

В.Е. ПОДОЛЬСКИЙ, С.С. ТОЛСТЫХ

**ПОВЫШЕНИЕ ЭФФЕКТИВНОСТИ РЕГИОНАЛЬНЫХ
ОБРАЗОВАТЕЛЬНЫХ КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЕЙ С
ИСПОЛЬЗОВАНИЕМ ЭЛЕМЕНТОВ СТРУКТУРНОГО
АНАЛИЗА И ТЕОРИИ СЛОЖНОСТИ**



МОСКВА
«ИЗДАТЕЛЬСТВО МАШИНОСТРОЕНИЕ-1»
2006

В.Е. ПОДОЛЬСКИЙ, С.С. ТОЛСТЫХ

**ПОВЫШЕНИЕ ЭФФЕКТИВНОСТИ РЕГИОНАЛЬНЫХ ОБРАЗОВАТЕЛЬНЫХ КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЕЙ С
ИСПОЛЬЗОВАНИЕМ ЭЛЕМЕНТОВ СТРУКТУРНОГО АНАЛИЗА И ТЕОРИИ СЛОЖНОСТИ**

МОСКВА
«ИЗДАТЕЛЬСТВО МАШИНОСТРОЕНИЕ-1»
2006

УДК 681.3
ББК ←97
П44

Рецензенты:

Доктор технических наук, профессор,
директор ГосНИИ информационных образовательных
технологий (г. Москва)

В.П. Кулагин

Доктор технических наук, профессор, академик РАЕН,
проректор по информационным технологиям и открытому образованию Саратовского государственного социально-
экономического университета

А.А. Сытник

Подольский В.Е., Толстых С.С.
П44 Повышение эффективности региональных образовательных компьютерных сетей с использованием элементов структурного анализа и теории сложности / Под общ. ред. д-ра техн. наук, проф. А.Н. Тихонова и д-ра техн. наук, проф. С.В. Мищенко. М.: «Издательство Машиностроение-1», 2006. 176 с.

Рассмотрены аспекты повышения эффективности региональных образовательных компьютерных сетей (РОКС) с использованием элементов структурного анализа. Приводятся этапы развития РОКС на примере Тамбовской области. Дан анализ возможных мероприятий, направленных на повышение эффективности функционирования РОКС и показана целесообразность оценки структурной сложности как процедуры, позволяющей производить анализ текущего состояния РОКС и вырабатывать решения по ее реконструкции и поддержки заданного качества обслуживания клиентов. Приводится материал по основам теории сложности замкнутых систем большой размерности. Даны постановки задач оптимизации РОКС с участием авторских критериев оценки структурной сложности.

Предназначена для специалистов в области информатики, связи, системного анализа и программирования, а также студентов и аспирантов, специализирующихся в этих областях знаний.

УДК 681.3
ББК ←97

ISBN 5-94275-260-5

© Подольский В.Е., Толстых С.С., 2006
© «Издательство Машиностроение-1», 2006

ПОДОЛЬСКИЙ Владимир Ефимович,
ТОЛСТЫХ Сергей Степанович

ПОВЫШЕНИЕ ЭФФЕКТИВНОСТИ РЕГИОНАЛЬНЫХ ОБРАЗОВАТЕЛЬНЫХ КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЕЙ С ИСПОЛЬ-
ЗОВАНИЕМ ЭЛЕМЕНТОВ СТРУКТУРНОГО АНАЛИЗА И ТЕОРИИ СЛОЖНОСТИ

Монография

Редактор Т.М. Глинкина
Инженер по компьютерному макетированию Т.А. Сынкoвa

Подписано к печати 7.02.2006.

Формат 60 × 84/16. Гарнитура Times. Бумага офсетная. Печать офсетная.

Объем: 10,23 усл. печ. л.; 10,0 уч.-изд. л.

Тираж 400 экз. С. 66

«Издательство Машиностроение-1», 107076, Москва, Стромьинский пер., 4

Подготовлено к печати и отпечатано в Издательско-полиграфическом центре
Тамбовского государственного технического университета
392000, Тамбов, Советская, 106, к. 14

ТЕРМИНЫ И СОКРАЩЕНИЯ

1. РОКС – региональная образовательная компьютерная сеть.
2. ТГТУ – Тамбовский государственный технический университет.
3. ТИХМ – Тамбовский институт химического машиностроения.
4. АСНИ – автоматизированная система научных исследований.
5. АОС – автоматизированная обучающая система.
6. ИАИС – интегрированная автоматизированная информационная система.
7. ЭВМ – электронная вычислительная машина.
8. ПЭВМ – персональная ЭВМ.
9. TWN – Тамбовская беспроводная сеть.
10. РРЦ – региональный ресурсный центр.
11. РЕОИС – развитие единой образовательной информационной среды.
12. ЛВС – локальная вычислительная сеть.
13. ISP – Интернет-провайдер.
14. ФРЦ – федеральный ресурсный центр.
15. ИКТ – информационно-коммуникационные технологии.
16. ТОИПКРО – Тамбовский областной институт повышения квалификации работников образования.
17. ММ – математическая модель.
18. ОИМ – оптимальное интегрируемое множество.
19. СНУ – система нелинейных уравнений.
20. СХТС – сложная химико-технологическая схема.
21. ЦФО – Центральный федеральный округ.

ВВЕДЕНИЕ

До середины 50-х гг. XX в. инженерное образование в Тамбовской области было представлено на уровне ремесленных и технических училищ и техникумов. Эти учебные заведения сыграли важную роль в подготовке нижнего звена инженерных кадров. Среди них можно отметить Тамбовский приборостроительный техникум, Тамбовский автотранспортный техникум, Тамбовский техникум железнодорожного транспорта, Мичуринский политехнический техникум, Моршанский текстильный техникум, Моршанский строительный техникум, Котовский индустриальный техникум, Уваровский химический техникум и др.

Инженерное образование в Тамбовской области перешло на новый качественный уровень при организации в нашей области филиала Московского института химического машиностроения (с 1965 г. – Тамбовского института химического машиностроения, с 1993 г. – Тамбовского государственного технического университета (ТГТУ)).

С конца 60-х гг. прошлого века ТГТУ поставил перед собой задачу внедрения средств информатизации во все сферы деятельности вуза. Главной целью при этом была подготовка специалиста будущего. Ставка на информатизацию оказалась особо верной в условиях перехода мирового сообщества к постиндустриальному информационному обществу [64]. ТГТУ фактически стал центром информатизации образования Тамбовской области. Основным аспектом информатизации образования стало построение региональной образовательной компьютерной сети (РОКС). В начале своего существования сеть была главным образом рассчитана на нужды ТГТУ, что позволяло осуществлять подготовку специалистов, опережающих нужды предприятий. В последующем абонентами сети стали многие образовательные, научные и другие организации. Выиграно два конкурса всероссийского уровня – на создание ресурсного центра развития единой образовательной информационной среды ЦФО и на присоединение школ области к сети Интернет. Тем самым сфера образования нашей области стала заметным элементом российского и международного образовательного информационного пространства.

С ростом расходов на развитие и поддержание сети возникла задача повышения эффективности ее работы в настоящем и будущем.

В монографии, на примере Тамбовской области, приводятся теоретические и практические аспекты повышения эффективности региональных образовательных компьютерных сетей с использованием элементов структурного анализа и теории сложности.

Авторы выражают глубокую благодарность д-ру техн. наук, проф. А.М. Бершадскому и д-ру физ.-мат. наук, проф. С.М. Дзюбе за помощь в работе и сделанные замечания.

1. АНАЛИЗ СОСТОЯНИЯ РЕГИОНАЛЬНЫХ ОБРАЗОВАТЕЛЬНЫХ КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЕЙ

1.1. ПРЕДПОСЫЛКИ СОЗДАНИЯ РЕГИОНАЛЬНЫХ ОБРАЗОВАТЕЛЬНЫХ КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЕЙ (РОКС)

В данном разделе ретроспективно (с середины семидесятых годов прошлого века до наших дней) рассматриваются различные предпосылки создания РОКС (на примере Тамбовской области).

1.1.1. Автоматизированное управление научными исследованиями и учебными лабораторными установками

Первые попытки создания автоматизированных систем управления научными исследованиями в Тамбовском государственном техническом университете (ТГТУ), тогда в Тамбовском институте химического машиностроения (ТИХМ), начались в 1975 г. [1] с появлением ЕС ЭВМ. При этом было создано устройство сопряжения экспериментальных установок с ЭВМ [2, 3]. Для использования созданного устройства в режиме реального времени было разработано соответствующее математическое обеспечение [4]. При обработке экспериментальных данных использовалась специальная программа [5].

С развитием технических возможностей для целей управления научными исследованиями была создана иерархическая сеть масштаба города [6, 7]. На верхнем уровне иерархии находились высокопроизводительные универсальные ЭВМ Единой системы, объединенные в комплекс. ЭВМ верхнего уровня работали под управлением стандартных операционных систем с виртуальной памятью, систем разделения времени, сетевых методов доступа и систем управления базами данных. На этом уровне происходили накопление данных экспериментов, хранение констант, обработка данных, требующая больших вычислительных мощностей.

Следующий уровень иерархии представлял собой специализированный процесс телеобработки. Он являлся коммутатором для нижнего уровня АСНИ. Работал под управлением программы управления сетью телеобработки.

Нижний уровень был реализован на УВК МЕРА-КАМАК-60. Здесь происходили сбор и первичная обработка данных экспериментов, их накопление для передачи на обработку и длительное хранение в ЭВМ верхнего уровня. Пользователь ЭВМ нижнего уровня при помощи программных эмуляторов имел возможность со своих терминалов выходить в операционную среду верхнего уровня.

В это время появилась задача экономической оценки функционирования системы. Она была, в частности, решена в работах [8, 9].

И, наконец, развитие Интернет-технологий привело к переводу АСНИ в среду глобальных сетей. Это показано в главе 4 кандидатской диссертации одного из авторов [10]. Наиболее полно данный подход описан в учебном пособии [11].

Таким образом, как показал опыт развития, для успешного функционирования АСНИ необходима развитая научно-образовательная сеть масштаба региона.

1.1.2. Новые информационные технологии в учебном процессе

Применение ЭВМ непосредственно в учебном процессе, а не только для производства вычислений, началось у нас в 80-х гг. прошлого века. На созданной в это время терминальной сети использовалась АОС ВУЗ-ОСКАР. Экономические и временные факторы учитывались с помощью созданной нами биллинговой системы [12].

Первый опыт использования электронной почты для обучения описан нами в [13]. Более широкое использование Интернет-технологий в обучении в сфере образования Тамбовской области описано в [14]. Уделялось внимание изучению процессов восприятия и переработки информации человеком [15]. Процессы контроля усвоения знаний рассмотрены в [16]. Особенности дистанционного обучения студентов, ограниченных рамками пенитенциарной системы описаны в работе [17]. Концептуальные подходы к построению сетевых учебно-методических комплексов изложены в [18].

Всесторонне наша деятельность по информатизации образовательных процессов рассмотрена в работе [19]. Важно при этом, что созданная в Тамбовской области среда открытого дистанционного образования, является составной частью единой среды открытого образования России, подробно описанной в коллективной монографии [20].

Конкретные вопросы обучения в среде Internet представлены в [65 – 68].

Из анализа использованных в разделе 1.1.2 первоисточников можно сделать вывод: развитие открытого дистанционного образования напрямую связано с развитием Тамбовской РОКС.

1.1.3. Развитие ИАИС управления образовательными учреждениями

Это направление информатизации образования до начала 1990-х гг. характеризовалось жесткой централизацией ресурсов вокруг органов управления образовательными учреждениями. Соответственно решались задачи, необходимые для принятия решений в жестко централизованной системе управления.

Появление персональных ЭВМ (ПЭВМ), приблизительно совпадавшее с либерализацией управления, привело к почти полной децентрализации АИС, которые, будучи максимально приближенными к сотрудникам подразделений, решали соответствующие задачи этих подразделений. Появление сетей ПЭВМ позволило уйти от крайностей в построении ИАИС [21, 22]. При построении ИАИС управления вузом, другими образовательными учреждениями и всей сферой образования в целом мы руководствуемся принципами, изложенными в работах [23, 24].

Вопросы качества ИАИС затронуты в [69].

В целом, то обстоятельство, что построение современной ИАИС возможно только на основе РОКС, становится очевидным.

1.1.4. Информационные ресурсы РОКС

Информационные ресурсы РОКС появились практически вместе с самой сетью. Первый WWW-сервер в Тамбовской области был создан нами в 1994 г. [25].

В настоящее время создан и поддерживается портал <http://www.tstu.ru>, являющийся головным в комплексе серверов технического университета. Информационное наполнение портала многопланово и разнообразно, оно содержит сведения о сфере образования Тамбовского региона, информацию о Тамбове и Тамбовской области, материалы об историческом и культурном наследии региона, о промышленной сфере. Можно сказать, что портал представляет собой визитную карточку не только ТГТУ, но и всего региона [26 – 28, 70, 71]. В 2005 г. портал был создан на базе WWW-сервера.

Образование представлено на портале разнообразной информацией о:

- Тамбовском государственном музыкально-педагогическом институте им. С.В. Рахманинова;
- Тамбовском государственном техническом университете;
- Мичуринском государственном аграрном университете;
- Мичуринском государственном педагогическом институте;
- более чем двадцати техникумах и колледжах региона;
- Тулиновской и Сатинской средних школах Тамбовской области.

Кроме того, имеются ссылки на серверы Тамбовского государственного университета им. Г.Р. Державина, Тамбовского военного авиационного инженерного института, Тамбовского областного института повышения квалификации работников образования, Тамбовского приборостроительного техникума. Наиболее подробно рассказано о Тамбовском государственном техническом университете. Приводятся сведения об истории вуза, его структура, достаточно полно представлена информация о подразделениях университета, специальностях, по которым осуществляется обучение. Рассказано об учебной деятельности кафедр ТГТУ, имеется большое количество справочной информации. Особо следует отметить списки учебной и научной литературы, изданной вузами России с 1995 г. по настоящее время. Раздел «Их имена связаны с Тамбовщиной» содержит информацию о выдающихся деятелях науки, культуры, искусства, церкви, спорта, государственных и общественных деятелях, чья жизнь связана с Тамбовской областью. На портале можно тематически выделить раздел «Музыкальный венок Тамбовщины».

Сайт «Тамбовская тропинка к Пушкину» представляет пользователям сети Интернет информацию о друзьях и родственниках великого русского поэта, связанных с Тамбовщиной. Страничка о Е.А. Боратынском рассказывает о жизни поэта, об имении Боратынских, почти полностью представляет творчество нашего знаменитого земляка. Сайты о Г.Р. Державине и А.М. Жемчужникове содержат сведения биографического характера, избранные произведения названных поэтов и анализ их творчества. Рассказ о создателе первого романа-антиутопии «Мы» Е.И. Замятине дополняется примерами его литературного труда.

Поскольку социально-экономическая обстановка не способствует сохранению, а тем более приумножению историко-культурных ценностей, особое внимание уделяется размещению информации о них в сети Интернет. На портале www.tstu.ru достаточно подробно представлены:

- Тамбовский областной краеведческий музей (коллекция керамики, выставка российских наград, археологическая и этнографическая экспозиции, отдел природы);
- Тамбовская областная картинная галерея (экспозиции русского, советского, западноевропейского искусства. Отдельный раздел посвящен творчеству тамбовских художников);
- дом-музей первого наркома иностранных дел РСФСР и СССР Г.В. Чичерина (пример дворянского дома XIX в.). Представлена информация о родственниках Г.В. Чичерина, его биография, история создания музея;
- дом-музей первого народного художника СССР, первого президента Академии художеств СССР А.М. Герасимова в г. Мичуринске (страничку составляют рассказ о доме-музее, описание жизни художника, несколько десятков работ мастера);
- усадьба-музей выдающегося русского композитора С.В. Рахманинова в селе Ивановка (интерьер музея, биография С.В. Рахманинова, библиографическая информация, произведения композитора, информация о музыкальных фестивалях имени Рахманинова и т.д.);
- Моршанский историко-художественный музей (уникальная коллекция деревянной скульптуры, материалы по археологии мордвы, живопись, мебель, скульптура, керамика);
- Тамбовский музей истории медицины (история развития здравоохранения на тамбовской земле с середины XVII в. до наших дней, выдающиеся медики, уроженцы Тамбовщины, история создания музея, странички об одном из основоположников космической медицины и биологии А.Л. Чижевском и выдающемся хирурге архиепископе Луке (в миру В.Ф. Войно-Ясенецком));
- областной народный музей образования (история развития образования на Тамбовщине с XVIII в. до наших дней);
- комната-музей знаменитого русского изобретателя А.Н. Лодыгина (рассказ о роде Лодыгиных, биография А.Н. Лодыгина, экспозиция музея).

С 1997 г. начата работа по размещению на сервере ТГТУ информации о выпускаемой предприятиями области продукции и оказываемых услугах. Электронный каталог промышленной продукции и предприятий Тамбовской области состоит из:

- каталога предприятий (можно просмотреть весь список предприятий области и перечень производимой ими продукции, списки предприятий по городам и районам области, а также осуществить поиск нужного предприятия по наименованию или по его коду ОКПО);
- каталога продукции (позволяет просматривать списки продукции по группам кодов ОКП; поиск продукции осуществляется либо по названию, либо по коду ОКП; при необходимости можно ознакомиться со сведениями о производителе продукции);
- дополнительной информации о предприятиях (она представляет собой более подробный рассказ о предприятии, история, иллюстративная информация и т.д.). Просмотр этой информации возможен из специального раздела каталога и из карточки предприятия.

Для удобства пользователей приведен общероссийский классификатор продукции. Информационное содержимое сервера постоянно обновляется и пополняется. Недавно созданы сайты о:

- нашем земляке, великом русском ученом В.И. Вернадском;
- писателе С.Н. Сергееве-Ценском;
- Тамбовском кардиологическом санатории, расположенном в одном из красивейших зданий Тамбова и являющемся памятником архитектуры.

Работа по информационному наполнению сервера представлялась на Всероссийском совещании работников образования (Москва, январь 2000 г.), 2-й Международной выставке-конференции «Информационные технологии и телекоммуникации в образовании» (Москва, апрель 2000 г.), международных конференциях «ИОЛ-99», «EVA'99», «EVA'2000», всероссийской конференции «Телематика-99», региональных и областных конференциях.

В настоящее время система WWW-серверов ТГТУ преобразована в региональный образовательный портал, что потребует дальнейшего развития РОКС и улучшения ее связности с российским и мировым образовательными информационными пространствами.

1.1.5. Международные аспекты информатизации образования в регионе

Как показано в монографии [29], интеллект, будучи разновидностью капитала и элементом глобальной экономики, должен свободно перемещаться. Это влияет на функции системы образования, обособленность которой, в том числе региональная, приведет к ее постепенной деградации. Вступление в международное образовательное пространство не имеет аль-

тернативы. Это совершенно невозможно представить себе без наличия РОКС, абонентами которой должны быть все участники образовательного процесса, начиная со школьников и заканчивая профессорами вузов и руководителями образования. Мы имеем некоторый опыт вовлечения работников образования в международное информационное образовательное пространство [30].

В п. 1.1 представлены лишь некоторые аспекты информатизации образования, но и они уже ясно показывают – в Тамбовской области должна быть создана и развиваться РОКС.

1.2. ЭТАПЫ РАЗВИТИЯ ТАМБОВСКОЙ РОКС

Первые попытки создания научно-образовательной компьютерной сети масштаба области были предприняты нами в 1984 г. [31]. На технической основе двух высокопроизводительных (в масштабах того времени) ЭВМ Единой системы и трех специализированных телепроцессоров была создана сеть архитектуры SNA. Терминальные устройства сети были установлены в Тамбовском государственном педагогическом институте, НИИ «ТамбовНИХИ», банках области, Тамбовском горисполкоме и др. организациях. Перечисленное оборудование работало под управлением системы разделения времени ОС ЕС. Для учета использования удаленными организациями ресурсов сети нами была разработана биллинговая система [9].

Созданная сеть функционировала до начала 90-х гг. прошлого века и не получила развития из-за отсутствия в то время необходимых предпосылок. Прежде всего, это отсутствие надежных скоростных межобластных каналов связи, что не позволяло вывести областную сеть в единое информационное пространство. Кроме того, в начале 90-х гг., во многом усилиями Института атомной энергии имени И.В. Курчатова, в Россию начала проникать сеть Internet, построенная на более современных принципах. Создаваемая сеть получила имя Relcom.

В 1991 – 1992 гг. наш университет стал первым среди вузов России региональным провайдером сети Relcom [13, 32, 33, 72]. С начала 1993 г. университет, кроме того, исполнял обязанность узла логической в то время научно-образовательной сети Relarn [34]. На тот момент было заключено немало договоров на абонентское обслуживание в сети Relarn: с информационно-аналитическим центром администрации области, информационным центром УВД, военными училищами, вузами, школами, лицеями, НИИ. Среди абонентов Relarn – 6 кафедр университета, деканаты, управление Центра новых информационных технологий (ЦНИТ), демонстрационный зал ЦНИТ. Услугами электронной почты пользовались многие студенты университета.

Коммерческие доходы ТамбовЦНИТ и дотации ассоциации Relarn позволяли работать в сети бесплатно всем желающим образовательным и научным учреждениям. С этой целью было заключено более 30 договоров на абонентское обслуживание в сети Relcom с биржами, крупнейшими областными предприятиями, коммерческими структурами, областным управлением связи, фондом и комитетом имущества, налоговой инспекцией, ассоциациями фермеров, Госкомнефтепродуктом и др.

На первом этапе региональный узел сети Relcom пользовался только коммутируемыми телефонными каналами связи. Для соединения с центральным узлом сети Relcom использовался коммутируемый канал сети Искра-2.

Работа сети в 1992 – 1993 гг. показала, что режим только электронной почты не удовлетворяет растущие потребности абонентов. В 1994 г. наш узел сети Relcom получил некоммутируемый телефонный четырехпроводный канал до ММТС-9, где находились и находятся маршрутизаторы многих российских сетей, в том числе и сети Relcom. С этого момента ПГТУ начал оказывать абонентам полный спектр IP-услуг. Был создан первый в Тамбовской области WWW-сервер www.tstu.ru, который до настоящего времени выполняет функции научно-образовательно-культурного портала Тамбовской области [19, 34].

Возможности низкоскоростного некоммутируемого четырехпроводного канала в сеть Relcom были быстро исчерпаны. Очень важным в преодолении указанного недостатка явилось создание в составе ПГТУ федерального узла университетской сети Runnet [35] и, как следствие, построение спутникового канала в центральный узел сети в Санкт-Петербурге емкостью 64 Кбит/с, что произошло в июне 1995 г. В последующем емкость канала была увеличена до 128 Кбит/с. Тамбовский федеральный узел обеспечивал связь с глобальным Internet по двум каналам – спутниковому (128 Кб/с) на центральный узел Runnet в Санкт-Петербурге и наземному (28 Кб/с) на узел Relcom в Москве. Узел имел все необходимые сетевые службы: роутинг, DNS, почту, серверы приложений (NEWS, FTP, WWW). Здесь же был установлен модемный пул, имелась машина для обработки UUCP-почты. В практику работы телекоммуникационной системы узла был внедрен протокол с динамической маршрутизацией BGP, что обеспечивало более гибкое управление информационными потоками и повышало надежность работы в сети. Для внедрения BGP была получена автономная система из 32-х IP-сетей класса C. Переход Тамбовского узла Internet на протокол BGP существенно повысил надежность связи с Internet для абонентов образовательных учреждений области [36]. Настройка маршрутизаторов производилась с учетом известных рекомендаций [37, 38].

Дальнейшее развитие внешней связности шло по пути использования волоконно-оптических каналов: в сеть RB-net емкостью 1 Мб/с, в сеть РТК-Интернет – 2 Мб/с, в сеть Транстелеком – 2 Мб/с, в сеть RUNNet – 2 Мб/с.

С появлением скоростного доступа в сеть используемые ранее абонентами узла выделенные и коммутируемые телефонные каналы перестали зачастую удовлетворять возросшим потребностям. Поскольку в 1995 г. никто не мог дать нашим абонентам канал с производительностью 64 Кб/с и более, мы были вынуждены развивать собственную скоростную беспроводную сеть. Первые эксперименты начались в середине 1995 г., а в 1997 г. сеть была принята в рабочую эксплуатацию и названа «Тамбовская беспроводная сеть передачи данных», Tambov Wireless Network (TWN). Она удовлетворяет стандарту IEEE 802.11b. В настоящее время сеть имеет 4 базовые станции (две в Тамбове, на ж/д станции Ломовис, в г. Кирсанове) и охватывает радиодоступом Сампурский, Тамбовский, Рассказовский и Кирсановский районы. Сельские школы получают симметричный доступ в Internet – 192 Кб/с [39, 40, 73 – 75].

К 2003 г. Тамбовская областная научно-образовательная сеть стала очень сложным распределенным организмом. Любые перестройки сети требуют больших материальных и людских затрат. Поэтому на разных этапах развития применялись принципы имитационного моделирования сети как системы массового обслуживания. Строились имитационные алгоритмы с использованием методологий и идей, описанных в работах [41 – 45].

Достигнутое состояние сети удовлетворяло тогдашнему состоянию потребностей науки и образования Тамбовской области. Однако, более чем десятилетний опыт развития показывает, что появятся и уже появились новые способы использования сети, требующие ее дальнейшего развития. Концентрированно это показано в работе [19]. Кроме того, новые задачи перед нами ставила Федеральная целевая программа «Развитие единой образовательной информационной среды (2001 – 2005 гг.)» (РЕОИС). Совместно с администрацией Тамбовской области, Управлением образования Тамбовской области, Тамбовским областным институтом повышения квалификации работников образования нами разработана областная целе-

вая программа «Развитие единой образовательной информационной среды Тамбовской области» на 2002 – 2005 гг. Наряду с другими задачами ставилась задача развития областной научно-образовательной сети и обеспечения доступа к ней всех научных и образовательных учреждений области. Одним из мероприятий по реализации Федеральной целевой программы РЕОИС является создание системы ресурсных центров. Тамбовский государственный технический университет, в консорциуме с ведущими в области информатизации образования вузами и при поддержке администрации Тамбовской области, принял участие и выиграл конкурс на создание Федерального ресурсного центра (ФРЦ) методического, кадрового и материально-технического обеспечения развития единой образовательной информационной среды в регионах Центрального федерального округа (ЦФО) [19].

Одной из целей решения поставленных выше задач является построение высокоскоростной волоконно-оптической сети как части ядра телекоммуникационной инфраструктуры распределенного ресурсного центра (РРЦ) регионов Центрального федерального округа в Тамбове. РРЦ регионов ЦФО представляет собой территориально распределенную инфраструктуру, направленную на методическое, нормативно-техническое, организационное и материально-техническое обеспечение развития единой образовательной информационной среды на территории округа. Предполагалось, что центр будет состоять из головной организации и пяти подцентров, расположенных в городах: Москва, Пушкино, Орел, Владимир и Воронеж. Каждый участник проекта должен обеспечивать высокоскоростное внешнее взаимодействие с Минобразованием России, головной организацией системы ресурсных центров и между собой.

Кроме того, должно быть обеспечено взаимодействие с региональными ресурсными центрами и территориальными органами управления образованием. На территории своих областей каждый участник проекта должен выполнять функции региональных ресурсных центров.

Рассмотрим более детально развитие сети.

Тамбовская областная научно-образовательная сеть [33, 40] развивается на технической базе беспроводной телекоммуникационной инфраструктуры объекта связи TWN, оператор связи – Тамбовский государственный технический университет. ТГТУ имеет в Тамбове семь территориально разнесенных площадок (рис. 1.1), связанных в настоящее время беспроводными и волоконно-оптическими магистралями TWN, в том числе:

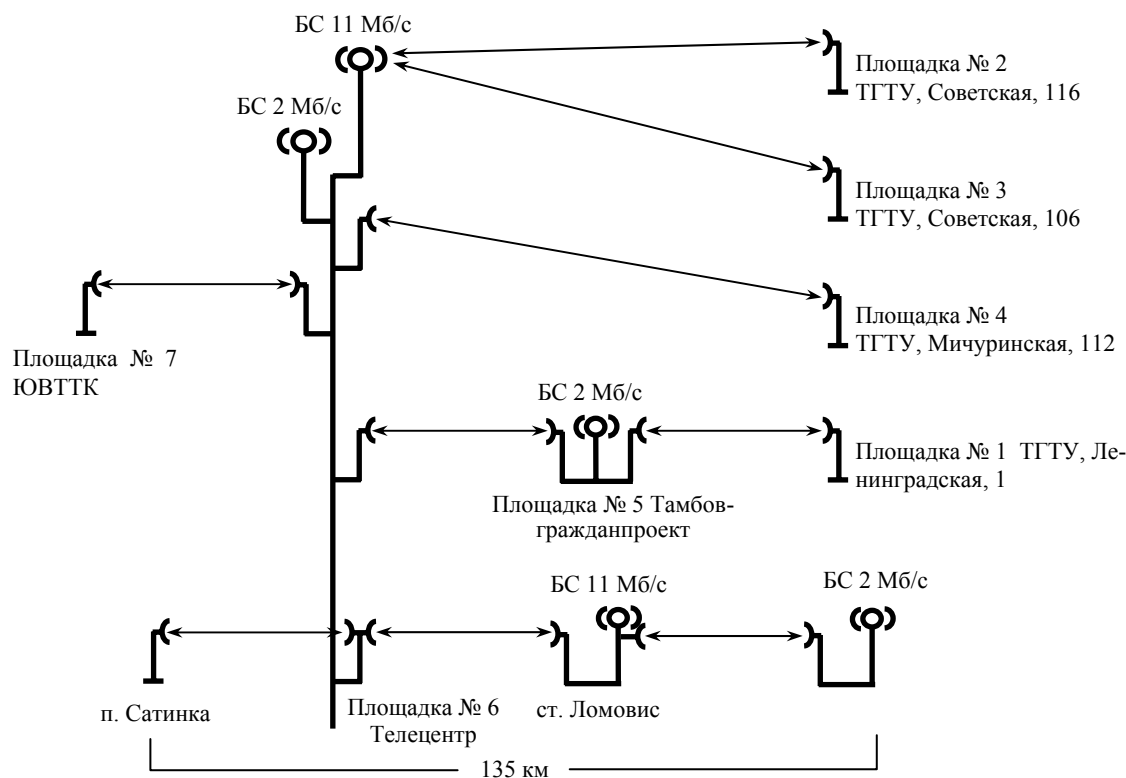


Рис. 1.1. Структурная схема TWN

- площадка № 1 – корп. ТГТУ по адресу: ул. Ленинградская, 1;
- площадка № 2 – корп. ТГТУ по адресу: ул. Советская, 116;
- площадка № 3 – корп. ТГТУ по адресу: ул. Советская, 106;
- площадка № 4 – корп. ТГТУ по адресу: ул. Мичуринская, 112;
- площадка № 5 – проектный институт «Тамбовгражданпроект» по адресу: ул. Советская, 34;
- площадка № 6 – Телецентр по адресу: ул. Мичуринская, 121;
- площадка № 7 – Дистанция сигнализации и связи Юго-восточной железной дороги по адресу: Привокзальная пл.,

10.

