

УДК 004.94

Е.И. Кучеренко¹, М.В. Ходак¹, С.Н. Трохимчук²¹ Харьковський національний університет радіоелектроніки, Харків² Українська інженерно-педагогічна академія, Харків

МЕТОДЫ АНАЛИЗА АДЕКВАТНОСТИ И ВЫБОРА АЛЬТЕРНАТИВ НА НЕЧЕТКИХ \tilde{E} -СЕТЯХ ДЛЯ ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНЫХ СИСТЕМ

Разработана и обоснована модель процессов, основанная на нечетких \tilde{E} -сетях. Предложена новая динамическая модель на основе расширений \tilde{E} -сетей. Определены критерии и методы анализа адекватности моделей и систем. Проанализированы основные достоинства и недостатки метода. Основной составляющей анализа данных в \tilde{E} -сетях является поиск и анализ альтернатив, как задача оптимизации на множестве критериев. Получены теоретические и практические результаты подтверждены внедрением на реальных объектах.

Ключевые слова: \tilde{E} -сеть, дерево достижимости, бинарный код, входная инцидентность матрицы, выходная инцидентность матрицы, альтернатива, стратегия управления.

Введение

Существующие модели функционируют в условиях неопределенности. Для решения широкого класса задач были рассмотрены модели на основе нечеткой логики. Рассмотрена модель на основе \tilde{E} -сети включает составляющие модели в виде функций принадлежности и компонент, модифицированного дерева достижимости при условии построения нечетких \tilde{E} -сетей.

Предложены правила переходов \tilde{E} -сетей и матричное отображение процесса. Предложен расширенный метод анализа достижимости по критерию ненулевого вектора конечной маркировки \tilde{E} -сети, сформулированы условия конечности дерева.

Определена вычислительная сложность метода, которая является экспоненциальной. Формализовано матричное отображение модели, что дает принципиальную возможность минимизации вычислительных затрат при компьютерном анализе систем.

Анализ литературы. Рассмотрим отдельные участки и принцип работы нечетких \tilde{E} -сетей [1, 2]. Работа начинается с построения моделей, процесс создания дискретных моделей связан с раскрытием внешней и внутренней неопределенностей системы. Данный процесс моделирования структурирован и направлен на выявление подобных неопределенностей в системе [5].

Рассмотрены методы и алгоритмы оптимизации детерминированных сетей различного назначения с помощью теории графов [3, 4].

Выявлены такие критерии как адекватность, полнота и не противоречивость представления взаимодействующих динамических нечетких процессов, оптимизации и выбора альтернатив развития процессов на множестве ограничений являются

важными и в настоящее время не имеют решений, которые бы нашли эффективное применение в большинстве практических реализаций [6, 7].

Постановка задачи. Необходимо:

- проанализировать существующие модели процессов на соответствие функциональных требований;
- проанализировать существующие модели процессов на соответствие свойствам адекватности процессов;
- разработать критерии адекватности моделей и методов на основе расширенных \tilde{E} -сетей;
- сформулировать критерии практической реализации положений исследований.

1. Анализ функциональных требований к моделям

Анализ моделей по критерию функциональности предложен в табл. 1 [1, 2]. Проанализировав модели согласно табл. 1, определено, что всем требованиям удовлетворяют нечеткие \tilde{E} -сети. Требования реализации нечетких отображений расширенных функциональных возможностей \tilde{E} -сетей [3, 4] потребовали расширения \tilde{E} -моделей на функциях принадлежности $\mu(x)$, заданных на интервале $[0, 1]$, и временных характеристик $\{\tau_i\}$.

2. Расширения \tilde{E} -сетей в нечетких моделях

Нечеткая \tilde{E} -сеть [1] может быть реализована в виде раскрашенного графа:

$$\tilde{E} = \langle (\tilde{P}, \tilde{B}, \tilde{R}), \tilde{A}, \tilde{F}, Z, \tilde{Q}, \tilde{Pr}, \tilde{M}_0 \rangle, \quad (1)$$

где $\tilde{P} : \mu(x) \rightarrow [0, 1]$ – конечное допустимое множество позиций;

