

На правах рукописи

Куриленко Иван Евгеньевич

**ИССЛЕДОВАНИЕ И РАЗРАБОТКА МЕТОДОВ И ПРОГРАММНЫХ  
СРЕДСТВ ВРЕМЕННОГО (ТЕМПОРАЛЬНОГО) ВЫВОДА В  
ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНЫХ СИСТЕМАХ ПОДДЕРЖКИ ПРИНЯТИЯ  
РЕШЕНИЙ**

Специальность 05.13.11 – Математическое и программное обеспечение  
вычислительных машин, комплексов и компьютерных сетей

**А В Т О Р Е Ф Е Р А Т**

диссертации на соискание ученой степени  
кандидата технических наук

Москва – 2008

Работа выполнена в ГОУ ВПО Московском энергетическом институте (техническом университете) на кафедре Прикладной математики.

Научный руководитель: лауреат премии Президента РФ  
в области образования  
доктор технических наук, профессор  
Александр Павлович Еремеев

Официальные оппоненты: доктор технических наук, профессор  
Дзегеленок Игорь Игоревич,  
  
кандидат технических наук, доцент  
Карпов Валерий Эдуардович

Ведущая организация: Институт системного анализа Российской  
Академии Наук (ИСА РАН)

Защита состоится “20” июня 2008г. в 16 час. 00 мин. на заседании диссертационного совета Д 212.157.01 при Московском энергетическом институте (техническом университете) по адресу: Москва, Красноказарменная ул., д.17, ауд. М-704.

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке Московского энергетического института (Технического университета).

Отзывы в двух экземплярах, заверенные печатью, просим направлять по адресу: 111250, Москва, Красноказарменная ул., д.14, Ученый совет МЭИ (ТУ).

Автореферат разослан “19” мая 2008 г.

Ученый секретарь  
диссертационного совета Д 212.157.01  
кандидат технических наук,  
доцент

М.В. Фомина

## ОБЩАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ

**Актуальность темы исследований.** О важности наличия средств представления времени и *временных (темпоральных) зависимостей* (в данных и знаниях) в интеллектуальных системах (ИС) говорится практически с момента их появления (работы Д.А. Поспелова, Дж. Маккарти и др.). Однако особенно актуальной проблема построения формальных систем оперирования темпоральной информацией встала именно в связи с появлением и развитием ИС, ориентированных на открытые и динамические предметные области (ПО), которые в процессе своего функционирования оперируют с большим количеством информации, изменяющейся со временем. Типичными представителями таких систем являются ИС поддержки принятия решений реального времени (ИСППР РВ), предназначенные для помощи человеку (ЛПР – лицу, принимающему решения) при мониторинге и управлении сложными объектами и процессами, когда поиск решения должен обеспечиваться в условиях достаточно жестких временных ограничений и различного вида неопределенностей в исходных данных и знаниях. Необходимость представления информации, меняющейся со временем (показаний датчиков, значений управляющих параметров, выполняемых операторами действий и т.д.) возникает при решении многих задач ИСППР РВ, например, задач диагностики, мониторинга, планирования, прогнозирования и др. Использование при решении этих задач фактора времени и средств *временного (темпорального) вывода (временных рассуждений)* позволяет сократить поисковые пространства и повысить скорость реакции системы.

Для реализации механизма временных рассуждений необходимо формализовать понятие времени и обеспечить возможность представления и рассуждений о временных аспектах. Системный подход к построению сложных программных комплексов типа ИС требует при реализации выделения этого механизма в отдельную систему временных рассуждений (вывода) (СВР), что позволяет избежать дублирования программного кода за счет его повторного использования как в рамках одной ИС, так и при интеграции разных ИС.

Актуальность исследования обусловлена также тем, что в настоящее время отсутствуют развитые средства представления временных зависимостей в инструментальных средствах конструирования ИС, а известные программные реализации прототипов СВР являются исследовательскими системами, интеграция которых в промышленные ИС является затруднительной.

Выполненные исследования опираются на результаты работ в области ИИ и конструирования ИС отечественных ученых Д.А. Поспелова, А.Н. Аверкина, А.А. Башлыкова, В.Н. Вагина, В.В. Емельянова, А.П. Еремеева, О.П. Кузнецова, В.М. Курейчика, О.И. Ларичева, А.С. Нариньяни, Г.С. Осипова, А.Б. Петровского, Г.С. Плесневича, В.Э. Попова, Г.В. Рыбиной, В.А. Смирнова, В.Б. Тарасова, В.В. Троицкого, В.К. Финна, И.Б. Фоминых, В.Ф. Хорошевского и др.; зарубежных ученых J.Allen, C. Demetresku, R. Detcher, A. Gereviny, G. Italiano, A. Krokhin, I. Meiri, L. Schubert, T. van Allen и др.

**Объектом исследования** являются модели и методы временного вывода.

**Предмет исследования** составляют методы поиска решения задач вре-

менного вывода для ИС типа ИСППР РВ.

**Целью диссертационной работы** является разработка методов и программного обеспечения для реализации временного вывода, позволяющего решать задачи представления и оперирования временными зависимостями, расширяющего возможности современных интеллектуальных программно-аппаратных систем типа ИСППР РВ и повышающего их эффективность.

Для достижения указанной цели необходимо решить следующие задачи:

- исследование методов и средств моделирования времени в ИС; сравнительный анализ и классификация основных моделей представления временных зависимостей в плане их применения в ИСППР РВ; выбор базовой модели представления временных зависимостей;
- определение основных требований и принципов построения СВР для ИСППР РВ;
- разработка полиномиальных алгоритмов решения задач временного вывода для базовой модели;
- разработка методов пошагового уточнения решения задач временного вывода для базовой модели;
- разработка архитектуры СВР с учетом требований простоты расширяемости и интегрируемости; программная реализация СВР, оценка эффективности предложенных алгоритмов;
- применение разработанной СВР в ИСППР РВ для диагностики нештатных ситуаций и управления движением автотранспорта в составе ИС управления крупными парковочными комплексами (ИС УП).

**Методы исследования.** Поставленные задачи решаются с использованием методов дискретной математики, математической логики, искусственного интеллекта, теории графов, теории алгебраических моделей и методов анализа сложности алгоритмов.

**Достоверность научных результатов** подтверждена теоретическими выкладками, данными компьютерного моделирования, сравнением полученных результатов с результатами, приведенными в научной литературе, а также положительными результатами внедрения разработанной программной системы.

**Научная новизна** исследования состоит в следующем:

1. Составлена развернутая классификация формальных систем оперирования временем. Классифицированы существующие и предложены новые методы улучшения алгоритмов решения задач временных рассуждений.
2. Предложена временная логика TLM (Temporal Logic of Moments) и алгоритмы вывода для нее. Показано, что с помощью TLM могут быть решены задачи временного вывода для точечной, интервальной и точечно-интервальной моделей времени.
3. Предложены алгоритмы пошагового уточнения решения задач временного вывода по мере поступления новой информации, оперирующие как качественной, так и метрической информацией.
4. Предложена архитектура СВР для ИСППР РВ.

**Практическая значимость** работы заключается в создании программной системы СВР, повышающей эффективность и расширяющей интеллектуальные

возможности компьютеров и компьютерных систем, на примере ИСППР РВ для помощи ЛПР при мониторинге и управлении сложными техническими системами и процессами. Практическая значимость работы подтверждается использованием разработанной СВР в составе ИС УП sPARK. Предложенные в работе методы и алгоритмы временного вывода позволили повысить качество контроля, уровень безопасности и эффективность управления транспортными потоками, в частности, применение ИС УП sPARK на территории ОАО «МОССЕЛЬМАШ» позволило существенно увеличить пропускную способность контрольно–пропускных пунктов.

**Реализация результатов.** Разработанная СВР использована в ЗАО «ААМ Автоматик» в ИСППР РВ в составе промышленной ИС УП sPARK для помощи оперативно–диспетчерскому персоналу, в учебно–научном процессе кафедры Прикладной математики (ПМ) МЭИ (ТУ). ИС УП sPARK внедрена на 45 объектах в России и СНГ. Результаты работы использованы в НИР, выполняемых кафедрой ПМ в рамках грантов РФФИ: № 02–07–90042 «Исследование и разработка инструментальных средств создания экспертных систем семиотического типа» (научн. рук.: д.т.н., проф. Вагин В.Н., д.т.н., проф. Еремеев А.П.); № 05–07–90232 «Исследование и разработка инструментальных средств создания экспертных систем поддержки принятия решений» (научн. рук.: Вагин В.Н., Еремеев А.П.), № 08–01–00437 «Модели и методы поиска решения на основе экспертных знаний в интеллектуальных системах поддержки принятия решений» (научн. рук. Еремеев А.П.), в рамках Федеральной целевой НТП «Исследования и разработки по приоритетным направлениям развития науки и техники» на 2002–2006 годы (гос. контракт от 1.02.2002 г. №37.011.11.0021 и доп. соглашение от 18.08.2004 г. №5), тема «Системы мониторинга и поддержки принятия решений на основе аппарата нетрадиционных логик» (рук. Еремеев А.П.). Программная реализация СВР зарегистрирована в Федеральной службе по интеллектуальной собственности, патентам и товарным знакам (свидетельство № 2005610762 от 31.03.2005 г.).

