перегонами) и взаимодействие отдельных технологических элементов самой станции.

Традиционные графические модели СПГ, как правило, не предоставляет автоматизируемых математических методов анализа СПГ. В настоящей статье даётся строгое изложение методы моделирования СПГ на основе сетей Петри (СП) [1], представленного в [2]. Осуществляется сведение анализа свойств СПГ качественного и количественного характера к исследованию моделирующей СП на основе метода дерева достижимости СП [1]. Автоматизация предлагаемых методов, в частности, может позволить в реальном времени прогнозировать работу станции, в зависимости от изменяющихся условий такой работы.

1. Структурная модель станции

Будем моделировать СПГ, используя следующий подход. Сначала построим модель станции, представляющую её структуру. Модель самого СПГ будем строить, как надстройку структурной модели, управляющую её функционированием. Такой подход позволит существенно упростить модификацию модели СПГ.

Структурная *модель станции* (СМС) будет описывать, как отдельные компоненты станции (например, парки, пути различного назначения, сортировочную горку и т. д.), так и их взаимодействие друг с другом и с примыкающими к станции перегонами. Она также будет описывать все возможные достижимые состояния станции. При этом главная роль отводится состоянию пути, которое характеризуется наличием или отсутствием на пути единиц подвижного состава: поезда, локомотива или вагонов. (Состояние пути также может задаваться количеством находящихся на нём вагонов, локомотивов и т. д.) Состояние примыкающего к станции перегона описывается наличием или отсутствие на нём прибывающего (отправившегося) поезда.

Наконец, СМС будет описывать динамическое поведение станции, как множество возможных последовательностей событий. Событие изменяет состояния станции. Ей будет присуще высокая степень недетерминизма. Множество возможных последовательностей событий ограничивается только тем, что в них не могут входить недопустимые или неподготовленные события, например, приём поезда на занятый путь, или отправление поезда с пути, на котором в данный момент поезда нет.

Для простоты изложения рассмотрим железнодорожную станцию «ЖС» с конечным числом N приёмо-отправочных путей, к которой примыкают два двухпутных перегона с односторонней автоблокировкой: «Север» и «Юг». В качестве единиц подвижного состава рассмотрим только поезда. На станцию поезда могут прибывать с Юга (нечётного направления) и с Севера (чётного направления), а отправляться на Юг (в чётном направлении) и на Север (в нечётном направлении).

1.1. Условно-событийное представление работы станции

Построение структурной модели станции ЖС в виде СП предполагает её условно-событийное представление [1].

Выделим в работе станции ЖС следующие события:

$ОЮ_к$ – отправление поезда с k-го пути в южном направлении (где $1 \leq k \leq N$);

$ПЮ_к$ – прибытие поезда с южного направления на k-тый путь:

$ОС_k$ – отправление поезда с k-го пути в северном направлении;

$ПС_k$ – прибытие поезда с северного направления на k-тый путь.

Теперь выделим в работе станции ЖС следующие условия:

$Ю_{неч}$ – на перегоне Юг в нечётном направлении находится поезд;

$ЮС_{неч}$ – перегон Юг свободен в нечётном направлении;

$С_{неч}$ – на перегоне Север в нечётном направлении находится поезд;

$СС_{неч}$ – перегон Север свободен в нечётном направлении;

$Ю_ч$ – на перегоне Юг в чётном направлении находится поезд;

$ЮС_ч$ – перегон Юг свободен в чётном направлении;

$С_ч$ – на перегоне Север в чётном направлении находится поезд;

$СС_ч$ – перегон Север свободен в чётном направлении;

$П_k$ – на k-том пути находится поезд (где $1 \leq k \leq N$);

$СП_k$ – k-тый путь свободен.

Возникновением событий управляет состояние системы, которое может быть описано множеством условий. Событие в системе возможно, если выполняются определённые условия – *предусловия* события. Возникновение события может привести к выполнению других условий – *постусловий* события. Так, для событий системы ЖС пред- и постусловия задаются таблицей 1.