Таблица 1

Анализ моделей

Функциональная ограниченность	ГЕРТ-технологии	Бинарные графы	Сеть Петри	Е сеть	Нечеткая сеть Петри	Нечеткая \tilde{E} -сеть
1. Динамика развития процессов	-	-	+	+	+	+
2. Параллелизм	-	-	+	+	+	+
3. Отсутствие конфликтов	-	-	-	+	-	+
4. Реализация знание-ориентированных технологий	-	-	-	-	+	+
5. Пространство состояний	+, V, A	+, V, A	+, M_0, τ	+, M_0	+, \tilde{M}_0, τ	+, \tilde{M}_0, τ
6. Время решения (выч. сложности) комплекса моделирования задач	$n!/(n-m)!$	$n!/(n-m)!$	$O(n^2)$	$O(n^2)$	$O(n^2)$	$O(n^2)$
7. Вероятностная оценка	+	+	+	+	+	+
8. Выбор альтернатив	-	-	+	+	+	+

$\tilde{B} : \mu(x) \rightarrow [0,1]$ – множество периферийных позиций, которые используются в сети для определения связей с внешней средой;

$\tilde{R} : \mu(x) \rightarrow [0,1]$ – множество решающих позиций;

$\tilde{A} : \mu(x) \rightarrow [0,1]$ – непустое конечное множество переходов;

$\tilde{F} = (\tilde{A} \times \tilde{C}) \cup (\tilde{C} \times \tilde{A})$ – функция связи переходов и позиций соответственно по входам и выходам, $(\tilde{P}, \tilde{B}, \tilde{R}) = \tilde{C}$;

$Z = f(\tau)$ – функция времени выполнения переходов;

$\tilde{Q} = \alpha(M_{\tau_i})$ – конечное время решающих процедур, с помощью которых исключаются конфликтные ситуации на переходах сети, причем рассматриваются одноместные $\{\tilde{P}r_i\}$ предикаты вида

$$\alpha(M_{\tau_i}) = \begin{cases} 1, (\mu_0(x) \geq \mu(\min)^*) \text{ and } (\tilde{P}r = \text{true}); \\ 0, (\mu_0(x) < \mu(\min)^*) \text{ and } (\tilde{P}r = \text{false}), \end{cases} \quad (2)$$

$\{\tilde{P}r_i\}$ – n-местные предикаты, осуществляющие функции трансформации маркеров M_i маркировки. Элемент $\{\tilde{P}r_i\}$ представим в виде

$$\tilde{P}r_i = \begin{cases} 1, (\mu_0(x) \geq \mu(\min)^*) \text{ and } (\tilde{P}r = \text{true}); \\ 0, (\mu_0(x) < \mu(\min)^*) \text{ and } (\tilde{P}r = \text{false}), \end{cases} \quad (3)$$

где $\mu(\min)^*$ – минимум значения функции принадлежности,

$$\tilde{M}_0 = (\tilde{M}_0(p_j)), p_j \in \tilde{P} : \tilde{M}_0(p_j) \rightarrow [0,1] - \quad (4)$$

начальная маркировка сети.

Сформулируем утверждение 1.

Утверждение 1. Если задана нечеткая сеть для которой определена нечеткая маркировка \tilde{M}_0 , то достижимость на \tilde{E} -сетях присутствует при условии получения не нулевой терминальной маркировки $\tilde{M}_t \neq \emptyset$.

3. Расширенный метод построения дерева достижимости

Расширенный метод построения конечного дерева достижимости [5] может быть представлен при допущениях:

- каждая вершина дерева достижимости классифицируется как граничная вершина, терминальная вершина, дублирующая вершина или как внутренняя вершина;
- метод начинает работу с определения начальной маркировки корнем дерева и граничной вершиной;
- один шаг метода состоит в обработке граничной вершины;
- пусть x_{ij} – граничная вершина.

Сформулируем этапы метода на основе реализованного дерева достижимости на \tilde{E} -сетях.

1. Если в дереве имеется другая вершина u_{ij} , не являющаяся граничной, и с ней связана та же маркировка $M_x = M_y$, то вершина x_{ij} становится дублирующей.

2. Если для маркировки M_x ни один из переходов не разрешен, то x_{ij} становится терминальной.

3. В противном случае, для всякого перехода $t \in T$, разрешенного в M_x , создается новая вершина z дерева достижимости. Если

$$\mu_i \geq \mu(\min)^*, \quad (5)$$

где $\mu(\min)^*$ – норма минимума функции принадлежности, и $r_i = \text{true}, p_{j(\text{out})} : r_i = [0,1]$, а также $\mu_i \geq \mu(\min)^*, i \in I$ то маркировка M_z , связанная с этой вершиной, $p_\alpha : M_{p_j} = 1$, определяется для каждой позиции $p_j \in P, j \in J$.