Акты о внедрении и использовании результатов работы прилагаются.

**Апробация работы.** Основные положения и результаты диссертации докладывались и обсуждались на научных конференциях аспирантов и студентов «Радиотехника, электроника, энергетика» в МЭИ (ТУ), (Москва, 2002–2008 г.г.), на «Научных сессиях МИФИ» (Москва, 2002–2008 г.г.), на 13–й всероссийской межвузовской науч.–техн. конф. «Микроэлектроника и информатика» (Москва, 2006 г.), на 2–м междунар. науч.–практ. семинаре «Интегрированные модели и мягкие вычисления в искусственном интеллекте» (Коломна, 2007 г.), на 9–й нац. конф. по искусственному интеллекту с международным участием КИИ'2007 (Обнинск, 2007 г.), на Международных форумах информатизации (Международных конференциях «Информационные средства и технологии») (Москва, 2003–2007 г.г.), на Международных науч.–техн. конф. «Интеллектуальные системы» AIS (Россия, п. Дивноморское, 2004–2007 г.г.).

**Публикации.** Основные результаты диссертационной работы, опубликованы в 30 печатных работах, включая 3 работы в изданиях, рекомендуемых ВАК.

**Структура и объем работы.** Диссертация содержит 187 стр. машинопис-

ного текста, состоит из введения, четырех глав, заключения, списка использованной литературы (151 наименование) и 16 приложений.

## СОДЕРЖАНИЕ РАБОТЫ

**Во введении** обоснована актуальность темы диссертации, ее научная новизна и практическая значимость, сформулированы цель работы и задачи, приведено краткое содержание диссертации по главам.

**В первой главе** приводится обзор областей применения временного вывода. Дается анализ методов и средств моделирования времени в современных ИС. Существующие подходы представления времени и временных зависимостей в программных системах можно разбить на два основных класса – основанные на моделировании изменений во времени и основанные на явном моделировании времени. Для первого класса время представляется неявно посредством моделирования изменений состояний системы во времени, которые рассматриваются как мгновенные снимки мира. Типовые представители данного класса – ситуационное исчисление, планирующие системы типа STRIPS и сети Петри. Они обладают существенными ограничениями по представлению сложных временных зависимостей (событий, имеющих длительность, продолжительных процессов, конкурирующих или перекрывающихся во времени событий и т.д.). При моделировании времени через изменения затруднительно представление сложных причинно–следственных взаимосвязей. В научной литературе можно найти различные способы по устранению этих сложностей, однако в большинстве своем они сводятся к введению явной модели времени.

Явное моделирование времени дает возможность строить «гибкие» формализованные языки, позволяющие осуществлять вывод на основе высказываний, истинностные значения которых приурочены к определенному моменту или интервалу времени и могут с течением времени изменяться. В этот класс входят различные временные (темпоральные) логики. Время представляется явно с учетом его свойств, причем, оно может представляться как синтаксически (используются явные средства представления), так и семантически (например, на основе модальных логик). При явном моделировании времени возникают специфические задачи временного вывода (*временных рассуждений*):

- *поддержка согласованности информации о времени* – проверка согласованности базы знаний при добавлении в нее новой информации;
- *ответы на временные запросы* – от простого нахождения факта, справедливого в заданный момент времени, до определения, когда некоторое множество утверждений истинно в заданный момент времени.

В данном классе подходов можно выделить три большие группы: временные расширения подходов на основе моделирования изменений; введение фактора времени в логику; модели, построенные на основе парадигмы согласования ограничений. Первая группа возникла в результате исследований, целью которых было сокращение недостатков подхода на основе моделирования изменений. Во вторую группу входят модели, полученные путем введения фактора времени в логику. Например, широко известен метод временных аргументов, в котором время вводится в логику предикатов первого порядка в качестве до-

полнительного параметра. Применительно к спецификации и верификации свойств программ развитие получили модальные временные логики, построенные путем добавления к логике высказываний новых знаков, отражающих свойства времени. К этой же группе относятся и темпоральные логики ветвящегося времени, разработанные для ИС, в которых время необходимо рассматривать ветвящимся в будущее. В третью группу входят модели, построенные на основе представления информации о времени в виде ограничений (зависимостей) между временными примитивами (моментами, интервалами или их комбинациями). Зависимости между примитивами трактуются как ограничения на их расположение во времени. Основной задачей временного вывода является порождение выводов на множестве временных ограничений, т.е., по сути, порождение новых ограничений для непротиворечивых входных множеств. Множество временных примитивов и отношений между ними представляется в виде задачи согласования временных ограничений (ЗСВО), являющейся конкретизацией более общей задачи согласования ограничений (ЗСО), что позволяет использовать для решения ЗСВО методы, применяемые для ЗСО. Рассмотрена формальная постановка ЗСВО.

*Опр. 1.* ЗСВО задается как  $Z = (V, D, BTR, C)$ , где  $V = \{V_1, V_2, \dots, V_m\}$  – конечное множество временных переменных;  $D$  – область значений временных переменных;  $BTR = \{r_1, r_2, \dots, r_n\}$  – конечное множество взаимоисключающих бинарных базовых временных ограничений, полное объединение которых является универсальным ограничением  $U$  (вообще не накладывающим каких-либо ограничений);  $C = \{C_{ij} | C_{ij} = \{r_1, \dots, r_k\}; k > 0; r_1, \dots, r_k \in BTR; i, j \leq m\}$  – конечное множество ограничений, где  $C_{ij}$  – ограничение над временными переменными  $V_i$  и  $V_j$ , интерпретируемое как  $(V_i, r_1, V_j) \vee \dots \vee (V_i, r_k, V_j)$ . В случае, если  $C_{ij}$  состоит только из одного дизъюнкта, то оно называется *точным*.

Для решения задачи выполнимости SAT необходимо найти такое множество ограничений  $C^* = \{C_{ij}^* | C_{ij}^* = \{r_j\}, r_j \in C_{ij}\}$ , что входящие в него точные ограничения не противоречат друг другу. Если такое множество находится, то ЗСВО является *согласованной*, иначе – *несогласованной*. Для решения задачи нахождения согласованных сценариев ACS необходимо вычислить все возможные множества  $C^*$ .

Элементы множества  $V$  могут интерпретироваться как моменты, интервалы времени или длительности. Область значений переменных  $D$ , соответствующих моментам времени и длительностям, представляет собой множество вещественных чисел, а для интервальных переменных – множество упорядоченных пар значений. Основными операциями над временными ограничениями являются: отрицание ( $\neg$ ):  $\neg L_{ij} = U \setminus L_{ij}$ ; инвертирование ( $\sim$ ):  $\sim(r_1, \dots, r_k) = (\sim r_1, \dots, \sim r_k)$ ; пересечение:  $S \cap T = \{r: r \in S, r \in T\}$ ; композиция:  $T \bullet S = (t_1, \dots, t_k) \bullet (s_1, \dots, s_q) = ((t_1 \bullet s_1), (t_1 \bullet s_2), \dots, (t_k \bullet s_q))$ . Множество всех возможных временных ограничений, связывающих два временных примитива, состоит из  $2^{|BTR|}$  ограничений, замкнуто относительно операций  $\neg, \sim, \cap, \bullet$  и образует алгебру временных ограничений.

ЗСВО называют *единичной* (ЕЗСВО) тогда и только тогда, когда в множество  $C$  входят только точные ограничения. Задачу определения точного ограни-

чения  $r \in C_{ij}$ , справедливого для переменных  $V_i$  и  $V_j$ , для которых задано неточное ограничение  $C_{ij} = \{r_1, \dots, r_k\}$ ,  $k > 1$ , называют *задачей вычисления неточного ограничения*  $C_{ij}$ .

*Опр. 2.* Ограничение  $C_{ij}$  выполнимо для переменных  $V_i$  и  $V_j$  тогда и только тогда, когда существует хотя бы одно решение ЗСВО, в котором  $C_{ij}$  является ограничением для этих переменных. Минимальным ограничением  $C_{ij}^{min}$  называется множество, состоящее только из выполнимых ограничений для  $V_i$  и  $V_j$ . ЗСВО называют *минимальной*, если все ее ограничения минимальны.

Задачу вычисления минимальной ЗСВО называют *задачей поиска минимального представления* MIN. Известно, что для любой ЗСВО всегда можно найти эквивалентную минимальную или показать несогласованность.

Для случаев, когда необходимо обрабатывать неточную информацию не только для двух временных примитивов, в работе введена дизъюнктивная ЗСВО (ДЗСВО).

*Опр. 3.* ДЗСВО определяется как  $DZ = (Z, A)$ , где  $Z$  – ЗСВО;  $A = \{a_i | a_i = (a_{i1}, a_{i2}, \dots, a_{ik})\}$  – множество дизъюнктивных ограничений, где каждый элемент  $a_i$  интерпретируется как  $(a_{i1} \vee a_{i2} \vee \dots \vee a_{iu})$ ,  $a_{ij} = \{(x_l, r_l, y_l) | x_l, y_l \in V, r_l \in BTR\}$ , каждый элемент  $a_{ij}$  интерпретируется как  $(x_l, r_l, y_l) \wedge \dots \wedge (x_u, r_u, y_u)$ . Для решения задачи выполнимости DSAT необходимо найти такое множество ограничений  $A^* = \{a_i^* | a_i^* = \{a_{ij}\}, a_{ij} \in a_i\}$ , что ЗСВО  $Z^* = (V, D, BTR, C \cup A^*)$  имеет решение. Для решения задачи ACS необходимо найти все возможные множества  $A^*$ .