Основу TWN составляет беспроводная магистраль (Backbone) село Сатинка – площадка № 6 – ст. Ломовис – г. Кирсанов. Суммарная протяженность ее участков около 135 км.

Магистраль имеет в Тамбове три ответвления, соединяющие площадки ТГТУ:

- 1) площадка № 6 – площадка № 5 – площадка № 1;
- 2) площадка № 6 – площадка № 7;
- 3) площадка № 6 – площадка № 4.

Все участки магистрали построены на оборудовании 11 Мб/с (реальная производительность каждого участка до 4,5 Мб/с).

К магистрали подключены базовые станции, в том числе:

- две на площадке № 6, производительность 11 Мб/с и 2 Мб/с;
- одна на площадке № 5, производительность 2 Мб/с;
- одна в точке Ломовис, производительность 11 Мб/с;
- одна в точке Кирсанов, производительность 2 Мб/с.

Имеется задел для построения базовой станции в точке Сатинка (в виде полностью смонтированного антенно-мачтового хозяйства).

TWN используется как для организации корпоративной сети ТГТУ, так и для оказания услуг связи сторонним организациям. С запуском ВОЛС беспроводные магистрали в Тамбове стали носить резервный характер.

К внешним каналам TWN по состоянию 2003 г. была подключена в точках:

- площадка № 5 – два канала в Ростелеком производительностью 1 Мб/с в сеть RB-net и 2 Мб/с в сеть РТК-Интернет (представитель ООО «Криптон», г. Ростов-на-Дону);

- площадка № 7 – канал в Транстелеком, производительность 2 Мб/с;
- площадка № 1 – спутниковый канал Runnet, производительность 128 Кб/с.

В целях построения корпоративной сети университета корпуса ТГТУ подключены:

- непосредственно к магистрали – площадка № 1 и площадка № 4;
- к базовой станции 11 Мб/с на площадке № 6 – площадка № 2 и площадка № 3.

Подключение корпусов университета через базовую станцию было вынужденным и продиктовано нехваткой номиналов радиочастот.

Анализ информационных потоков, циркулирующих в существующей инфраструктуре TWN в то время и ожидаемых в перспективе, произведенный с помощью теоретического аппарата (гл. 2 и 3), позволяет выявить наиболее узкие участки сети.

Самым напряженным является участок: площадка № 6 – площадка № 5, через который проходят:

- трафик площадки № 4, направленный в сторону площадки № 1 и обратно;
- внешний трафик – площадка № 4 и трафик сторонних организаций, проходящих с площадки № 6 в сторону каналов Ростелеком и обратно;
- суммарный трафик площадки № 1 и сторонних организаций, приходящих с площадки № 5, направленный в сторону Транстелекома и обратно.

Следующим по степени напряженности является участок: площадка № 6 – площадка № 7, через который проходит весь внешний трафик в сторону Транстелекома и обратно. Примерно равным по напряженности последнему является участок базовой станции 11 Мб/с на площадке № 6, к которому подключены две площадки ТГТУ.

Нагрузка на участок, площадка № 5 – площадка № 6, усугубляется еще и тем, что неудачно расположена точка размещения основных сетевых сервисов, сосредоточенных в настоящее время в аппендиксе беспроводной магистрали на площадке № 1. При существующей инфраструктуре их следовало бы разместить на площадке № 5 или на площадке № 6. Выбор между этими двумя точками определяется соотношением интенсивности запросов к сервисам, приходящих от площадки № 4 и сторонних организаций от площадки № 6, с одной стороны, и площадки № 1, модемных пулов и сторонних организаций, обращающихся к сервисам от площадки № 5, с другой стороны. Перенос сервисов в одну из этих точек мог бы снять непроизводительную нагрузку с участка магистрали площадка № 5 – площадка № 1.

Проведенный анализ позволил предложить пути реконструкции существующей беспроводной телекоммуникационной инфраструктуры, направленной на устранение узких мест и построение оптимальной структурированной сети [47].

Если учесть, что трафик, образуемый ТГТУ, более чем вдвое превышает трафик сторонних организаций, то реконструировать в первую очередь следует все три ответвления беспроводной магистрали, расположенные в г. Тамбове. При этом реконструкция должна обеспечить не только существенное повышение производительности этих участков магистрали, но и отделение корпоративной сети ТГТУ, включающей все четыре корпуса университета, от сети сторонних организаций, используемой на договорной основе.

Поскольку в настоящее время существенное повышение производительности участков магистрали можно обеспечить только на основе кабельных линий связи, а протяженность участков составляет от 1,5 до 10 км, была предложена схема на основе волоконно-оптического одномодового кабеля, проложенного по опорам контактной сети городского электротранспорта (рис. 1.2).

Магистраль высокоскоростной Локальной вычислительной сети (ЛВС) (далее Магистраль) должна соединять корпуса образовательных учреждений, расположенных на значительном расстоянии друг от друга и представляющих собой площадки наибольшей концентрации информационных ресурсов.

Территориальная удаленность этих площадок друг от друга и технические требования с учетом перспективы развития и увеличения производительности определили выбор волоконно-оптического одномодового кабеля в качестве физической среды Магистрали. Технические требования к производительности Магистрали, ограничения на единовременную стоимость проекта, обеспечение сохранения инвестиций и преемственности технологий определили выбор оборудования канального уровня. В связи с этим построение Магистрали на канальном уровне предлагается проводить в несколько очередей.

Первая очередь предусматривает оснащение линий связи канальным оборудованием стандарта Gigabit Ethernet. Это обеспечивает преемственность технологий в случае применения впоследствии стандарта 10 Gigabit Ethernet и условия достаточности производительности каналов доступа к перспективным внутренним ресурсам сети таким, как:

- кластерные серверы параллельных вычислений, суперкомпьютерные центры;
- электронные библиотеки [48];
- информационные системы учебного книгоиздания [49, 50];
- серверы дистанционного образования [19];
- системы удаленного управления процессами [51, 52];
- мультимедиа-технологии реального времени;
- ГИС-технологии;
- технологии Интернет-2 и MirNet;

- системы управления единой интегрированной автоматизированной информационной системой Минобрнауки России (ИАИС), включающей в себя систему управления университетом и в целом сферой образования региона, функционирующие на базе современных СУБД и программного обеспечения фирмы SAP [53];

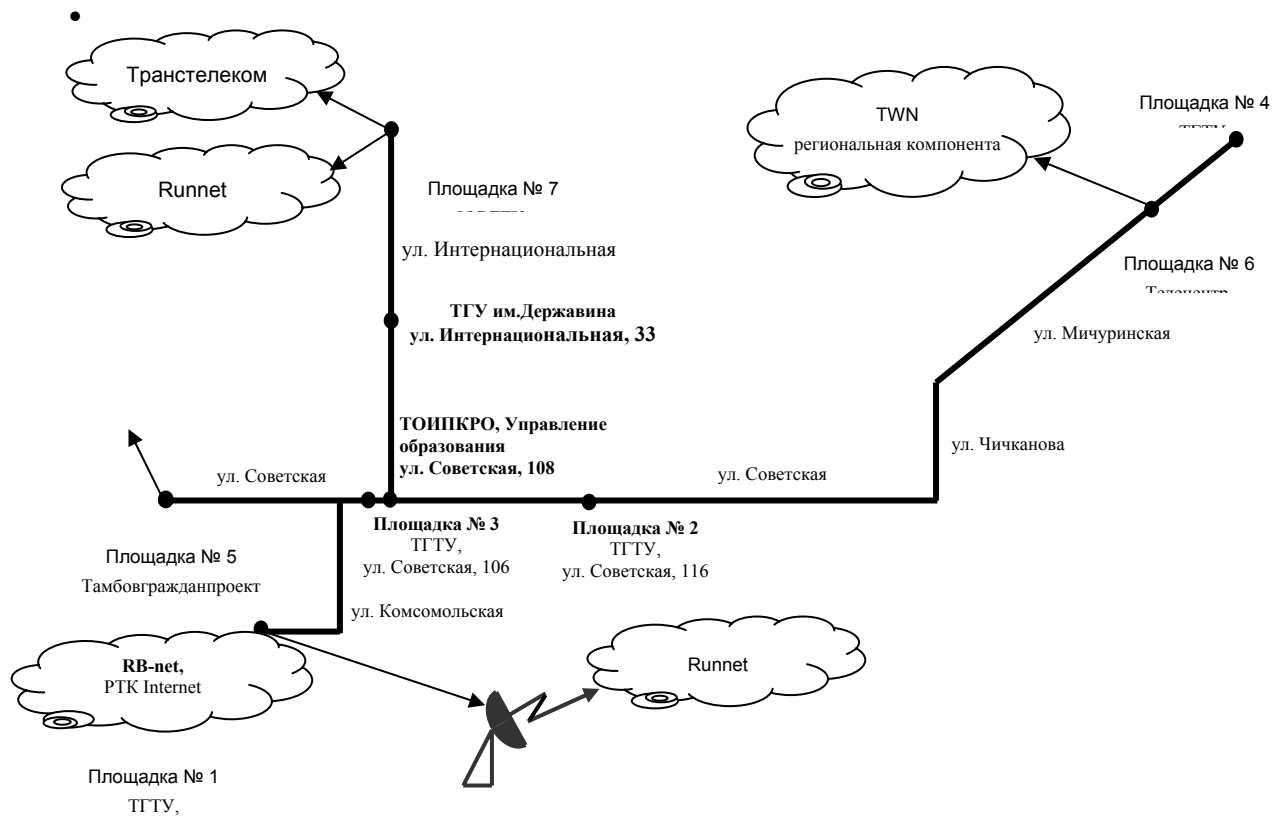


Рис. 1.2. Схема трассы волоконно-оптической линии связи

- IP-телефония;
- видео-, теле- и аудиоинтернет-трансляции для образовательного процесса.

Вторая очередь предусматривает поэтапный перевод части участков и Магистральной в целом на технологию SDH с построением сети типа точка-точка, кольцо, точка-кольцо, и т.д.

Все SDH оборудование на этом этапе должно иметь интерфейсы Ethernet 10/100/1000 UTP и возможность организации локальных вычислительных сетей поверх SDH. При этом количество портов Gigabit Ethernet на каждой площадке должно быть не менее 15.

Третья очередь предусматривает повышение надежности и резервирования за счет прокладки дополнительных участков линий связи и организации физического кольца.

Последняя очередь предусматривает внедрение технологий стандартов xWDM.

Оборудование, высвобождающееся в результате реализации второй и последующих очередей, интегрируется в ядро телекоммуникационной инфраструктуры.

При выборе площадок, соединяемых Магистралью, исходили из следующих критериев:

- принадлежность площадок системе Минобрнауки России;
- наличие развитой сетевой инфраструктуры;
- степень наполнения сетей информационными ресурсами;
- готовность инфраструктуры сетей к адаптации предлагаемых технологий;
- наличие развитой внутрирегиональной сетевой инфраструктуры и возможностей ее развития;
- наличие опыта работы с интернет/интранет технологиями;
- структурированность сетей и качество управляемости;
- достигнутый уровень сетевого администрирования;

территориальная приближенность площадок размещения оборудования к другим площадкам образовательных учреждений и учреждений системы образования.

Исходя из этих критериев, выбраны корпуса ТГТУ и точки их подключения к сетям Интернет-провайдеров национального уровня.

Учитывая территориальную расположенность корпусов ТГТУ, эксплуатационные расходы на поддержание функционирования Магистральной, опыт эксплуатации аналогичных линий связи в ряде областей России, единственно приемлемым вариантом выбран вариант прокладки линий связи на опорах. В качестве опор, учитывая расположенность корпусов ТГТУ и площадок размещения оборудования, выбраны опоры городского электротранспорта и частично уличного освещения. При этом учитывались территориальная приближенность площадок размещения оборудования к другим площадкам учреждений системы образования, таких как ТОИПКРО, Управление образования Тамбовской области, здания ТГУ им. Г.Р. Державина, интеграция с сетью администрации Тамбовской области. Учитывая вышеизложенное, была определена трасса Магистральной.

Протяженность трассы – более 12 км. На трассе расположены семь точек доступа – корпуса ТГТУ и площадки размещения сетевого оборудования ТГТУ.

Площадки № 1 – 4 – корпуса ТГТУ оснащаются гигабитными коммутаторами (с возможностью маршрутизации). Оптические гигабитные интерфейсы коммутаторов соединены между собой в полносвязную сеть. Площадки № 5 – 7 – это точки выхода в глобальный Интернет к сети MirNet, Интернет-2 и другим сетям образования, науки и высшей школы.

Результатом технической реализации проекта должно быть построение линий связи, установка и ввод в эксплуатацию технических средств, необходимых для оказания услуг связи, развития ЕОИС и высокоскоростного взаимодействия с организациями – участниками обеспечения функционирования системы ресурсных центров Минобрнауки России [54, 55, 76].

1.3. ТИПОВЫЕ ПОДХОДЫ К ПОСТРОЕНИЮ КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЕЙ

Данный раздел подготовлен на основе материалов отчета по Госконтракту № 2343 от 15.11.2002 «Создание Федерального ресурсного центра методического, кадрового и материально-технического обеспечения развития единой образовательной информационной среды в Центральном федеральном округе (включая Москву)» и его развитие на 2003 – 2005 гг. и монографии [56]. ТГТУ являлся исполнителем госконтракта, один из авторов – его руководителем, в качестве соисполнителей выступали ГНИИТТ, ВорГТУ, ВлГУ, ОрелГТУ, ПушГУ и Технопарк инноваций в науке и образовании.

Создание высокоэффективной телекоммуникационной инфраструктуры, основанной на высокоскоростных транспортных каналах связи, является важным условием развития и функционирования информационной образовательной среды.

В качестве транспортной среды создания и функционирования единого информационно-образовательного пространства России, включая развитие ее для внутрисубъектных территориальных образований (федеральных округов, субъектов Федерации, районов и муниципальных округов и т.д.), целесообразно использовать существующую инфраструктуру российских научно-образовательных сетей, входящих в национальный сегмент глобальной сети Интернет. Крупнейшими телекоммуникационными сетями науки и образования являются сети RUNNet, RBNNet, RadioMSU, Relarn-IP, FreeNet, RSSI и некоторые другие. Следует отметить, что их территориальная плотность в пределах Центрального федерального округа достаточно высока, что позволяет прогнозировать достаточно динамичное развитие единой иерархической соподчиненной телекоммуникационной среды, обладающей высокоскоростными каналами связи.

Так, только одна лишь федеральная университетская сеть RUNNet объединяет десятки региональных, местных и вузовских сетей. Через международный канал сети RUNNet проанонсировано более 1000 сетей класса C. Сеть RUNNet является крупнейшей научно-образовательной сетью России, практически все крупные региональные вузы Центрального федерального округа, много учреждений и организаций Минобрнауки России используют связные и информационные ресурсы глобальной метасети Internet.

Тем не менее, существует ряд факторов, ограничивающих эффективность использования указанных сетей. К ним относятся:

- отставание темпов роста пропускной способности названных сетей от потребностей вузов и других организаций сферы образования;
- недостаточная пропускная способность зарубежных линков рассматриваемых сетей;
- недостаточная логическая и территориально-административная связность различных телекоммуникационных сетей науки и образования между собой и с сетями других провайдеров;
- применение недостаточно эффективных и современных сетевых протоколов и протоколов маршрутизации в используемых сетях, методов сетевого мониторинга и распределения нагрузки.

Развитие магистральной инфраструктуры телекоммуникационных сетей сферы образования является одним из основных условий создания единой образовательной среды. Оно подразумевает два основных взаимосвязанных направления. Первое направление связано с развитием традиционной метасети Интернет и технологий на ее основе. Второе направление подразумевает создание сетей на базе коммуникационных и информационных технологий нового поколения, характеризующихся высокими скоростями передачи информации и гарантированным качеством сервиса.

Чтобы обеспечивать реализацию этих задач, опорная инфраструктура, формируемая для решения задач информатизации регионов Центрального федерального округа, должна удовлетворять следующим требованиям:

- поддержка высокой скорости передачи данных (ПД);
- масштабируемость используемых технологий;
- высокий уровень надежности и безопасности ПД;
- обеспечение гарантированных пропускных способностей для всех каналов, образующих сеть и качество предоставляемых услуг;
- использование единой технологии ПД в разномасштабных сегментах сети;
- эффективное управление ресурсами сети и параметрами качества;
- эффективное использование каналов связи;
- минимальная стоимость расширения инфраструктуры.

Основными компонентами опорной сети в пределах Центрального федерального округа являются:

- опорные точки доступа (ОТД), обеспечивающие подключение региональных сетей и межсетевой обмен трафиком;
- магистральные каналы, связывающие ОТД между собой;
- система связи с другими сетями и метасетью Интернет;
- централизованная система управления, обеспечивающая необходимое резервирование.

Решение этих ресурсоемких задач носит стратегически важный характер. Оно возможно на пути взаимодействия с другими заинтересованными отраслевыми ведомствами, крупными операторами связи и коммерческими ISP, расположенными на территории округа, заинтересованными в скорейшей апробации и доведении новейших технологий до стадии практической реализации.

Для большинства региональных сетей, функционирующих в пределах Центрального федерального округа в настоящее время, можно сформулировать следующие технические особенности.

Выделенные каналы (медные пары) остаются пока самым распространенным видом используемой региональными сетями коммуникационной среды. Этот вид каналов чаще всего используется для удаленного подключения локальных сетей к узлам региональных (опорных) IP-сетей. Стоимость аренды каналов связи в существующих оптоволоконных маги-

стралях значительно выше и трассы их прохождения не всегда близки к местонахождению организаций-пользователей. Поэтому такие оптоволоконные каналы используют, как правило, лишь в качестве магистральных между узлами (точками присутствия) опорных сетей.

Классическая IP-архитектура большинства региональных сетей определяет выбор аппаратно-программных платформ. Преобладает использование в узлах доступа аппаратных маршрутизаторов (в основном производства фирмы Cisco Systems серий 2000, 3000, реже 4000, 7000 и 4500), как правило, в сочетании с модемами для выделенных линий производства фирм Motorola, RAD и ряда других.

Для удаленного подключения локальных сетей в их структуру включают либо аппаратные маршрутизаторы класса LAN/WAN (типа Cisco 1600), либо программные маршрутизаторы на базе UNIX-станций, работающих, как правило, под операционными системами Linux или FreeBSD.

Поэтому основными направлениями развития высокоэффективных региональных сетей сферы образования, обладающих высокоскоростными каналами связи, должны стать:

- дальнейшее увеличение пропускной способности каналов связи опорной сети, развернутой на базе системы РЦИ/ЦНИТ, расположенных в пределах Центрального федерального округа, и внедрение ATM и других перспективных технологий;

- увеличение пропускной способности внешних каналов связи, внедрение ATM на междугородных каналах;
- развитие внутрирегиональной инфраструктуры сети на базе технологий VSAT;
- решение задачи «последней мили» для учреждений среднего общего и профессионального образования.

При этом в полной мере следует использовать потенциал ведущих региональных вузов, которые должны стать опорными центрами, обеспечивающими легкий и льготный доступ к информационным образовательным ресурсам для всей системы образования округа, к ресурсам высокопроизводительных ЭВМ.

Тенденции развития технологий передачи данных для территориально распределенных сетей можно проследить на примере технологий PDH (плезиохронная цифровая иерархия) и ATM (асинхронный режим передачи):

- 1980 – 1990 – широкое распространение TDM-оборудования, как основы для построения сетей PDH;
- 1991 – 1995 – развитие Frame Relay и ATM;
- 1996 – 1997 – принятие концепции мультисервисных сетей ATM;
- 1998 – 2003 – широкое распространение ATM.

Отсюда становятся очевидными два направления:

1. Продолжать развитие сетей на базе TDM-оборудования и отвечать на современные требования по предоставлению телекоммуникационных услуг путем инсталляции дополнительного магистрального оборудования («технологических заплат») и, как следствие, создание наложенных сетей.

2. Используя полную совместимость сетей ATM с TDM, осуществлять переход на современные технологии мультисервисных сетей с постепенным вытеснением TDM по мере амортизации устаревшего оборудования, выигрывая время на подготовку к взрывному росту спроса на услуги мультисервисных сетей в обозримом будущем.

Первый путь подразумевает продление жизни устаревающей технологии и соответствует оптимальному решению для конца 1980-х – начала 1990-х гг. Тем не менее, такое решение не исключает перехода на ATM-сети, а лишь оттягивает этот переход на более позднее время, накапливая на баланс неперспективное оборудование и откладывая переоснащение сети на период массового спроса на услуги мультисервисных сетей ATM, чем предопределяются еще большие затраты на будущее.

Второй путь соответствует современному технологическому уровню.

Сети TDM по своему назначению предусматривают использование мультиплексов для предоставления фиксированной полосы пропускания для независимых услуг. Основным же достоинством технологии ATM является предоставляемая ею возможность объединять различные типы трафика в единый поток с помощью механизма статистического мультиплексирования, позволяющего более эффективно использовать полосу пропускания.

Переход на ATM не только позволяет сэкономить средства за счет объединения ресурсов магистрального оборудования первичной сети и уменьшения расходов на дальнейшую модификацию, но и приносит непосредственный экономический эффект благодаря возможности предоставлять широкий спектр услуг.

Очевидно, что телефонные сети развиваются в направлении распределенной коммутации с помощью технологии ATM. Об этом же говорит и встречная тенденция развития самих АТС – появление интерфейсов ATM у станций ряда ведущих производителей.

Сети SDH и ATM обеспечивают работу приложений, чувствительных к времени задержки передачи сигналов. Однако сеть SDH не может сама коммутировать цифровые голосовые каналы – коммутацию осуществляет АТС и таким образом увеличивается время коммутации, так как вызов абонента может проходить через несколько последовательных АТС. Принятие стандартов сети ATM, позволяющих ей самой коммутировать виртуальный голосовой канал по набранному номеру цифровой сети, в два раза сокращает число интерфейсов подключения на АТС, а значит, снижает их стоимость.

В этой связи сети SDH целесообразно использовать в качестве транспортных сетей для технологии ATM, которая становится связующим звеном между локальными компьютерными сетями и глобальными транспортными сетями SDH. ATM-трафик наиболее подходит для транспортирования в средах SDH, учитывая, что виртуальные контейнеры VC-n могут нести в упакованном виде поток ATM ячеек в качестве полезной нагрузки.

Переход на технологию ATM на новых оптических участках позволяет исключить дополнительные затраты на создание первичной сети передачи данных SDH с низким уровнем сервисных услуг и наложенных сетей, как «технологических заплат» под дополнительные телекоммуникационные услуги. Важным преимуществом ATM является мультисервисность и оптимизация использования магистральных каналов за счет динамического выделения пропускной способности различным видам трафика.

Являясь основой для предоставления интеллектуальных сетевых услуг, сетевая архитектура должна поддерживать взаимодействие для всех унаследованных сетей, основанных на коммутации пакетов, ячеек или кадров, распространяя применение элементов услуг на пограничных устройствах через высокоскоростное магистральное ядро. Расширение спектра предоставляемых объединениями бывших Электросвязей услуг на основе мультисервисной сети передачи данных с сохранением существующей телефонной услуги в качестве базовой и приоритетной на сегодняшний день представляет собой главную задачу, комплексное решение которой предлагается полным спектром оборудования Cisco Systems от оконечных пользовательских устройств до магистральных коммутаторов.

Для мультисервисной сети подобные услуги должны обеспечить:

- оптимальное использование существующих транспортных (SDH) и коммутационных телефонных систем сети общего пользования (ТфОП) и прозрачность для различных протоколов телефонной сигнализации ОП SS-7, CCS, CAS, MFP-U1, MFP-U2, MFS, 2BCK и др.;
- передачу трафика данных и трафика телефонной сети общего пользования с суммарной задержкой при передаче телефонного трафика не более 0,2 с;
- возможность предоставления всем категориям пользователей гарантированного качества обслуживания (QoS) в части предоставления голосового сервиса, мультимедиа и сервиса типа video-on-demand (видео по заказу);
- предоставление конечным абонентам сети (домашним пользователям) и корпоративным клиентам высокоскоростного доступа к ресурсам частных информационных сетей и ресурсам Internet с обеспечением сохранения телефонной услуги на абонентской линии;
- возможность создания на основе сети поставщика услуг (оператора связи) виртуальных корпоративных частных сетей с предоставлением полного спектра услуг по объединению разнородных сетевых систем.

Основными характеристиками широкополосных ATM-сетей являются:

- Масштабируемость. Подразумевает возможность наращивания пропускной способности сети и количества подключений конечных абонентов сети без внесения существенных изменений в логическую структуру сетевой системы и с наименьшими затратами на дополнительное сетевое оборудование;
- Мультисервисность. Эта характеристика сети означает, что создаваемая сеть имеет полный набор услуг доступа к информационным ресурсам, включая передачу цифрового и голосового трафика, данных мультимедиа (видеотрансляции и видеоконференции), а также поддержку всех применяемых сетевых протоколов передачи данных;
- Отказоустойчивость. Отказоустойчивость сети обеспечивается за счет резервирования основных узлов и блоков активного сетевого оборудования, создания резервных линий связи и применения современных протоколов управления потоками данных.
- Перспективность. Имеется в виду наличие стратегических перспектив использования и наращивания сети за счет предоставления абонентам телефонных сетей услуг доступа к сетям передачи данных через имеющиеся каналы и линии связи;
- Преемственность (сохранение инвестиций). Предоставление дополнительных услуг абонентам сети не должно повлечь за собой существенных изменений в составе имеющегося телефонного оборудования и линий связи, а также не должно сказываться на качестве телефонных услуг.

Для того, чтобы оптимизировать доходные (услуги) и расходные (содержание сети) части Cisco в своих решениях построения крупных распределенных сетей рекомендует многоуровневую логическую модель, включающую два основных уровня: пограничная сеть и ядро.

Пограничная сеть используется для предоставления приносящих доход услуг. Ядро используется для оптимизации расходов, для чего применяются эффективные транспорт и ширина полосы пропускания для генерируемого пограничными сетями трафика. В общей форме можно сказать, что «Пограничная сеть» – это максимизация доходов, а «Ядро» – это минимизация затрат. И это важно для понимания различия между функциями двух платформ – пограничных сетей и ядра.

Роль ядра сети заключается в обслуживании пограничной сети.

Ядро, прежде всего, отвечает за консолидацию потоков низкоскоростного трафика, поступающего от пограничных устройств в высокоскоростные транки, упрощая сетевую топологию и достигая эффективного использования полосы пропускания через транспортную инфраструктуру.

Узлы ядра должны транспортировать большое количество трафика и обеспечить очень высокую коммутационную емкость. Работоспособность и постоянная доступность ядра также являются ключевым моментом, так как должна быть гарантия того, что в случае сбоя в ядре качество обслуживания не пострадает. И, наконец, так как конечный пользователь не напрямую подсоединяется к платформе ядра, здесь отсутствует необходимость в применении разнообразных интерфейсов, как в случае пограничного коммутатора. Следовательно, сетевые элементы ядра нуждаются только в высокоскоростных интерфейсах для агрегирования трафика от пограничных сетей (обычно это OC-3/STM-1 и выше) и еще более скоростных транковых интерфейсах (OC-12/STM-4 и выше).

Магистральные сети должны использовать преимущества скоростных оптических технологий и стать функционально прозрачными для доставленных услуг пограничных сетей. Магистральные сети предназначены для обслуживания пограничных сетей. Ключевая функция ядра состоит в предоставлении высокоскоростного, высокоплотного транспорта для трафика. Для удовлетворения требований к полосе пропускания в ядре сети предлагается использовать устройства SDH/Synchronous Optical Network (SONET), а в будущем оборудование dense wave-division multiplexing (DWDM) – спектральное мультиплексирование по длине волны.