3.1 Если $\mu_x(p) = \omega$, то $\mu_z(p) = \omega$, что определяет конечность дерева;

3.2 Если на пути от корневой вершины к x существует вершина y , для которой

$$\mu_y < \mu', \quad (6)$$

где μ' – маркировка, непосредственно достижимая из μ_x посредством запуска перехода t и $\mu_y(p) < \mu'(p)$, то $\mu_z(p) = \omega$ (в этом случае последовательность запусков переходов, ведущая из маркировки μ_y в маркировку μ' , может неограниченно повторяться и неограниченно увеличивать значение маркировки в позиции p). В противном случае $\mu_z(p) < \mu'(p)$.

4. Строится дуга с пометкой t , направленная от вершины x к вершине z . Вершина x становится внутренней, а вершина z – граничной.

Такая обработка метода граничных вершин продолжается до тех пор, пока все вершины дерева не станут терминальными, дублирующими или внутренними. Затем работа метода останавливается.

Утверждение 2. Если выполняется условия метода построения дерева достижимости, при $\tilde{M}_0 \neq \emptyset$ и $\mu_{M_0} \geq \mu(\min)^*$, то ввод п. 3.1 безусловно приводит к конечности дерева.

Важнейшим свойством вследствие утверждения 3 построения конечного дерева достижимости, является то, что он за конечное число шагов заканчивает работу. Для того, чтобы проверить достижимость, достаточно определить, содержится ли в этом дереве маркировка μ_n , и восстановить путь от μ_0 до μ_n , двигаясь по обратным ребрам дерева.

Основное преимущество этого метода – относительная простота построения дерева достижимости, его универсальность (применим для любой сети Петри, включая E-сети, \tilde{E} -сети), а также интерпретируемости. Основные недостатки – медленное время работы и быстрый рост количества маркировок [6]. Это делает затруднительным применение метода, основанного на построении дерева достижимости, для сетей большого размера.

Замечание к утверждению 2. Учитывая конечность дерева достижимости, оценка вычислительной сложности решения задачи методом достижимости может быть представлена в виде полинома второго порядка $a_0 + a_1x + a_2x^2$, что подтверждено экспериментом.

Существует метод достижимости, который модифицирован на \tilde{E} -сети. Достоинством метода является учет показателей нечеткости, а также решающих позиций r_{n_i} . Недостатком метода является существенное увеличение сложности до $n^{(i)}$ за счет размерности бинарного кода позиций r_j . Это, в свою очередь, может привести к нарушению адекватности и сложности интерпретации процессов.

Критерии адекватности определены в виде нахождения свойств непротиворечивости, полноты и времени моделирования.

4. Критерии адекватности

Сформулируем утверждение 3.

Утверждение 3. Если заданы взаимодействующие процессы Pr_α , то в \tilde{E} -сети будет свойство непротиворечивости если справедливо

$$\forall M_j, M_j \in \{M_j\} \left| M^{(f)} = M^{(e)}, \mu^{(f)}(x) \geq \mu^{(e)}(x), \quad (7) \right.$$

где $M^{(e)}, M^{(f)}$ – соответственно ожидаемые и фактические маркировки.

Для выявления свойств полноты сформулируем утверждение 4.

Утверждение 4. Если заданы взаимодействующие процессы Pr_β , то будет иметь место полнота моделируемых процессов, если справедливо

$$\forall M_j, M_j \in \{M_j\} \left| \{M_j\} \neq \emptyset, \left| \{M_j\}^{(f)} \right| = \left| \{M_j\}^{(e)} \right|, \right. \quad (8) \\ \left. \mu^{(f)}(x) \geq \mu^{(e)}(x). \right.$$

При выявлении допустимого значения времени моделирования (τ) справедливо:

$$\exists M_0, M_k \left| (\tau(M_k) - \tau(M_0)) \leq \tau^* \quad (9) \right.$$

$$\tau(M_k) - \tau(M_0) = \sum \tau_i; \sum \tau_i \leq \tau^*,$$

где τ^* – нижняя граница нормы времени.