Для решения задачи DSAT с  $k$  элементами в множестве  $A$  в худшем случае необходимо проверить разрешимость  $|a_1| \cdot |a_2| \cdot \dots \cdot |a_k|$  EZСВО. Доказано, что в общем случае задачи DSAT и ACS являются NP-полными.

Различные модели отличаются сложностью и выразительными способностями. В зависимости от типа ограничений, входящих в множество BTR, ЗСВО подразделяются на *качественные, метрические и гибридные*. В зависимости от выбора временных примитивов различаются *точечная* (на базе моментов времени), *интервальная* (на базе интервалов времени) и *интервально-точечная* (допустимы и моменты и интервалы) модели времени.

В заключительной части главы обосновывается выбор *качественной точечной модели времени* как основы для СВР. Эта модель является простой и приемлемой по вычислительной сложности, что дает возможность применять ее в составе промышленных ИСППР РВ. Кроме того, т.к. интервальные и точечно-интервальные ЗСВО могут быть сведены к точечным ЗСВО, целесообразным является реализация в рамках СВР быстрых алгоритмов решения точечных ЗСВО, а для интервально-точечных и интервальных ЗСВО предлагается предварительное их преобразование в точечную ЗСВО. Такая единая основа позволяет упростить переход с одной модели на другую и уменьшить сложность реализации.

**Во второй главе** вводится *временная логика TLM (Temporal Logic of Moments)*. Ее исходными элементами являются:

- счетное множество предметных переменных:  $m_1, m_2, \dots, m_n, \dots$ ;
- предикатные символы: Before, After, Equal;



- логические связи:  $\sim, \neg, \wedge, \vee, \rightarrow$ ;
- специальные символы:  $(, )$ ;
- логические значения: Т (истина), F (ложь).

*Правила образования атомов* (атомарных формул TLM): если  $x$  и  $y$  переменные, то  $\text{Before}(x,y)$ ,  $\text{After}(x,y)$ ,  $\text{Equal}(x,y)$  – есть атомы, других атомов нет.

*Правила образования ППФ*: всякий атом есть ППФ; если  $A$  и  $B$  ППФ, то каждое из выражений  $\neg A$ ,  $A \wedge B$ ,  $A \vee B$ ,  $\sim A$ ,  $A \rightarrow B$  есть ППФ; других ППФ нет.

Переменные в TLM интерпретируются над множеством вещественных чисел. Предикатные символы интерпретируются как ограничения для переменных:  $\text{Before}(x,y) \equiv x < y$ ;  $\text{After}(x,y) \equiv x > y$ ;  $\text{Equal}(x,y) \equiv x = y$ .

С помощью  $\text{Before}$ ,  $\text{After}$  и  $\text{Equal}$  можно задавать ограничения «раньше», «позже», «одновременно» для моментов времени. Приведем примеры высказываний TLM. Возьмем ситуацию «После отказа системы охлаждения было зафиксировано предупреждение об опасном росте температуры, потом сработала автоматика аварийного отключения». Выделим моменты времени (переменные TLM):  $M_1$  – отказ системы охлаждения;  $M_2$  – предупреждение об опасном росте температуры;  $M_3$  – сработала автоматика аварийного отключения. Соответствующее выражение TLM есть  $\text{After}(M_1, M_2) \wedge \text{After}(M_2, M_3)$ . Аналогично для ситуации «Автомобиль с разовой картой не может проезжать через два пункта  $a$  и  $b$  одновременно», моментами будут  $M_1$  и  $M_2$  – проезд автомобиля через пункты  $a$  и  $b$  соответственно, а выражением  $\neg \text{Equal}(M_1, M_2)$ .

ППФ  $A$ , содержащую переменные  $x_1, x_2, \dots, x_n$ , будем обозначать  $A(x_1, x_2, \dots, x_n)$ . ППФ  $A(x_1, x_2, \dots, x_n)$  будем называть истинной, если существуют такие значения переменных  $x_1, x_2, \dots, x_n$ , что  $A(x_1, x_2, \dots, x_n) = \text{T}$ . ППФ  $A(x_1, x_2, \dots, x_n)$  называется общезначимой, если при любых означиваниях переменных  $x_1, x_2, \dots, x_n$  она является истинной. Будем обозначать общезначимые формулы как  $\vdash A$ .

В TLM определяются:

- *равносильные (эквивалентные) формулы*:

- |   |  |                                       |
|---|--|---------------------------------------|
| ▪ $A \wedge B \equiv B \wedge A$                              | ▪ $A \wedge (A \vee B) \equiv A$                 | ▪ $A \vee A \equiv A$                 |
| ▪ $A \vee B \equiv B \vee A$                                  | ▪ $A \rightarrow B \equiv (\neg A \vee B)$       | ▪ $A \wedge \text{T} \equiv A$        |
| ▪ $A \wedge (B \wedge C) \equiv (A \wedge B) \wedge C$        | ▪ $A \rightarrow B \equiv \neg(A \wedge \neg B)$ | ▪ $A \vee \text{T} \equiv \text{T}$   |
| ▪ $A \vee (B \vee C) \equiv (A \vee B) \vee C$                | ▪ $\neg(\neg A) \equiv A$                        | ▪ $A \wedge \neg A \equiv \text{F}$   |
| ▪ $A \wedge (B \vee C) \equiv (A \wedge B) \vee (A \wedge C)$ | ▪ $\neg(A \wedge B) \equiv \neg A \vee \neg B$   | ▪ $A \vee \neg A \equiv \text{T}$     |
| ▪ $A \vee (B \wedge C) \equiv (A \vee B) \wedge (A \vee C)$   | ▪ $\neg(A \vee B) \equiv \neg A \wedge \neg B$   | ▪ $A \wedge \text{F} \equiv \text{F}$ |
| ▪ $A \vee (A \wedge B) \equiv A$                              | ▪ $A \wedge A \equiv A$                          | ▪ $A \vee \text{F} \equiv A$          |

- *набор аксиом*:

- аксиома полного объединения ограничений:
  - $\text{Before}(x,y) \vee \text{After}(x,y) \vee \text{Equal}(x,y) \equiv \text{T}$
- аксиомы инвертирования ограничений:
  - $\sim \text{Before}(x,y) \equiv \text{After}(x,y) \equiv \text{Before}(y,x)$
  - $\sim \text{After}(x,y) \equiv \text{Before}(x,y) \equiv \text{After}(y,x)$
  - $\sim \text{Equal}(x,y) \equiv \text{Before}(x,y) \vee \text{After}(x,y)$
- аксиомы для операции отрицания:
  - $\neg \text{Before}(x,y) \equiv \text{After}(x,y) \vee \text{Equal}(x,y)$

- $\neg \text{Equal}(x,y) \equiv \text{Before}(x,y) \vee \text{After}(x,y)$
- $\neg \text{After}(x,y) \equiv \text{Before}(x,y) \vee \text{Equal}(x,y)$
- аксиомы противоречий:
  - $\text{Before}(x,x)=F$
  - $\text{After}(x,x)=F$
  - $\text{Before}(x,y) \wedge \text{Before}(y,x)=F$
  - $\text{After}(x,y) \wedge \text{After}(y,x)=F$
- аксиомы транзитивности:
  - $\text{Equal}(x,y) \wedge \text{Equal}(y,z) = \text{Equal}(x,z)$
  - $\text{Before}(x,y) \wedge \text{Before}(y,z) = \text{Before}(x,z)$
  - $\text{After}(x,y) \wedge \text{After}(z,x) = \text{After}(z,y)$
- аксиома эквивалентности:  $\text{Equal}(x,y) = \text{Equal}(y,x)$

- правила вывода:

$$(1) \frac{A, A \rightarrow B}{B} \text{ (Modus ponens)}$$

$$(2) \frac{A \rightarrow B, \neg B}{\neg A} \text{ (Modus tolens)}$$

$$(3) \frac{A \rightarrow \neg B, B \rightarrow C}{A \rightarrow C}$$

$$(4) \frac{A, B}{A \wedge B}$$

$$(5) \frac{A \wedge B}{A, B}$$

$$(6) \frac{A \vee B, \neg B}{A}$$

$$(7) \frac{\neg(A \wedge B), A}{\neg B}$$

$$(8) \frac{A \rightarrow (B \rightarrow C)}{B \rightarrow (A \rightarrow C)}$$

$$(9) \frac{A \rightarrow (B \rightarrow C)}{A \wedge B \rightarrow C}$$

$$(10) \frac{A \wedge B \rightarrow C}{A \rightarrow (B \rightarrow C)}$$

$$(11) \frac{\text{Equal}(x,y) \wedge A(\dots, x, \dots)}{A(\dots, y, \dots)}$$

- следующие задачи:

- Доказательство истинности ППФ (задача SAT);
- Доказательство общезначимости ППФ (задача VAL);
- Приведение ППФ к минимальному виду (задача MIN – минимизация формулы по числу вхождений предикатов Before, After, Equal);
- Для любых двух переменных  $x$  и  $y$  вычисление ограничений, задаваемых множеством ППФ (задача QUERY);
- Вычисление всех возможных согласованных (задача ACS).