Ядро сети должно обеспечивать гибкий транспорт для более чем одной пограничной сети. В свою очередь эти пограничные сети могут включать сетевые элементы от более чем одного поставщика услуг, Заказчика или индивидуального пользователя.

Таким образом:

- Ядро сети должно предоставить экономически эффективный транспорт для IP и ATM-трафика; следовательно, должно поддерживать основанные на стандартах, гибкие протоколы маршрутизации;
- Ядро сети должно иметь возможность наращивания емкости, полностью прозрачного для пограничных сетей – другими словами, ядро никогда не должно быть источником риска для качества услуги;
- Ядро сети должно быть готово к принятию оптических технологий.

Пограничная сеть (или сети) ответственна за доставку и обработку услуг от оборудования доступа. Пограничные устройства (Edge Device) существуют для обслуживания потребителей и предоставляют необходимые интерфейсы для подключения оборудования уровня доступа. Ключевые функции пограничной сети включают создание и доставку услуг на различных физических интерфейсах, а также обеспечение качества обслуживания и установление различий. Например, при использовании пограничных сетей появляется возможность выбора для предоставления услуг Frame Relay, миграции SNA, виртуальных частных сетей IP, управляемой услуги голос/данные и т.д. При помощи пограничных сетей можно обеспечить эмуляцию каналов для большой ширины полосы пропускания, тем самым обеспечив замену частных линий связи. Пограничная сеть является тем местом, где создание и дифференциация имеют наибольшее воздействие и где гибкость коммутаторов наиболее критична. Доставка ресурсов Internet, масштабирование intranet, управление данными, голосом и услуги видео

для потребителя – все это происходит на пограничных узлах сети и «бесшовным» образом связывается с сетевым окружением в целом.

В нынешних условиях четкие грани различий между устройствами Carrier-Class и Edge постепенно исчезают. Первоначальная обработка услуг, чувствительных к скорости обработки и ширине полосы пропускания на пограничных устройствах, позволяет освободить магистральное ядро для выполнения функций оптимизированного, высокоскоростного транспорта.

Проведенный аналитиками Cisco анализ данных из независимых источников показал, что поставщики услуг тратят в 7 – 10 раз больше средств на пограничные сети, чем на ядро сети.

Универсальные пограничные платформы Cisco – BPX 8680 и MGX™ 8800 – пограничные WAN-коммутаторы, обеспечивающие как предоставление услуг, так и масштабирование и ориентированные на поддержку IP-услуг нового поколения на основе методики Tag Switching. Cisco BPX 8600 IP+ATM Wide-Area Edge Switch – серия динамических коммутаторов трафика IP в сетях ATM с 20 Гбит неблокируемой коммутирующей матрицей, предназначенных для базовых сетей провайдеров сетевых услуг, использующих технологию Tag Switching. Функции интеллектуального управления качеством обслуживания (QoS), гарантирующие для пользователя запрашиваемый класс сервиса (CoS – всего до 16 классов), поддержка протоколов групповой рассылки (IP Multicast) предоставляют пользователям услуги организации многоточечных видеоконференций, видеотелефонии, видео по заказу.

Cisco MGX 8800 Series Wide-Area Edge Switch – граничный коммутатор MGX 8800, обеспечивающий доступ к глобальным сетям средствами VPN, extranet, Frame Relay, а также других типов сервисов, включая IBM SNA. Он способен поддерживать широкий набор узкополосных и широкополосных интерфейсов и обеспечивает диапазон скоростей от DS0 до OC-48c/STM-16 при пропускной способности коммутационной матрицы 45 Гбит/с. Используя коммутатор MGX 8800, провайдеры смогут предложить своим клиентам богатый ассортимент сервисов глобальной сети, включая виртуальные частные сети, IP-телефонию, ретрансляцию кадров, экстра- и интрасети, управляемые службы передачи голоса и данных, передачу трафика SNA по другим сетям и поддержку смешанного трафика (данные/голос/видео).

Уровень доступа сети предназначен для обеспечения конечных подключений абонентов и пользователей сети поставщика услуг. Этот уровень состоит из оборудования, образующего конечные порты отдельных пользователей, порты оборудования, установленного в помещении корпоративных Заказчиков и линий связи, обеспечивающих подключение конечного пользовательского оборудования к этим портам.

Линии связи представляют собой медные пары, проведенные от АТС в образовательные учреждения для подключения оконечного оборудования.

Помимо Dial-Up, самого распространенного вида доступа по коммутируемой линии, целесообразно применение ADSL – технологии высокоскоростного доступа по существующим медным парам «последней мили», привлекающей на свою сторону все больше сторонников среди пользователей и поставщиков услуг.

ADSL-технология – это новая платформа для доставки широкополосных услуг в жилые помещения и к небольшим офисам. ADSL может поддерживать широкий набор приложений, требующих высокой полосы пропускания, таких как высокоскоростной доступ к Internet, телеконференциям, виртуальным частным сетям и потокам мультимедиа. Существующими технологиями доставки данных по коммутируемым линиям такие услуги до сих пор или не поддерживались вовсе или поддержка осуществлялась недостаточно эффективно. В настоящее время многие поставщики услуг объявили о своих планах по продвижению решений ADSL.

Ключевым фактором успешного развития и внедрения ADSL является ее двухсторонняя способность к взаимодействию. Благодаря этому качеству появляется возможность использовать оборудование различных производителей и быть уверенным в их совместимости. Значительный прогресс сделан в установке способности к взаимодействию на физическом уровне ADSL. Число моделей ADSL увеличивается по мере развития и адаптации тестовых версий к особенностям рынка и техническим условиям.

Такое решение удовлетворяет следующим ключевым требованиям обслуживания:

- доступ к Internet, корпоративной сети, локально предоставляемой информации и равноправные соединения;
- легкость миграции от существующей инфраструктуры ISP;
- одновременный доступ к нескольким услугам;
- мультипротокольная поддержка;
- защита;
- поддержка многоадресной рассылки;
- поддержка нескольких классов обслуживания;
- поддержка качества обслуживания (QoS).

ADSL-технология асимметрична: она позволяет установить большую величину ширины полосы пропускания от центрального офиса поставщика услуг к узлу потребителя (downstream), чем от узла потребителя к поставщику услуг (upstream). Эта способность делает ADSL идеальной для доступа к Internet/intranet-приложениям, видео-по-требованию и удаленного доступа к LAN, так как пользователи этих приложений обычно получают гораздо больше информации, чем отправляют сами. На downstream ADSL поддерживает скорости между 1.5 и 7 Mbps; на upstream – между 16 и 640 Кбит. Оптимальные скорости от 6 до 7 Mbps могут быть достигнуты на расстоянии от 3 до 4 км.

R-ADSL работает с теми же скоростями, что и ADSL, но динамически настраивается на длину и качество линии. При использовании R-ADSL возможно подключение по разным линиям с различными скоростями. Скорость соединения может быть выбрана при установке синхронизации линии, во время соединения или в результате получения сигнала от центрального офиса.

Самым замечательным в технологиях xDSL является их способность передавать большие объемы информации по существующим медным телефонным линиям. Это возможно благодаря тому, что xDSL-модемы используют технику обработки сигналов, позволяющую внедрять и вычлнять больше цифровых данных при работе с аналоговой линией. Ключевой является модуляция – процесс, при котором один сигнал модифицирует свойство другого.

Высокоскоростная связь, которая может быть предоставлена образовательным учреждениям технологией ADSL, открывает большие возможности.

Существуют два способа доступа к корпоративной сети. Один из них заключается в использовании механизма туннелирования IP через Internet (используя протоколы PPTP, L2F или L2TP). Такой способ подходит для корпораций с dial-up модемами, когда Internet является как бы частью частной виртуальной сети. При этом, правда, скорость будет зависеть от

полосы пропускания Internet. Второй способ заключается в использовании собственной региональной широкополосной сети сетевого оператора для предоставления прямого высокоскоростного доступа к корпоративной сети. При этом имеется выигрыш в скорости и повышении защищенности.

Из известных на сегодняшний день средств телекоммуникаций именно спутниковые системы связи в наибольшей степени реализуют идею корпоративной сети. Основу любой выделенной корпоративной сети должно составлять собственное коммуникационное оборудование (и, в известной степени, собственные каналы связи). Структура сети определяется, исходя из конкретного перечня задач, возлагаемых на нее, географического положения абонентов. Для нормального функционирования сети должны быть предусмотрены специальные централизованные средства управления. Администрация сети должна иметь возможность самостоятельно распределять ресурсы, находящиеся в ее распоряжении и при необходимости гибко изменять ее структуру, руководствуясь текущими задачами и перспективами.

Спутниковые системы связи и передачи данных (СССПД) удовлетворяют всем перечисленным требованиям. Они позволяют создавать для каждого владельца персональную сеть связи, функционирующую максимально независимо от других.

СССПД хорошо адаптируются к использованию для передачи IP-трафика. Объем IP-трафика имеет тенденцию постоянного увеличения благодаря как росту Интернет, так и появлению новых сервисов. Операторы IP должны постоянно искать пути уменьшения цены каналов связи, улучшать функциональность, обеспечивать качество сервиса (QoS) для Интернет-приложений. СССПД имеют много преимуществ для выполнения этих условий:

- Интернет-трафик, доставляемый наземными каналами очень часто опирается в ограничение не только полосы пропускания, но и в перегруженность отдельных маршрутизаторов (роутеров) и магистральных каналов, количество которых может быть значительно при больших территориях. Уменьшить дистанцию между источником и конечным адресом, убирая огромное количество промежуточных роутеров и магистральных каналов, можно, используя спутниковую связь прямо в точку назначения;
- Уменьшение количества точек маршрутизации между источником трафика и его назначением (хопов) позволяет говорить о возможности обеспечения качества обслуживания отдельного сервиса (QoS), что не возможно при большом количестве хопов;
- Использование СССПД для IP-трафика позволяет довольно легко организовать распределение multicast-трафика до конечного потребителя. Этот вид трафика приобретает большую популярность в последнее время;
- Интернет-трафик между сервером и клиентом имеет постоянный асимметричный характер, очень часто значительный. СССПД по своей архитектуре также имеет асимметричную природу, что позволяет наиболее эффективно использовать каналные ресурсы;
- Немаловажным параметром может быть быстрота организации канала.

В системах спутниковой связи обычно выделяют и наземный и космический сегменты. Существует большое число технологий построения самой СССПД, одной из которых является технология VSAT, оптимизированная для работы с Internet.

Корпоративные СССПД принадлежат к системам фиксированной спутниковой связи и в большинстве своем базируются на технологии VSAT (Very Small Aperture Terminals). Это небольшая земная спутниковая станция (обычно диаметром 0,9...2,4 м), используемая для приложений, требующих надежных (в первую очередь) каналов связи для передачи данных (видео, голоса). Не требует персонала для ежедневного обслуживания и сопровождения. При этом малогабаритные спутниковые терминалы могут быть установлены вблизи от рабочего места пользователя и, по существу, являются персональными средствами связи. Кроме того, они могут быть оснащены модемными пулами и обеспечивать решение задачи «последней мили» для близлежащих образовательных учреждений с использованием коммутируемых телефонных каналов.

Типовая сеть VSAT включает: центральную земную станцию (ЗС); периферийные терминалы VSAT, взаимодействующие непосредственно или через линии доступа с окончательным оборудованием или ЛВС-пользователей; геостационарный спутник-ретранслятор, передающий сигналы между центральной ЗС и терминалами VSAT или между этими терминалами. Центральная ЗС имеет антенну большого диаметра и обеспечивает управление трафиком и работой всех компонентов сети, а также сопряжение с внешней инфраструктурой связи.

Высокое качество передачи данных и работы цифровых каналов связи оценивается частотой возникновения ошибочных двоичных разрядов – BER (Bit Error Rate). Большинство сетей VSAT значительную часть своего рабочего времени обеспечивают BER порядка 10...6 или меньше.

Достоинства сети заключаются в следующем.

Широта охвата территории или гибкость конфигурации. В зоне видимости геостационарного спутника находится почти треть земной поверхности. Это позволяет использовать его для создания крупномасштабных сетей связи с узлами, распределенными по обширной территории. Действующие сети VSAT можно довольно легко расширять и переконфигурировать в соответствии с требованиями клиентов.

Высокие скорости передачи данных. Большинство современных сетей VSAT имеют пропускную способность не ниже 2 МВ. Высокая надежность. Разработчики оборудования для сетей VSAT большое внимание уделяют его надежности. С этой целью они часто резервируют наиболее важное оборудование центральной ЗС. Хорошая управляемость. В состав центральной ЗС любой сети VSAT входит подсистема управления сетью, реализованная на базе специального управляющего приложения и надежной хост-машины или сервера. Эта подсистема гарантирует эффективное управление работой не только самой центральной ЗС, но и периферийных терминалов. С ее помощью осуществляется контроль трафика и диагностика неисправностей. Интеграция услуг. В одной сети VSAT можно реализовать передачу и речи, и видео, и данных. Средства VSAT поддерживают разнообразные коммуникационные интерфейсы и совместимы с самыми разными протоколами.

Технологии сетей VSAT. В современных сетях VSAT используются самые разные технологии доступа к ресурсам спутника-ретранслятора и организации каналов связи. Однако наибольшее распространение получили следующие типы сетей: с временным мультиплексированием (Time Division Multiplexing – TDM) и разделением каналов (Time Division Multiple Access – TDMA) и топологией типа «звезда»; с предоставлением каналов по требованию (Demand Assigned Multiple Access – DAMA) и полносвязной топологией; с одним каналом на несущую (Single Channel per Carrier – SCPC); с временным разделением каналов (сети двух последних типов могут иметь разные топологии).

Абонентские VSAT-терминалы, как правило, имеют в своем составе зеркальную антенну небольшого диаметра и в зависимости от характеристик приемопередающей и каналобразующей аппаратуры, модемов и спутника-ретранслятора, обеспечивающего работу сети, способны предоставлять различные виды телекоммуникационных услуг.

Для обеспечения доступа к образовательным ресурсам учреждений среднего общего, начального профессионального и среднего профессионального образования с учетом местных условий могут быть использованы различные способы подключения к сети Интернет:

- использование коммутируемых и выделенных телефонных линий;
- подключение с использованием модемов;
- дуплексная и симплексная спутниковая связь.

Учитывая текущее положение дел в Центральном регионе, наиболее целесообразным будет являться подключение школ, техникумов и ПТУ к Интернет через коммутируемые телефонные каналы (Dial-up-подключение). В зависимости от качества телефонной связи и используемых модемов скорость Интернет-доступа может варьироваться от единиц до 56 Кб/с. Такая скорость обеспечит одновременную работу 2-3 компьютеров в режиме просмотра простых web-страниц, а также почтовые и иные сервисы для компьютерного класса, не требующие передачи больших объемов информации. Для реализации технического решения доступа школ в Интернет, упрощения инсталляции, поддержки и управления необходимым оборудованием целесообразно использовать унифицированный сервер телематических служб (один или несколько вариантов) в составе компьютерных классов, обеспечивающий соединение локальной школьной сети с Интернет. Такой универсальный сервер позволит использовать практически любые каналы доступа, включая выделенные наземные, беспроводные. Остальные аспекты доступа школ в Интернет по дуплексным каналам практически не отличаются от используемых в настоящее время, отработанных технических и организационных решений. Цена часа подключения варьируется у различных российских Интернет-провайдеров от 14 до 42 рублей. Для реализации dial-up-доступа в Интернет требуется оснащение образовательных учреждений модемами, способными работать на телефонных линиях невысокого качества.

Описанная ранее магистрально-региональная телекоммуникационная инфраструктура также может быть эффективно использована для обеспечения подключения конечных пользователей (учреждений среднего общего, начального профессионального и среднего профессионального образования). Для этого на базе региональных и узловых станций могут быть созданы узлы доступа на основе модемных пулов. Для узловых станций это могут быть пулы на основе 6 – 10 модемов типа USR Courier 33,6 ext. или аналогичных, а для региональных станций на основе станций доступа в следующей спецификации:

- Cisco 3640 (аппаратный роутер, модемный пул на 60 модемов, аксесс-сервер)
– 1 шт.;
- AS3640-E1-60DM – 1 шт.;
- NM-2CE1B – 1 шт.;
- ACS-3640RM-19 – 1 шт.;
- CAB-E1-TWINAX – 2 шт.

Подключение образовательных учреждений по выделенным телефонным линиям целесообразно для крупных (свыше 500 учащихся) учреждений среднего общего и профессионального образования, расположенных в развитых промышленных центрах и небольших вузах. Единовременные затраты на подключение по выделенному телефонному каналу (с учетом предоставления Интернет-провайдером окончательного оборудования в аренду) могут составлять от 9000 до 30 000 рублей, ежемесячные оплаты трафика 64 Кб/с от 6000 до 1800 рублей в зависимости от провайдера и трафика.

Использование спутниковых каналов связи является перспективным не только с точки зрения организации магистрально-региональной инфраструктуры, но и как способ решения задачи обеспечения доступа к Интернет образовательных учреждений общего среднего, начального профессионального и среднего профессионального образования. Причем, речь здесь идет не только о традиционной технологии решения задачи «последней мили» с использованием двунаправленной (дуплексной) передачи данных, а о так называемых асимметричных, или чисто приемных (симплексных) спутниковых каналах. Еще одно название такой технологии – система спутникового комбинированного доступа (СКД). Практика показывает, что потоки информационных запросов и ответов конечных пользователей резко отличаются. Почти всегда объем и скорость принимаемой информации во много раз превышают эти же параметры канала запросов. Для трафика различного типа такая асимметрия варьируется в пределах 1 : 5 – 1 : 60. Кроме этого, при централизованном распространении каких-либо данных (файлы, цифровое видео или звук) можно и вовсе обойтись без запросов и подтверждений. При этом стоимость абонентского оборудования и единицы принимаемой информации сокращается в десятки раз по сравнению с традиционной спутниковой сетью. По стоимости трафика системы СКД могут быть соизмеримы с наземными региональными сетями передачи данных при доступе к Интернет и в сотни, тысячи и более раз дешевле при групповом вещании информации.

В последнее время сети СКД бурно развиваются как за рубежом, так и в России, в том числе и для нужд образования. Причем, подавляющее их большинство основано на объединении двух открытых и широко распространенных технологий – Интернет и стандарта DVB (Digital Video Broadcasting). Это позволяет использовать одну и ту же СКД как для высокоскоростного (до 1 Мбит/с) доступа в Интернет или другие сети, так и для централизованной широкоэвещательной рассылки данных, цифрового интерактивного видео и звука и т.д.

Основные преимущества СКД очевидны: практически мгновенное развертывание; доступность в любой точке зоны покрытия спутника (не требуется организация индивидуальных каналов); одновременная передача информации многим адресатам (отсутствие дублирования). Еще одним очевидным «плюсом» применения технологии СКД для нужд российского образования является то, что она позволяет организовать основу высокоскоростной сети среднего образования в кратчайшие сроки и на современном уровне.

Одно из последних образовательных новшеств – трансляции лекционного материала с помощью цифрового спутникового телевидения. Такая технология качественно улучшает усвоение лекционного материала заочными учащимися, приближая процесс к так называемому дистанционному образованию (ДО). Вместе с тем, методика, построенная только на телевизионных трансляциях, обладает рядом существенных ограничений. Это, прежде всего, высокая стоимость аренды телеканалов. Современное цифровое спутниковое вещание использует скорости потока до 5...8 Мбит/с для трансляции одного телеканала по протоколу DVB/MPEG-2, которому уже более 5 лет. Современные протоколы сжатия видеосигнала, использующиеся в сетях передачи данных, обеспечат такое же качество изображения при более чем десятикратной экономии ресурсов и/или увеличении скорости доставки. Кроме этого, традиционная ТВ-трансляция подразумевает ограниченный и жестко заданный набор образовательного материала, отсутствие обратной связи с обучаемыми и т.д. Важно отметить, что СКД уже включает в себя идеологию телевизионных трансляций, одновременно снимая большинство указанных выше ограничений.

Таким образом, общая топология будет содержать две взаимно пересекающиеся сети передачи данных:

- наземная и/или спутниковая дуплексная виртуальная сеть, основу которой составляет Интернет «облако» и различные каналы доступа к учебным заведениям;
- высокоскоростная спутниковая симплексная сеть, основу которой составляет Центр управления и спутниковые приемные терминалы непосредственно в учебных заведениях.

При построении корпоративной сети сферы образования, использующей каналы средней и высокой производительности, возникает проблема «последней мили», заключающаяся в необходимости построения канала связи между местом расположения абонента и точкой присутствия ядра администрирования ФРЦ. Проблема «последней мили» особенно остро стоит в случае расположения образовательного учреждения за пределами населенного пункта, в котором размещается ядро администрирования ФРЦ. Это связано с большой территориальной распределенностью объединяемых в сеть абонентских точек, которые зачастую расположены в значительно удаленных друг от друга и от ядра администрирования ФРЦ населенных пунктах. Последнее обстоятельство вызывает необходимость уделить особое внимание снижению стоимости предлагаемых технических решений. Относительно недорогим решением проблемы «последней мили» представляется использование технологии беспроводных сетей передачи данных. Построение канала связи между абонентом и оператором связи в этом случае выполняется на оборудовании стандарта IEEE 802.11. Наиболее подходящими для построения сети, организованной по типу «точка-многоточка», являются радиомаршрутизаторы Revolution производства Екатеринбургской фирмы Aqua Project Group, специально разработанные для применения в сетях масштаба города и региона. Для организации соединений типа «точка-точка», в целях снижения стоимости оборудования, рекомендуется вместо радиомаршрутизаторов применять радиомосты или точки доступа (access point) производства фирм Cisco Aironet или AVAYA Wireless. Точка доступа в сочетании с радиокартой позволяет вдвое снизить стоимость радиооборудования по сравнению с аналогичным каналом на радиомаршрутизаторах Revolution.

Построение региональной телекоммуникационной инфраструктуры для взаимодействия между ядром администрирования ФРЦ и учреждениями сферы образования региона возможно лишь на базе интегрированного подхода, предполагающего совместное использование имеющихся кабельных сетей и беспроводных технологий. При этом кабельные сети используются, в основном, для построения магистральной части телекоммуникационной инфраструктуры, а беспроводные технологии решают проблему «последней мили».

Такое построение телекоммуникационной инфраструктуры означает, что в малых городах и населенных пунктах районного значения, вокруг которых обычно наблюдается концентрация мелких населенных пунктов с учреждениями образования, строятся базовые станции, соединяемые радиорелейными линиями с точками присутствия операторов связи кабельной сети. Немаловажным фактором выбора места размещения базовой станции являются также его преимущества, связанные с особенностями рельефа местности или наличия антенных опор различной ведомственной принадлежности и других высоких объектов, которые могут быть использованы для размещения антенн базовых станций. Ориентирование беспроводной телекоммуникационной инфраструктуры на такие объекты позволяет на порядок снизить стоимость построения телекоммуникационной инфраструктуры и в то же время увеличить охватываемую ей территорию.

Ядро администрирования ФРЦ также подключается к одному из операторов кабельной сети. Объединение отдельных сегментов региональной телекоммуникационной инфраструктуры в единое целое выполняется на основе межсетевых соединений крупных операторов связи кабельной сети.

Далее приводятся описания базовых станций (БС), радиорелейных станций (РРС) и модулей доступа абонента (МДА) и их схемы. Каждый из этих трех компонентов беспроводной телекоммуникационной инфраструктуры построен по модульному принципу.

Модуль базовой станции (МБС) предлагается в двух вариантах, отличающихся используемым частотным диапазоном. Схема модуля показана на рис. 1.3. Диапазон 5,8...6,4 ГГц используется там, где уже исчерпан частотный ресурс диапазона 2,4 ГГц (например, г. Тамбов). В абонентском комплекте для подключения к базовой станции диапазона 5,8...6,4 ГГц используется дополнительное оборудование.

МБС состоит из основного и вспомогательного оборудования. К основному оборудованию МБС относятся радиомаршрутизатор производительностью 11 Mbps, антенный усилитель, секторная антенна, включающая четыре направленных антенны типа «фазированная решетка» и комплект кабелей. Для построения секторной антенны МБС применяются направленные секторные антенны с шириной диаграммы направленности в горизонтальной плоскости 67°. Антенны располагаются по сторонам квадрата, образуя в сумме круговую диаграмму направленности. При этом в секторах от 33 до 45° каждой антенны коэффициента усиления антенны оказывается вполне достаточно для

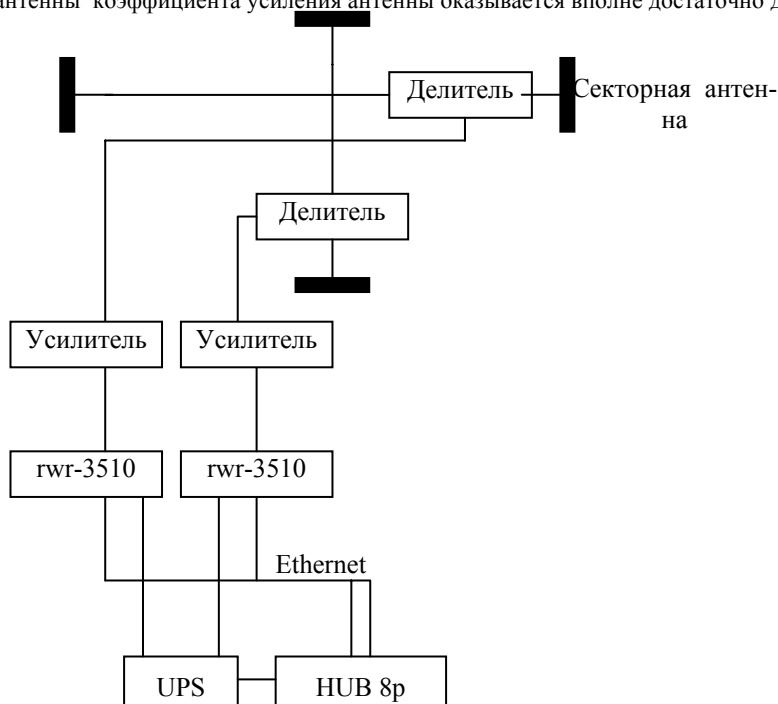


Рис. 1.3. Структурная схема модуля базовой станции

организации связи на расстояние до 40 км. Для построения МБС используются два одинаковых полукомплекта радиооборудования, что позволяет гибко варьировать состав и стоимость в каждом конкретном случае. Если расположение абонентов базовой станции таково, что все они охватываются антеннами одного полукомплекта, второй полукомплект можно не устанавливать, снизив тем самым почти вдвое стоимость базовой станции. При появлении абонентов за пределами секторов действующего полукомплекта проводится достройка базовой станции до полного комплекта. Суммарная производительность базовой станции в варианте полного комплекта составляет для конечного пользователя 11 Mbps. В небольших населенных пунктах, где производительности одного полукомплекта МБС достаточно даже с учетом развития на дальнюю перспективу, вместо секторной антенны возможно применение всенаправленной штыревой антенны, что практически вдвое удешевляет стоимость базовой станции.

Гарантированная пропускная способность и качество связи, а также эффективное дистанционное управление ресурсами сети обеспечивается возможностями операционной системы WANFlex радиомаршрутизатора Revolution.

Вспомогательное оборудование включает блок бесперебойного питания и концентратор или коммутатор (Switch) для соединения всего оборудования в локальную сеть.

Рекомендуется также в состав МБС включать unixbox на базе системного блока и операционной системы Unix FreeBSD. Unixbox служит для целей управления, протоколирования и обеспечения безопасности в сети. При установке unixbox его последовательный порт соединяется с консолью радиомаршрутизатора. Протокол telnet в радиомаршрутизаторе отключается и все управление им осуществляется через последовательный порт unixbox. Доступ к последнему осуществляется по криптованному каналу (ssh). Для контроля несанкционированного доступа к оборудованию используется параллельный порт unixbox, к которому подключается микровыключатель контроля открытия дверей шкафа, в котором установлено оборудование базовой станции. Unixbox передает сигнал об открытии дверей в центр управления сетью и дублирует его по e-mail.

Схема полукомплекта PPC с ответвлением на абонента и ретранслятора показана на рис. 1.4. В полукомплекте без ответвления на абонента исключаются делитель и одна антенна. PPC также состоит из основного и вспомогательного оборудования. Основное оборудование PPC отличается от МБС только антенным хозяйством. На PPC применяются узконаправленные параболические антенны с усилением 23 dBi. Такие антенны совместно с антенным усилителем позволяют, при условии обеспечения прямой видимости, строить магистрали протяженностью до 90 км. Однако параболические антенны имеют значительные боковые и задние лепестки. Поэтому, если существует необходимость установки в одной точке более двух PPC, что обычно приводит к дефициту частотных номиналов, параболические антенны могут заменяться направленными антеннами типа «фазированная решетка», не имеющими боковых и задних лепестков.

Вспомогательное оборудование имеет то же назначение, что и в МБС.

Ретранслятор используется для соединения точек, не имеющих прямой радиовидимости непосредственно.