Таблица 1

Пред - и постусловия событий для системы ЖС

Событие	Предусловие	Постусловие
$ОЮ_k$	$П_k$, $ЮС_ч$	$Ю_ч$, $СП_k$
$ПЮ_k$	$Ю_{неч}$, $СП_k$	$П_k$, $ЮС_{неч}$
$ОС_k$	$П_k$, $СС_{неч}$	$С_{неч}$, $СП_k$
$ПС_k$	$С_ч$, $СП_k$	$П_k$, $СС_н$

Построенная таблица несложно моделируется сетью Петри. Прежде чем это проделать, кратко опишем саму математическую модель СП.

1.2. Основные понятия сетей Петри

СП содержит средства представления как статических, так и динамических характеристик моделируемой системы. Сначала кратко введём статические понятия СП. Пусть *мультимножество* – это множество, допускающее вхождение произвольного числа экземпляров одного и того же элемента (в [1] используется термин *комплект*).

Определение 1. *Сеть Петри N* является четверкой $N = (P, T, I, O)$, где $P = \{p_1, p_2,...,p_n\}$ – конечное непустое множество *позиций*, $n \geq 0$; $T = \{t_1, t_2,...,t_m\}$ – конечное непустое множество *переходов*, $m \geq 0$; $I: T \to P^*$ – входная функция, сопоставляющая переходу мультимножество позиций; $O: T \to P^*$ – выходная функция, сопоставляющая переходу мультимножество позиций.

Позиция $p \in P$ называется *входной* для перехода $t \in T$, если $p \in I(t)$, и – *выходной*, если $p \in O(t)$. Наиболее наглядным является графическое представление СП, в виде двудольного, ориентированного мультиграфа [1]. *Граф* СП обладает двумя типами узлов: *кружок* О, представляющий позицию СП; и *планка* —, представляющая переход СП. Ориентированные дуги этого графа соединяют переход с его входными и выходными позициями. При этом дуги направлены от входных позиций к переходу и от перехода к выходным позициям. Кратным входным и выходным позициям перехода соответствуют кратные входные и выходные дуги. Одним из основных динамических понятий СП является маркировка, которая задаёт размещение по позициям СП *фишек*, изображаемых на графе СП точками.

Определение 2. *Маркировка* μ сети Петри *N* есть функция, отображающая множество позиций *P* в множество неотрицательных целых чисел *Nat*. (Значение $\mu(p) \in Nat$ задаёт количество фишек в позиции $p \in P$).

С помощью маркировки определяются правила выполнения СП. *Выполнение* СП состоит в запуске разрешённых переходов. Переход СП *разрешен*, если каждая из его входных позиций содержит число фишек, не меньшее, чем число дуг, ведущих из этой позиции в переход. Для формального определения разрешённого перехода и его запуска введём функции $^\wedge\#: P \times T \to Nat$ и $\#^\wedge: T \times P \to Nat$, задающие кратность входных и выходных дуг перехода соответственно. Для произвольных позиции $p \in P$ и перехода $t \in T$ значение $^\wedge\#(p, t)$ совпадает с кратностью дуги, ведущей из *p* в *t*, а значение $\#^\wedge(t, p)$ – с кратностью дуги, ведущей из *t* в *p* (если такой дуги нет, то её кратность равна 0).

Определение 3. Переход $t \in T$ в сети Петри *N* с маркировкой μ разрешён, если для всех $p \in I(t)$ справедливо $\mu(p) \geq {}^\wedge\#(p, t)$.

Запуск разрешённого перехода $t \in T$ из каждой своей входной позиции $p \in I(t)$ удаляет $^\wedge\#(p, t)$ фишек, а в каждую выходную позицию $p' \in O(t)$ добавляет $\#^\wedge(t, p')$ фишек.