Предлагается решение перечисленных задач в ТЛМ путем сведения их к аналогичным задачам для ДЗСВО в точечной алгебре.

Рассмотрим методы решения ЕЗСВО и ДЗСВО. Решение ЕЗСВО в точечной алгебре (РА) основывается на преобразовании в задачу на графе, взвешенном временной информацией ( $TL^{PA}$ -графе).

*Опр. 4.*  $TL^{PA}$ -граф есть граф  $G=(W,E,L)$ , где  $W$  – множество вершин,  $W \neq \emptyset$ ,  $E=\{(w_i, l_k, w_j) | w_i, w_j \in W, l_k \in L\}$  – множество связей (ребер),  $L=\{<, \leq, \neq\}$  – множество возможных пометок на ребрах графа. Ребра, взвешенные ограничением  $<$  или  $\leq$ , – ориентированные, а ограничением  $\neq$  – неориентированные.

Каждой вершине  $w \in W$  в  $TL^{PA}$ -графе  $G=(W,E,L)$  соответствует, по крайней мере, одна временная переменная  $v \in V$  точечной ЗСВО  $Z$ . Если какой-либо из вершин графа соответствует более одной переменной, то они являются альтернативными именами для одного и того же момента времени. Ситуация, когда одна и та же переменная соответствует более чем одной вершине, недопустима. Будем считать, что существует функция  $\mu: W \rightarrow V$ , сопоставляющая вершинам графа из множества  $W$  имена временных переменных из множества  $V$ .

*Опр. 5.* Интерпретацией  $TL^{PA}$ -графа  $G$  называется тройка  $\langle T, I, R \rangle$ , где  $T$  – упорядоченное множество;  $I: V \rightarrow T$  – функция, такая, что для всех  $p_i, p_j \in P$  выполнимо, что если  $\mu(p_i) = \mu(p_j)$ , то  $I(p_i) = I(p_j)$ ;  $R: L \rightarrow T$  – функция, отображающая каждую метку  $l \in L$  на ребрах графа  $G$  в соответствующее бинарное ограничение  $R(l)$  на  $T$ . Моделью  $TL^{PA}$ -графа  $G = (W, E, L)$  называется такая интерпретация, для которой справедливо: если  $(w_1, l, w_2) \in E$  – ребро в графе  $G$ , то для всех  $p_i, p_j \in P$ , таких, что  $\mu(p_i) = w_1$  и  $\mu(p_j) = w_2$ , выполняется  $\langle I(p_i), I(p_j) \rangle \in R(l)$ .

*Опр. 6.*  $TL^{PA}$ -граф согласован (непротиворечив), если он имеет по крайней мере одну модель. Два или более  $TL^{PA}$ -графа логически эквивалентны, если они обладают одними и теми же моделями.

*Опр. 7.* Путем длины  $n$  от вершины  $w_0$  к вершине  $w_n$  в  $TL^{PA}$ -графе  $G$  называется последовательность  $n$  ребер, которая задается набором троек  $(w_1, l_1, w_2), \dots, (w_{n-1}, l_n, w_n)$ , где  $w_i$  ( $0 \leq i \leq n$ ) – вершины и  $l_j \in L$  ( $0 \leq j \leq n$ ),  $(w_i, l_i, w_{i+1}) \in E$ . Путь в  $TL^{PA}$ -графе называется « $\leq$ -путем» (« $\leq$ -путем») длины  $n$ , если  $l_j = \{<\}$  (если  $l_j = \{\leq\}$ ), при  $0 \leq j \leq n$ . « $\leq$ -путь» (« $\leq$ -путь») в  $TL^{PA}$ -графе называется « $\leq$ -циклом» (« $\leq$ -циклом»), если  $v_0 = v_n$ .

*Утверждение 1.*  $TL^{PA}$ -граф согласован тогда и только тогда, когда он не содержит ни одного « $\leq$ -цикла» и ни одного « $\leq$ -цикла», содержащего две вершины, соединенные ребром, взвешенным ограничением  $\neq$ .

Таким образом, для решения задачи SAT необходимо преобразовать ЗСВО в  $TL^{PA}$ -граф и проверить условия утв. 1. Рассмотрим решение задачи MIN.

*Опр. 8.*  $TL^{PA}$ -граф согласован по путям, если для каждой пары его вершин существует не более одного соединяющего их ребра и для каждой тройки вершин  $u, v, w$  ограничение соответствующее связи  $(u, l, v)$  не противоречит ограничениям для  $(u, l_1, w)$  и  $(w, l_2, v)$ , т.е. выполнено условие  $l \cap l_1 \bullet l_2 \neq \emptyset$ .

*Опр. 9.* Будем считать ограничение типа  $r_1$  сильнее ограничения типа  $r_2$  и записывать  $r_1 \rightarrow r_2$ , тогда и только тогда, когда из  $r_1$  следует  $r_2$ , но не его противоречие.

Например, ограничение  $<$  сильнее, чем ограничение  $\neq$ , т.к. второе следует из первого.

*Опр. 10.*  $TL^{PA}$ -граф содержит в себе неявное ограничение  $<$  для вершин  $v$  и  $w$ , если не существует ни одного « $\leq$ -пути» от  $v$  к  $w$  и существует либо связь  $(v, \neq, w)$  и « $\leq$ -путь» от  $v$  к  $w$ , либо связь  $(t, \neq, u)$  и « $\leq$ -пути» (но не « $\leq$ -пути») от  $v$  к  $u$ , от  $u$  к  $w$ , от  $v$  к  $t$  и от  $t$  к  $w$  (рис. 1). Явным  $TL^{PA}$ -графом для  $TL^{PA}$ -графа  $G$  называется  $TL^{PA}$ -граф, логически эквивалентный исходному графу  $G$  и не содержащий неявных ограничений. Согласованный по путям явный  $TL^{PA}$ -граф назовем *Time-графом*.

*Утверждение 2.* Из явного  $TL^{PA}$ -графа  $G$  выводимо ( $\vdash$ ), что:

- $v = w$  тогда и только тогда, когда  $v$  и  $w$  альтернативные имена одной и той же вершины;
- $v < w$  тогда и только тогда, когда существует « $\leq$ -путь» от  $v$  к  $w$ ;
- $v \leq w$  тогда и только тогда, когда существует « $\leq$ -путь» от  $v$  к  $w$ ;



- $v \neq w$  тогда и только тогда, когда существует «←-путь» от  $v$  к  $w$ , или существует «←-путь» от  $w$  к  $v$ , или в графе существует связь между  $v$  и  $w$  взвешенная ограничением  $\neq$ .

Если произвести переход от  $TL^{PA}$ -графа к Time-графу, то будут решены задачи SAT и MIN. Рассматриваются алгоритмы преобразования ЗСВО в  $TL^{PA}$ -граф, базовые алгоритмы преобразования  $TL^{PA}$ -графа в Time-граф и способ решения задачи поиска выполнимого ограничения для двух переменных. Для решения ДЗСВО предлагается использовать переход к задаче на дизъюнктивном графе времени (D-Time-графе) с применением алгоритма поиска с возвратами для поиска согласованного сценария или сценариев (задачи DSAT и ACS).

*Опр. 11.* D-Time-графом называется пара  $\langle G, \mathcal{D} \rangle$ , где  $G=(W, E, L)$  – Time-граф;  $\mathcal{D} = \{ \mathcal{D}_i | \mathcal{D}_i = (d_{i1}, d_{i2}, \dots, d_{ik}) \}$  – множество дизъюнктивных ограничений, где  $\mathcal{D}_i$  интерпретируется как  $(d_{i1} \vee d_{i2} \vee \dots \vee d_{iu})$ ,  $d_{ij} = \{ (x_l, r_l, y_l) | x_l, y_l \in W, r_l \in BTR \}$  – множество точных ограничений.

Определим множество ограничений в точечной алгебре  $M$  так, что для каждого  $\mathcal{D}_i \in \mathcal{D}$  в  $M$  входит один из  $d_{ij} \in \mathcal{D}_i$ . Будем считать D-Time-граф *согласованным*, если существует такое множество  $M$ , что  $TL^{PA}$ -граф  $G^*=(W, E \cup M, L)$  является согласованным. Множество  $M$  назовем *реализацией* множества дизъюнктивных ограничений  $\mathcal{D}$  для графа  $G$ . Для решения задачи DSAT необходимо убедиться в существовании хотя бы одной реализации, для решения задачи ACS – найти все возможные реализации. Известно, что задачи DSAT и ACS являются NP-полными. Предложено два способа уменьшения сложности ДЗСВО – упрощение задачи и уменьшение размерности задачи для алгоритмов поиска с возвратами. В первом случае вводится *ограниченная ДЗСВО (ОДЗСВО)*, в которой устанавливается ограничение на размер элементов  $\mathcal{D}_i$  множества  $\mathcal{D}$ . Зачастую в практических приложениях достаточно представления неточных временных ограничений в виде  $\mathcal{D}_i = (x, r_1, y) \vee (w, r_2, z)$ . В связи с этим в работе ОДЗСВО определяется как ДЗСВО с бинарными неточными ограничениями. Во втором случае осуществляется сокращение множества  $\mathcal{D}$  по правилам сокращения пространства поиска (ПСПП). Множество бинарных PA-дизъюнкций  $\mathcal{D}$  уменьшается до его подмножества  $\mathcal{D}'$  за счет определения противоречий между точными и дизъюнктивными ограничениями. Алгоритм поиска решения задачи DSAT разбивается на три этапа: на первом этапе решается ЕЗСВО  $Z$  с получением Time-графа  $G$ , на втором – осуществляется сокращение исходного множества дизъюнкций  $\mathcal{D}$  до его подмножества  $\mathcal{D}' \subseteq \mathcal{D}$ , на третьем – применяется алгоритм поиска с возвратами.