В зависимости от конкретной ситуации используется несколько вариантов комплектации модулей доступа абонента (МДА), описание которых приводится ниже. Основной целью, преследовавшейся при проектировании МДА, было максимальное удешевление стоимости оборудования. В каждом варианте, кроме случаев с установкой мачт 40 м и выше, предлагается по три подварианта. Первый подвариант отличается от второго использованием радиомаршрутизатора без собственного

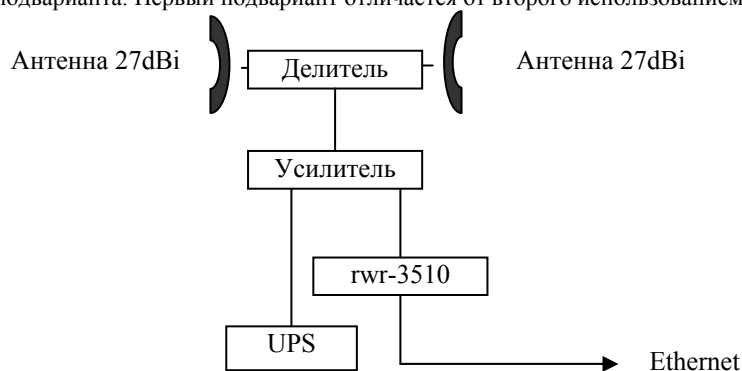


Рис. 1.4. Схема полукомплекта PPC с ответвлением на абонента и ретранслятора

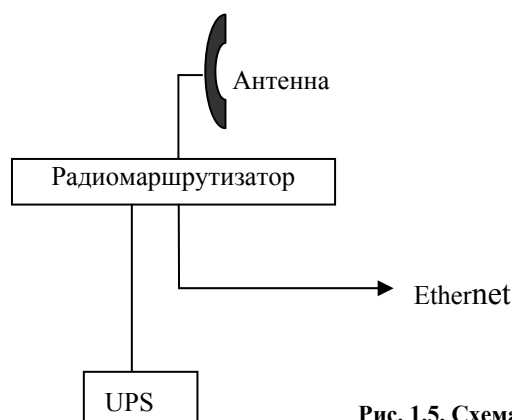


Рис. 1.5. Схема модуля доступа абонента

блока питания, когда есть такая возможность. Такой радиомаршрутизатор устанавливается непосредственно в компьютер абонента и позволяет снизить стоимость МДА на 300 долл. В третьем подварианте используется радиомаршрутизатор, обеспечивающий возможность подключения до четырех телефонных аппаратов. Схема МДА показана на рис. 1.5.

Предложенные к реализации типовые схемы построения беспроводной телекоммуникационной инфраструктуры были проверены путем проведения натурных измерений в условиях, максимально приближенных к реальной эксплуатации. Для проведения натурных измерений использовалась техническая база Тамбовской беспроводной сети передачи данных. Измерения проводились на местности путем:

- организации экспериментального канала до действующих базовых станций TWN с использованием резервного оборудования и тестирования качества связи;
- визуальной проверки наличия прямой радиовидимости между соединяемыми точками;
- исследования рельефа местности и проведения трассировки по топографической карте масштаба 1 : 200 000 с целью определения требуемой высоты подвеса антенн для вариантов сложных и особо сложных условий рельефа местности в Тамбовской области.

Стоимость аренды каналов в TWN протяженностью до 100 км составляет 40 долл. в месяц за одну абонентскую точку. Сроки реализации МДА составляют 1 – 3 месяца со дня получения денежных средств. Сроки реализации базовых и радиорелейных станций (без частотных присвоений) не более 3-х месяцев со дня получения денежных средств. Сроки получения частотных присвоений – до 12 месяцев со дня подачи заявки в ФГУП «Главный радиочастотный центр».

Предложенные технические решения для всех вариантов, за исключением вариантов для сложных и особо сложных условий рельефа и местности, разработаны со степенью детализации, достаточной для практической реализации. Варианты для сложных и особо сложных условий рельефа и местности должны, при реализации, исследоваться дополнительно с целью уточнения возможности существенного уменьшения стоимости реализации за счет снижения высот подвеса антенн до минимального допустимого значения.

Сравнение типовых элементов, представленных в этом разделе, с элементами Тамбовской РОКС, представленными в разделе 1.2, позволяет утверждать, что некоторые элементы Тамбовской РОКС могут быть типовыми для других РОКС.

1.4. ОБЗОР НАИБОЛЕЕ РАЗВИТЫХ РОКС

Одной из наиболее развитых является РОКС Кемеровского университета [57]. Стратегическая цель создания РОКС здесь состоит в объединении информационно-образовательных ресурсов Кузбасского региона в единое информационно-образовательное пространство, что создает условие для повышения качества обучения, развития дистанционного образования, снижения затрат на организацию и управление учебным процессом. Обобщается опыт создания и эксплуатации региональной образовательной компьютерной сети передачи данных КемГУ. Исследованы состояние телекоммуникационной среды, оценки экономической эффективности использования различных телекоммуникационных каналов в Кузбасском регионе.

Широко известна РОКС Тульского региона [58]. Создание здесь развитой сетевой инфраструктуры, охватывающей основные населенные пункты сельской местности, разработка и использование систем дистанционного обучения позволяют решить одну из важнейших задач – предоставление качественного образования широкому кругу молодежи в отдаленных районах Тульской области.

В Южном федеральном округе наиболее развитой является сеть, поддерживаемая Ростовским госуниверситетом [59]. Созданная здесь магистральная инфраструктура обеспечивает возможность прямого соединения научно-образовательных сетей региона с научно-образовательной сетью Ростова-на-Дону и Ростовской области с целью обеспечения эффективного взаимного доступа к информационным, вычислительным и экспериментальным ресурсам соединенных сетей.

В статье [60] авторы кратко описывают сеть Орловской области и делают важный вывод о том, что при переходе к интеграции вычислительных и телекоммуникационных сетей, объединению информационных ресурсов, развитие и применение открытых систем составляет для каждой страны существенную проблему. Для обеспечения развития открытых систем все заинтересованные страны должны изначально вести разработку информационных технологий на базе согласованных международных стандартов. Стандартизации и сертификации ИКТ посвящена работа [61].

Из обзора этих и других РОКС можно сделать вывод о том, что Тамбовская РОКС имеет развитую структуру, в ней применяются современные ИКТ и она может по некоторым направлениям служить прототипом РОКС.

1.5. ПОДДЕРЖИВАЮЩАЯ ОРГАНИЗАЦИОННАЯ ИНФРАСТРУКТУРА РОКС

Никакая отдельно взятая РОКС не может развиваться автономно. Она должна входить в систему, обеспечивающую единство организационных и технологических принципов. Такой системой является система ресурсных центров развития единой образовательной информационной среды [62, 63].

1.5.1. Система ресурсных центров как территориально распределенная инфраструктура информатизации области

Основной задачей создания ресурсных центров (РЦ) является формирование распределенной инфраструктуры, обеспечивающей всеобъемлющую методическую, организационную и техническую поддержку развития единой образовательной информационной среды посредством создания, апробации, внедрения, распространения и тиражирования перспективных информационных технологий, средств информатизации и телекоммуникаций, информационных и образовательных ресурсов, методов и средств их доставки в целях развития и модернизации образования, повышения уровня подготовки специалистов и построения в России современного информационного общества. Для реализации данной задачи целесообразно организовывать РЦ на базе продвинутых в области информатизации учреждений, функционирующих в образовательном пространстве.

В идеале, созданная инфраструктура должна охватывать все учреждения страны, работающие в сфере образования, обеспечивая их информационными ресурсами, доступом к телекоммуникационным сетям, методическими материалами, занимаясь обучением и переподготовкой кадров и выполняя остальные функции, с которыми образовательные учреждения справятся самостоятельно не могут по причинам технического, финансового или кадрового характера.

К основным направлениям деятельности системы РЦ можно отнести следующее:

- определение и реализация научно-образовательной политики;
- сбор и систематизация образовательных ресурсов;
- обеспечение учебным заведениям доступа к разнообразной образовательной информации через Интернет;

- развитие системы сетевого тестирования и контроля знаний, организация системы дистанционной подготовки и переподготовки кадров и повышения квалификации в области организации учебного процесса и дистанционного обучения через образовательную среду;

- развитие информационных систем управления;
- определение и реализация технической политики;
- развитие для образовательных процессов центров, лабораторий и стендов удаленного доступа, включая промышленные установки;
- развитие и реализация информационно-технологической деятельности;
- создание и развитие образовательного информационного портала, электронных библиотек и информационных ресурсов;
- мониторинг образовательных ресурсов открытого и дистанционного образования;
- развитие для учебного процесса всех уровней образования средств компьютерной графики, мультимедиа-технологий и средств обработки видеoinформации;
- регистрация, стандартизации и сертификация технических и программных средств НИТ;
- обеспечение информационной безопасности.

Для осуществления этой деятельности РЦ привлекают к своей работе структуры, так или иначе ориентированные на освоение и внедрение информационных технологий, а именно:

- центры доступа в Интернет;
- центры информационной безопасности;
- центры или лаборатории сертификации продуктов информационных технологий;
- центры высокопроизводительных вычислений и распределенной обработки данных;
- центры регистрации информационных ресурсов;
- центры дистанционного образования вузов;
- иные структуры, работающие в области информатизации.

Конечной целью процесса создания системы РЦ является формирование инфраструктуры единой образовательной информационной среды на основе интеграции специализированных организаций, активно развивающих информационные технологии.

Наиболее целесообразным представляется создание многоуровневой структуры ресурсных центров различного административного подчинения, финансируемых из самых разных источников и действующих на достижение единой цели развития образования для современного информационного общества. Взаимодействие всей структуры с Министерством образования Российской Федерации, выработку стратегии развития и координацию действий на федеральном уровне осуществляет головная организация системы ресурсных центров.

На базе ведущих в области развития информатизации образования российских вузов и научно-исследовательских институтов федерального масштаба формируются специализированные отраслевые ресурсные центры:

- отраслевой специализированный ресурсный центр регистрации, стандартизации и сертификации информационных ресурсов системы образования;
- отраслевой специализированный ресурсный центр развития и сопровождения информационных систем управления отраслью;
- отраслевой специализированный ресурсный центр сетевого тестирования и контроля знаний; отраслевой специализированный ресурсный центр по технологиям организации учебного процесса в единой образовательной информационной среде.

Финансирование таких РЦ осуществляется из федерального бюджета. В наиболее развитых с точки зрения информатизации региональных образовательных учреждениях, как правило в вузах, создаются региональные ресурсные центры (РРЦ), координирующие работу РЦ в своем и нескольких ближайших регионах до тех пор, пока там не будут созданы собственные РЦ. Для большей эффективности региональные РЦ могут создаваться на базе нескольких организаций в соответствии с их специализацией. В качестве примера можно привести Тамбовский региональный ресурсный центр РЕОИС, созданный на базе Тамбовского государственного технического университета (т.е. технического вуза с большим опытом работ в области информатизации), Тамбовского областного института повышения квалификации работников образования (имеющего неограниченный опыт по переподготовке кадров и методическому обеспечению) и Тамбовского государственного университета им. Г.Р. Державина (гуманитарного вуза). Финансирование РРЦ может осуществляться из средств федерального и областных бюджетов.

На уровне ниже регионального в наиболее развитых районах можно создавать межрайонные (межшкольные) ресурсные центры (МРЦ), координирующие работу районных, а при необходимости и городских ресурсных центров. РЦ данного уровня уже напрямую взаимодействуют с образовательными учреждениями начального и среднего образования. Финансирование таких РЦ осуществляется, как правило, из средств местных бюджетов.

Важным аспектом здесь является отсутствие прямой административной зависимости одних РЦ от других. Каждый ресурсный центр напрямую подчиняется какой-либо организации (Минобразования России, региональному управлению образованием и т.п.), а между собой РЦ взаимодействуют для достижения общих целей и выполнения определенных задач, ставящихся федеральными и региональными органами власти.

Так, специализированные и региональные РЦ через головную организацию исполняют указания Министерства образования и науки Российской Федерации и обеспечивают его необходимой информацией, взаимодействуют между собой, министерствами (управлениями) образования субъектов Российской Федерации, Советами ректоров федеральных округов и его субъектов, координируют работу ресурсных центров нижнего, по отношению к ним, уровня.

Основной целью создания РЦ регионального уровня является оказание методической, консультативной и технической поддержки образовательным учреждениям региона, активно использующим информационные технологии в организации и проведении учебного процесса, развитии дистанционного и открытого образования, а также для поддержки и дальнейшего развития инфраструктуры доступа в Интернет образовательных учреждений и населения.

Основными задачами региональных РЦ являются:

- развитие образовательной информационной среды региона;
- оказание методической поддержки учебным заведениям региона и преподавателям, активно использующим информационные технологии организации учебного процесса и развивающим дистанционное и открытое обучение;

- оказание консультационных услуг учителям, школьникам и населению по практическому использованию новых технологий обучения и использованию аппаратных и программных средств;
- обучение преподавателей вузов и средних учебных заведений технологиям подготовки и организации учебного процесса с использованием сетевых технологий, подготовка специалистов в области образовательных и информационных технологий, способных самостоятельно проводить обучение и оказывать консультационные услуги;
- взаимодействие с министерством (управлением) образования региона, его администрацией, региональными общественными организациями;
- участие в разработке и реализации региональных программ и отдельных проектов по развитию сферы образования региона и его информатизации;
- организация и поддержка дискуссий, видеоконференций, олимпиад, форумов и др.;
- обеспечения доступа и консультации преподавателей вузов, авторов различных материалов и ресурсов, учителей, учащихся и их родителей по правовым вопросам применения новых технологий обучения и работы с ресурсами;
- организация и проведение дистанционного консультирования и обучения преподавателей различных учебных заведений региона;
- сопровождение программно-аппаратных средств, используемых в учебном процессе;
- оказание технической поддержки при установке новых программных средств обучения и подготовке учебного процесса через Интернет.

Таким образом, система РЦ представляет собой территориально распределенную структуру, состоящую из РЦ различного уровня, охваченных как вертикальными, так и горизонтальными связями. Вертикальные связи обеспечивают управление и координацию работ, а горизонтальные обеспечивают взаимодействие структурных составляющих при выполнении коллективных проектов.

Как уже отмечалось, функциональная иерархия РЦ различного уровня не предполагает прямой административной зависимости. Примером совместного выполнения ресурсными центрами задачи, поставленной Минобразования, может служить такая схема. Минобразования требуется информация о среднем составе семей школьников в нескольких субъектах Федерации. Сотрудник Министерства – координатор региональных РЦ ставит эту задачу тем РЦ, в ведении которых находятся интересующие Министерство субъекты Федерации. Данные РЦ, в свою очередь, для решения этой задачи привлекают межшкольные РЦ, которые собирают необходимую информацию напрямую или через районные и городские РЦ. Собранные данные по той же цепочке возвращаются в Министерство образования. Рассылка методических материалов и информационных сообщений может осуществляться таким же способом. Схема функционального взаимодействия РЦ различного уровня при решении общих задач РЕОИС показана на рис. 1.6.

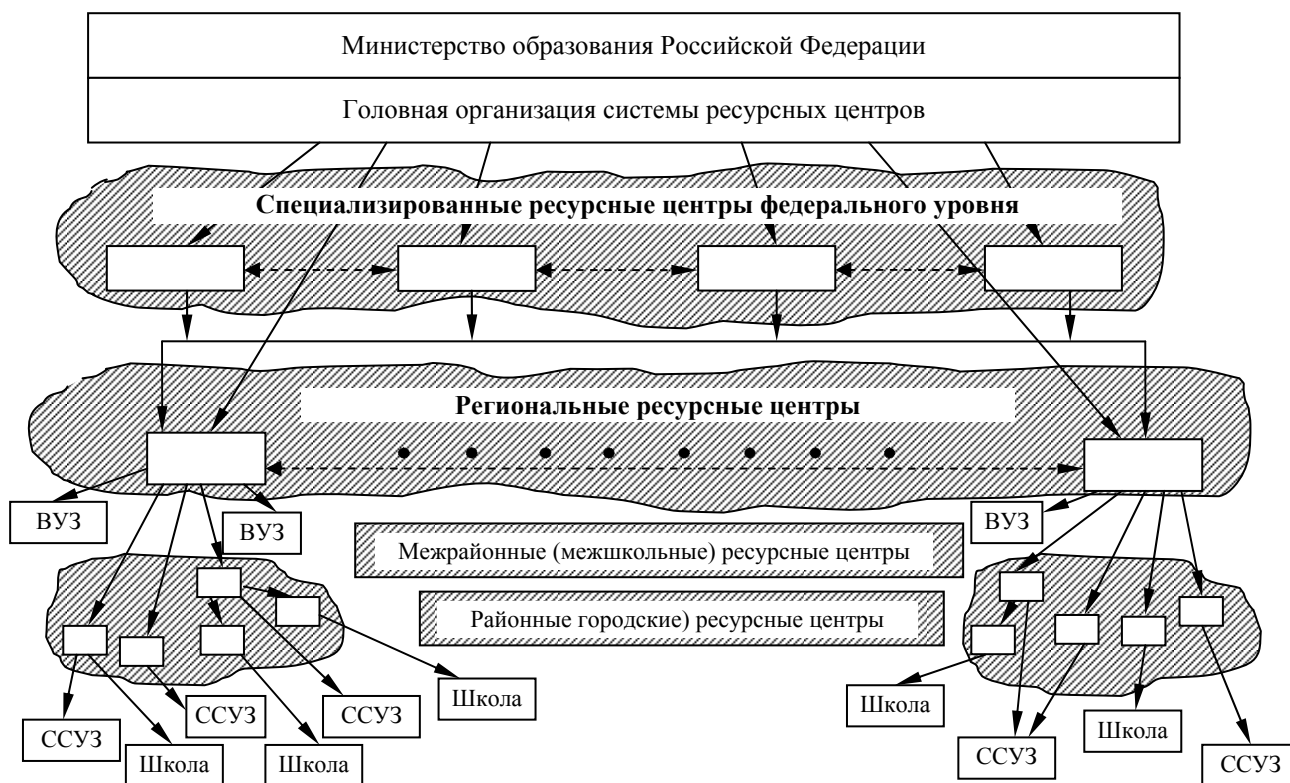


Рис. 1.6 Схема функционального взаимодействия РЦ различного уровня

Подобная схема взаимодействия позволяет создать структуру, которая, с одной стороны, охватывает практически всю образовательную среду и позволяет доносить информацию и осуществлять методическое, техническое и иное сопровождение процесса информатизации в каждом образовательном учреждении, а с другой стороны, за счет местного финансирования и административного управления, учитывающего местные приоритеты и особенности, лишена инерционности и уравниловки, которая зачастую присуща структурам такого масштаба.

Немаловажным представляется также факт, что органы местной власти, так или иначе связанные с образованием, несут прямую ответственность за процесс развития ЕОИС на местах и имеют возможность, что называется, из первых рук получать информацию об этом процессе в своих регионах, выбирая те решения, которые на данной территории будут наиболее эффективны.

Таким образом, территориально распределенная структура РЦ является наиболее перспективной формой развития единой образовательной информационной среды, и скорейшее формирование этой структуры позволит интенсифицировать и скоординировать работы в данном направлении.

1.5.2. Технические особенности организации деятельности межрайонных ресурсных центров

Раздел подготовлен на основе отчета по теме «Создание системы межрайонных ресурсных центров развития единой образовательной информационной среды Тамбовской области с целью подъема научно-образовательного потенциала региона» подпрограммы «Совместно реализуемые научно-образовательные проекты с регионами». Один из авторов является руководителем темы. Тема выполнялась ТГТУ и ТОИПКРО.

Успешное функционирование сети обусловлено уровнем профессионального развития и технического оснащения ее звеньев. Кроме того, эффективность сети зависит от того, насколько отлажен механизм взаимодействия внутри и насколько сеть взаимодействует с другими объединениями подобного рода.

Формирование аппаратно-программного обеспечения межрайонного ресурсного центра должно соответствовать его целям и задачам, схеме его взаимодействия со своими подразделениями, а также принципу интегрируемости в единую информационную среду Тамбовской области. Имеется состав оборудования межрайонного ресурсного центра. Должны быть реализованы алгоритмы гибкого и простого наращивания функциональных возможностей единой образовательной информационной системы.

Выбор и обоснование существующего лицензионного программного обеспечения, а также определение направлений собственной разработки программных систем предполагают анализ принятых решений при выборе или разработке программных систем по следующим направлениям:

- системы управления распределенными базами данных;
- форматы представления данных;
- программные системы, обеспечивающие транспортировку информационных ресурсов;
- обучающие программные системы с обеспечением рабочих мест преподавателей, обучающихся и администраторов образовательного процесса;
- электронные распределенные библиотеки, включая каталоги электронных обучающих средств;
- средства поддержки коллективной учебной деятельности;
- программные системы документооборота (электронные деканаты и т.д.);
- тестовые оболочки для построения тестовых систем;
- программы, обеспечивающие защиту ресурсов от несанкционированного доступа;
- экспертные системы и др.

Должно быть предусмотрено единообразие коммутационного оборудования, обеспечивающее работу сети в полном соответствии с нормативными документами Министерства связи Российской Федерации. Кроме того, в этом случае будет упрощено техническое обслуживание оборудования сети и планирование ее дальнейшего развития. При проектировании и построении как всей сети, так и ее первой очереди должны быть учтены вопросы равномерности загрузки сети и, как следствие этого, – эффективности ее использования.

Поскольку техническую политику определяет ТРРЦ, то ему необходимо решить следующие задачи:

- выбор программного обеспечения для межрайонных ресурсных центров, сочетаемого с ресурсами областного ресурсного центра, а также определение направлений собственных разработок в части средств доступа пользователей к сетевым ресурсам, систем управления распределенными базами данных, форматов представления данных, программных систем, обеспечивающих транспортировку информационных ресурсов, обучающих программных систем с обеспечением рабочих мест обучающихся, преподавателей и администраторов образовательного процесса, средств поддержки коллективной учебной деятельности, программных систем документооборота и т.д.;
- разработка типовых структур Web-сайтов межрайонных ресурсных центров, типовых схем подключения к высокоскоростным каналам телекоммуникационной связи, типовых форматов представления данных в рекомендованных для использования программных системах;
- разработка архитектуры интегрированной автоматизированной системы управления, ее логической и функциональной структуры.

Наилучшим решением для создания такой инфраструктуры межрайонных ресурсных центров является использование ресурсов глобальной сети Интернет, что позволяет преодолеть географическую отдаленность областного и межрайонных ресурсных центров и сохранить доступность распределенных ресурсов для всех членов сети.

Очень важным моментом развития единой образовательной информационной среды является построение системы образовательных порталов как интеграторов многообразия информационных ресурсов для образования и научных исследований. Развитие, дальнейшее сопровождение и наполнение этой системы невозможно без активного участия всего научно-образовательного сообщества – все большее число специалистов различных предметных областей будет вовлекаться в создание и размещение в сети Интернет информационных материалов и ресурсов, отражающих те уникальные знания, носителями которых являются данные специалисты или исследовательские группы. Необходимо наличие методик и технологий представления этих знаний, которые позволят специалистам-предметникам сосредоточиться на вопросах разработки содержания, а не на освоении специфических информационных технологий.

Попыткой решить проблемы взаимодействия межрайонных ресурсных центров и обеспечить информационную интеграцию ресурсов является создание в Интернет-пространстве интерактивного виртуального инструмента поддержки деятельности ресурсных центров в виде так называемого горизонтального информационного портала. Структура такого портала показана на рис. 1.7.

Основные службы горизонтального информационного портала:

- база данных, содержащая еженедельно обновляемые подборки информации о грантах, конкурсах, стипендиях, стажировках, конференциях, семинарах и т.д. Основной задачей этого раздела является интегрирование оперативной информации о ресурсах и возможностях для развития ресурсных центров;

- электронная библиотека, содержащая электронные публикации об образовательном и научном секторе и для него: учебные и методические пособия, руководства по различным аспектам управления и развития, справочные издания и т.п.;

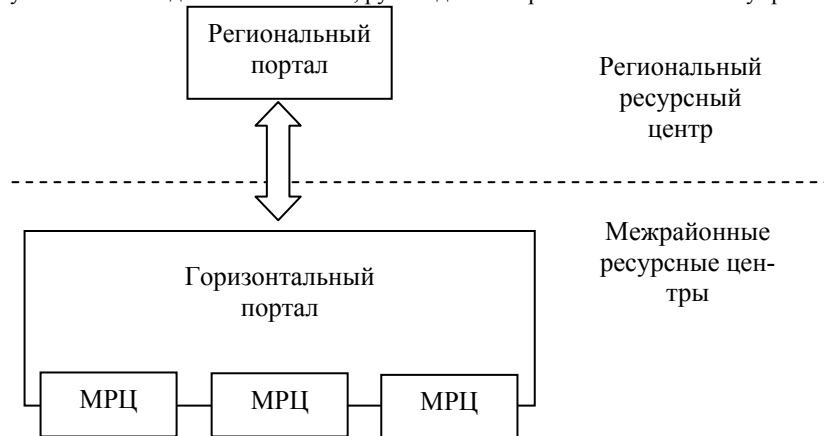


Рис. 1.7. Структура горизонтального информационного портала

- методический фонд, содержащий материалы для проведения тренингов и консультаций по различным аспектам деятельности и развития межрайонных ресурсных центров: методические материалы, комплекты раздаточных материалов для проведения семинаров и т.п.;
- каталог услуг, оказываемых организациями (межрайонными ресурсными центрами, другими организациями), являющимися пользователями сервера;
- дискуссионные панели, отражающие материалы дискуссий в электронных конференциях, созданных на базе сервера, часто задаваемые в них вопросы (FAQ-листы) и т.п.

Основное назначение образовательного портала – создать интерфейсную надстройку над информационно-образовательной средой с целью повышения качества сервисных услуг и эффективности работы пользователя в рамках единого информационного пространства, а также для оптимального использования всей структуры информационно-образовательной среды области с максимальным удобством для всех участников образовательного процесса. Портал можно укрупнено представить в виде системы, на входе которой имеется множество запросов, а на выходе – структурированная информация для каждого конкретного пользователя и набор средств для работы с системой.

При реализации такого образовательного информационного портала существует явное противоречие между системой восприятия информационного ресурса, представляемого в гипертекстовом, мультимедийном Web-стиле, и способом назначения, управления правами доступа к разделам и элементам данного ресурса. Для автора содержания и для конечного пользователя web-ресурс представляется в виде набора интуитивно понятных объектов – страниц с различными мультимедийными фрагментами, элементами управления и навигации, объединенных паутиной ссылок в некий граф сложной структуры. Вместе с тем эта многосвязная система страниц размещается на сервере (или серверах) как набор составляющих страницы элементов – файлов с отдельными частями, хранимых в файловой системе в виде иерархического дерева каталогов. Управление web-ресурсами традиционно осуществляется через управление правами доступа к составляющим файловой системы web-сервера. При этом логика взаимосвязей между web-ресурсами полностью или частично искажается, приводя, в отдельных случаях, к невозможности полноценного использования ресурса. Управление ресурсами требует не только детального знания структуры файловой системы, правил назначений атрибутов файлов и директорий, но и умения точно представлять взаимное отображение набора отдельных файлов и многосвязной системы мультимедийных страниц.

Было бы более естественным предоставить создателям информационного ресурса инструменты управления содержанием, соответствующие описанному выше представлению ресурса как некоторой системы виртуальных объектов в противоположность файловому хранению как реальной сущности. При этом необходимо учитывать тот факт, что подобный микрорепортал становится частью корпоративной информационной среды вуза или института, управление ресурсами которой принято организовывать на основе той или иной службы каталогов.

Построению искомым средств управления должно предшествовать создание ссылочной информационной модели web-среды, адекватной интуитивному представлению о ней автора содержания и описанной при помощи стандартных для мира информационных технологий правил. Наиболее подходящим инструментом для описания модели представляется язык, основанный на синтаксисе XML как стандартном способе разметки содержания, с семантикой и грамматикой, соответствующей структуре Web-среды в традиционном ее восприятии конечным пользователем.

Разработанная система портала предоставляет возможности по организации клиентского места с целью устранения информационной перегрузки и оптимизации доступа к необходимой информации, отслеживанию и протоколированию действий пользователей для поддержания портала в рабочем состоянии, оценки эффективности его работы и оперативного устранения сбоев, обеспечению активного доступа и отображению информации из множественных гетерогенных источников данных.

1.6. ТЕХНИКО-ЭКОНОМИЧЕСКИЕ АСПЕКТЫ РАЗВИТИЯ РОКС

В развитие РОКС на разных этапах вложены очень большие средства, поэтому должен быть решен вопрос самооплачиваемости затрат на функционирование сети. Каждый следующий этап должен быть экономически обоснован. Для этого следует построить имитационную модель сети, на которой можно было бы проиграть различные варианты развития, в зависимости от прогноза потребностей в услугах сети с учетом передового зарубежного и российского опыта. После решения оптимизационных задач могут быть определены количество уровней иерархии сетей, количество узлов на каждом уровне иерархии, структура сети, потребная мощность каналов во внешний мир и внутри сети, параметры узлов и т.п.

Региональные образовательные компьютерные сети (РОКС) – сложные телекоммуникационные системы большой размерности. Наблюдается неуклонный рост числа поставщиков и потребителей информации, находящихся в едином про-

странстве компьютерной сети, и, соответственно, усложняется анализ текущего состояния сети, прогноз ее развития. В этих условиях возникает немало проблем, связанных с принятием решений по реконструкции существующих телекоммуникаций, реструктуризации потоков информации, модернизации Web-узлов. Важно вовремя принять решения по перенаправлению информационных потоков, установке новых серверов, прокладке новых линий связи.