Определение 4. Запуск разрешенного перехода *t* в сети Петри *N* с маркировкой μ преобразует μ в новую маркировку μ', определяемую соотношением $\mu'(p) = \mu(p) - {}^\wedge\#(p,t) + \#^\wedge(t, p)$, для всех $p \in P$.

Такая маркировка μ' называется *непосредственно достижимой* из маркировки μ. Если μ μ' получается из μ последовательным запуском нескольких разрешённых переходов, то μ' называется *достижимой* из μ маркировкой. Выбор следующего запускаемого перехода из числа разрешённых осуществляется недетерминировано. Выполнение СП *прекращается*, когда в ней не останется ни одного разрешенного перехода.

Определение 5. Маркировка сети Петри, в которой нет ни одного разрешенного перехода, называется *терминальной*.

1.3. Структурная модель станции в виде сети Петри

Для построения структурной модели станции ЖС опишем сетью Петри таблицу пред- и постусловий её событий из пункта 1.2. В соответствии с методом моделирования систем на основе СП [1] условия моделируются позициями, а возникновение событий – запусками переходов. Входные позиции перехода определяются предусловиями соответствующего события, а выходные позиции – его постусловиями. Выполнение условия представляется фишкой в позиции, соответствующей этому условию. (Тем самым состояние моделируемой системы описывается маркировкой СП). Тогда моделирующая СП для произвольного *k*-того пути станции ЖС ($1 \leq k \leq N$) будет иметь вид, как показано на рис. 1. (Такая модель легко обобщается для конкретного числа путей *N*).

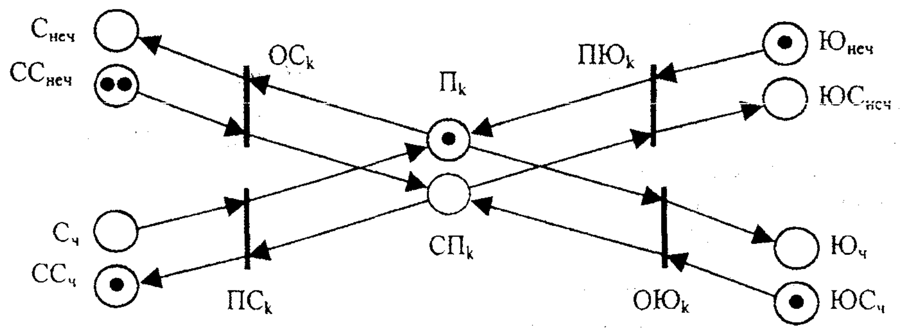

Рис. 1. Структурная модель k-го пути ($1 \le k \le N$) станции ЖС

Заданная в этой сети маркировка описывает состояние системы ЖС, в котором один поезд прибывает с нечётного направления перегона Юг, другой отправился в нечётном направлении перегона Север, а k-й путь, чётное направление перегонов Север и Юг, свободны. В данной маркировке разрешённым является переход $ПЮ_к$. Его запуск промоделирует приём поезда на k-й путь путём удаления фишек из позиций $Ю_{неч}$, $ПС_k$ (эти условия становятся ложными) и добавления по одной фишке в позиции $П_k$, $ЮС_{неч}$ (а эти условия становятся истинными).

2. Модель СПГ в виде сети Петри

Построим модель СПГ как надстройку СМС, ограничивающую степень недетерминизма СМС и допускающую только последовательности событий, предусмотренные в СПГ. Такая надстройка будет взаимодействовать с СМС посредством специальных позиций, вводимых следующим образом. Для каждого перехода **Т** из СМС введём новую входную позицию Т' и выходную позицию Т''. Позиция Т' представляет условие «событие **Т** активно» (т. е. может произойти в данный момент, согласно СПГ). Позиция Т'' представляет условие «событие **Т** только что произошло». (Множество всех таких позиций обозначим через Δ). Например, для перехода $ОС_k$ – это будут позиции $ОС_k'$ и $ОС_k''$.