Введем множество ограничений  $Q$ , которые должны быть в каждой реализации множества PA-дизъюнкций  $\mathcal{D}$  для графа  $G=(W, E, L)$ . Для ОДЗСВО в работе предлагается *объединенное правило выводимости и резолюции*, применяемое к каждой входящей в множество  $\mathcal{D}$  дизъюнкции  $\mathcal{D}_i = (x_{i1}, r_{i1}, y_{i1}) \vee (x_{i2}, r_{i2}, y_{i2})$ :

(1) Пусть  $r_1^G$  – ограничение между моментами времени  $x_{i1}$  и  $y_{i1}$ , следующее из Time-графа  $G$ , а  $r_2^G$  – ограничение между  $x_{i2}$  и  $y_{i2}$ . Если  $(r_1^G \rightarrow r_{i1}) \vee (r_2^G \rightarrow r_{i2})$ , то  $\mathcal{D}_i$  можно исключить из  $\mathcal{D}$ . Если  $(r_{i1} \cap r_1^G = \emptyset) \wedge (r_{i2} \cap r_2^G \neq \emptyset)$ , то  $\mathcal{D}_i$  можно исключить из  $\mathcal{D}$ ,  $Q \leftarrow Q \cup \{ (x_{i2}, r_{i2}, y_{i2}) \}$ . Если  $(r_{i1} \cap r_1^G \neq \emptyset) \wedge (r_{i2} \cap r_2^G = \emptyset)$ , то  $\mathcal{D}_i$  можно исключить

из  $\mathcal{D}$ ,  $Q \leftarrow QU \{(x_{il}, r_{il}, y_{il})\}$ . Если  $(r_{i1} \cap r_1^G = \emptyset) \wedge (r_{i2} \cap r_2^G = \emptyset)$ , то D–Time–граф  $\langle G, \mathcal{D} \rangle$  несогласован.

На основе этого правила разработан алгоритм предварительной обработки (алг. 1), особенностью которого является то, что после первого просмотра всего множества РА–дизъюнкций  $\mathcal{D}$  полученное множество РА–резольвент  $Q$  добавляется к графу и оставшееся множество дизъюнкций анализируется повторно. Этот процесс продолжается до тех пор, пока будет добавлен хотя бы один элемент в множество  $Q$  и исходное множество  $\mathcal{D}$  не пусто.

---

**Алгоритм 1.** Предварительная обработка дизъюнктивных ограничений

---

Входные данные:  $\langle G, \mathcal{D} \rangle$  – D–Time–граф, где  $G = (W, E, L)$ .

Выходные данные:  $\langle G', \mathcal{D}' \rangle$  – упрощенный D–Time–граф.

```

01:  $E' \leftarrow E$ ;  $\mathcal{D}' \leftarrow \mathcal{D}$ ;  $G' \leftarrow G$ 
02: do {
03:    $Q \leftarrow \emptyset$ 
04:   foreach ( $(\mathcal{D}'_i = \{(x, r_1, y) \vee (w, r_2, z)\}) \in \mathcal{D}'$ ) {
05:      $r_1^G: G' \vdash (x, r_1^G, y)$ ;  $r_2^G: G' \vdash (w, r_2^G, z)$ 
06:      $r'_1 \leftarrow r_1 \cap r_1^G$ ;  $r'_2 \leftarrow r_2 \cap r_2^G$ 
07:     if ( $(r_1^G \Rightarrow r_1) \vee (r_2^G \Rightarrow r_2) \vee (r'_1 = \emptyset) \vee (r'_2 = \emptyset)$ ) {
08:        $\mathcal{D}' \leftarrow \mathcal{D}' \setminus \mathcal{D}'_i$ 
09:       if ( $r'_1 = \emptyset \wedge r'_2 \neq \emptyset$ )  $Q \leftarrow QU \{(w, r_2, z)\}$ 
10:       if ( $r'_1 \neq \emptyset \wedge r'_2 = \emptyset$ )  $Q \leftarrow QU \{(x, r_1, y)\}$ 
11:       if ( $r'_1 = \emptyset \wedge r'_2 = \emptyset$ ) return inconsistent
12:     } // foreach
13:      $E' \leftarrow E' \cup Q$ ;  $G' = (W, E')$ 
14:   }
15: while ( $(Q \neq \emptyset) \wedge (\mathcal{D} \neq \emptyset)$ )
16: return  $\langle G' = (W, E'), \mathcal{D}' \rangle$ 

```

---

Для ДЗСВО разработаны адаптированные ПСПП:

(2) *Выводимости*: если существует  $d_{ik} \in \mathcal{D}_i$ , такое, что  $G \vdash d_{ik}$ , то дизъюнктивное ограничение  $\mathcal{D}_i$  может не включаться в множество поиска  $\mathcal{D}'$ .

(3) *Резолюции*: если существует  $d_{ik} \in \mathcal{D}_i$ , такое, что граф  $G^* = (W, E \cup d_{ik})$  – является согласованным, и для всех  $d_{il} \in \mathcal{D}_i$ ,  $l \neq k$ , граф  $G^{**} = (W, E \cup d_{il})$  – является несогласованным, то дизъюнктивное ограничение  $\mathcal{D}_i$  может не включаться в множество поиска  $\mathcal{D}'$  и  $Q \leftarrow QU d_{ik}$ .

В случае ДЗСВО дизъюнкции могут содержать более двух элементов и возможна ситуация, когда по правилу резолюции будет невозможно исключить из рассмотрения дизъюнкцию  $\mathcal{D}_i$ . Однако в случае, если существует  $d_{ih} \in \mathcal{D}_i$ , такой, что граф  $G^* = (W, E \cup d_{ih}, L)$  является несогласованным, то нет необходимости в рассмотрении  $d_{ih}$  с помощью алгоритма поиска с возвратами, т.к. попытка активации ограничений из  $d_{ih}$  приведет к возврату. В этом случае пространство поиска может быть уменьшено не исключением целого дизъюнктивного ограничения, а за счет исключения дизъюнкта (дизъюнктов) из дизъюнкции. Предложены алгоритмы сокращения пространства поиска на основе предлагаемых правил.

В ИСППР, ориентированных на работу в открытых и динамически изменяющихся ПО, требуется часто модифицировать множество временных ограничений. При этом в интервалах между изменениями необходимо выдавать от-

веты на запросы о согласованности (задача SAT) и вычислять выполнимые ограничения (задача MIN). Кроме того, при решении ДЗСВО требуется периодическое изменение решенной ЕЗСВО, полученной на основе точных ограничений, по мере вычисления дизъюнктивных ограничений. В этой ситуации целесообразно использовать принцип пошагового анализа модификаций, выполняемых в исходной сети временных ограничений, позволяющий сократить ряд этапов решения ЗСВО. Если применять для решения ЗСВО после каждого из  $m$  изменений базовые алгоритмы, то сложность вычислений можно оценить величиной  $O(m\omega)$ , где  $\omega$  – сложность решения ЗСВО на одном шаге. Предлагаются алгоритмы, позволяющие уменьшить сложность: во-первых, это алгоритмы, исключающие ряд этапов решения ЗСВО и ДЗСВО за счет анализа производимых изменений; во-вторых, предложены новые алгоритмы для решения ЗСВО и ДЗСВО по мере поступления информации, основанные на представлении  $TL^{PA}$ -графа в виде множества *существенных путей*.

*Опр. 12.* Путем  $\pi_{xy} = \langle x_0, x_1, \dots, x_k \rangle$  из вершины  $x$  в вершину  $y$  в графе  $G$  называется последовательность вершин, в которой  $x_0 = x$ ,  $x_k = y$  и  $(x_i, x_{i+1}) \in E$  для всех  $0 \leq i < k$ . В качестве веса пути примем  $w(\pi_{xy}) = \prod_{i=0}^{k-1} w_{x_i x_{i+1}}$ , где  $w_{x_i x_{i+1}}$  – пометка ребра  $(x_i, x_{i+1})$ . В случае, если при вычислении веса  $w_{xy}$  в графе  $G$  существует направленная связь  $(y, l, x)$ , то в качестве  $w_{xy}$  принимается  $\sim l$ . Будем называть путь  $\pi_{xy}$  *существенным*, если  $w(\pi_{xy}) \neq U$  и  $w(\pi_{xy}) \neq \emptyset$ .