Решения по реконструкции РОКС зачастую связаны с приобретением дорогостоящего оборудования для покрытия потребностей в увеличении пропускной способности информационных магистралей до уровня прогнозируемого трафика. Усиливается потребность в разработке компьютерных программ для математического моделирования и оптимизации компьютерных сетей. При этом очевидна важность принятия научно обоснованных решений, основанных на анализе существующего положения и экстраполяции будущего. Исследование возможных путей развития сети осуществляется на базе оперативной параметризации структуры сети, представляемой в виде ориентированного взвешенного графа.

Наиболее существенной характеристикой каналов связи в РОКС является загрузка каналов. Анализ загрузки каналов в принципе позволяет эффективно управлять сетью и делать прогнозы о дальнейшем расширении канала или сети. Однако этот анализ осложняется огромным количеством и разнородностью информации, циркулирующей в сети. Большая размерность сетевого трафика при его статистическом анализе в условиях региона ставит перед работниками РОКС задачу рациональной трактовки результатов: как переработать эту информацию в сравнительно небольшой набор показателей, чтобы они, одновременно, были представительными и доступными для понимания.

Необходимо оперативно получать данные о загруженности каналов и оценивать качество сетевого обслуживания (QoS, Quality of Service), что является важнейшим критерием для принятия решений по реконструкции сети. Следует разработать обобщенные показатели, которые могли бы наглядно свидетельствовать о необходимости мероприятий по реконструкции. В этой связи представляется разумным оценивать, пожалуй, самый важный показатель сложной систем – собственно сложность.

Периодичность решения задач оценки сложности варьируется от одного до нескольких месяцев. Но необходимо учесть, что такой анализ следует производить и при включении большого числа новых абонентов в сеть, создании новых информационных ресурсов, доступ к которым может создать дополнительную нагрузку на каналы связи. Например, создание нового WWW, FTP или почтового сервера приведет к увеличению активности пользователей в некоторых участках сети. Все это необходимо учитывать при определении периодичности оценки сложности.

Основным источником данных для оценки сложности является статистика на серверах сети. Статистика представляет собой сведения об активности пользователей в сети, т.е. сведения о трафике. Сбор данных необходимо осуществлять в автоматическом режиме при минимальном участии пользователей.

2. СТРУКТУРНАЯ СЛОЖНОСТЬ: НАЧАЛЬНЫЙ ЭТАП ПОЗНАНИЯ

В последние годы в самых разных областях знаний все чаще звучит термин «сложность». Стали появляться задачи, где требуется оценивать сложность, и на этой основе получаются интересные, порой неожиданные решения.

Постепенно накапливается обширный материал, объединенный идеями новой области знаний – теории сложности. Дадим краткую характеристику некоторых сфер применения этой теории.

Общеизвестен [132] термин «вычислительная сложность» – это важная характеристика, сопровождающая решение многих задач с использованием быстродействующих компьютеров и вычислительных кластеров, на базе методов вычислительной математики и теории исследования операций. Исследуются возможности нахождения оценок сложности производимых вычислений как функции размерности задачи. Под сложностью вычислительного метода, как правило, подразумевается количество арифметических или иных операций, затрачиваемых на решение задачи. Прогнозируется влияние возможных изменений в исходных данных на вычислительные ресурсы, требуемые для решения задачи, поставленной в [77]. Оценка вычислительной сложности позволяет сравнивать методы вычислений по их эффективности.

Возьмем пример: вычислительная сложность решения систем линейных алгебраических уравнений методом Гаусса прямо пропорциональна кубу размерности решаемой системы. Зная эту оценку, можно спрогнозировать, во сколько раз увеличится время счета на компьютере, если размерность системы увеличится известным образом.

Многие проблемы современного теоретического и практического программирования тесно связаны с оценкой алгоритмической сложности. Это одна из наиболее актуальных проблем верификации [78], автоматической генерации программ [79] и ряда других задач программирования [96 – 98]. Оценивать сложность программы можно различными способами. Объем исходного модуля программы в байтах – самая простая характеристика ее сложности. Если принять именно эту характеристику программы за ее сложность, то небольшая рекурсивная процедура поиска контуров графа [80] может оказаться гораздо проще громоздких инженерных расчетов по эмпирическим формулам, расположенных в программе без каких-либо ветвлений. Однако, на уровне сугубо философских представлений о сложности, можно декларировать, что большинство алгоритмов теории графов многим непонятны и потому сложны.

Предположим, что мы сравниваем сложность той же небольшой программы из теории графов с инженерной программой, размер которой просто огромен – сравниваем их по числу операторов языка программирования. Каким должно быть количество формул в инженерной программе, чтобы ее вычислительная сложность была одного порядка с реализацией теоретико-множественного алгоритма?

Становится очевидным, что сложность компьютерных программ надо оценивать не только по количеству операторов, но и по другим характеристикам, учитывающим «запутанность» условных переходов, вложенность циклов, итерации, рекурсию и т.п. В основе оценки сложности программ – оценка сложности алгоритма, абстрагированного от языка программирования.

Но как оценить сложность алгоритма? Для этого надо представить алгоритм в виде блок-схемы, перевести ее в ориентированный взвешенный граф, обоснованно назначить вес каждой дуге, ввести в критерий сложности полученный граф и найти искомую сложность [137].

Термин «сложность» во многом сходен с термином «трудоемкость». Можно воспользоваться, например, стоимостью разработки программ, и этот показатель принять за критерий сложности. Суммарная стоимость затрат на программирование рутинных операторов в логически простой, но громоздкой программе может оказаться на порядок выше стоимости олимпиадной «головоломки». Таким образом, когда мы говорим о сложности программ, нельзя абстрагироваться от области их применения; сравнению подлежат сравнимые варианты программ из одной предметной области.

Как правило, понятие «сложность» используется в сравнительной нотации. Оценка сложности может производиться на качественном уровне: «первый вариант сложнее второго», «третий вариант – самый сложный» и т.п. – на множестве альтернативных вариантов выстраиваются бинарные отношения порядка. Качественная оценка сложности базируется чаще всего на знаниях экспертов, на их опыте; не исключены и догмы.

При оценивании сложности на качественном уровне различаются подходы к сложности «в малом» и «в большом». При исследовании сложности явлений можно действовать по диаметрально противоположным направлениям: «поиска в ширину» и «поиска в глубину». Примером первого подхода могут являться попытки оценивания структурной сложности социально-экономических явлений в регионе [82]. Второй подход в свое время активно развивался в работах лауреата Нобелевской премии И. Пригожина, где много внимания уделялось вопросам сложности. В частности, рассматривалась взаимосвязь бифуркационных явлений, сложности и необратимости [83, 101].

Для количественного познания сложного – формализации сложности – используется, как правило, кибернетический подход. Исходное явление необходимо, прежде всего, снабдить математической моделью. Применительно к этой модели разрабатывается критерий сложности [89, 93, 94]. Основанием для его разработки служит набор непротиворечивых аксиом (аксиоматика сложности).

Если в нашем распоряжении имеется процедура количественной оценки сложности, то ее можно использовать, например, для сравнения альтернативных вариантов, упорядоченных по сложности. В качестве вариантов могут выступать математические описания различных явлений, варианты компьютерных сетей, варианты конструктивного оформления материальных объектов, различные схемы движения и развития в технико-экономических приложениях, разработки программного обеспечения, системы управления и т.д.

Количественная оценка сложности – как необходимость – возникает при неочевидности, невозможности (или бесполезности) назначения качественных (семантических) оценок сложности моделируемым явлениям. В этом случае определяется «система», в рассмотрение вводится понятие «структура системы». Подразумевается, что структура системы может стать предметом наблюдения. Сами же системы, на концептуальном уровне, становятся *структурно сложными*.

Для исследования структурной сложности структура системы ассоциируется с понятием «ориентированный взвешенный граф». Сложность графа, очевидно, зависит от числа вершин графа, числа его дуг и, возможно, от числа контуров. Становится возможным использование традиционных представлений теории графов для оценки структурной сложности.

Характеристики графа необходимо трансформировать в конкретные, алгоритмически выверенные процедуры, отвечающие *цели структурного анализа*. Будет уместна следующая постановка вопроса об оценивании структурной сложности: «Как связать в единый алгоритм этапы отображения множеств, однозначно характеризующих структуру системы, и этапы вычисления эффективности структурного анализа по отношению к поставленной цели увеличения знаний?» Ответом на поставленный вопрос и будет методология познания структурной сложности.

Особую роль в кибернетике играют *замкнутые системы*. Замкнутые системы могут быть своего рода «срезом», усеченным представлением открытых систем. В противоположность открытым системам они, как правило, *структурно наблюдаемые*.

В замкнутых системах структура является отображением топологической упорядоченности [84] в совокупности моделируемых явлений и, тем самым, ассоциирует в себе разрозненные знания об отдельных объектах конкретной структурно наблюдаемой системы. Сложность замкнутой системы, как правило, измерима, т.е. ее можно представить количественно. Открытые системы можно проимитировать в некотором приближении как замкнутые. Выделяется группа из сильно связанных объектов (взаимно достижимых), своего рода ядро, а внешние связи этой группы представляются в виде дополнительных (фиктивных) объектов, образующих совместно с основной группой замкнутую систему.

2.1. ПОЗНАНИЕ СЛОЖНОГО В ЗАДАЧАХ МАТЕМАТИЧЕСКОГО МОДЕЛИРОВАНИЯ И ОПТИМИЗАЦИИ

Методология математического моделирования систем большой размерности, как может показаться, отличается от методологии моделирования отдельно взятых сложных явлений, размерность в которых – не главное: прежде всего тем, что в первом случае моделируется система из сравнительно простых элементов, каждый из которых модельеру хорошо известен.

Познание *сложного явления* на концептуальном уровне вызывает трудности именно в постижении одного элемента как единственного предмета исследования. Модельер стремится познать структуру сложного явления, и, если одиночное явление удастся представить в виде совокупности простых явлений, проблемы моделирования *одиночного сложного* становятся проблемами моделирования *сложного большого*. В этом случае нас может заинтересовать структура *сложного большого* и, следовательно, его структурная сложность.

Таким образом, познание сложного можно квалифицировать как единую процедуру получения знаний для многих (если не большинства) предметов исследования в самых разных кибернетических направлениях.

История развития теории сложности сопровождалась решением задач, близких по своей сущности к познанию сложного как большого, глобального. Постепенно зарождался интерес к рассмотрению систем большой размерности, развивались такие направления, как теория систем и ее приложения [99], системный анализ [102, 107], теория структур [100]. Этому в немалой степени способствовали такие прикладные отрасли знаний, как компьютерные сети и телекоммуникации, региональная экономика, мировая экономика и др.

В немалой степени на развитие общей теории сложности оказала влияние химическая кибернетика и, в частности, химические технологии [87], промышленная экология [88]. Началом послужило то обстоятельство, что ограниченные возможности компьютеров прошлого столетия способствовали появлению задачи «оптимального разрыва рециклов» [85, 86]. Рассматривались такие схемы соединения аппаратов, в которых кроме прямой передачи веществ от аппарата к аппарату существовали обратные, рециркулирующие потоки. Требовалось составить расчетный модуль, позволяющий осуществлять итерационный расчет схемы в целом, причем так, чтобы проблемы собственно вычислений на ЭВМ были успешно решены.

Задача оптимального разрыва рециклов стала актуальной задачей математического моделирования и оптимизации именно в то время, когда появились тенденции перехода от рассмотрения *частного* к рассмотрению *целого*, т.е. к понятию «система».

По мере развития химической кибернетики стало актуальным моделирование сложных химико-технологических схем (СХТС). Производство ацетиленов, например, включает более сотни аппаратов, соединенных материальными потоками [85].

Возникли новые для того времени задачи *математического моделирования СХТС*, а затем и глобальной оптимизации схемы как единого целого, состоящего из элементов с известными математическими моделями. Исследователям хотелось понять, каково поведение всей схемы в целом, если изменения произошли в одном из аппаратов, в некоторой части всей

системы, в каждом из аппаратов и т.д. Более того, необходимо было найти такие режимы функционирования сложных схем, при которых критерии глобальной оптимизации приобретали бы экстремальные значения [102].

Следует отметить, что большинство задач глобальной оптимизации в 1980 – 1990 гг. прошлого столетия так и не были решены полностью из-за недостаточности вычислительных ресурсов того времени.

Задача оптимального разрыва рециклов – лишь одна из многочисленных задач теории декомпозиции больших систем [86]. В рамках этого направления решалась следующая задача, связанная, по сути дела, с познанием сложного. СХТС представляется в виде ориентированного графа, в котором вершинами являются математические модели аппаратов; вес дуги назначается равным числу переменных, передаваемых из одной модели в другую; необходимо найти оптимальное итерируемое множество (ОИМ) – такое подмножество дуг графа, удаление которого приводит граф к дереву, а сумма весов дуг приобретает свое минимальное значение.

Если, предположим, задачу поиска ОИМ решить удалось, то это означает, что исходная система нелинейных уравнений (СНУ) большой размерности редуцируется в задачу меньшей размерности, сокращается вычислительная сложность и, на качественном уровне, упрощается процедура коррекции приближений по ходу осуществления итераций.

Разрабатывались специальные методы решения СНУ большой размерности [85]. Из задач, приведенных в книгах Г.М. Островского, можно видеть, как системы, где изначально присутствовали десятки и даже сотни переменных, становились доступными для решения на ЭВМ 1980-х гг. Это особенно важно для решения задач оптимизации СХТС и по сей день: когда СНУ большой размерности решается многократно, могут потребоваться мощности суперкомпьютеров.

Задачи, основанные на понятии «структурная сложность», можно поделить на два направления: *декомпозиция задач большой размерности* и *структурная композиция*. В первом классе задач ставятся цели анализа системы, разрабатывается аксиоматика сложности, находится критерий сложности, на основе которого проводится декомпозиция системы [90]. Во втором классе задач необходимо сконструировать систему из некоторого набора типовых элементов таким образом, чтобы структурная сложность результата композиции не превышала наперед заданную величину.

В задачах декомпозиции происходит познание сложного, а в задачах композиции – конструирование сложного. Общим для них является необходимость процедуры оценки сложности.

Далее, в данной главе, будут рассмотрены вопросы оценки структурной сложности абстрактных математических объектов – ориентированных взвешенных графов [105]. Именно эти объекты будут основой для моделирования РОКС.

2.2. СТРУКТУРНАЯ СЛОЖНОСТЬ НЕВЗВЕШЕННОГО СИЛЬНО СВЯЗНОГО ОРГРАФА

Понятие «структурная сложность» неотрывно от задачи исследования и цели анализа системы, структуру которой необходимо сопоставлять с другими системами на основе специальных критериев.

Структуру системы принято моделировать на основе понятия «граф» – главного объекта исследования в теории графов [80, 95, 104, 106, 108, 109]. Специалисты в различных областях используют достижения этой теории для решения многочисленных прикладных задач.

В данном параграфе мы начинаем рассмотрение способов количественной оценки структурной сложности с ориентированных невзвешенных графов, или просто *орграфов*.

По отношению к понятию «структурная сложность» взвешенные и невзвешенные орграфы можно сопоставить следующим образом: если все дуги во взвешенном орграфе имеют одинаковый вес, то в оценке структурной сложности вес дуги можно не учитывать.

Задача исследования, в ходе решения которой возникает необходимость оценки структурной сложности орграфов, формулируется так: построить шкалу, позволяющую проводить сортировку орграфов в порядке возрастания сложности отображенных в них структур.

Цель анализа структурной сложности орграфа – уметь определять, насколько сложна структура конкретного орграфа и как она соотносится с другими структурами (например, с помощью бинарных отношений, предикатов [90, 125]).

Следует особо отметить, что в основе классической теории графов [106, 111] лежит понятие *неориентированный граф*. Дуги в таких графах не имеют направленности и называются *ребрами*. Нет нужды в поиске отдельных критериев структурной сложности для неориентированных графов, так как неориентированный граф всегда можно представить как ориентированный.

Рассмотрим орграф $G = (V, D)$, в котором $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ – множество вершин, а $D = \{d_1, d_2, \dots, d_m\}$ – множество дуг; $d_i = (\underline{d}_i \rightarrow \bar{d}_i)$, $i = \overline{1, m}$ – дуга, имеющая начало в вершине с индексом \underline{d}_i и конец в вершине \bar{d}_i . *Размерность орграфа* может быть представлена парой чисел, и это обозначается $\dim G = (n, m)$. В некоторых случаях достаточно одной размерности $\dim G = n$ – когда есть зависимость числа дуг от числа вершин $m = m(n)$.

Структурная сложность орграфа G – это критерий $S(G)$, посредством которого орграфу G в однозначное соответствие ставится целое неотрицательное число $S(G) \in \mathbb{N}$, причем такое, что чем больше $S(G)$, тем граф G сложнее. Нулевая сложность соответствует понятию «простой граф».

На рисунках вершины орграфа будем представлять традиционно в виде кружочка с номером вершины, без буквы «v». Дуги также традиционно обозначаются стрелками. Путь в орграфе будем обозначать в виде последовательности номеров вершин, соединенных стрелками, например $1 \rightarrow 3 \rightarrow 5$.

На рис. 2.1 приведена иллюстрация к задаче сортировки орграфов по критерию $S(G)$.

На понятийном уровне «орграф» моделирует структуру «системы»: технической, физической, абстрактной или какой-либо еще – в данном случае не имеет значения. Нас интересует класс систем, в которых связи между элементами имеют направленность, и любой элемент можно достичь, «перемещаясь» из одного в другой по имеющимся в системе связям. Без претензий на глобальность определений, системы такого рода будем называть замкнутыми (здесь нет противоречий с

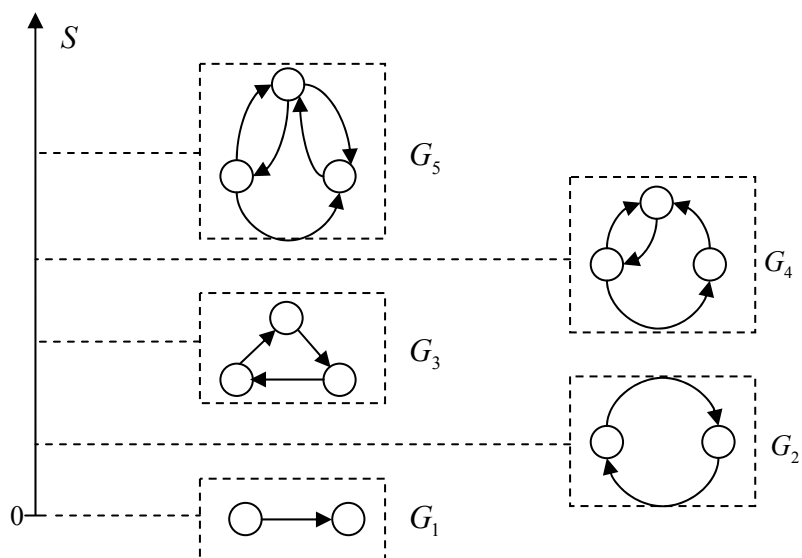


Рис. 2.1. Сортировка орграфов по шкале структурной сложности

физическими замкнутыми системами, так как изолированность системы, как синоним замкнутости, непосредственно вытекает из самого определения). Структура замкнутых систем может быть представлена в виде сильно связанного орграфа.

На рис. 2.1 показано, что орграф G_1 , состоящий лишь из одной дуги и двух вершин, имеет сложность, равную нулю (то же самое можно сказать и о *деревьях* [96, 112]). Орграфы $G_2 - G_5$ – сильно связанные, расположены на шкале в порядке возрастания $S(G)$.

Структурную сложность орграфа можно представить в виде простейших количественных характеристик, например, это число дуг m .

Первый, по ходу изложения, критерий структурной сложности обозначим $S^{(1)}(G)$. В данном случае достаточно одной *аксиомы сложности*, по которой орграф G_A , с числом дуг m_A , сложнее орграфа G_B , имеющего m_B дуг, если $m_A > m_B$. Запишем критерий сложности в виде

$$S^{(1)}(G) = m. \quad (2.1)$$

Рассмотрим орграфы G_A , G_B и G_C на рис. 2.2. Если число m – критерий структурной сложности, то, применительно к орграфам на рис. 2.2, G_A имеет, очевидно, наиболее сложную структуру. С другой стороны, вполне очевидно, что орграф G_C имеет более сложную структуру по сравнению с *кольцами* – тривиальными структурами в классе сильно связанных орграфов (орграф является *кольцом*, если он сильно связный и число дуг равно числу вершин).

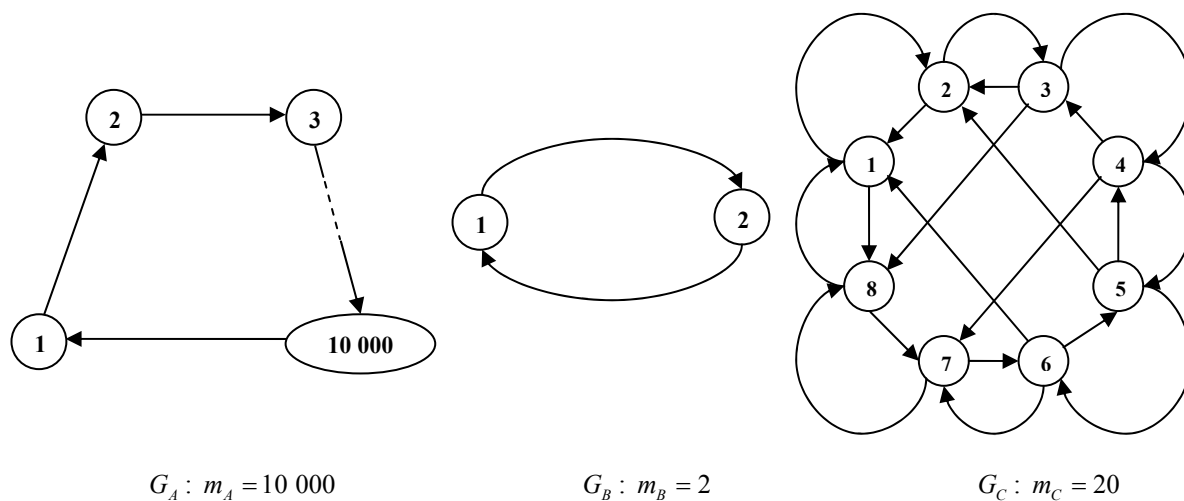


Рис. 2.2. Примеры орграфов

В дальнейшем изложении нам потребуется *аксиома сложности невзвешенных колец*: структурная сложность невзвешенного кольца монотонно возрастает с ростом числа вершин.

При переходе к взвешенным орграфам мы откажемся от этой аксиомы, а пока же она будет неизменным условием принятия всех количественных характеристик структурной сложности орграфа.

Априори, число m дуг орграфа может являться критерием структурной сложности, но лишь в тех задачах, в которых производится сравнение орграфов с однотипной структурой: орграфы разной размерности, но с однотипными правилами формирования структуры.

Орграфы G_A и G_B принадлежат одной серии однотипных орграфов. В орграфе G_C также можно усмотреть определенные правила соединения вершин; увеличивая число вершин и применяя одни и те же правила, получаем серию однотипных орграфов, подобных G_C . Вопрос о правомерности сравнения серий однотипных орграфов по критерию $S^{(1)}(G)$ в случае произвольного G некорректен: нужны дополнительные, конкретизирующие аксиомы сложности.

Очевидно, что критерий $S^{(1)}(G)$ непригоден для ранжирования элементов отдельно взятой серии однотипных орграфов, если мы знаем, что число дуг монотонно возрастает с ростом числа вершин при их лексиграфическом переборе: теряется смысл использования понятия «структурная сложность». Если же правила построения серии однотипных орграфов не обеспечивают монотонности $m = m(n)$, определить бинарное отношение для сравнения орграфов этой серии по критерию $S^{(1)}(G)$ теоретически возможно, но с дополнительной конкретизацией аксиом сложности.

Рассмотрим другую количественную характеристику орграфа – число K элементарных контуров. Упрощая терминологию, в дальнейшем будем использовать одно слово «контур» вместо слов «элементарный контур».

Для нахождения числа контуров K надо сначала выявить все возможные обходы всех вершин в орграфе. Далее среди них надо выявить обходы с однократным повторением вершин (например, пусть $n = 5$, и найден обход $1 \rightarrow 5 \rightarrow 4 \rightarrow 3 \rightarrow 1 \rightarrow 2$; тогда однократно повторена вершина 1), отбросить вершины, следующие за повтором и собрать полученные таким образом неполные обходы во *вспомогательное множество tmp* , из которого затем исключить эквивалентные обходы (например, обходы $1 \rightarrow 2 \rightarrow 1$ и $2 \rightarrow 1 \rightarrow 2$ – эквивалентные). Мощность множества tmp (здесь и далее под лаконичным понятием «мощность множества» мы понимаем менее лаконичное «количество элементов множества»; мощность множества – это обобщение понятия числа элементов множества, которое имеет смысл для всех множеств, включая бесконечные) после такой коррекции будет равна искомому K , а само оно станет ни чем иным, как искомым множеством контуров исследуемого орграфа. Следует добавить, что на практике применяются более эффективные методы поиска множества контуров, в которых время счета на ЭВМ сокращено до предельного минимума [104, 105, 108].

На рис. 2.3 показана логарифмическая диаграмма $K = K(n)$ для полного орграфа (т.е. когда все вершины орграфа связаны между собой попарно дугами). Для построения этой зависимости использовалась первая модификация алгоритма Джонсона нахождения контуров [108]. На рис. 2.3 видно, что число K монотонно растет по нелинейной зависимости, похожей на экспоненту.

Зависимость вида $K = K(n)$ можно построить для любой серии однотипных орграфов, однако нет веских оснований утверждать, что $K = K(n)$ – монотонно-возрастающая при монотонно-возрастающем числе дуг $m = m(n)$.

Если рассмотреть серию однотипных орграфов общего вида, зависимость $K = K(n)$ будет заведомо более пологой, чем на рис. 2.3. Иными словами, $K = K(n)$, свойственная полному орграфу, является мажорантой по отношению ко всем подобным зависимостям для серий однотипных орграфов общего вида. Напрашивается вывод, что шкала K может использоваться для сортировки *лишь некоторых* серий однотипных орграфов. Полные орграфы – типичный пример, когда элементы серии могут быть отсортированы по структурной сложности

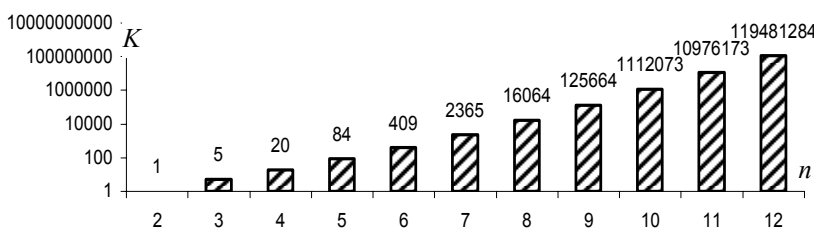


Рис. 2.3. Зависимость числа контуров в полном орграфе от его размерности

$$S^{(2)}(G) = K. \tag{2.2}$$

Вопрос о необходимости монотонного возрастания числа m для монотонного возрастания K остается без ответа до тех пор, пока не возникнет задача, где, подобно случаю использования m для оценки структурной сложности, бинарное отношение сравнения орграфов по критерию $S^{(2)}(G)$ будет конкретизировано и окажется востребованной операцией.

Контуров орграфа удобно поместить в бинарную матрицу с числом строк, равным числу контуров и с числом столбцов, равным числу дуг: $\underline{C} = (\underline{c}_{ij})_{K \times m}$ (в дальнейшем мы перейдем к взвешенным орграфам и перестанем использовать знак подчеркивания в обозначении данной матрицы). В ячейках \underline{c}_{ij} матрицы \underline{C} единица соответствует вхождению j -й дуги в i -й элементарный контур. Более подробная формализация матрицы \underline{C} будет дана ниже по тексту, в 2.3.

Матрица контуров для орграфа G_C приведена в табл. 2.1. В орграфе G_C обнаружено 16 контуров. Немаловажно заметить: матрица контуров, вообще говоря, определена с точностью до нумерации дуг и нумерации контуров орграфа. В табл.

2.1 дуги пронумерованы в лексиграфическом порядке (по возрастанию индексов вершин с приоритетом начальной вершины), а контуры – в соответствии с алгоритмом Джонсона.


Проверим, можно ли использовать критерий $S^{(2)}(G)$ для всех орграфов. Так, если будет найден пример, опровергающий аксиому сложности невзвешенных колец, то критерий $S^{(2)}(G)$ остается пригодным только для полных орграфов.

На рис. 2.2 представлены орграфы, на примере которых легко проверить, может ли число K быть критерием структурной сложности произвольного орграфа. Если K – критерий структурной сложности, тогда орграф G_C сложнее орграфов G_A и G_B ; структурная сложность орграфов G_A и G_B одинакова ($K = 1$). Вывод очевиден: число K нельзя использовать в качестве критерия структурной сложности для произвольных орграфов, так как, по крайней мере, любые невзвешенные кольца в этом случае одинаково сложны, а это вступает в противоречие с аксиомой сложности невзвешенных колец.