Необходимо отметить, что событие из СМС (например, приём поезда на заданный путь) может происходить за сутки неоднократно. В надстраиваемой части модели разные возникновения одного и того же события из СМС будем считать различными событиями и называть *клонами* исходного события. Клоны одного и того же события из СМС будем моделировать различными запусками одного и того же перехода из СМС.

Моделирование СПГ предполагает его теоретико-множественное представление в виде четвёрки (Ω, **Н**, **З**,$\Rightarrow$),

где Ω – множество поименованных событий СПГ, каждое из которых является клоном некоторого события из СМС;

Н и **З** – введённые в СПГ для удобства моделирования начальное и заключительное события, соответственно, возникновение которых не изменяет состояния станции;

$\Rightarrow$ – отношение непосредственного следования, задающее частичный порядок на множестве $\Omega \cup \{$**Н**, **З**$\}$ следующим образом: два события **А** и **Б** из $\Omega \cup \{$**Н**, **З**$\}$ находятся в отношении **А**$\Rightarrow$**Б** тогда и только тогда, когда **Б** может произойти сразу после **А**.

Пример теоретико-множественного представления СПГ приведён в табл. 2 для событий, связанных с некоторым k-м путём станции ЖС (где $1 \le k \le N$). В ней события $ОС1_k$ и $ОС2_k$ являются клонами события $ОС_k$ из СМС, а $ПЮ1_k$ – клоном события $ПЮ_k$.

Таблица 2

Пример теоретико-множественного представления СПГ станции ЖС

Множество событий Ω	Отношение $\Rightarrow$
$ОС1_k$ – отправление поезда № 273 с k-го пути на Север $ПЮ1_k$ – прием поезда № 3011 с Юга на k-й путь $ОС2_k$ – отправление поезда № 3011 с пути на Север	**Н** $\Rightarrow ОС1_k$, $ОС1_k \Rightarrow ПЮ1_k$, $ПЮ1_k \Rightarrow ОС2_k$, $ОС2_k \Rightarrow$ **З**

События СПГ, попадающие в достаточно узкий временной интервал, будем рассматривать как *одновременные* или *параллельные* [1]. Одновременные события **А**, **Б**$\in\Omega$ находятся в отношении **А**$\Rightarrow$**Б**, **Б**$\Rightarrow$**А** и моделируются в СП переходами, которые могут быть запущены один вслед за другим в произвольном порядке [1]. Отношение $\Rightarrow$ задано *корректно*, если оно разбивает множество $\Omega \cup \{$**Н**,**З**$\}$ на непересекающиеся подмножества $\Omega_0, \Omega_1, \ldots, \Omega_m$ так, что:

1) $\Omega_0 = \{\mathbf{Н}\}, \Omega_m = \{\mathbf{З}\}$;

2) множество Ω_i состоит из одного события или нескольких одновременных событий для всех $1 \leq i \leq m-1$;

3) и $\mathbf{А} \in \Omega_i$, $\mathbf{Б} \in \Omega_{i+1}$ тогда и только тогда, когда справедливо $\mathbf{А} \Rightarrow \mathbf{Б}$ и $\neg(\mathbf{Б} \Rightarrow \mathbf{А})$ (т. е. **Б** может произойти после **А** и не раньше **А**) для всех $0 \leq i \leq m-1$. Отношение $\Rightarrow$ из табл. 2 является корректным, т. к. оно разбивает множество событий на последовательность подмножеств $\{\mathbf{Н}\},\{ОС1_k\},\{ПЮ1_k\},\{ОС2_k\},\{\mathbf{З}\}$, удовлетворяющую условиям 1–3.