Определим  $P$  – множество всех направленных путей между всеми вершинами в графе  $G$ . Число возможных элементов в  $P$  не превышает значение  $e^2$ , где  $e$  – число ограничений, входящих в  $E$ . Определим:  $P'$  – множество существенных путей в графе  $G$ ,  $P' \subseteq P$ ; множество входящих в вершину  $x$  путей  $L_p(x) = \{\pi_{lx} | l \neq x, \pi_{lx} \in P'\}$  и множество выходящих из вершины  $x$  путей  $R_p(x) = \{\pi_{xm} | m \neq x, \pi_{xm} \in P'\}$ . Предложен алгоритм вычисления выполнимого ограничения между временными переменными  $x$  и  $y$  (алг. 2), сложность которого составляет  $O(\max(|R_p(x)|, |R_p(y)|, |L_p(x)|, |L_p(y)|))$  при условии, что множества  $R_p$  и  $L_p$  могут быть вычислены за время  $O(k)$ , где  $k$  константа.

---

**Алгоритм 2.** Алгоритм вычисления выполнимого ограничения

---

Входные данные:  $x, y$  – моменты времени;  $P'$  – множество всех существенных путей.

Выходные данные: выполнимое ограничение для переменных  $x$  и  $y$ .

01:  $ForwardPatches \leftarrow R_p(x) \cap L_p(y)$

02:  $RearwardPatches \leftarrow R_p(y) \cap L_p(x)$

03:  $R_{xy} = \bigcap_{\pi_{ij} \in ForwardPatches} w(\pi_{ij})$

04:  $R_{yx} = \bigcap_{\pi_{ij} \in RearwardPatches} w(\pi_{ij})$

05: **return**  $R_{xy} \cap R_{yx}$

---

Алгоритмы создания (алг. 3) и удаления ограничений строятся так, что они выполняются над множеством существенных путей и что ограничения, которые могут привести к несогласованности, отсекаются на этапе внесения. Сложность алг. 3 оценивается величиной  $O(|R_p(y)| \cdot |L_p(x)|)$ , требуемый для работы объем памяти –  $O(e^2)$ .

---

**Алгоритм 3.** Алгоритм создания ограничений

---

Входные данные:  $x, y$  – моменты времени,  $r$  – ограничение,  $r \in \{<, >, \leq, \geq\}$ ;  $P'$  – множество всех существенных путей в графе  $G$ .

---



---

```

01:  $r' \leftarrow$  Алгоритм 2( $x, y, P'$ )
02: if ( $r' \cap r = \emptyset$ ) return inconsistent // найдена несогласованность
03: if ( $r' \rightarrow r$ ) return // Существующее ограничение сильнее вносимого
04: foreach ( $\pi_{lx} \in L_p(x)$ ) { // Вычисление существенных путей
05:   if ( $(w(\pi_{ly}) \neq U) \wedge (w(\pi_{ly}) \neq \emptyset)$ )  $P' = P' \cup \pi_{ly}$  //  $\pi_{ly}$  существенный
06:   foreach ( $\pi_{ym} \in R_p(y)$ ) if ( $(w(\pi_{lm}) \neq U) \wedge (w(\pi_{lm}) \neq \emptyset)$ )  $P' = P' \cup \pi_{lm}$  //  $\pi_{lm}$  – существенный
07: } // foreach  $\pi_{lx} \in L_p(x)$ 
08: foreach ( $\pi_{ym} \in R_p(y)$ ) if ( $(w(\pi_{xm}) \neq U) \wedge (w(\pi_{xm}) \neq \emptyset)$ )  $P' = P' \cup \pi_{xm}$  //  $\pi_{xm}$  – существенный

```

---

Алг. 3 в результате работы вносит в множество существенных путей пути, которые образуются в  $TL^{PA}$ -графе в результате создания связи  $(w, l, v)$ . Сложность алгоритма удаления ограничения существенно выше сложности алг. 3 и оценивается в худшем случае величиной  $O(e^2)$ . Алгоритмы пошагового уточнения решения построены так, что они позволяют поддерживать в актуальном состоянии множество всех существенных путей на  $TL^{PA}$ -графе  $G$ , соответствующему ЗСВО, после каждого изменения. В результате может быть получен только согласованный граф. Основным преимуществом предложенного подхода является то, что после каждого изменения не требуется вызов дополнительных алгоритмов проверки согласованности и вычисления неявных ограничений.

В заключительной части второй главы рассматривается способ решения интервальных и точечно-интервальных ЗСВО, основанный на переходе к точечным ОДЗСВО и ДЗСВО.

**В третьей главе** рассматриваются вопросы, связанные с программной реализацией СВР. Формулируются требования к СВР, рассматриваются базовые принципы реализации СВР, которая должна обеспечивать: представление и хранение информации о времени; поддержку временной согласованности БЗ при добавлении в нее новой информации (задача SAT); решение задачи поиска минимальной ЗСВО (задача MIN); решение задачи поиска согласованного сценария (или всех возможных согласованных сценариев) (задачи DSAT и ACS); проверку истинности временных утверждений.

СВР должна достаточно просто конфигурироваться и встраиваться в более крупные приложения, обеспечивать простой переход с одной модели временного вывода на другую, поддерживать как транзакционный (по запросу), так и автоматический режим работы. Для обеспечения простого подключения СВР к более крупным приложениям, она организуется в виде модуля, в котором сконцентрированы механизмы представления и обработки информации о времени. Этот модуль может взаимодействовать с системами-клиентами через интерфейс связи (рис. 2), который в полной мере обеспечивает набор необходимых системе-клиенту возможностей для оперирования временными зависимостями. Детализируется архитектура СВР (рис. 2), включающая два основных блока – контроля и базы моделей (БМ). Блок контроля реализует протокол взаимодействия с ИС и обеспечивает доступ к экземплярам ЗСВО, содержащимся в БМ.

БМ может содержать модели, для которых решение ЗСВО основывается на различной алгоритмической базе и внутреннем представлении. При этом клиентские приложения СВР абстрагированы от тонкостей внутренней организации модулей-решателей ЗСВО за счет стандартизированного интерфейса связи и протокола взаимодействия. Важной частью этого протокола является пред-

ложенный в работе язык запросов СВР – TQL (Temporal Query Language).

Рассматривается разработанный модуль интеграции СВР с инструментальным средством конструирования ИС CLIPS (C Language Integrated Production System). Описываются разработанные программные средства – интерпретатор TQL, графический редактор сетей временных ограничений (рис. 3) и монитор нагрузки СВР. Приводятся результаты тестирования СВР в разных режимах функционирования и результаты проведенных экспериментов по сравнению предложенных и улучшенных алгоритмов решения ЗСВО с базовыми (рис. 4). Анализ полученных результатов подтвердил оправданность реализации предложенных улучшений и существенное превосходство разработанных алгоритмов решения ЗСВО по сравнению с базовыми алгоритмами.



Рис. 2. Базовая архитектура СВР

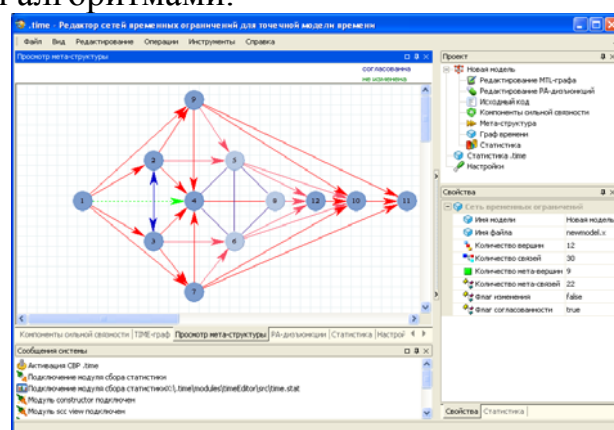


Рис. 3. Экран графического редактора СВР

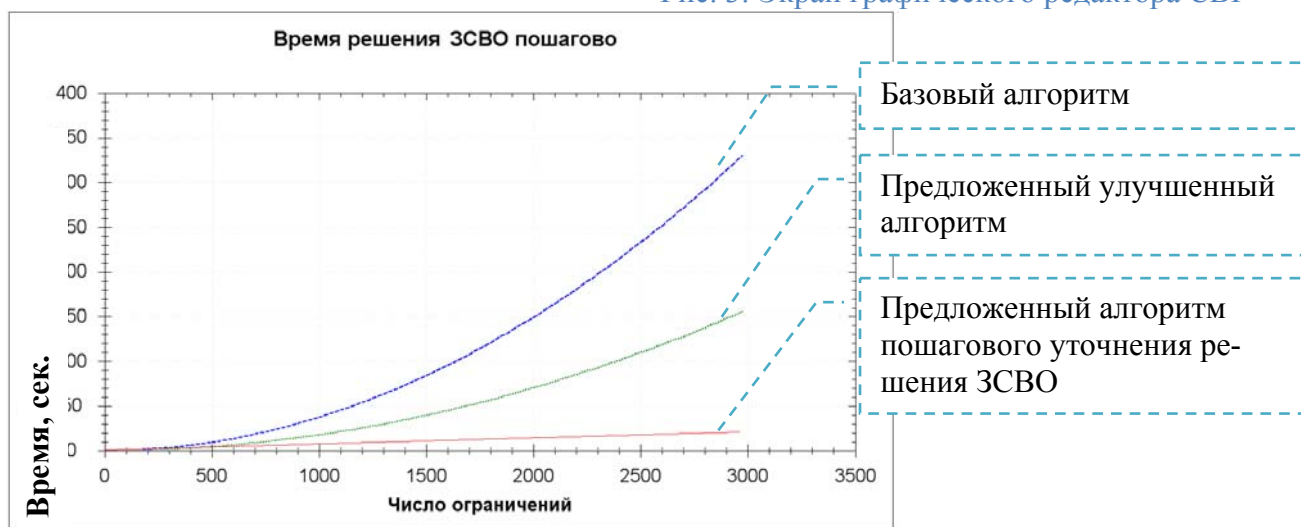


Рис. 4. Экспериментальное сравнение алгоритмов решения ЗСВО по мере поступления информации