Предлагается следующий комбинированный критерий оценки структурной сложности орграфов

$$S^{(3)}(G) = S^{(1)}(G)S^{(2)}(G) = mK. \quad (2.3)$$

2.1. Матрица контуров \underline{C} орграфа G_C

Дуги 	1	1	2	2	3	3	3	4	4	4	5	5	5	6	6	6	7	7	8	8		
	2	8	1	3	2	4	8	3	5	7	2	4	6	1	5	7	6	8	1	7		
№ к о н т у р а	1		1																			
	2			1		1			1						1	1						
	3				1		1			1							1	1	1	1		
	4				1		1				1					1					1	
	5				1		1				1						1	1		1		
	6				1		1	1											1	1		
	7	1																		1		
	8	1	1									1				1					1	1
	9	1	1			1			1				1			1					1	1
	10				1	1																
	11								1									1				
	12				1					1							1					
	13				1		1								1						1	1
	14	1													1						1	1
	15															1					1	
	16																	1				1

Критерий $S^{(3)}(G)$ удовлетворяет аксиоме сложности невзвешенных колец, это вполне очевидно. Для примеров на рис. 2.2 структурная сложность орграфов G_A , G_B и G_C различна: $S^{(3)}(G_A) = 10^4 \cdot 1$, $S^{(3)}(G_B) = 2 \cdot 1$, $S^{(3)}(G_C) = 20 \cdot 16 = 320$.

Остается выяснить, как соотносятся между собой структурная сложность кольца с весьма значительным числом m и структурная сложность орграфа с небольшим числом дуг m , но большим K ? Ответ на этот вопрос надо искать в сопоставлении структурных сложностей колец и полных орграфов: какова должна быть размерность n полного орграфа \hat{G} , чтобы его сложность, измеряемая по критерию $S^{(3)}$, была бы равна сложности кольца с наперед заданным числом дуг \hat{m} ? Пусть $\hat{m} = 10^6$. На рис. 2.4 представлена зависимость $S^{(3)} = S^{(3)}(n)$.

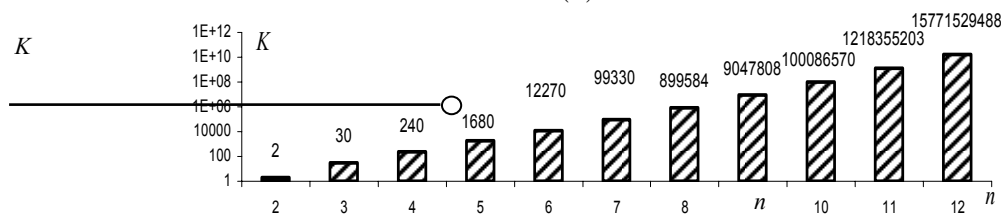


Рис. 2.4. Пересечение графика функции $S^{(3)} = S^{(3)}(n)$ для полного орграфа с уровнем сложности кольца

$$S^{(3)} = 1 \times \hat{m} = 1 \times 10^6$$

Можно отметить, что структурная сложность кольца с миллионом дуг, вычисляемая по формуле (2.3), примерно достигается в полном орграфе при очень малой размерности $n = 8$. Точного целого значения n найти нельзя: $S^{(3)}(8) = 899\,584$, а $S^{(3)}(9) = 9\,047\,808$, что само по себе – интересный факт (Существует ли орграф, сложность которого равна точно 10^6 , кроме кольца? Всегда ли можно найти орграф, соизмеримый по сложности с заданным?).

Аналогичным образом можно поставить вопрос о соизмеримости структурных сложностей и для серий однотипных орграфов. Ответом является пересечение зависимостей вида $S^{(3)} = S^{(3)}(n)$ для сравниваемых серий: получаем размерность

элементов обеих серий, которая уравнивает оргграфы с разными алгоритмами формирования. В случае, когда пересечения не обнаруживается, логично считать, что одна серия однотипных оргграфов сложнее другой, если свойственная ей зависимость $S^{(3)} = S^{(3)}(n)$ является мажорантой.

В качестве примера можно привести две серии однотипных оргграфов: кольца

$$G_1 = \left(\begin{array}{l} V = \{v_i, i = \overline{1, n}, n > 3\}, \\ D = \left\{ \left\{ d_i = \{i \rightarrow (i+1)\}, i = \overline{1, n-1} \right\} \cup \{d_n = \{n \rightarrow 1\}\} \right\} \end{array} \right) \quad (2.4)$$

и двойные кольца

$$G_2 = \left(\begin{array}{l} V = \{v_i, i = \overline{1, n}, n > 3\}, \\ D = \left\{ \left\{ d_i = \{i \rightarrow (i+1)\}, i = \overline{1, n-1} \right\} \cup \{d_n = \{n \rightarrow 1\}\} \right. \\ \left. \cup \left\{ d_i = \{i \rightarrow (i-1)\}, i = n, n-1, \dots, 2 \right\} \cup \{d_n = \{1 \rightarrow n\}\} \right\} \end{array} \right). \quad (2.5)$$

Для этих серий справедливы соотношения

$$S^{(1)}(G_1) = S^{(1)}(G_2) = n, \quad S^{(2)}(G_1) = 1, \quad (2.6)$$

$$S^{(2)}(G_2) = 2 + n, \quad S^{(3)}(G_2) > S^{(3)}(G_1),$$

т.е., как и следовало ожидать, серия однотипных оргграфов G_2 сложнее серии G_1 при любой размерности $n > 3$.

2.3. СТРУКТУРНАЯ СЛОЖНОСТЬ ВЗВЕШЕННОГО СИЛЬНО СВЯЗНОГО ОРГРАФА

Взвешенные оргграфы представляют собой совокупность трех множеств. К множествам вершин и дуг добавляется множество весов $\Gamma = \{\gamma_1, \gamma_2, \dots, \gamma_m\}$, с вещественными положительными элементами $\gamma_i \in [^+]$, каждый из которых сопоставлен дуге $d_i \in D, i = \overline{1, m}$. Таким образом, взвешенный оргграф – это совокупность

$$G = (V, D, \Gamma). \quad (2.7)$$

На рис. 2.5 приведены примеры сильно связанных взвешенных оргграфов.

Вполне очевидно, что в оценке сложности сильно связанных взвешенных оргграфов должны учитываться веса дуг. Возьмем простейший оргграф G_1 . Если не учитывать понятие «вес дуги», то его сложность по критерию $S^{(3)}$ равна 2. В G_1 две дуги разного веса. Возникает вопрос, как эти два числа, 3 и 5, будут фигурировать в критерии структурной

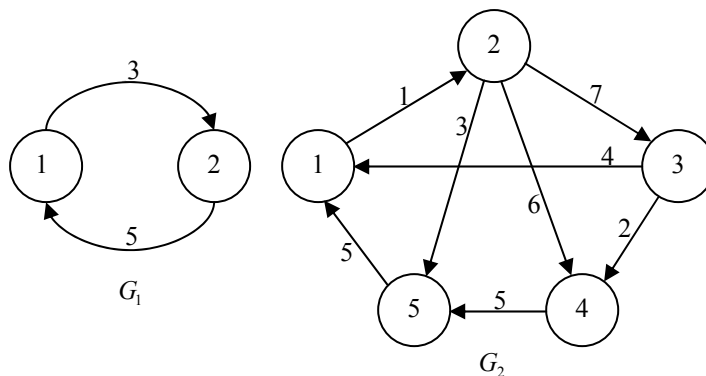


Рис. 2.5. Примеры сильно связанных взвешенных оргграфов

сложности? Если согласиться с постулатом И. Пригожина, что познание сложного сопровождается рациональным упрощением [83, 101], то из двух чисел надо отдать предпочтение числу 3: именно оно и будет определять структурную сложность G_1 . Орграф G_2 содержит уже 8 дуг, и выбрать какое-то одно число из множества $\Gamma = \{1, 7, 6, 3, 4, 2, 5, 5\}$, как в случае G_1 , не просто. Кажется очевидным, что в критерии оценки структурной сложности надо учесть все элементы множества Γ и для этого удобно воспользоваться матричными представлениями орграфа.

Сначала будут формализованы матрицы для невзвешенных оргграфов, чтобы показать эволюцию этих представлений при переходе к взвешенным оргграфам.

Матрица смежности

$$\underline{\mathbf{X}} = (\underline{x}_{ij})_{n \times n}, \quad \underline{x}_{ij} = \begin{cases} ((i \rightarrow j) \in D) \vee i = j \Rightarrow 1; \\ (i \rightarrow j) \notin D \Rightarrow 0 \end{cases} \quad (2.8)$$

однозначно отражает структуру орграфа $G = (V, D)$ и является одним из способов его представления в алгоритмах и программах. На рис. 2.6 приведены матрицы $\underline{\mathbf{X}}_1$ и $\underline{\mathbf{X}}_2$, соответственно, для орграфов G_1 и G_2 (нулевые элементы не отображаются, слева и сверху – индексы i и j элементов \underline{x}_{ij}).

Матрица достижимости

$$\mathbf{P} = (p_{ij})_{n \times n}, \quad p_{ij} = \begin{cases} \exists (i \rightarrow \dots \rightarrow j) \Rightarrow 1; \\ \exists (i \rightarrow \dots \rightarrow j) \Rightarrow 0 \end{cases} \quad (2.9)$$

отражает возможности достижения вершин в орграфе по путям, слагаемых из смежных дуг. Ее элемент p_{ij} равен 1, если в орграфе существует путь $(i \rightarrow \dots \rightarrow j)$ из вершины v_i в вершину v_j . В противном случае $p_{ij} = 0$.

		1	2
1		1	1
2		1	1

		1	2	3	4	5
1		1	1			
2			1	1	1	1
3		1		1	1	
4					1	1
5		1				1

Рис. 2.6. Матрицы смежности для G_1 и G_2

Элементы матрицы достижимости можно найти по формуле

$$p_{ij} = \text{sign } \underline{x}_{ij}^n, \quad i, j = \overline{1, n}, \quad (2.10)$$

где \underline{x}_{ij}^n – элемент матрицы $\underline{\mathbf{X}}^n$ ($\underline{\mathbf{X}}^n = \underline{\mathbf{X}} \cdot \underline{\mathbf{X}} \cdot \dots \cdot \underline{\mathbf{X}}$, всего $n-1$ умножений). Более эффективным является следующий алгоритм нахождения матрицы достижимости.

1. Вход: n , $\underline{\mathbf{X}}$.
2. Полагаем $\mathbf{P} := \underline{\mathbf{X}}$.
3. Устанавливаем признак сделанных изменений $\alpha := \text{false}$.
4. Цикл $i = \overline{1, n}$.
5. Цикл $j = \overline{1, n}$.
6. Если $i \neq j \wedge p_{ij} = 1$, то 6.1. Полагаем $l = j$. 6.2. Цикл $k = \overline{1, n}$. 6.3. Если $p_{ik} = 1 \wedge k \neq l$, то 6.3.1. Если $p_{ik} = 0$, то $\alpha := \text{true}$. 6.3.2. Если α , то вносим изменения в матрицу \mathbf{P} : $p_{ik} := 1$. 6.4. Конец цикла по k .
7. Конец цикла по j .
8. Конец цикла по i .
9. Матрица \mathbf{P} изменилась? Если $\alpha = \text{true}$, то переходим к п. 4.
10. Выход: \mathbf{P} – матрица достижимости.

Пример матрицы достижимости показан на рис. 2.7. Орграф G_3 содержит 3 бикомпоненты (сильно связанные подграфы максимальной размерности) [95]: $\{v_{1..3}\}$, $\{v_{4..7}\}$ и $\{v_{7..8}\}$. Каждой бикомпоненте в матрице достижимости \mathbf{P}_3 соответствует свой уникальный набор строк. Таким образом, по матрице достижимости можно выявить бикомпоненты орграфа и, в конечном итоге, найти его конденсацию (граф Герца) [108]. В примере на рис. 2.7 пунктирной линией обозначена бикомпонента $\{v_{1..3}\}$ и соответствующие ей первые три строки матрицы \mathbf{P}_3 .

Одно из наиболее полезных применений матрицы достижимости – проверка сильной связности орграфа. Если равенство

$$\sum_{i=1}^n \sum_{j=1}^n p_{ij} = n^2 \quad (2.11)$$

справедливо (иными словами, если все элементы матрицы достижимости – единицы), орграф – сильно связный.

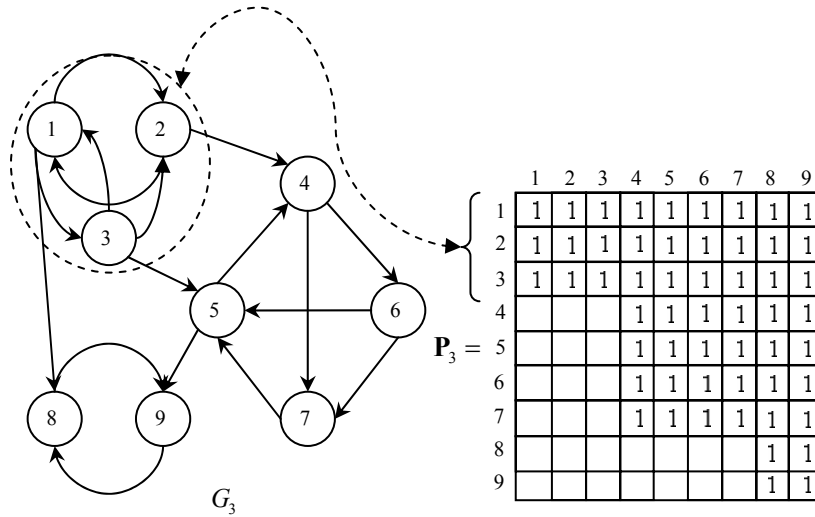


Рис. 2.7. Пример матрицы достижимости

Матрица инцидентности

$$\mathbf{B} = (b_{ij})_{n \times m}, \quad b_{ij} = \begin{cases} \underline{d}_j = i \Rightarrow -1; \\ \bar{d}_j = i \Rightarrow +1; \\ \underline{d}_j \neq i \wedge \bar{d}_j \neq i \Rightarrow 0 \end{cases} \quad (2.12)$$

в классическом представлении – прямоугольная матрица размерности $n \times m$, определяет связь между вершинами орграфа и дугами, может быть получена из матрицы смежности. Ее конкретный вид зависит от способа индексации дуг орграфа. В отличие от матрицы смежности, однозначно определяющей конкретный орграф, матрица инцидентности определяет не конкретный орграф, а группу изоморфных орграфов [112].

Пример матрицы инцидентности приводится на рис. 2.8. Дуги орграфа G_4 пронумерованы в лексиграфическом порядке.

Матрица контуров

$$\mathbf{C} = (\underline{c}_{ij})_{K \times m}, \quad \underline{c}_{ij} = \begin{cases} d_j \in \bar{c}_i \Rightarrow 1; \\ d_j \notin \bar{c}_i \Rightarrow 0 \end{cases} \quad (2.13)$$

содержит исчерпывающую информацию о контурах в орграфе, является матричным представлением множества контуров. Число строк в этой матрице равно числу контуров, а столбцы нумеруются в том же порядке, что и столбцы матрицы инцидентности. Здесь \bar{c}_i – элемент множества контуров

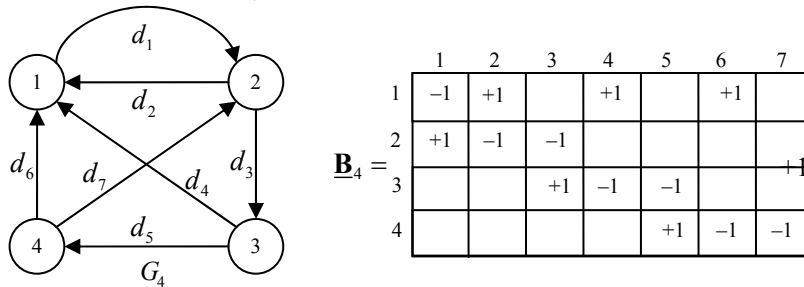


Рис. 2.8. Пример матрицы инцидентности

$$\bar{C} = \left\{ \bar{c}_i, i = \overline{1, K} \left| \begin{array}{l} \bar{c}_i = \{ \bar{c}_i^{(1)}, \bar{c}_i^{(2)}, \dots, \bar{c}_i^{(k)} \}, \forall k \in \{ \overline{2, |\bar{c}_i| - 1} \} : \bar{c}_i^{(k)} \notin \bar{c}_i \setminus \{ \bar{c}_i^{(k)} \}, \\ \zeta(\bar{c}_i, \bar{c}_j) = 0, j \in \{ \overline{1, K} \} \setminus \{ i \}. \end{array} \right. \right\} \quad (2.14)$$

Предикат $\zeta(\bar{c}_i, \bar{c}_j)$ выявляет эквивалентные контуры: он равен 1, если контур \bar{c}_i можно получить из \bar{c}_j путем циклического сдвига вершин (или наоборот, \bar{c}_j можно получить из \bar{c}_i). Принадлежность дуги контуру $d_j \in \bar{c}_i$ означает, что при последовательном переборе смежных вершин контура отыщется пара вершин, образующих дугу d_j , соответственно \underline{d}_j и \bar{d}_j .

При переходе от невзвешенных к взвешенным сильно связным орграфам в их матричные представления необходимо внести изменения: матрицы смежности, инцидентности и контуров классифицируются как *взвешенные*, а их элементы становятся вещественными числами.

Взвешенная матрица смежности

$$\mathbf{X} = (x_{ij})_{n \times n}, \quad x_{ij} = \begin{cases} d_k = (i \rightarrow j) \in D \Rightarrow \gamma_k; \\ (i \rightarrow j) \notin D \Rightarrow 0 \end{cases} \quad (2.15)$$

отличается от классической бинарной матрицы \mathbf{X} тем, что на месте единичных элементов в матрице \mathbf{X} находятся веса дуг, а диагональные элементы равны нулю.

Взвешенная матрица инцидентности

$$\mathbf{B} = (b_{ij})_{n \times m}, \quad b_{ij} = \begin{cases} \underline{d}_j = i \Rightarrow \gamma_{i, \underline{d}_j}; \\ \bar{d}_j = i \Rightarrow 2\gamma_{\underline{d}_j, i}; \\ \underline{d}_j \neq i \wedge \bar{d}_j \neq i \Rightarrow 0 \end{cases} \quad (2.16)$$

отличается от классического представления тем, что отрицательные элементы замещаются весом соответствующих дуг, а положительные – удвоенным весом. В таком случае информационная основа взвешенной матрицы инцидентности по отношению к классической матрице сущности своей не меняет. Иллюстрация к этому обстоятельству приведена на рис. 2.9.

На рис. 2.9 показана дуга $d_k = (i \rightarrow j)$ и два варианта:

1. дуга без веса в классической матрице инцидентности;
2. дуга с вещественным весом γ_k во взвешенной матрице инцидентности.

В классической матрице инцидентности число «-1» ставится на пересечении строки с номером « i » и столбца с номером « k », символизируя отток информации из вершины v_i . Приток информации в вершину v_j сопровождается появлением «+1» в строке с номером « j ». Таким образом, взвешенная матрица \mathbf{B} как бы масштабируется весами дуг, а соотношение «отток/приток информации» остается прежним, как в классическом варианте этой матрицы.

Взвешенность орграфа (2.7) требует пересмотра правил индексации дуг при оценке структурной сложности. До этого мы придерживались лексиграфической индексации. Новая индексация должна учитывать понятие «вес дуги», а также оценку вклада конкретной дуги в структурную сложность орграфа.

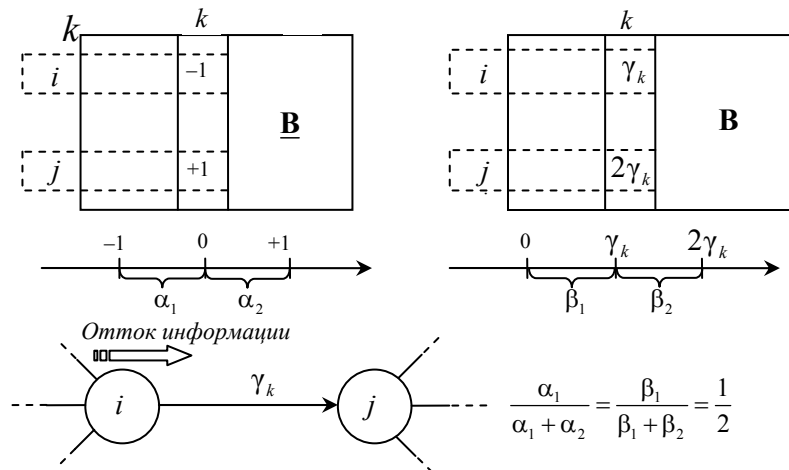


Рис. 2.9. Информационная сущность матриц \mathbf{B} и \mathbf{B}

Оценка структурной сложности связана с постановкой задачи исследования: решаемая задача порождает аксиоматику сложности. Задача, с которой мы связываем необходимость оценки сложности, остается прежней, как и для невзвешенных орграфов – сортировка орграфов по критерию структурной сложности. Предположим, в нашем распоряжении уже имеется процедура оценки структурной сложности взвешенного орграфа. Тогда дуга d_1 будет считаться *более приоритетной*, чем d_2 , если ее удаление приводит к более существенному уменьшению структурной сложности. В замкнутой системе, имеющей структуру сильно связного орграфа, дуга d_1 будет более приоритетной, чем d_2 , если

- 1) ее вес минимален в D ;
- 2) через дугу d_1 проходит максимальное число контуров.

В этом случае дуга d_1 , будучи удаленной, приводит орграф в состояние, характеризуемое минимальной структурной сложностью. Если не выполняется хотя бы один из двух пунктов, приведенных выше, говорить о безусловной приоритетности дуги невозможно. Можно лишь давать предварительную оценку приоритетности.

Вернемся к матричным представлениям орграфа. Матрицы инцидентности и контуров определены алгоритмически. Дуги взвешенного орграфа имеет смысл упорядочить в соответствии с оценками их *приоритетности*, отказавшись от малоинформативного лексиграфического порядка.

Итак, перед вычислением структурной сложности производится оценка приоритетности дуг – сортировка дуг по следующим признакам (перечислены в последовательности проверки):

- 1) числу контуров, проходящих через дугу (по убыванию);
- 2) весу дуги (по возрастанию);

3) индексу начала дуги (по возрастанию);

4) индексу конца дуги (по возрастанию).

При таком упорядочении *наиболее приоритетной* окажется дуга, входящая в максимальное число контуров, и, если таких дуг несколько, то более приоритетной будет дуга, имеющая меньший вес. Наоборот, *наименее приоритетной* окажется дуга, входящая в минимальное число контуров, и, если таких дуг несколько – дуга с максимальным весом.

Сортировка дуг сопровождается перестановкой столбцов матрицы контуров:

1) столбцы матрицы контуров группируются по убыванию суммарного количества единичных элементов в этих столбцах;

2) если возникли подматрицы из столбцов с одинаковым количеством единиц, расставляем столбцы по убыванию веса соответствующих им дуг;

3) если в одной подматрице находятся дуги с одинаковым весом и одинаковым числом единиц в соответствующих столбцах, расставляем их в лексикографическом порядке по индексам дуг.

Порядок следования столбцов, полученный в результате упорядочения матрицы контуров, следует распространить на все процедуры, связанные с оценкой структурной сложности. В частности, матрица инцидентности и матрица контуров должны быть согласованы по нумерации дуг.

Возьмем для примера орграф G_C на рис. 2.2. Ранее в табл. 2.1 была приведена матрица контуров с лексикографическим расположением столбцов. В соответствии с изменившимися правилами индексации дуг i , считая пока, что все дуги орграфа G_C имеют одинаковый вес, получаем модифицированную матрицу \underline{C} в виде табл. 2.2. Столбцы этой таблицы располагаются слева направо по мере убывания числа единиц. В итоге формируются подматрицы из столбцов с одинаковой приоритетностью.

2.2. Модифицированная матрица контуров орграфа G_C

Дуги \downarrow	2 1 3 7 8 6 1 8 7 2 4 5 3 6 6 3 4 4 5 5																			
	3 2 4 6 7 1 8 1 8 1 5 6 8 5 7 2 3 7 2 4																			
№ к о н т у р а	1		1							1										
	2	1	1	1		1						1	1							
	3	1	1	1					1	1		1	1			1				
	4	1	1	1	1		1												1	
	5	1	1	1					1	1									1	
	6	1	1						1						1					
	7								1	1										
	8				1	1			1			1			1					1
	9				1	1			1			1			1			1	1	
	10	1															1			1
	11			1														1		
	12	1		1								1								1
	13	1	1		1	1	1							1						
	14				1	1	1	1												
	15				1											1				
	16					1					1									
Контурность	8	7	6	5	4				3			2						1		

В нижней части табл. 2.2 появилась новая строка – *контурность* дуги, показывающая, во скольких контурах участвует дуга. Это важная характеристика меры влияния дуги на величину структурной сложности.

Если вес γ_1 дуги d_1 невелик, ее участие в структурной сложности, несомненно, значимо. Если же дуга d_1 имеет большой вес, ее участие в формировании структурной сложности может оказаться соизмеримо с дугами, расположенными в матрице \underline{C} правее d_1 .

Взвешенная матрица контуров

$$C = (c_{ij})_{K \times m}, \quad c_{ij} = \begin{cases} c_{ij} = 1 \Rightarrow x_{d_j, \bar{d}_j} \sum_{k=1}^K c_{kj} \\ c_{ij} = 0 \Rightarrow 0 \end{cases} \quad (2.17)$$

формируется на основе модифицированной матрицы контуров невзвешенного орграфа, единичный элемент которой заменяется произведением контурности на вес дуги.

На рис. 2.10 приведен взвешенный орграф G_D , полученный из G_C (см. рис. 2.2), а в табл. 2.3 – взвешенная матрица контуров C_D .

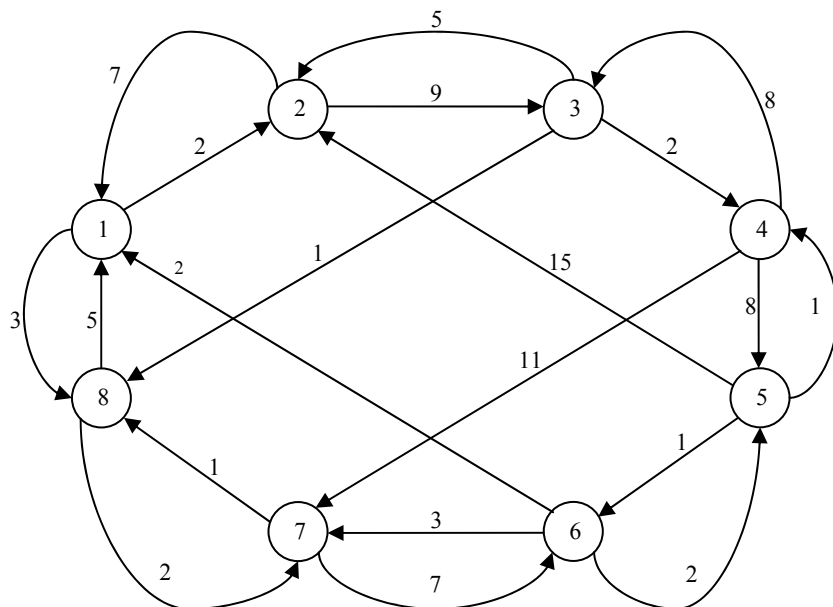


Рис. 2.10. Взвешенный оргграф G_D
 2.3. Взвешенная матрица контуров C_D для оргграфа G_D

Дуги \downarrow	2	1	3	7	8	6	1	8	7	2	4	5	3	6	6	3	4	4	5	5
	3	2	4	6	7	1	8	1	8	1	5	6	8	5	7	2	3	7	2	4
1		14								21										
2	72	14	12			8					24	2								
3	72	14	12					20	3		24	2			6					
4	72	14	12	42		8												22		
5	72	14	12					20	3									22		
6	72	14						20					2							
7							12	20												
8				42	10		12			21				4					30	
9				42	10		12			21				4		10	16			1
10	72														10					
11			12													16				
12	72		12								24								30	
13	72	14		42	10	8							2							
14				42	10	8	12								6					
15				42																
16					10				3											
Вес дуги	9	2	2	7	2	2	3	5	1	7	8	1	1	2	3	5	8	11	15	1
Контурность	8	7	6	5		4			3					2						1

В матрице C_D наиболее приоритетной дугой является дуга $(2 \rightarrow 3)$, она входит в 8 контуров, а наименее приоритетной – дуга $(5 \rightarrow 4)$, входящая лишь в 1 контур.

Ранее, в 2.2, было показано, что сложность невзвешенного оргграфа можно оценить как произведение числа дуг на число контуров. Взвешенный оргграф представляет собой совокупность вершин, дуг и их весов. Эта совокупность представлена двумя матрицами – взвешенными матрицами смежности и инцидентности. Контурные представлены взвешенной матрицей контуров. Таким образом, чтобы оценить сложность взвешенного оргграфа необходимо, прежде всего, найти произведение матриц: взвешенная матрица смежности умножается на взвешенную матрицу инцидентности, а затем полученное произведение – на транспонированную взвешенную матрицу контуров. На рис. 2.11 дана иллюстрация к данной аналогии.

На рис. 2.11 показано, что аналогом первого сомножителя в критерии $S^{(3)}$, числа дуг m , является произведение матриц \mathbf{XB} с результирующей размерностью $(n \times m)$. Аналогом второго сомножителя, числа контуров K , является транспонированная взвешенная матрица контуров \mathbf{C}^* . В результате перемножения получается матрица \mathbf{XBC}^* размерности $(n \times K)$.