Последовательность событий $\mathbf{А}_0, \mathbf{А}_1,\ldots,\mathbf{А}_s$ (где $s \geq m$), образованная всеми элементами множества $\Omega \cup \{\mathbf{Н}, \mathbf{З}\}$, будем называть *полной допускаемой* в СПГ, если справедливо $\mathbf{А}_0 = \mathbf{Н}$, $\mathbf{А}_s = \mathbf{З}$ и $\mathbf{А}_i \Rightarrow \mathbf{А}_{i+1}$ для всех $1 \leq i \leq s-1$. Префикс полной допускаемой в СПГ последовательности событий будем называть просто *допускаемой* в СПГ последовательностью.

Пусть отношение $\Rightarrow$ задано корректно, т. е. оно разбивает множество $\Omega \cup \{\mathbf{Н}, \mathbf{З}\}$ на непересекающиеся подмножества $\Omega_0, \Omega_1,\ldots,\Omega_m$, удовлетворяющие вышеуказанным условиям 1–3 такой корректности; событие $\mathbf{А} \in \Omega$ являются клоном события Т_А из СМС. Тогда модель самого СПГ строится следующим образом:

- Для всех $0 \leq i \leq m$ введём новую позицию σ_i представляющую условие «события множества Ω_i происходят». (Множество всех введённых позиций обозначим через Σ и будем считать, что $\sigma_0 =$ **Н**, $\sigma_m =$ **З**). В начальный момент позиция σ_0 будет содержать одну фишку, а остальные позиции из Σ пусты.

- Для всех $1 \leq i \leq m-1$ введём переход T_i, который будет передавать управление от событий множества Ω_i к – Ω_{i+1}. В предусловие перехода T_i включаются с кратностью 1 следующие условия: $\sigma_i \in \Sigma$ и Т_А" $\in \Delta$., для каждого события $\mathbf{А} \in \Omega_i$, при $i \neq 1$, (т. е. к моменту передачи управления все переходы Т_А из СМС, моделирующие события $\mathbf{А} \in \Omega_i$, уже должны быть запущены). В постусловие перехода T_i включаются с кратностью 1 следующие условия: $\sigma_{i+1} \in \Sigma$ и Т_А' $\in \Delta$., для каждого события $\mathbf{А} \in \Omega_{i+1}$, при $i \neq m-1$, (т. е. в результате передачи управления все переходы Т_А из СМС, моделирующие события $\mathbf{А} \in \Omega_{i+1}$, должны быть активизированы). (Заметим, что различные клоны из Ω_i или Ω_{i+1} одного и того же события из СМС будут порождать кратные дуги в графе моделирующей СП).

- Позиции, представляющие состояния перегонов в СМС, будут иметь изменённый смысл. Позиции $Ю_{НЕЧ}$ и $С_Ч$ ($ЮС_{НЕЧ}$ и $СС_Ч$) будут представлять количество поездов, которые ещё прибудут (уже прибыли) на данный момент выполнения СПГ с соответствующих направлений. Позиции $С_{НЕЧ}$ и $Ю_Ч$ ($СС_{НЕЧ}$ и $СЮ_Ч$) будут представлять количество поездов, которые уже отправились (ещё отправятся) по соответствующим направлениям.

На рис. 2 приведена модель для СПГ из табл. 2, построенная по вышеописанному алгоритму. В начальной маркировке разрешённым является переход Т_Н_ОС1_k, запуск которого разрешает запуск перехода $ОС_k$, моделирующего событие $ОС1_k$. (Переход $ОЮ_k$ не разрешён из-за пустоты его входной позиции $ОЮ_k'$.) Затем разрешённым становится переход Т_ОС1_k_ПЮ1_k, запуск которого активизирует переход $ПЮ_k$, моделирующий событие $ПЮ1_k$, и т. д. В терминальной маркировке в позиции **З** будет фишка, а все остальные позиции из множества $\Omega \cup \{\mathbf{Н}, \mathbf{З}\}$ будут пусты.