**В четвертой главе** рассматривается практическое применение СВР в составе ИСППР РВ диагностики аварийных ситуаций и в составе блока управления движением автотранспорта для ИС УП sPARK. Современные парковки представляют собой сложные комплексы, оборудованные автоматическими шлагбаумами, камерами видеонаблюдения, охранной и пожарной сигнализацией и т.п., и актуальность создания эффективных систем управления доступом автотранспорта существенно возросла.

Основной целью ИС УП является обеспечение жизненного цикла парковки и сведение к минимуму функций обслуживающего персонала. В задачи ИС УП



входит обеспечение контроля проезда на территорию комплекса, учет владельцев транспортных средств, предотвращение угона, препятствие несанкционированному доступу на территорию и обеспечение управления соответствующим оборудованием. В качестве объекта доступа выступает автомобиль, а исполнительных устройств – шлагбаумы и ворота. После принятия решения «доступ разрешен» необходимо проконтролировать факт проезда автомобиля на территорию с учетом временного фактора. Рассматривается способ построения ИСППР РВ для ИС УП на основе СВР. Приводится разработанная архитектура, определяется набор правил с представлением временных зависимостей для задачи предотвращения злоупотреблений со стороны посетителей и обслуживающего персонала (ЛПР). Отмечается, что за счет применения СВР становятся доступными дополнительные механизмы контроля. Для управления жизненным циклом точек въезда/выезда используются продукционные правила, в которых явно вводятся временные ограничения. Пример правила «Если в момент времени  $t_1$  была активирована операция въезда  $a$  и в момент времени  $t_2$ :  $t_2 - t_1 > 2.5$  мин. операция  $a$  все еще активна, то обратить внимание оператора на задержку на въезде». При анализе последовательностей событий с помощью СВР можно выделять подозрительные (нештатные) ситуации, например, на угон (рис. 5).

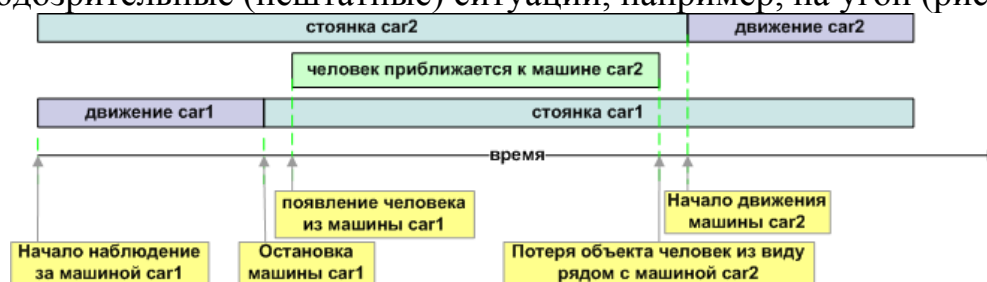


Рис. 5. Ситуация, подозрительная на угон машины

Рассматривается применение СВР в рамках ИСППР РВ, решающей задачу классификации нестандартных ситуаций, возникающих, например, при попытке «обойти» контролирующие функции системы, имитируя сбой или информируя о ложных сбоях. В таких ситуациях задача системы заключается в предоставлении возможности руководству определить, является ли сбой ложным, и выявить реальную причину события. Следует отметить, что СВР при анализе сбоя оперирует неточной (факт сбоя может быть поставлен под сомнение) и неполной (в случае частичной потери соединения с элементами системы) информацией. Благодаря хранению истории проведения операций на точках проезда и доступа в СВР возможна организация поиска нестандартных ситуаций и автоматической классификации сбоев. Нештатные ситуации могут быть выделены за счет анализа последовательности выполненных операций путем проверки эквивалентности наблюдаемых в процессе конкретной операции событий и эталонных моделей штатного или нестандартного развития ситуации.

Разработанная ИСППР РВ анализа нестандартных ситуаций может функционировать в двух режимах – непрерывный контроль с выделением аномалий в момент наблюдения и контроль по запросу. Модуль анализа нестандартных ситуаций построен по следующей архитектуре (рис. 6). Решатель на основе прецедентов соотносит временные диаграммы в последовательностях операций за определенный период с моделями, хранящимися в базах типовых штатных и

нештатных ситуаций, применяя функции, предоставляемые СВР. В случае выявления типовой нештатной ситуации ее данные заносятся в базу найденных нештатных ситуаций. Если же выявляется ситуация, которая не описана в базах типовых ситуаций, то она заносится в отдельную базу, содержимое которой анализируется экспертами.



Рис. 6 . Архитектура модуля анализа нетиповых ситуаций

Применение разработанной ИСППР позволяет решить следующие задачи: выделение сбоев в работе ИС УП и подготовка для ЛПР экспертной оценки наблюдаемых сбоев по базе типовых проблемных ситуаций; определение нештатных ситуаций, которые возникли в процессе эксплуатации ИС УП, но не были учтены при разработке управляющих правил; пресечение попыток противодействия обслуживающего персонала и посетителей.

**В заключении** приведены основные результаты диссертационной работы и сделаны общие выводы.

**В Приложения** вынесены вспомогательные таблицы и алгоритмы, а также обзор разработанного языка TQL и правила управления и контроля, примененные в разработанной ИС УП.

## ОСНОВНЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ ДИССЕРТАЦИОННОЙ РАБОТЫ

1. Проведено исследование формальных систем оперирования временем и временными зависимостями, составлена их классификация и выбран формализм для реализации временного вывода в ИС типа ИСППР РВ.

2. Рассмотрены основные требования к СВР и принципы ее построения. Определены основные задачи и функции СВР, необходимые в клиентских приложениях. Предложен принцип взаимодействия СВР и ИС.

3. Определена временная логика TLM. Предложен метод решения задач TLM, основанный на преобразовании множества утверждений TLM в ДЗСВО.

4. Рассмотрен метод решения качественных точечных ЗСВО, основанный на преобразовании ЗСВО в задачу на графе. Предложены алгоритмы решения задач выполнимости и поиска минимального представления.

5. Предложены методы ускорения процесса решения точечных ЕЗСВО. Исследованы алгоритмы решения ДЗСВО и определены методы снижения их вычислительной сложности. Введено понятие ограниченной ДЗСВО и приведены методы ее решения. Предложено правило, позволяющее уменьшить число модификаций  $TL^{PA}$ -графа в процессе решения ДЗСВО.

6. Рассмотрены методы сокращения пространства поиска для алгоритмов поиска с возвратами для решения ОДЗСВО и ДЗСВО. Предложены схема применения ПСПП, позволяющая сократить множество дизъюнктивных ограниче-

ний, объединенное правило выводимости и резолюции, позволяющее существенно сократить число вызовов алгоритма поиска выполнимого ограничения, и правило редукции числа дизъюнктов в ограничениях.

7. Предложены алгоритмы пошагового уточнения решения качественных точечных ЭЗСВО и ДЗСВО.

8. Предложены метод решения интервальных и точечно–интервальных ЗСВО, основанный на преобразовании в точечную ДЗСВО, и стратегия автоматического выбора предпочтительного алгоритма для поиска решения.

9. Предложена архитектура и программная реализация СВР. Исследованы особенности построения решателей ЭЗСВО и ДЗСВО, предложена базовая архитектура решателя. Разработан язык временных запросов TQL. Рассмотрены возможности интеграции СВР со средством построения ИС CLIPS.

10. Проведено тестирование СВР, показавшее целесообразность использования предложенных в работе методов повышения быстродействия, а также существенное преимущество по быстродействию разработанных алгоритмов пошагового уточнения решения ЗСВО по сравнению с базовыми.

11. Рассмотрено практическое применение СВР в ИСППР РВ в составе ИС УП sPARK, решающей задачу помощи ЛПР при анализе нештатных ситуаций и управлении проездом автотранспорта. ИС УП установлена на ряде объектов на территории РФ и СНГ, о чем получены акты о внедрении. Результаты диссертационной работы использованы также в научно-учебном процессе кафедры прикладной математики МЭИ (ТУ).