Примером реализации предлагаемых методов и моделей может быть структура взаимодействия процессов (рис. 1).

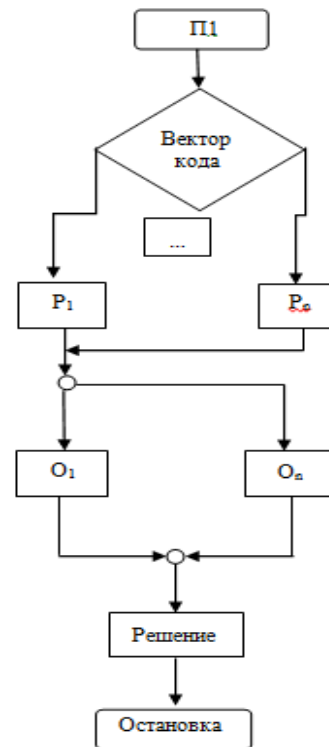


Рис. 1. Структура взаимодействия процессов

Используя структуру (рис. 1) и предложенные правила интерпретации [1], построим фрагмент модели (рис. 2).

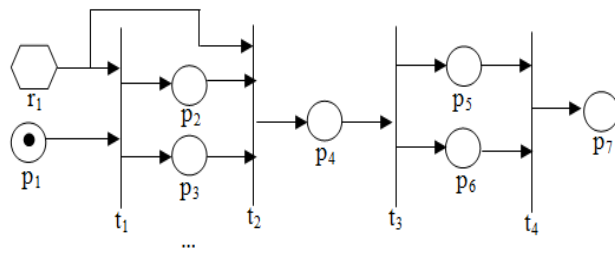


Рис. 2. Фрагмент модели

Для фрагмента модели (рис. 2) выполним анализ достижимости [1] (табл. 2).

Таблица 2

$\mu_{r_1} \geq \mu^*$	$M_0(1,0,0,0,0,0,0)$	$\downarrow t_1$
$r_1[0,1]$	$M_1(0,1,0,0,0,0,0)$	$\downarrow t_2$
	$M_2(0,0,0,1,0,0,0)$	$\downarrow t_3$
	$M_3(0,0,0,0,1,1,0)$	$\downarrow t_4$
$\mu_{r_j} \geq \mu^*$	$M_4(0,0,0,0,0,0,1)$	$\downarrow t_1$
$r_1[0,1]$	$M_0(1,0,0,0,0,0,0)$	$\downarrow t_1$
	$M_1(0,0,1,0,0,0,0)$	$\downarrow t_2$
	$M_2(0,0,0,1,0,0,0)$	$\downarrow t_3$
	$M_3(0,0,0,0,1,1,0)$	$\downarrow t_4$
	$M_4(0,0,0,0,0,0,1)$	

Предполагая, что процессы (рис. 2) функционируют в реальном времени, определим множество временных значений реализации вычислительных процессов и значения функций принадлежности отношений $t \rightarrow p, p \rightarrow t$ (табл. 3). Предварительно уточним значения β_{ij}, γ_{ij} на матрице [1].

$$\alpha_{\sigma} = \begin{cases} n_{i_2}, i \in I; \\ -\beta_{ij}, \tilde{C} \times \tilde{A} \neq \emptyset; \\ \gamma_{ij}, \tilde{A} \times \tilde{C} \neq \emptyset; \\ 0, \end{cases} \quad (10)$$

где α_{σ} – элемент матрицы, n_{i_2} – бинарный код решающей позиции, β_{ij} – входная инцидентность матрицы на функции принадлежности, γ_{ij} – выходная инцидентность матрицы на функции принадлежности.

Утверждение 5. Если на модели (рис. 2) определены значения β_{ij}, γ_{ij} матрицы, то для β_{ij} ставим соответствие $p_j \in \{p_i(\text{in})\}$, для γ_{ij} ставим в соответствие $p_i \in \{p_i(\text{out})\}$.

Справедливость утверждения непосредственно следует с определения свойств матрицы [1].

Построим матрицу (табл. 3), в которой определены значения функций принадлежности отноше-

ний, а также времена реализации τ вычислительных процессов. Поиск альтернатив на модели (табл. 3) по критерию минимума вычислительных затрат представим в виде

$$Alt_{\alpha} = \min \sum_{n=1, r_1}^N \tau_k(Alt_i, Alt_k), N = \overline{1, k}, \quad (11)$$

где
$$\sum_{n=1, r_1}^N \tau_k(Alt_i, Alt_k) - \quad (12)$$

временные затраты на реализацию N – альтернативы, r_1 – код решающей позиции.