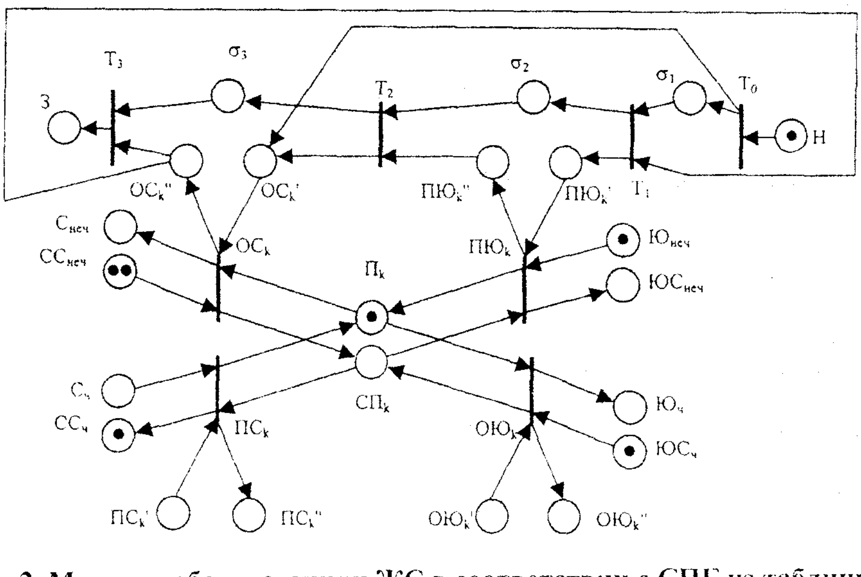

Рис. 2. Модель работы станции ЖС в соответствии с СПГ из таблицы 2

Замечание 1. Для произвольной маркировки μ, достижимой в модели СПГ, справедливо следующее: существует единственная позиция $\sigma \in \Sigma$ такая, что $\mu(\sigma) = 1$ и $\mu(\sigma') = 0$, для всех $\sigma' \in \Sigma$ и $\sigma' \neq \sigma$.

Справедливость этого замечания объясняется следующим: 1) для начальной маркировки μ замечание справедливо, т. к для неё выполняется $\mu(\mathbf{H}) = 1$ и $\mu(\sigma) = 0$, для всех $\sigma \in \Sigma$ и $\sigma \neq \mathbf{H}$; 2) переход T_i имеет одну входную позицию $\sigma_i \in \Sigma$ с кратностью 1 и одну выходную позицию $\sigma_{i+1} \in \Sigma$, также с кратностью 1, для всех $0 \leq i \leq m-1$. Последнее означает, что запуск перехода T_i перемещает фишку из позиции σ_i в позицию σ_{i+1}. По построению модели СПГ переход T_i не может передать управление событиям из Ω_{i+1} до тех пор, пока не будут промоделированы все события из Ω_i, что с учётом замечания 1 и определения начальной маркировки обеспечивает справедливость замечания 2.

Замечание 2. Из $\mu(\sigma_i) = 1$ (выполнения в данный момент событий множества Ω_i) следует, что уже были запущены переходы СМС, моделирующих все события из $\Omega_1 \cup \Omega_2 \cup \ldots \cup \Omega_{i-1}$, для всех $2 \leq i \leq m$.

3. Анализ СПГ

Одним из основных методов анализа СП является метод дерева достижимых маркировок (дерева достижимости) [1], которое для СПГ описывает все допускаемые планом состояния станции и последовательности событий на ней. Узлами этого дерева являются достижимые маркировки моделирующей СП, описывающие состояния станции (в корне находится начальная маркировка). Дуги пути, выходящего из корня дерева, представляют допускаемую планом последовательность событий. К анализу такого дерева будем сводить проверку свойств СПГ как качественного, так и количественного характера. С этой целью, в частности, необходимо определить язык логики предикатов первого порядка – *L*, в котором будут формулироваться количественные соотношения (КС) над единицами подвижного состава, находящимися в разных частях станции.