#### СПИСОК РАБОТ, ОПУБЛИКОВАННЫХ ПО ТЕМЕ ДИССЕРТАЦИИ

1. Еремеев А.П., Куриленко И.Е. Реализация временных рассуждений для интеллектуальных систем поддержки принятия решений реального времени // «Программные продукты и системы». Приложение к междунар. журналу «Проблемы теории и практики управления», № 2, 2005, с. 8–16.
2. Еремеев А.П., Куриленко И.Е. Реализация механизма временных рассуждений в современных интеллектуальных системах // Изв. РАН. Теория и системы управления, 2007, № 2, с. 120–136.
3. Еремеев А.П., Куриленко И.Е. «Моделирование временных рассуждений в интеллектуальных системах реального времени» // Вестник МЭИ, 2008. №1. С. 114–123.
4. Еремеев А.П., Куриленко И.Е. Некоторые принципы построения систем временных рассуждений для СППР РВ // Сб. тр. научной сессии МИФИ–2004 в 15 т. – Т.3. – М.:МИФИ, 2004. – С. 58–59.
5. Еремеев А.П., Куриленко И.Е. Архитектура подсистемы темпоральных рассуждений для ИСППР РВ // Тез. док. 10–й междунар. научно–техн. конф. студентов и аспирантов «Радиоэлектроника, электротехника и энергетика» в 3 т. – Т.1, – М.:Изд. МЭИ, 2004, – С. 320–321.
6. Куриленко И.Е. Разработка единого внутреннего представления временных ограничений, заданных в терминах точечной модели времени // Тез. док. 11-й междунар. научно–техн. конф. студентов и аспирантов «Радиоэлектроника, электротехника и энергетика» в 3 т. – Т.1, – М.:Изд. МЭИ, 2005, – С. 340–341.
7. Куриленко И.Е. Унифицированный алгоритм проверки согласованности множества отношений для точечной модели времени // Сб. тр. научной сессии МИФИ–2005 в 15 т. – Т.3. – М.:МИФИ, 2005. – С. 156–157.
8. Еремеев А.П., Виноградов О.В., Куриленко И.Е. Расширение языка CLIPS в плане конструирования интеллектуальных систем поддержки принятия решений реального времени // Сб. тр. междунар. науч.–техн. конф. «Интеллектуальные системы» в 3 т.–Т.1.–М.:ФизМатЛит, 2004, с.286–294.
9. Куриленко И.Е. Алгоритм проверки согласованности множества неточных точечных временных ограничений // Труды междунар. науч.–техн. конф. «Информационные средства и технологии». – М.: Янус–К, 2005.– Т.2.–С.24–27.
10. Еремеев А.П., Куриленко И.Е. Интеграция системы временных рассуждений со средой CLIPS // Сб. тр. междунар. науч.–техн. конф. «Интеллектуальные системы» и «Интеллектуальные САПР» в 3 т. – Т.1. – М.: ФизМатЛит, 2005, С. 301–312.
11. Борисов А.В., Казарицкий А.С., Куриленко И.Е. О современных подходах к построению систем учета автотранспорта. Программно–аппаратные средства// Информационные технологии в моделировании и управлении. – 2005. – Вып. 5 (23). – С. 636–642.

12. Борисов А.В., Куриленко И.Е. Модель временных рассуждений в распределенной системе учета автотранспорта // Информационные технологии в моделировании и управлении.–2005.–№5(23).–С. 786–794.
13. Борисов А.В., Куриленко И.Е., Хотимчук К.Ю. Модель временных рассуждений в распределенной системе платного доступа автотранспорта // Труды междунар. науч.–техн. конф. «Информационные средства и технологии». – М.: Янус–К, 2005.–Т.2.–С.20–24.
14. Куриленко И.Е. Адаптация алгоритмов временного вывода для качественной точечной модели времени к динамическому изменению исходного множества временных ограничений // Тез. док. 12-й междунар. науч.–техн. конф. студентов и аспирантов «Радиоэлектроника, электротехника и энергетика» в 3 т. – Т.1, – М.:Изд. МЭИ, 2006, – С. 402–403.
15. Куриленко И.Е. Применение механизма временных рассуждений в системе контроля доступа автотранспорта // Сб. тр. междунар. науч.–техн. конф. «Информационные средства и технологии» в 3 т.–Т.3.–М.: Янус–К, 2006.–С.118–121.
16. Куриленко И.Е. Повышение эффективности алгоритмов вывода для системы временных рассуждений // Десятая нац. конф. по искусственному интеллекту с междунар. участием КИИ–2006 (25 –28 сентября 2006 г., г.Обнинск): Тр. конф. в 3 т. – Т.1. – М.: ФизМатЛит, 2006, – С. 365–373.
17. Еремеев А.П., Куриленко И.Е. Применение механизма временных рассуждений в системе автоматизации парковочного комплекса // Сб. тр. междунар. науч.–техн. конф. «Интеллектуальные системы» и «Интеллектуальные САПР» в 3 т. – Т.1. – М.: ФизМатЛит, 2006, – С. 208–218.
18. Куриленко И.Е. Применение механизма временных рассуждений в системе автоматизации парковок // Тез. док. 13-й всероссийской межвузовской науч.–техн. конф. «Микроэлектроника и информатика 2006». – М.:МИЭТ, 2006. – С.203.
19. Куриленко И.Е. Повышение быстродействия алгоритмов временных рассуждений для качественной точечной модели времени // Сб. тр. научной сессии МИФИ–2006 в 15 т.–Т.3. – М.:МИФИ, 2006. – С. 154–155.
20. Еремеев А.П., Куриленко И.Е. Моделирование временных рассуждений в интеллектуальных системах // Сб. тр. междунар. науч.–техн. конф. «Интеллектуальные системы» и «Интеллектуальные САПР». Науч. изд. в 4 т.–Т.2.–М.:ФизМатЛит, 2007.–С. 22–32.
21. Eremeev A.P., Kurilenko I.E. Temporal reasoning for intelligent systems // In proc. Of the International Scientific Conferences “Intelligent Systems” (AIS’07). In 4 volumes. Vol. 4. – Moscow: Physmathlit, 2007, pp. 96.  
Еремеев А.П., Куриленко И.Е. Временные рассуждения в интеллектуальных системах // Сб. тр. междунар. науч.–техн. конф. «Интеллектуальные системы» AIS’07. Науч. изд. в 4 т.–Т.4.–М.:ФизМатЛит, 2007.–С. 96.
22. Куриленко И.Е. Применение механизма временных рассуждений при построении систем учета автотранспорта // Тез. док. 13-й междунар. науч.–техн. конф. студентов и аспирантов «Радиоэлектроника, электротехника и энергетика» в 3 т.–Т.1.–М.:Изд. МЭИ, 2007.–С. 370–371.
23. Куриленко И.Е. Представление метрической информации с помощью ТЛ–графов (графов, взвешенных временной информацией) // Труды междунар. науч.–техн. конф. «Информационные средства и технологии».–М.: МЭИ,2007.–Т.3.–С.52–55.
24. Борисов А.В., Куриленко И.Е. Применение управляемой программной архитектуры при разработке систем автоматизации парковочных комплексов // Труды междунар. науч.–техн. конф. «Информационные средства и технологии МФИ–2007». – М.: МЭИ, 2007.–Т.3.–С.35–38
25. Еремеев А.П., Куриленко И.Е. Применение временных рассуждений в интеллектуальных системах реального времени // Интеллектуальные системы. Коллективная монография. Выпуск второй. / Под. Ред. В.М. Курейчика. – М.: ФизМатЛит, 2007, 114–130.
26. Eremeev A.P., Kurilenko I.E. Implementation of the Temporal Reasoning Mechanism in Modern Intelligent Systems // J. of Computer and Systems Sciences International, 2007. Vol. 46. №2. Pp. 279–294.  
Еремеев А.П., Куриленко И.Е. Реализация временных рассуждений в современных интеллектуальных системах // Международный журнал компьютерных и системных исследований, 2007. том 46. №2. С. 279–294.
27. Куриленко И.Е. О методах улучшения алгоритмов вывода для системы временных рассуждений // Сб. тр. IV-й междунар. научно–практической конф. Интегрированные модели и мягкие вычисления в искусственном интеллекте в 2 т. – Т.1. – М.:ФизМатЛит, 2007 – С.149–156.
28. Куриленко И.Е. Система временных рассуждений для интеллектуальных систем // Тез. док. 14-й междунар. науч.–техн. конф. студентов и аспирантов «Радиоэлектроника, электротехника и энергетика» в 3 т. – Т.1 – М.: Изд. МЭИ, 2008. – С. 299–301.
29. Куриленко И.Е. «Обработка отношений неперекрываемости интервалов времени» // Сб. тр. научной сессии МИФИ–2007 в 17 т. – Т.3. – М.:МИФИ, 2007. – С. 198–199.
30. Куриленко И.Е. «Пошаговые алгоритмы временных рассуждений для точечной модели времени» // Сб. тр. научной сессии МИФИ–2008 в 15 т. – Т.10. – М.:МИФИ, 2008. – С. 132–133.

Подписано в печать \_\_. \_\_.08

Зак. \_\_\_\_\_

Тир. \_\_\_\_\_

П.л. 1,5

Полиграфический центр МЭИ (ТУ)

Красноказарменная ул., д.13