Обработка матрицы (табл. 3) позволила выделить две альтернативы:

Таблица 3

Матрица

		p_1	p_2	p_3	p_4	p_5	p_6	p_7
r_1	t_1	-0,3	0,4	(0,4)				
01 (10)	t_2		-0,8	(-0,7)	0,7			
	t_3				-0,7	0,6	0,5	
	t_4					-0,6	-0,5	0,7
M_0		1	0	0	0	0	0	0
τ		τ_1	τ_2	τ_3	τ_4	τ_5	τ_6	τ_7
с.		10	5	50	40	30	10	7

$$Alt_1 = p_1 - t_1 - p_2 - t_2 - p_4 - t_3 - (p_5 - p_6) - t_4 - p_7 \quad (13)$$

$$Alt_2 = p_1 - t_1 - p_3 - t_2 - p_4 - t_3 - (p_5 - p_6) - t_4 - p_7 \quad (14)$$

Тогда согласно (11) –

$$\tau(Alt_1) = 102c, \quad \tau(Alt_2) = 147c.$$

Используя (11), получим что альтернатива (13) имеет предпочтения над (14) по критерию минимума вычислительных затрат.

Важной составляющей интеллектуального анализа данных в \tilde{E} -сетях является поиск и анализ альтернатив. Следует отметить, что метод поиска и анализа альтернатив предложен в [3]. Принципиальным отличием \tilde{E} -сетей от нечетких сетей Петри \tilde{S} [2, 4] является наличие кодового пространства при логическом операторе. В связи с этим сформируем следующее утверждение.

Утверждение 6. Если задана \tilde{E} -сеть, для которой выполняется операция поиска альтернатив [6, 7], то реализуем следующий метод выбора альтернатив на \tilde{E} -сетях:

Этап 1. Используя правила интерпретации \tilde{E} -сетей [1], строим \tilde{E} -сеть.

Этап 2. Для каждой из альтернатив определяем множества $\{p_j\}_{Alt_{ji}}, \{t_i\}_{Alt_{ji}}$.

Этап 3. Для кодового пространства $\overline{1, k}$ реализуем вычисления, согласно этапа 4.

Етап 4. Для каждой из альтернатив вычисляем:

$$\sum_{Alt_{ij}} \tilde{p}_{ij}, \tilde{t}_i \quad (15)$$

Етап 5. Вычисляем:

$$\tilde{Alt}_{ji} = \min \tilde{\tau}_{ji} \quad \tau_{ji} = \sum_{Alt_{\mu}} \tau_{\sum \tilde{p}_{ij}, \tilde{t}_i}, \quad (16)$$

где $\mu_{\tau_{ji}} \geq \mu^*$, $\tilde{\tau}_{ji}$ – оценка времени выполнения альтернативы и.

Етап 6. Проверка полноты кодового пространства $(\overline{1, n, \mu_{\tilde{p}_{ij}} \geq \mu^*, \mu_{\tilde{t}_i} \geq \mu^*}) = true$ и значений функций принадлежности $\mu_{\tilde{p}_{ij}} \geq \mu^*, \mu_{\tilde{t}_i} \geq \mu^*$.

Етап 7. Если $(\overline{1, n, \mu_{\tilde{p}_{ij}} \geq \mu^*, \mu_{\tilde{t}_i} \geq \mu^*}) = false$, то модификация этапа 5 и переход к этапу 5.

Етап 8. Для альтернативы, которая вычислена согласно этапа 5, формируем подмножества.

Етап 9. Реализуем стратегию управления согласно этапа 8.

Етап 10. Остановка.

Справедливость утверждения очевидна, если выполнены правила интерпретации (этап 1) и определено пространство \tilde{E} -сети.

Экспериментом подтверждена квадратичная вычислительная сложность процессов.

$$a_0 + a_1x + a_2x^2, \quad (17)$$

что является удовлетворительным в практических приложениях.

Выводы

1. Выполнен анализ моделей процессов, сформулирована постановка задачи исследований.

2. Осуществлен оптимальный выбор модели в виде нечеткой \tilde{E} -сети по критериям функциональных возможностей модели.