Стрелка с вопросительным знаком на рис. 2.11 показывает, что результат перемножения матриц надо преобразовать в число, которое, собственно, и будет искомой оценкой структурной сложности.

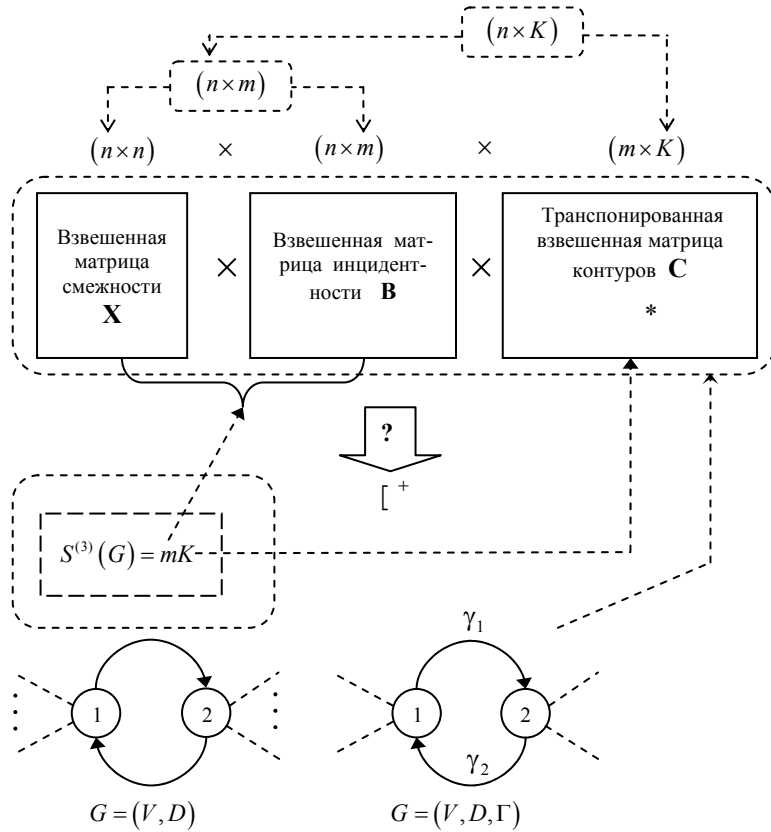


Рис. 2.11. Аналогия между структурными сложностями

Введем новое понятие – «матрица сложности»

$$\mathbf{W} = (\mathbf{XBC}^*)(\mathbf{XBC}^*)^*, \quad \dim \mathbf{W} = (n \times n). \quad (2.18)$$

Норма матрицы \mathbf{W} – это и есть то преобразование, которое было обозначено вопросительным знаком на рис. 2.11. Получаем критерий структурной сложности взвешенного сильно связанного орграфа

$$S^{(4)}(G) = \|\mathbf{W}\|_2 = \max_{1 \leq i \leq n} \lambda_i(\mathbf{W}), \quad (2.19)$$

где $\lambda_i(\mathbf{W})$, $i = \overline{1, n}$ – спектр матрицы \mathbf{W} . В формуле (2.19) нет нужды в точности следовать определению нормы матрицы, согласованной с Евклидовой нормой вектора [114, 115], согласно которому $\|\mathbf{W}\|_2 = \max_{1 \leq i \leq n} |\lambda_i(\mathbf{W})|$: знак модуля можно опустить, так как матрица сложности – симметричная, положительно полуопределенная.

Ранее (табл. 2.2) мы ввели понятие «приоритетность дуги»: это свойство дуги, по которому можно оценить ее вклад в структурную сложность. Ярким примером орграфа, позволяющим продолжить дальнейшие рассуждения, является *гамак*: это орграф с *критической* дугой, через которую проходят сугубо все контуры. Если произвести разрыв критической дуги, получим орграф без контуров. Пример гамака показан на рис. 2.12. Критическая дуга $(1 \rightarrow 2)$ разрывает все контуры, и она – наиболее приоритетная, если $\forall i \neq j: \gamma_i \sim \gamma_j; i, j = \overline{1, 17}$.

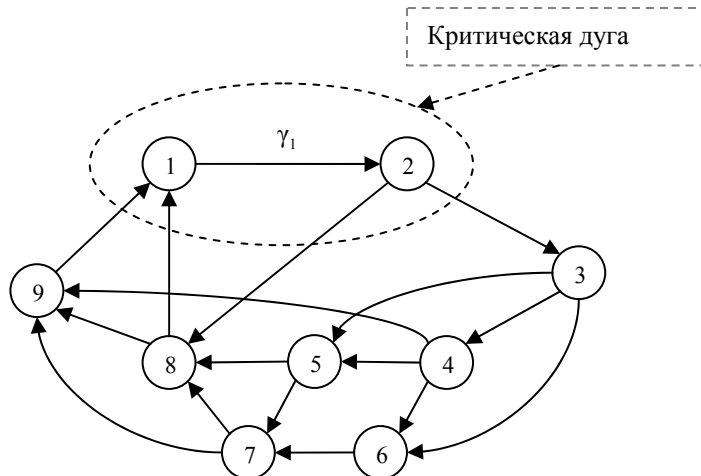


Рис. 2.12. Гамак с критической дугой (1 → 2)

Однако если предположить, что $\gamma_1 \gg \gamma_i, i = \overline{2, 17}$, то наиболее приоритетной дугой может оказаться отнюдь не критическая дуга.

Вводится определение: *мера приоритетности дуги*

$$\mathfrak{S}(d_i; \Delta\gamma) \triangleq \frac{1}{\gamma_i^2} \frac{S^{(4)}(G|d_i \approx \gamma_i + \Delta\gamma) - S^{(4)}(G)}{\Delta\gamma}, \quad i = \overline{1, m}. \quad (2.20)$$

Поясним формулу (2.20):

- $\mathfrak{S}(d_i; \Delta\gamma)$ – мера приоритетности дуги d_i ; функция имеет параметр $\Delta\gamma$;
- знаки \triangleq и \approx означают, соответственно, «равно по определению» и «сопоставлено», т.е. присвоено локально в пределах термина.
- $S^{(4)}(G|d_i \approx \gamma_i + \Delta\gamma)$ – структурная сложность орграфа G , в котором дуге d_i сопоставлен вес γ_i с приращением $\Delta\gamma > 0$.
 - мера приоритетности – по характеру формирования – мультипликативная величина, что объясняется необходимостью баланса структурных и алгебраических свойств дуги;
 - алгебраические свойства взвешенной дуги проявляются в первом сомножителе: чем вес больше, тем приоритет дуги меньше;
 - структурные свойства дуги оцениваются вторым сомножителем – чем меньше приращение сложности в числителе дроби, тем в меньшей мере дуга может повлиять на оценку структурной сложности; фактически это частная производная структурной сложности по весу дуги, вычисляемая методом конечных разностей.

Кроме положительной полуопределенности, необходимо отметить еще одно важное свойство матрицы сложности: норма $\|\mathbf{W}\|_2$ связана с весом любой дуги монотонно-возрастающей зависимостью. Что же касается критерия $S^{(4)}(G)$, он обладает «полезным» качеством: при увеличении веса наиболее приоритетной дуги γ_1 в зависимости $\mathfrak{S} = \mathfrak{S}(d_i; \Delta\gamma), i = \overline{1, 20}$ наблюдается смещение индекса наибольшей приоритетности вправо (рис. 2.13).

Рассмотрим простейший взвешенный орграф G_E на рис. 2.14 и продемонстрируем на этом орграфе использование критерия $S^{(4)}(G)$.

Взвешенная матрица смежности орграфа G_E

$$\mathbf{X} = \begin{bmatrix} 0 & a \\ b & 0 \end{bmatrix}. \quad (2.21)$$

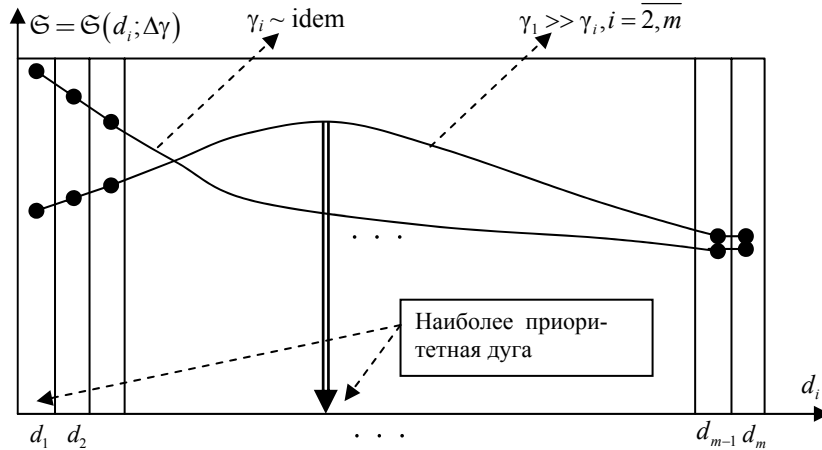


Рис. 2.13. Смещение индекса наибольшей приоритетности

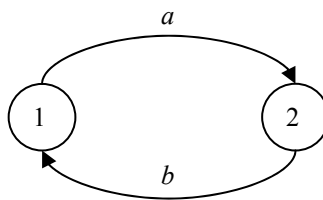


Рис. 2.14. Простейший взвешенный орграф G_E

Взвешенная матрица инцидентности

$$\mathbf{B} = \begin{bmatrix} a & 2b \\ 2a & b \end{bmatrix}. \quad (2.22)$$

Транспонированная взвешенная матрица контуров

$$\mathbf{C}^* = \begin{bmatrix} a \\ b \end{bmatrix}. \quad (2.23)$$

Матрица сложности

$$\mathbf{W} = \begin{bmatrix} (2a^3 + ab^2)^2 & (2a^3 + ab^2) \\ (2a^3 + ab^2)(a^2b + 2b^3) & (a^2b + 2b^3)^2 \end{bmatrix}. \quad (2.24)$$

Характеристический полином матрицы сложности

$$P_2(\lambda) = \lambda^2 - (4a^6 + 5a^4b^2 + 5a^2b^4 + 4b^6)\lambda. \quad (2.25)$$

Спектр матрицы сложности (корни уравнения $P_2(\lambda) = 0$)

$$\lambda_1 = 4a^6 + 5a^4b^2 + 5a^2b^4 + 4b^6, \quad \lambda_2 = 0, \quad (2.26)$$

и вполне очевидно, что $\forall a, b \in R^+, \|\mathbf{W}\|_2 = \lambda_1 > 0$.

Без ограничения общности полагаем $a < b$. В этом случае дуга $(1 \rightarrow 2)$ – более приоритетная, чем $(2 \rightarrow 1)$. Остается показать, что приращение веса дуги $(1 \rightarrow 2)$ дает более существенное приращение величины $\|\mathbf{W}\|_2$ (в соответствии с теорией И. Пригожина, познание сложного осуществляется путем разложения системы на простые элементы наименее трудоемким способом [83, 101], поэтому ожидается, что разрыв дуги с меньшим весом – и есть наименее трудоемкий способ познания сложности орграфа G_E).

Проверяем выполнение неравенства

$$\frac{1}{a^2} \frac{\partial \lambda_1}{\partial a} > \frac{1}{b^2} \frac{\partial \lambda_1}{\partial b}. \quad (2.27)$$

Перенесем выражение из правой части (2.27) в левую часть и представим полученное выражение как функцию двух переменных

$$\varphi(a, b) = \frac{24a^5 + 20a^3b^2 + 10ab^4}{a^2} - \frac{10a^4b + 20a^2b^3 + 24b^5}{b^2}. \quad (2.28)$$

На рис. 2.15 представлен 3D-график функции $\varphi(a, b)$, где в левой части поверхности находится область $a < b$. На этой затемненной части графика видно, что функция $\varphi(a, b)$ положительная, т.е. неравенство (2.27) выполнено.

Вернемся к невзвешенному орграфу G_C (см. рис. 2.2). Назначим всем дугам этого орграфа единичный вес. Как показано в табл. 2.2, наибольший приоритет имеет дуга $(2 \rightarrow 3)$ – она входит в наибольшее число контуров. В табл. 2.4 приведена матрица сложности орграфа G_C (точнее ее верхний треугольник, серым цветом выделена главная диагональ).

При небольшой размерности орграфа G_C элементы матрицы \mathbf{W} – уже довольно большие числа. Было замечено, что при увеличении размерности орграфа порядок чисел в матрице \mathbf{W} растет, и для больших размерностей орграфа необходимо предусмотреть использование на ЭВМ нестандартных вещественных типов данных с повышенным числом разрядов [77].

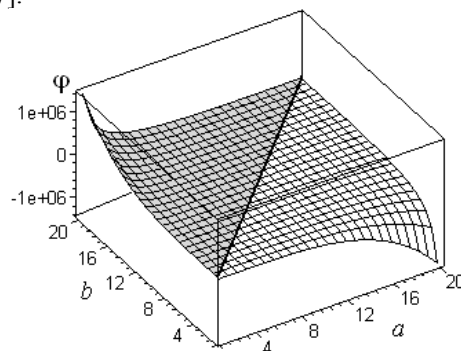


Рис. 2.15. 3D-график функции $\varphi(a, b)$

2.4. Матрица сложности орграфа G_C

$W =$

7978	8097	9558	7139	8817	7628	4505	6883
	9303	10234	7738	10 042	7837	4208	7031
		11895	9102	11 224	9148	5199	8131
			9102	9100	7522	4482	6653
				11 544	8874	4836	7862
					8783	5458	7996
						3831	5029
							7408

На рис. 2.16 приводится диаграмма приоритетности дуг. Индекс наибольшей приоритетности получился равным единице, что подтверждает правомерность применения критерия $S^{(4)}$ не только к взвешенным, но и к невзвешенным орграфам.

Оставляя неизменными значения параметричности всех дуг, кроме первой (ранее она была наиболее приоритетной), увеличим γ_1 с 1 до 10. Результаты вычислений приводятся на рис. 2.17. Дуга (2 \rightarrow 3) теряет свою наибольшую приоритетность. Наиболее приоритетной дугой становится дуга (3 \rightarrow 4), разрывающая 6 контуров. Продолжаем процесс: устанавливаем параметричность дуги (3 \rightarrow 4) равной 10. Результат приведен на рис. 2.18. Как видно из рис. 2.18, пик чувствительности сместился вправо – наиболее приоритетной дугой стала дуга (3 \rightarrow 2), разрывающая всего 2 контура.

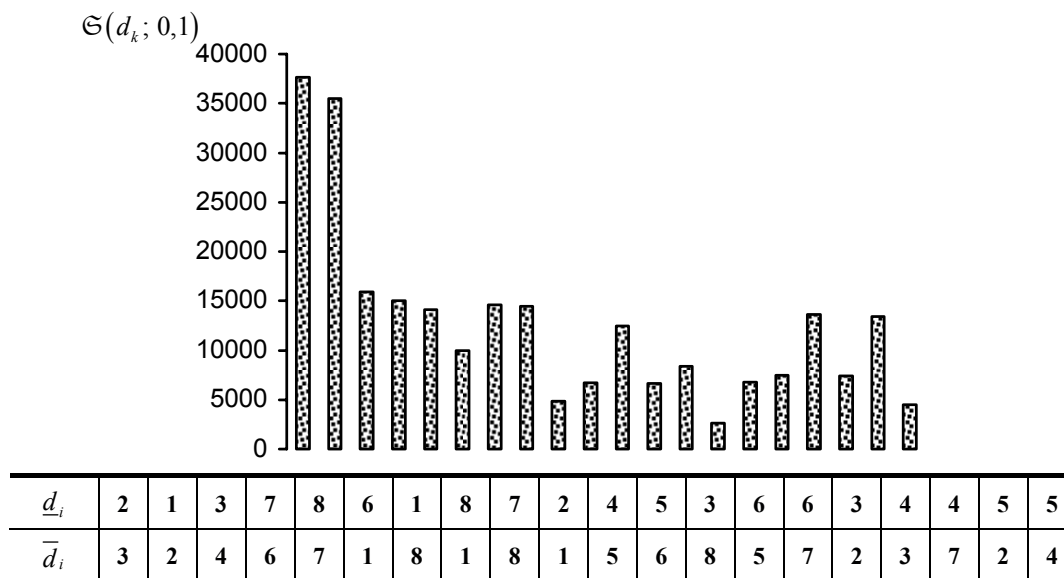


Рис. 2.16. Диаграмма приоритетности дуг орграфа G_C

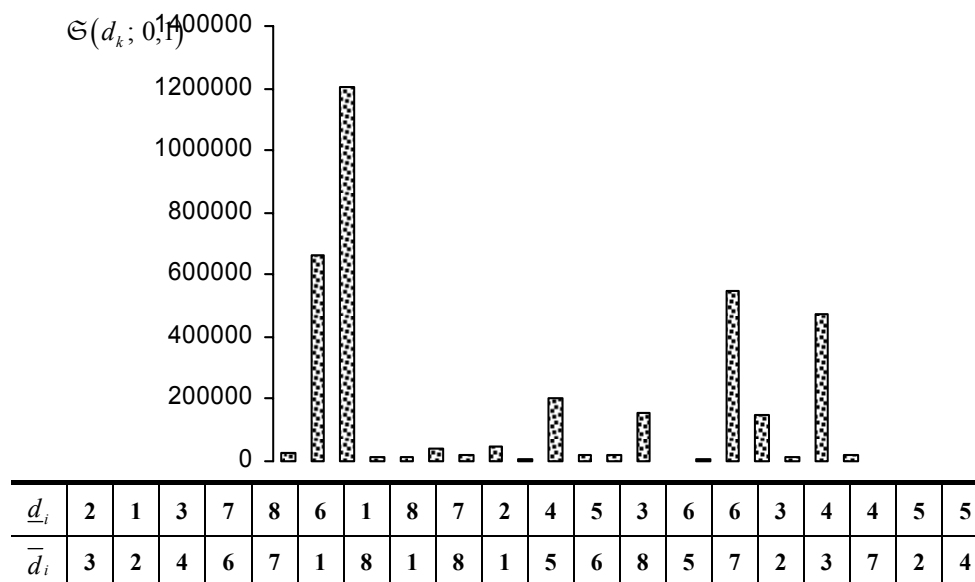


Рис. 2.17. Смещение индекса наибольшей приоритетности, $\gamma_1 = 10$

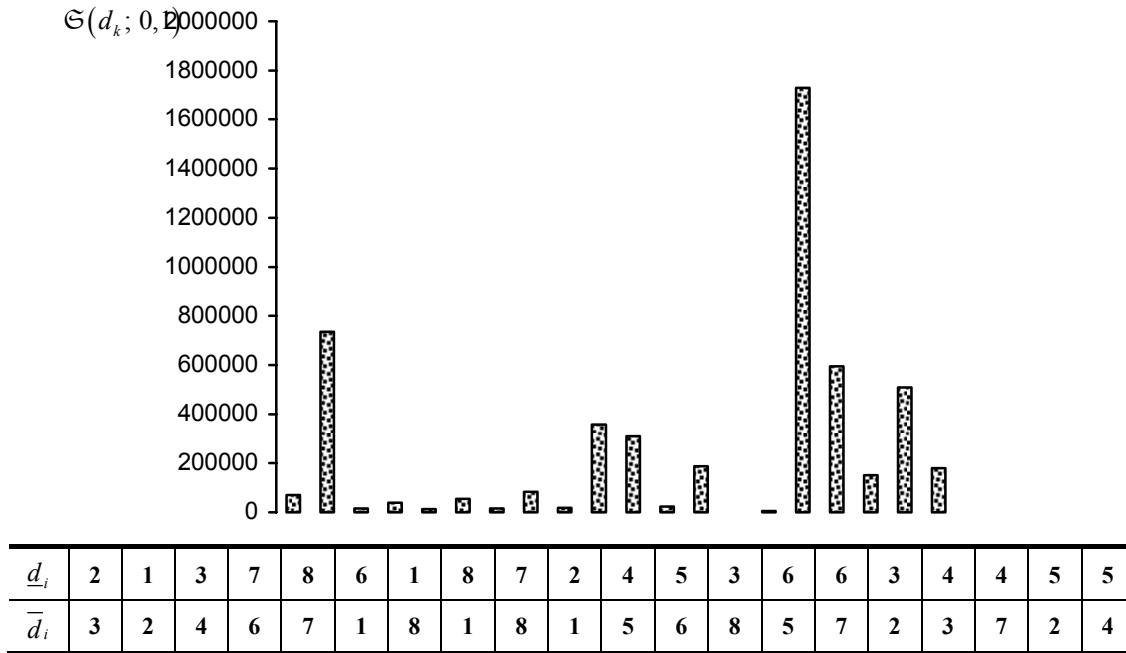


Рис. 2.18. Случай $\gamma_1 = \gamma_3 = 10$

Интересно выяснить: при каких значениях γ_1 происходит смена индекса наибольшей приоритетности? Вообще говоря, смена индекса наибольшей приоритетности – явление, которое можно охарактеризовать как структурную бифуркацию (катастрофу [83, 92, 101]): в данном случае – скачкообразное изменение структурных свойств сильно связанного взвешенного орграфа. На рис. 2.19 показаны результаты соответствующих расчетов.

Проследим, как меняется значение критерия $S^{(4)}(G)$ для исходного орграфа G_C , когда вес наиболее приоритетной дуги d_1 постепенно увеличивается. На рис. 2.20 продемонстрированы результаты расчетов.

Результаты, представленные на рис. 2.20, показали, что, как и следовало ожидать, при увеличении веса наиболее приоритетной дуги структурная сложность *монотонно возрастает*.

На рис. 2.21 представлена диаграмма меры приоритетности дуг для взвешенного орграфа с произвольными весами дуг (см. орграф G_D на рис. 2.10).

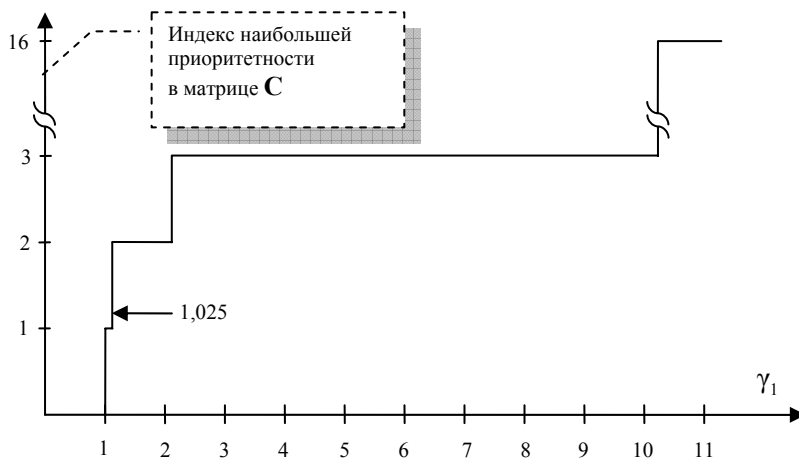


Рис. 2.19. Структурная бифуркация в орграфе G_C

$S^{(4)}$

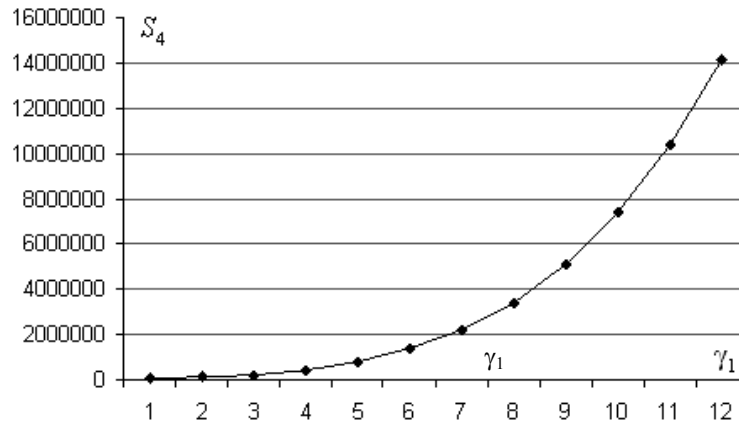


Рис. 2.20. График зависимости $S^{(4)}(G_C)$ как функции веса дуги γ_1

Наиболее приоритетной дугой оказалась дуга $d_2 = (1 \rightarrow 2)$, что само по себе не удивительно – эта дуга разрывает лишь чуть меньше контуров, чем $(2 \rightarrow 3)$, но в отличие от дуги $(2 \rightarrow 3)$ имеет в 4,5 раза меньший вес. Налицо баланс структурных и алгебраических свойств дуги: критерий $S^{(4)}$ этот баланс выявляет.

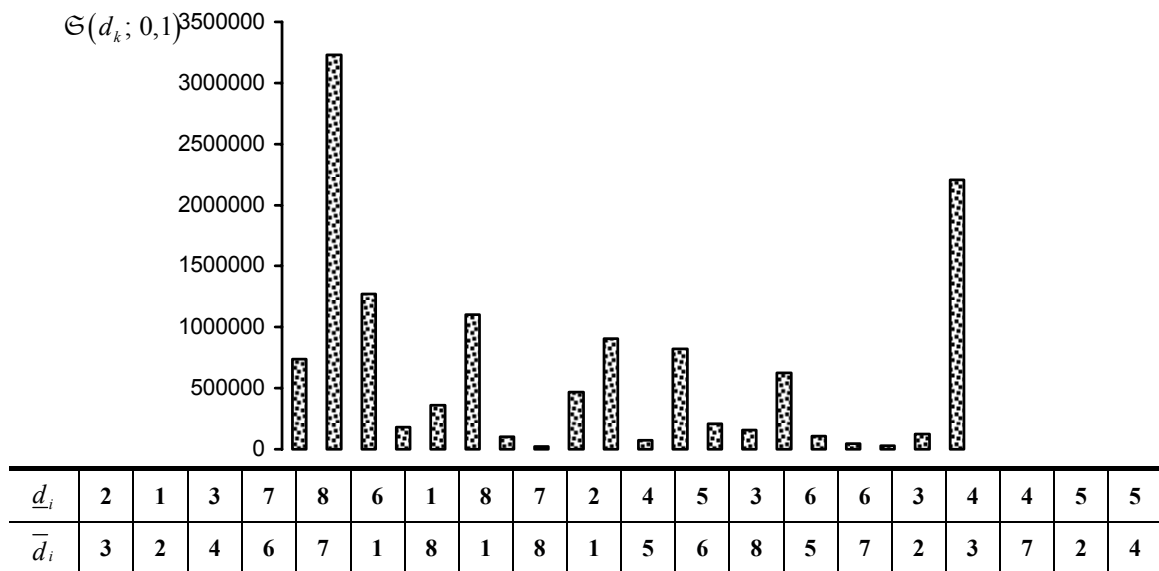


Рис. 2.21. Диаграмма приоритетности дуг орграфа G_D

Таким образом, вычислительные эксперименты продемонстрировали, что критерий структурной сложности $S^{(4)}(G)$ позволяет выявить индекс наибольшей приоритетности. В главе 3 мы еще вернемся к этому понятию и покажем, что на основе этого индекса можно сделать ряд уточнений, повышающих достоверность оценки структурной сложности.

В качестве основных итогов данной главы можно сделать вывод, что критерий $S^{(4)}(G)$ позволяет решать задачи сортировки взвешенных сильно связанных орграфов по шкале структурной сложности. Далее, в следующей главе, мы расширим постановку задачи исследования. Шкала $S^{(4)}(G)$ – лишь начальный, но необходимый этап в познании структурной сложности.

3. СТРУКТУРНАЯ СЛОЖНОСТЬ ЗАМКНУТЫХ ДЕТЕРМИНИРОВАННЫХ ТЕХНИЧЕСКИХ СИСТЕМ

Предыдущая глава была посвящена вопросам оценки структурной сложности орграфов; цель структурного анализа состояла в упорядочении орграфов по их структурной сложности. В данной главе понятие «структурная сложность» обобщается до уровня замкнутых детерминированных технических систем, характерных наличием математических моделей отдельных элементов и информационных связей между ними.

3.1. ТЕРМИНОЛОГИЯ И ОСНОВНЫЕ КОНЦЕПЦИИ

Вводим систему математических обозначений, направленную на перевод выражений на языки программирования алгоритмических спецификаций и искусственного интеллекта [78, 131].

1. Множество¹ J , состоящее из целочисленных $n_1, n_1 + 1, \dots, n_2 - 1, n_2$, обозначается $J = \{n_1..n_2\}$. Если индекс i последовательно приобретает значения от n_1 до n_2 включительно, это обозначается $i = n_1..n_2$.

2. Множество A , состоящее из элементов $\{a_{n_1}, a_{n_1+1}, \dots, a_{n_2-1}, a_{n_2}\}$, обозначается $A = \{a_i, i = n_1..n_2\}$.

3. Множество, обозначаемое $J[1..n]$ и состоящее из целочисленных элементов $j_1, j_2, \dots, j_{n-1}, j_n$, называется перестановкой отрезка $[1..n]$ при выполнении условия²

$$\forall i = 1..n: 1 \leq j_i \leq n, \exists \{k_1, k_2, \dots, k_n\} | 1 \leq k_g \leq n, \quad (3.1)$$

$$g = 1..n, j_{k_l} = j_{k_{l+1}} - 1, l = 1..n-1.$$

4. Множество $A(J[1..n])$ называется подстановкой множества $A = \{a_i, i = 1..n\}$ и это означает, что

$$A(J[1..n]) = \{a_{j_1}, a_{j_2}, \dots, a_{j_{n-1}}, a_{j_n}\} = \{a_i, i = j_{1..n}\}. \quad (3.2)$$

Далее вводится определение «объект формальных знаний».