Качественный характер имеет свойство корректности СПГ, гарантирующее принципиальную реализуемость плана, отсутствие в нём ошибок. СПГ будем называть *корректным*, если к моменту возникновения на станции каждого запланированного события выполняются все его предусловия.

Из корректности СПГ следует, что любая допускаемая им последовательность событий не содержит недопустимых или неподготовленных событий.

Свойства, требующие выполнения заданного КС во всех достижимых состояниях станции (хотя бы в одном состоянии), будем называть свойствами *инвариантности* (*достижимости*). Свойства инвариантности, как правило, описывают желаемые свойства системы. Свойство достижимости обычно используются для выяснения, достижимо ли в системе заданное нежелательное состояние с целью его устранения.

Утверждение 1. СПГ является корректным тогда и только тогда, когда все терминальные маркировки дерева достижимости моделирующей СП удовлетворяют следующему условию: $\mu(\mathbf{З}) = 1$ и $\mu(\sigma) = 0$, для всех $\sigma \in \Sigma$ и $\sigma \neq \mathbf{З}$.

Доказательство

⇐) Пусть условие утверждения выполняется, т. е. для каждой терминальной маркировки дерева достижимости справедливо: $\mu(\mathbf{З}) = 1$ и $\mu(\sigma) = 0$, для всех $\sigma \in \Sigma$ и $\sigma \neq \mathbf{З}$. Тогда по построению дерева достижимости [1] и замечанию 2 любая допускаемая в СПГ последовательность событий, приводящая станции в состояние, в котором ни одно из событий СПГ невозможно, является полной. Следовательно, как бы СПГ не реализовывался, все его события произойдут. Тем самым к моменту возникновения каждого запланированного события все его предусловия выполняются. Следовательно, СПГ является корректным.

⇒) Пусть СПГ является корректным, т. е. к моменту возникновения каждого запланированного в СПГ события все его предусловия выполняются. Докажем справедливость условия утверждения методом – от противного. Предположим, что условие утверждения не выполняется. Тогда, с учётом замечания 1, для некоторой терминальной вершины-маркировки μ' дерева достижимости и позиции $\sigma_i \in \Sigma$ (где $1 \leq i \leq m-1$) справедливо $\mu'(\sigma_i) = 1$ ($\mu'(\mathbf{H}) = 0$, т. к. в противном случае по построению модели СПГ в μ' существовал бы разрешённый переход, что противоречит терминальности μ'). Тогда, по определению терминальной маркировки в μ', в частности, не разрешён переход T_i из-за пустоты позиции T_A"$\in \Delta$ для некоторого события $\mathbf{A} \in \Omega_i$ (где T_A – переход СМС, моделирующий событие **A**). В этом случае построению модели СПГ активизированный переход T_A не разрешён, а событие **A** заблокировано только из-за невыполнения его некоторого предусловия в СМС. Тогда по построению дерева достижимости [1] существует неполная допускаемая в СПГ последовательность событий, оканчивающаяся событием, у которого к моменту его возникновения выполняются не все предусловия. Последнее противоречит начальному предположению о корректности СПГ, что и завершает доказательство утверждения.

Теперь определим язык логики предикатов первого порядка *L* для спецификации КС. В *L* входят следующие сорта: ПОЗ – множество позиций моделирующей СП; НАТ – множество неотрицательных целых чисел. В язык *L* также входят: μ: ПОЗ→НАТ – функция маркировки; обычные арифметические операции и отношения над НАТ – +, *, $<$, $>$, $\leq$, $\geq$, $=$, $\neq$; а также стандартные логические связки и кванторы – $\wedge$, $\vee$, $\neg$, $\rightarrow$, $\leftrightarrow$, $\forall$, $\exists$.