3. Предложены расширения \tilde{E} -сети на основе дополнительного включения множества предикатов

$\{\tilde{P}_{r_i}\}, i \in I$, отнесенных к позициям и переходам, а также трансформацией цвета нечетких маркеров, что позволило минимизировать размерность модели, расширить функциональные возможности моделей.

4. На основе предложенных и обоснованных критериев адекватности сформулированы расширенные методы достижимости и выбора альтернатив на модели, что позволило повысить достоверность принимаемых решений.

Список литературы

1. Кучеренко Е.И. Нечеткие \tilde{E} -сети в задачах моделирования дискретных систем / Е.И. Кучеренко, М.В. Ходак. – Х.: Системи обробки інформації. – Х.: ХУПС, 2016. – Вип. 1 (138). – С. 113-117.

2. Кучеренко Е.И. Знание-ориентированные интеллектуальные методы принятия решений в условиях неопределенности / Е.И. Кучеренко, М.В. Ходак. – Запорожье: Радіоелектроніка, інформатика, управління. – 2015. – Вип. 4(35). – С. 45-51.

3. Бодянский Е.В. Нейро-фаззи сети Петри в задачах моделирования сложных систем (монография – научное издание) / Е.В. Бодянский, Е.И. Кучеренко, А.И. Михалев. – Дніпропетровськ: Системні технології, 2005. – 311 с.

4. Бодянский С.В. Нейро-фаззи моделі в системах штучного інтелекту [Текст] / С.В. Бодянский, Є.І. Кучеренко. – Х.: ХНУРЕ, 2006. – 177 с.

5. Филлипс Д. Методы анализа сетей [Текст] / Д. Филлипс, А. Гарсиа-Диас. – М.: Мир, 1984. – 496 с.

6. Марков А.В. Проверка достижимости маркировки сетей Петри при помощи инвертирования деревьев состояний для протокола передачи данных / А.В. Марков, А.А. Воевода // Управление, вычислительная техника и информатика: докл. ТУСУРа. – 2014. – №1(31). – С. 143-148.

7. Серая А.А. Иерархические e-сети как средство моделирования дискретно-непрерывных технологических процессов / А.А. Серая / Математичні машини і системи. – К., 2013. – №4. – С. 169-177.

Поступила в редколлегию 27.04.2016

Рецензент: д-р техн. наук, проф. Е.В. Бодянский, Харьковский национальный университет радиоэлектроники, Харьков.

МЕТОДИ АНАЛІЗУ АДЕКВАТНОСТІ І ВИБОРУ АЛЬТЕРНАТИВ НА НЕЧІТКИХ \tilde{E} - МЕРЕЖАХ ДЛЯ ІНТЕЛЕКТУАЛЬНИХ СИСТЕМ

Є.І. Кучеренко, М.В. Ходак, С.М. Трохимчук

Розроблено й обґрунтовано модель процесів, засновану на нечітких \tilde{E} -мережах. Запропоновано нову динамічну модель на основі розширень \tilde{E} -мереж. Визначено критерії та методи аналізу адекватності моделей і систем. Проаналізовано основні переваги та недоліки методу. Основною складовою аналізу даних в \tilde{E} -мережах, є пошук і аналіз альтернатив, як завдання оптимізації на множині критеріїв. Отримано теоретичні та практичні результати підтверджені впровадженням на реальних об'єктах.

Ключові слова: \tilde{E} -мережа, дерево досяжності, бінарний код, вхідні інцидентність матриці, вихідна інцидентність матриці, альтернатива, стратегія управління.

METHODS OF ANALYSIS OF THE ADEQUACY AND SELECTION OF ALTERNATIVES TO FUZZY \tilde{E} - NETWORKS FOR INTELLIGENT

Ye.I. Kucherenko, M.V. Khodak, S.M. Trochimchuk

To develop and validate a process model based on fuzzy \tilde{E} -networks. A new dynamic model based on extensions \tilde{E} -networks. The criteria and methods of analysis of the adequacy of models and systems. It analyzes the main advantages and disadvantages of the method. The main component of data analysis in the \tilde{E} -networks, the search for and analysis of alternatives, as the problem of optimization on the set criteria. Theoretical and practical results are confirmed by the introduction of real objects.

Keywords: \tilde{E} -network reachability tree, binary code, input the incidence matrix, incidence matrix output, an alternative management strategy.