Пусть КС задано L-формулой F. Например, L-формула $\bigvee_{1\le k\le N}$ (μ (ПС$_k$) = 1) описывает свойство инвариантности, гарантирующее устойчивую работу станции ЖС, т. е. существование хотя бы одного свободного пути во всё время работы станции. L-формула $\bigwedge_{1\le k\le N}$ (μ(П$_k$)$\le$1) также описывает инвариант, который гарантирует отсутствие аварийных ситуаций, когда на один и тот же путь направляются более одного поезда. Ещё один инвариант, выражаемый L-формулой (μ (**Н**) = 0$\wedge\mu$(ОС1$_k$) = 0$\wedge\mu$(ПЮ1$_k$) = 0$\wedge\mu$(ОС2$_k$) = 0$\wedge\mu$ (**З**) = 1 $\rightarrow$ μ (С$_{неч}$) = 2$\wedge$ μ (Ю$_ч$) = 0), обеспечивает, что в результате выполнения корректного СПГ в северном направлении будет отправлено 2 поезда, а в южном – 0 поездов. Свойство достижимости, описываемое L-формулой $\bigwedge_{1\le k\le N}$ (μ (П$_k$) = 1), утверждает, что СПГ допускает состояние станции ЖС, при котором все её пути заняты. Ещё одно свойство достижимости утверждает, что два пути станции ЖС свободны и с двух направлений прибывают поезда. Оно описывается L-формулой $\sum_{1\le k\le N}$ (μ (СП$_k$) = 2) $\wedge$ (μ (Ю$_{неч}$) = 1 $\wedge$ (μ(С$_ч$) = 1.

Следующие ниже утверждения предоставляют достаточные условия инвариантности и достижимости. Справедливость этих утверждений следует непосредственно из определений свойств инвариантности, достижимости и из построения дерева достижимости [1].

Утверждение 2. L-формула F описывает свойство инвариантности СПГ, если каждая из вершин-маркировок μ дерева достижимости моделирующей СП удовлетворяет формуле F.

Утверждение 3. L-формула F описывает свойство достижимости СПГ, если в дереве достижимости моделирующей СП существует вершина-маркировка μ, удовлетворяющая формуле F.

Заключение

В статье изложены методы моделирования и анализа СПГ на основе сетей Петри, которые могут служить математической основой для создания автоматизированной системы построения и анализа корректности, эффективности СПГ. При этом для анализа эффективности предназначены методы количественного характера, позволяющие обнаруживать в СПГ узкие места, неэффективные плановые решения с целью их устранения. Метод моделирования обеспечивает простую модификацию модели СПГ в связи с изменяющимися условиями работы станции.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Питерсон Дж.* Теория сетей Петри и моделирование систем. М.: Мир, 1984. С. 263.
2. *Панков С.В.* Моделирование суточного плана-графика станции на основе сетей Петри. Вестник инженеров-электромехаников железнодорожного транспорта. Вып. 1, Самара, 2003. С. 194–198.

УДК 656.225:658.011.56

В.Н. Скляров

МЕТОДИКА ФОРМИРОВАНИЯ СТАТИСТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ ГРУЗОВЫХ ПЕРЕВОЗОК НА ЖЕЛЕЗНОДОРОЖНОМ ТРАНСПОРТЕ

Эффективное планирование и оперативное управление эксплуатационной работой железнодорожного транспорта невозможно без подробного анализа структуры и динамики грузовых перевозок в рамках выделенного региона. Методологической базой для решения данной задачи является формирование и исследование статистической модели грузовых перевозок на транспортном полигоне железной дороги:

$$F(N_{ij}^T:\vec{\theta});\vec{\theta}=(m_{ij};\sigma_{ij}^2)\in\Theta;\Theta\subset R^2;m_{ij}\in R,\sigma_{ij}^2\in R^+ , \quad (1)$$

где N_{ij}^T – статистическая выборка размеров суточных вагонопотоков назначением (i, j) на транспортной сети $G,(i,j\in G)$, определенная на временном интервале T;

m_{ij},σ_{ij}^2 – математическое ожидание и дисперсия размеров вагонопотоков назначением (i, j).