Определение 3.1.

Объект формальных знаний – это упорядоченное множество $A = \{a_i, i = 1..n\}$ с элементами a_i без какой-либо конкретной сущности (т.е. без принадлежности каким-либо пространствам, полям и другим математическим понятиям).

В следующей группе обозначений A и B – объекты формальных знаний; они конкретизируются в процессе изложения материала. Два объекта формальных знаний A и B могут участвовать в предикатах:

1) $A = B$ – равенство, $(a_i = b_i, i = 1..|A| \Rightarrow |A| = |B|) \Rightarrow 1$;

2) $A \neq B$ – неравенство,

$$\left((\exists i \in \{1..|A|\} : a_i \neq b_i) \vee (\exists i \in \{1..|B|\} : b_i \neq a_i) \vee |A| \neq |B| \right) \Rightarrow 1;$$

3) $A \subset B, C \not\subset D$ – соответственно, « A является подмножеством B и C не является подмножеством D »;

4) $A \supset B$ – « A содержит в себе B »;

5) $A \subseteq B$ – «либо $A \subset B$, либо $A = B$ »;

6) $A \supseteq B$ – «либо $A \supset B$, либо $A = B$ ».

Объекты A и B могут участвовать в бинарных операциях:

1. $A \cup B$ – объединение, $\{a_{1..|A|}, b_{1..|B|}\}$;

2. $A \cap B$ – пересечение $C = \{c_i, i = 1..|C|\} = A \cap B \Rightarrow c_i \in A \wedge c_i \in B$.

В табл. 3.1 содержится перечень нововведений – некоммутативных операторов, действующих на пару (A, B) .

Дадим краткие пояснения к обозначениям в табл. 3.1:

1. Связывание – выражает назначение (присваивание) элементам множества A новых значений. Размерность результата определяется размерностью B . Старое значение A «забывается».

2. Следование – из A следует B , если A – не пусто. Иными словами B является следствием непустого A . Эта операция не отождествляется с традиционным обозначением «отсюда следует» (\Rightarrow).

3.1. Перечень новых операторов

Обозначение	Формализация
1. Связывание A к B	$(A, B) \rightarrow (A (A = B))$
2. Следование A л B	$(A, B) \rightarrow (C C \text{ к } B, A \neq \emptyset)$

¹ Термин «множество» мы используем здесь для соблюдения традиций; на самом деле везде в этой главе, где этот термин употребляется, имеется в виду конечный, упорядоченный набор элементов произвольной природы, т.е. кортеж. Элементы такого «множества» могут быть атомарными (одиночными объектами) и неатомарными (например, кортежами). Среди элементов кортежа могут повстречаться одинаковые элементы. Равенство двух кортежей устанавливается путем парного сравнения элементов с одинаковыми индексами. Ряд свойств у кортежей и множеств являются аналогичными: мощность, принадлежность и др.

² Формула (3.1) читается следующим образом: «Для любого i от 1 до n свойственно (знак « \forall »), что j_i находятся в пределах от 1 до n включительно, и (знак « \exists ») найдется множество из элементов $\{k_1, k_2, \dots, k_n\}$, таких, что (знак « \forall ») и т.д. (далее идет ряд предикатов, соединенных союзом «и»).

3. Обобщенное «ИЛИ» $A \vee B$	$(A, B) \rightarrow \left(C \left(\begin{array}{l} A = \emptyset \wedge B = \emptyset \Rightarrow Ck \emptyset, \\ A \neq \emptyset \Rightarrow Ck A \\ A \neq \emptyset \wedge B \neq \emptyset \Rightarrow Ck A, \\ A = \emptyset \wedge B \neq \emptyset \Rightarrow Ck B \end{array} \right) \right)$
4. Обобщенное «И» $A \wedge B$	$(A, B) \rightarrow \left(C \left(\begin{array}{l} A = \emptyset \Rightarrow \emptyset, B = \emptyset \Rightarrow \emptyset, \\ A = \emptyset \wedge B = \emptyset \Rightarrow \emptyset, \\ A \neq \emptyset \wedge B \neq \emptyset \Rightarrow \{A, B\} \end{array} \right) \right)$
5. Характеризация $A \text{ d } B$	$(A, B) \rightarrow \left(C \left(\begin{array}{l} (A \cap B) \neq \emptyset \wedge A \not\subseteq B \Rightarrow Ck A, \\ (A \cap B) = \emptyset \vee A \subseteq B \Rightarrow Ck \emptyset \end{array} \right) \right)$
6. Конкретизация $A \text{ c } B$	$(A, B) \rightarrow \left(C \left(\begin{array}{l} (A \cap B) \neq \emptyset \wedge A \subseteq B \Rightarrow Ck A, \\ (A \cap B) = \emptyset \vee A \not\subseteq B \Rightarrow Ck \emptyset \end{array} \right) \right)$
7. Соответствие $A \in B$	$(A, B) \rightarrow (C((A \text{ d } B, B \text{ c } A \Rightarrow Ck A; \nrightarrow \emptyset))$

3. Обобщенное «ИЛИ» следует понимать так: если A не пусто, то результат равен A ; если A пусто, а B – нет, то результат равен B ; если же и A , и B – оба пусты, результат равен пустому множеству (есть некоторая аналогия с «исключающим ИЛИ»).

4. Обобщенное «И» – результат равен пустому множеству, если или A , или B , или оба сразу – пустые. В противном случае результат равен A .

5. Характеризация – оператор, благодаря которому можно утверждать, что A является некоей характеристикой B , но не наоборот. При этом в паре (A, B) должны существовать общие элементы и B не может являться следствием A .

6. Конкретизация – оператор, результатом работы которого является A , если A и B имеют непустое пересечение, и, к тому же, B – своего рода «второстепенный элемент» – следствие A . Назовем B *конкретизатором*. Для объекта A нам также потребуется отдельный термин – назовем его *объектом конкретизации*. Особенность конкретизации в том, что между объектами A и B , помимо собственно конкретизации, в одном терме могут действовать и другие отношения из табл. 3.1.

7. Соответствие – следует особо отметить, некоммутативный оператор. Утверждается, что A соответствует B , но не наоборот. О таком соответствии будем говорить: если A является характеристикой B и B конкретизируется A , то A соответствует B , иначе наблюдается несоответствие, и результатом действия оператора \in становится пустое множество (знак « \nrightarrow » означает «в противном случае»).

По ходу дальнейшего изложения потребуются некоторые обозначения, дополняющие перечень из табл. 3.1:

- 1) $A \not\subseteq B$ – « A не связано с B »;
- 2) $A \not\supseteq B$ – « B не является следствием A »;
- 3) $A \not\text{d } B$ – « A не является характеристикой B »;
- 4) $A \not\text{c } B$ – « A не конкретизируется B »;
- 5) $A \notin B$ – « A не соответствует B ».

Важную роль в представлении знаний играет постулирование. Дадим определение понятию «постулат».

Определение 3.2.

Выражение A называется постулатом и обозначается $A \rightarrow \llbracket A \rrbracket$, если конкретизатор C не связан с объектом конкретизации

$$(A \rightarrow \llbracket A \rrbracket) \text{ k } ((B \text{ op } C, B \text{ c } C) \perp (\text{op} \neq \text{k})). \quad (3.3)$$

Оператор op , участвующий в записи постулата A , будем обозначать $\text{op}[A]$ и называть *оператором постулата*.

Вводим определение *дескриптор*. Это постулат, в котором утверждается, что объект A является описателем (дескриптором) объекта B , выражая этим приобретенные знания об особенностях и отличиях его от других объектов.

Определение 3.3.

Объект A называется дескриптором объекта B и обозначается $A \text{ k de}(B)$, если

$$(A \text{ k de}(B)) \perp \left((A \in B) \text{ k } ((A \text{ d } B) \wedge (B \notin A)) \right). \quad (3.4)$$

Выражение (3.4) – постулат

$$\begin{aligned} & \left(\mathbb{P}^{(1)} \kappa \llbracket \mathbb{P}^{(1)} \rrbracket \right) \kappa \left((C \subset ((A \text{d } B) \wedge (B \not\subset A))) \mid C = (A \kappa \text{ de}(B)) \right), \\ & \text{op} \left[\mathbb{P}^{(1)} \right] = 1. \end{aligned} \quad (3.5)$$

Будем обозначать постулаты $\mathbb{P}^{(i)}$, $i = 1, 2, \dots$ по мере их появления в тексте. Постулат превращается в *определение*, если $\text{op}[\mathbb{P}] = \kappa$, и в таком случае знак связывания κ заменяется на стандартный знак $\hat{=}$ («равно по определению»).

Определение 3.4.

Постулат \mathbb{P} называется *совершенным*, если он дает исчерпывающее представление об объекте конкретизации

$$\hat{\mathbb{P}} \hat{=} \hat{\mathbb{P}} \rightarrow \llbracket \hat{\mathbb{P}} \rrbracket \kappa \left(\begin{array}{l} (C \text{ op } B, C \subset B) \perp (\text{op} \neq \kappa), \\ \not\exists \mathbb{P} \neq \hat{\mathbb{P}}: (C \in \mathbb{P}) \neq (C \in \hat{\mathbb{P}}), \\ (B \in \mathbb{P}) \neq (B \in \hat{\mathbb{P}}), \\ (\text{op} \in \mathbb{P}) \neq (\text{op} \in \hat{\mathbb{P}}). \end{array} \right) \quad (3.6)$$

Будем считать, что на объектах формальных знаний $F = \{f_i, i = 1..n\}$ задана система \mathbb{S} , если она конкретизируется множеством *бинарных отношений предшествования*

$$\mathbb{S} \subset \left\{ (f_i \prec f_j) \mid i, j \in \{1..n\} \right\}. \quad (3.7)$$

Запись $(f_i \prec f_j)$ означает, что любое взаимодействие, существующие между объектами в системе \mathbb{S} , имеет направленность от f_i к f_j , иными словами, f_i предшествует f_j . Запись (3.7) можно расценивать как результат формального наблюдения за исследуемой системой, так как нет правил, по которым индексируются элементы конкретизатора и (3.7) нельзя назвать постулатом.

Отношение предшествования \prec является базовым при конкретизации взаимодействий среди элементов системы \mathbb{S} : на его основе будут определены другие взаимодействия. По сути дела, отношением предшествования характеризуются *бинарные отношения порядка* в системе; но совокупность этих отношений не является совершенным постулатом.

Запись $f_i \mapsto f_j$ (используется, в частности, в [117]) означает, что « f_i предшествует f_j и находится с ним в непосредственной связи»

$$\left(\forall i, j \in \{1..n\} \mid \left((f_i \mapsto f_j) \text{d } \mathbb{S} \right) \right) \Leftrightarrow \left(\not\exists k \in \{1..n\} \mid \left((f_i \prec f_k) \wedge (f_k \prec f_j) \right) \text{d } \mathbb{S} \right). \quad (3.8)$$

Объект $(f_i \mapsto f_j)$ будем обозначать \mathbb{P}_k , $k = 1..m$ и называть *дугой*

$$\left(\mathbb{P}_k \kappa (f_i \mapsto f_j) \right) \perp (f_i \kappa \text{ de}(\mathbb{P}_k), f_j \kappa \text{ de}(\mathbb{P}_k)); i, j \in \overline{1..n}; k = 1..m. \quad (3.9)$$

Введем в рассмотрение множество дуг системы \mathbb{S}

$$\Pi \hat{=} \left\{ \mathbb{P}_k: \mathbb{P}_k \kappa (f_i \mapsto f_j); k = 1..m; i, j \in \{1..n\} \right\}. \quad (3.10)$$

Отметим, что Π и \mathbb{S} образуют бинарное отношение $\mathbb{S} \subset \Pi$, но ни в коем случае не $\mathbb{S} \text{d } \Pi$. Теперь, когда мы говорим «структура Π системы \mathbb{S} », это обозначается $\Pi \kappa \text{ Str}(\mathbb{S})$.

Запись $f_i \succ f_j$ формально означает, что объект f_i *достижим* из объекта f_j

$$\begin{aligned} & (\forall i, j \in \{1..n\}, f_i \succ f_j) \Leftrightarrow \\ & (\exists (u > 1) \Rightarrow \left((\exists \{k_1..k_u\} \subseteq \{1..n\}) \vee (\exists \{k_1..k_u\} \subseteq J[1..n]) \right) \Rightarrow \\ & \left(\mathbb{S} \subset \left((f_j \prec f_{k_1}), (f_{k_1} \prec f_{k_2}), \dots, (f_{k_{u-1}} \prec f_{k_u}), (f_u \prec f_i) \right) \right) \vee (f_j \mapsto f_i)). \end{aligned} \quad (3.11)$$

Запись $f_i \sqsubset f_j$ формально означает, что объект f_i *не достижим* из объекта f_j .

Введем понятие множества достижимостей системы, как свойство ее структуры.

$$\left(G = \left(\left(\{g_r \mid g_r \triangleq (f_i \succ f_j); r = 1.. \omega; i, j \in \{1..n\}\} \right) \right) \right) \text{d Str}(\mathbb{S}). \quad (3.12)$$

Следует отметить, что в формуле (3.12) мощность множества достижимостей обозначена ω .

С множеством достижимостей связано понятие «*сильно связанная структура системы*». Если структура системы является сильно связанной, то система – *замкнутая*. Замкнутость и сильная связность обозначаются одинаково: $(\mathbb{S}_r \ \mathbb{S})$ (система) и $\text{Pr} \ \Pi$ (структура). Условие сильной связности удобно записать в следующем виде

$$((\mathbb{S}_r \ \mathbb{S})_e (\text{Pr} \ \Pi)) \Leftrightarrow (\omega = n^2 - n). \quad (3.13)$$

Далее потребуется определение *подсистемы*.

Определение 3.5.

Система \mathbb{S}' является *подсистемой* системы \mathbb{S} , и это обозначается $\mathbb{S}' \subset \mathbb{S}$, в том и только в том случае, если среди дескрипторов системы \mathbb{S} найдется хотя бы один, посредством которого \mathbb{S}' не конкретизируется и за этим следует, что в подсистеме \mathbb{S}' нет ни одного дескриптора, которым бы не конкретизировалась система \mathbb{S} (рис. 3.1)

$$(\mathbb{S}' \subset \mathbb{S}) \Leftrightarrow ((\exists (a \text{ k de}(\mathbb{S})) \mid \mathbb{S}' \not\subset a) \Rightarrow (\exists (b \text{ k de}(\mathbb{S}')) \mid \mathbb{S}' \not\subset b)). \quad (3.14)$$

Итак, запись $\mathbb{S}' \subset \mathbb{S}$ означает, что \mathbb{S}' является *подсистемой* \mathbb{S} и, если подсистема является сильно связанной, то это обозначается $\mathbb{S}'_r \ \mathbb{S}$. Среди всех возможных подсистем нас интересуют исключительно только сильно связанные подсистемы.

Термин «абстрактор» (синоним: компрегенсор) используется во многих областях знаний, в частности, в алгебре предикатов [131]. В нашей работе этот термин удобен, и поэтому имеет смысл дать ему уточняющее определение.

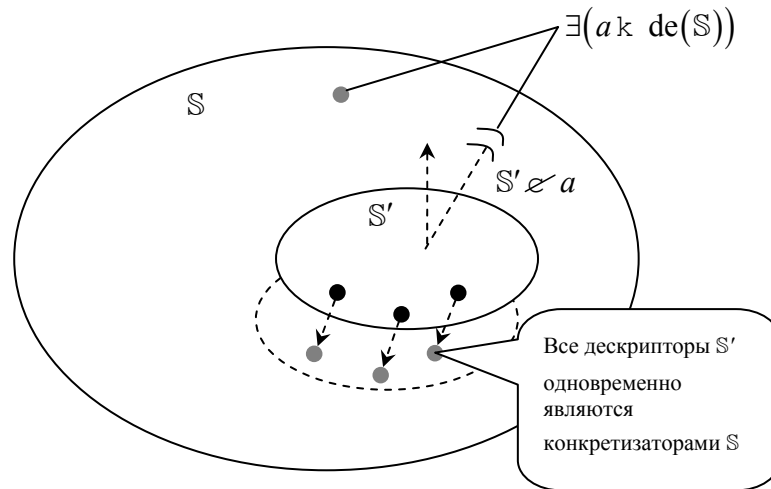


Рис. 3.1. Иллюстрация к определению подсистемы

Определение 3.6.

Абстрактор « \bullet » – формальная запись абстрактных знаний, конкретизируемых контекстом, а именно: « \bullet » означает, что на этом месте может присутствовать что-либо конкретное ниже по тексту.

Так, например, если известно, что φ – некоторая функция одного аргумента, принадлежащего эффективной области определения данной функции, это обозначается $\varphi(\bullet)$.

В соответствии с формальным определением система представляет собой совокупность объектов и связей между ними. Конкретизация системы, в частности, ее размер, постулирует *уровень обобщения знаний* о наблюдаемых объектах и их взаимодействиях.

Этап наблюдения относится к области когнитивных представлений информации [119, 121, 129] и здесь не рассматривается. Поэтому уместно будет говорить об абстрактных системах, абсолютно наблюдаемых, замкнутых и базирующихся на аксиоматической теории в предшествующем изложении материала.

Определение 3.7.

Формальным определением абстрактной системы является утверждение вида

$$\mathbb{S} \triangleq (\{\bullet, \bullet, \dots, \bullet\} \subset \{\bullet, \bullet, \dots, \bullet\}), \quad (3.15)$$

а именно: *абстрактная система* – это совокупность конечного числа абстракторов, конкретизируемых конечным множеством свойств, сущность которых не определена.

Глобальные свойства абстрактных систем заключаются в их уникальности, и это формулируется в виде следующей аксиомы.

Аксиома 3.1.

Не существует двух одинаковых абстрактных систем

$$\forall (\mathbb{S}_1, \mathbb{S}_2) \mid (3.15): (\exists \mathbb{S}_1 \wedge \exists \mathbb{S}_2) \in (\mathbb{S}_1 \neq \mathbb{S}_2). \quad (3.16)$$

В записи (3.10) количество элементов в структуре Π обозначено как m ; в дальнейшем для множества дуг удобнее будет использовать более короткую запись: $\Pi = \{P_k, k = 1..m\}$.

Пусть все дуги $\Pi = \{P_k, k = 1..m\}$ конкретизируются лишь одним свойством – параметричностью (обобщение понятия «вес», см. предыдущую главу) $\gamma_k, P_k \subset \gamma_k$. Ограничимся случаем $\gamma_k \in [^+]$.

Абстрактная система конкретизируется совокупностью бинарных отношений в виде дуг, конкретизируемых параметричностью, а также множеством объектов, между которыми эти бинарные отношения действуют

$$\mathbb{S} \subset ((\Pi \subset \Gamma) \wedge F). \quad (3.17)$$

В выражении (3.17) $\Gamma = (\gamma_1, \gamma_2, \dots, \gamma_m)$ – вектор параметричностей.

Определение 3.8.

Отображение $\text{Str}: \mathbb{S} \rightarrow \Pi$ называется *структуризацией абстрактной системы* \mathbb{S} , а отображение $\text{Par}: \Pi \rightarrow \Gamma$ – параметризацией.

Возникает вопрос: какова связь между понятиями «система», «структура» и «параметричность»? Ответом является следующая аксиома.

Аксиома 3.2.

Структура системы – однозначное отображение свойств системы, что нельзя сказать о параметричности и, поэтому, система конкретизируется ее структурой, но не ее параметричностью; это равносильно утверждению, что параметричность является свойством структуры, но не наоборот

$$\begin{aligned} & ((\mathbb{S} \subset \text{Str}(\mathbb{S})) \wedge (\mathbb{S} \not\subset \text{Par}(\text{Str}(\mathbb{S})))) \Leftrightarrow \\ & ((\text{Par}(\text{Str}(\mathbb{S})) \not\subset \text{Str}(\mathbb{S})) \wedge (\text{Str}(\mathbb{S}) \not\subset \text{Par}(\text{Str}(\mathbb{S})))) \end{aligned} \quad (3.18)$$

3.2. ПАРАМЕТРИЗАЦИЯ СТРУКТУР

Класс систем, который будет рассматриваться далее, конкретизируется математическими моделями (ММ) объектов $f_i, i = 1..n$, находящихся в состоянии статики

$$\mathbb{S} \subset (\mathbb{S} \subset ((\Pi \subset \Gamma) \wedge (F \in M))). \quad (3.19)$$

Здесь $M = \{\mu_1(\bullet), \mu_2(\bullet), \dots, \mu_n(\bullet)\}$ – множество ММ, представляющее собой, соответственно, математическое описание объектов множества $F = \{f_i, i = 1..n\}$. Будем считать, что $\mu_i(\bullet), i = 1..n$ – вектор-функции, осуществляющие преобразование вектора входных переменных $\mathbf{Y}_{\text{вх}}^{(i)} \in \bullet$ в вектор выходных переменных $\mathbf{Y}_{\text{вых}}^i \in \bullet$. В каждой i -й ММ зависимость $\mathbf{Y}_{\text{вых}}^i$ от $\mathbf{Y}_{\text{вх}}^{(i)}$ устанавливается неявно в виде системы операторных уравнений:

$$\begin{cases} \mu_i^{(1)}(\mathbf{Y}_{\text{вх}}^{(i)}, \mathbf{Y}_{\text{вых}}^i) = 0; \\ \mu_i^{(2)}(\mathbf{Y}_{\text{вх}}^{(i)}, \mathbf{Y}_{\text{вых}}^i) = 0; \\ \dots \\ \mu_i^{(U_i)}(\mathbf{Y}_{\text{вх}}^{(i)}, \mathbf{Y}_{\text{вых}}^i) = 0, \end{cases} \quad (3.20)$$

где U_i – размерность замкнутой системы уравнений ММ, соответствующей объекту $f_i, i = 1..n$.

Введем обозначения (рис. 3.2):

1) множество дуг на входе в объект

$$\text{in}(f_i) = \{P_k: P_k \subset (f_j \mapsto f_i), j \in \{1..n\}, k \in \{1..m\}\}; \quad (3.21)$$

2) множество дуг на выходе из объекта

$$\text{out}(f_i) = \{P_k: P_k \subset (f_i \mapsto f_j), j \in \{1..n\}, k \in \{1..m\}\}. \quad (3.22)$$

Каждая дуга на входе в объект $P_k \in \text{in}(f_i)$, $k \in \{1, m\}$, $i \in \{1, n\}$ обладает определенной информативностью, принимая участие в формировании вектора $\mathbf{Y}_{\text{вх}}^{(i)}$ входных переменных. Обозначим вклад дуги в размерность вектора входных переменных $q(P_k)$. Сумма вкладов дуг на входе равна размерности вектора входных переменных

$$\sum_{P_k \in \text{in}(f_i)} q(P_k) = \dim \mathbf{Y}_{\text{вх}}^{(i)}. \quad (3.23)$$

Аналогичным образом вводится

$$r(P_k) \in (P_k \in \text{out}(f_i)), \quad \sum_{P_k \in \text{out}(f_i)} r(P_k) = \dim \mathbf{Y}_{\text{вых}}^{(i)}. \quad (3.24)$$

Методика назначения параметричностей γ_k во многом определяется целью анализа системы. Вообще говоря, назначение параметричности – критический процесс, важность которого несомненна. Конкретизация структуры моделируемой системы может сильно повлиять на характеризацию этой системы.

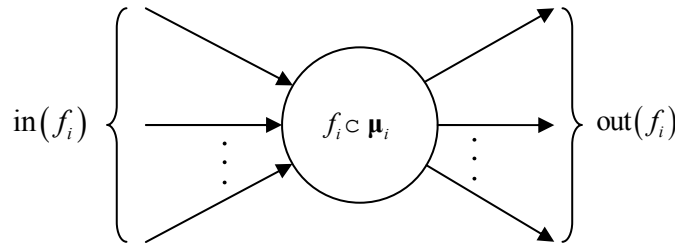


Рис. 3.2. Объект f_i , конкретизируемый математической моделью μ_i

В качестве параметричности могут использоваться, в наиболее общем случае, фреймы знаний [119]: они выражают одновременно и количественные знания о взаимодействиях между объектами сложной системы, и процедурные знания, отражающие качество этих взаимодействий.

В данной работе мы рассматриваем лишь самую простейшую форму назначения параметричностей – вещественные числа.

Как один из наиболее общих способов назначения параметричности бинарных отношений вида « \mapsto » (непосредственная связь), применительно к системе ММ можно использовать следующий прием. Полагаем, что для каждой дуги P_k назначается экспертная оценка [124, 128], вычисляемая по формуле

$$\gamma_k = \sigma_k^{\frac{1}{\delta_k}} \{q(P_k) \Upsilon r(P_k)\}. \quad (3.25)$$

Назовем $\sigma_k : 1 < \sigma_k < \infty$ *основанием параметричности* дуги P_k , а величину $\delta_k : -\infty < \delta_k < \infty$ – *степенью параметричности* P_k .

Рассмотрим характерные случаи назначения величин σ_k и δ_k .

- 1) $\sigma_k \sim 2$, $\delta_k \rightarrow +0 \Rightarrow \gamma_k \rightarrow \infty$, дуге P_k назначается континуально большая параметричность;
- 2) $\sigma_k = 1$, $|\delta_k| \neq \infty \Rightarrow \gamma_k = \{q(P_k) \Upsilon r(P_k)\} \in]^+$, параметричность назначается равной либо числу входных, либо числу выходных переменных (одно исключает другое);
- 3) $\sigma_k \sim 2$, $\delta_k \rightarrow -0 \Rightarrow \gamma_k \rightarrow +0$, дуги P_k , по мнению эксперта, как бы не существует, объекты, соединенные такой дугой, «схлопываются»;
- 4) $\sigma_k \sim 2$, $\delta_k < -1 \Rightarrow \gamma_k \rightarrow \varepsilon + \{q(P_k) \Upsilon r(P_k)\} \in [^+$, этот случай отличается от случая 2 тем, что в назначении параметричности участвует вещественное число («усилитель») $\varepsilon > 0$.

Вышеперечисленные способы не исчерпывают все возможности экспертных оценок параметричности по формуле (3.25). Величины σ_k и δ_k могут быть заданы в виде функций принадлежности, и в таком случае задача анализа из детерминированной сферы переходит в сферу теории нечетких множеств [123].

Сформулируем цель анализа структуры системы:

«Цель анализа $\mathfrak{A}(S)$ системы $S \subset ((\Pi \subset \Gamma) \wedge (F \subset M))$ заключается в нахождении наиболее эффективного расчетного модуля, обеспечивающего получение всех векторов выходных переменных $\mathbf{Y}_{\text{вых}}^{(i)}$, $i = 1..n$, с наименьшими затратами машинного времени на вычислительном кластере».

Сложная система с объектами, снабженными ММ, может быть понята только в том случае, если в нашем распоряжении будет быстродействующий модуль, обеспечивающий проведение многократных расчетов системы. Именно так мы сможем познать сложность этой системы, понять ее поведение и использовать полученные знания для продуцирования новых знаний.

Предположим, что на первом (начальном) этапе познания сложной системы удалось выявить размерность множества объектов, из которых данная система состоит: число n . Формально полагаем, что состояние каждого объекта однозначно определяется переменной $z_i \in \bullet$, $i = 1..n$, и записываем в операторном виде совокупность ММ как систему уравнений

$$\left\{ \begin{array}{l} \varphi_1(z_1, z_2, \dots, z_n) = 0, \\ \varphi_2(z_1, z_2, \dots, z_n) = 0, \\ \dots \\ \varphi_n(z_1, z_2, \dots, z_n) = 0 \end{array} \right\} \in \Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0}. \quad (3.26)$$

Априори полагаем, что размерность системы (3.26) столь велика, что для ее решения невозможно использовать обычные методы (без декомпозиции), такие, например, как метод Ньютона-Раффсона [130].

Самым простым декомпозиционным методом решения систем уравнений можно считать метод Зейделя (с практической точки зрения имеющим, однако, лишь методологическую ценность – более совершенные методы уже известны [122, 126, 127]).

Система уравнений решается в двух итерационных циклах [126, 130]: на внешнем уровне производится задание начального приближения, уточнение начального приближения и проверка сходимости по норме вектор-функции левой части системы. Во внутреннем цикле производится последовательное решение одномерных уравнений системы, причем каждое отдельное уравнение тоже решается итерационно.

Скорость сходимости метода Зейделя во многом определяется тем, в какой последовательности записаны уравнения в системе. При «неудачном» расположении уравнений сходимость может быть вовсе потеряна. При выполнении ряда условий (зачастую конструктивных, их можно реально проверить) система не только может быть решена методом Зейделя, но и решена максимально эффективно с точки зрения затрат машинного времени.

Предположим, что в результате структурного анализа удалось найти оптимальную перестановку $J^*[1..n]$ уравнений в системе (3.26) – такую, что итерационный процесс по методу Зейделя сходится к решению с максимальной скоростью. Тогда алгоритм решения системы уравнений (3.26) методом Зейделя, абстрагируясь от достижений науки в области итерационных методов решения систем уравнений большой размерности, можно считать удовлетворительным для поставленной ранее цели анализа $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$. Сформулируем соответствующий алгоритм:

1. Ввод

а) $\mathbf{Z}^{(0)}$ – начальное приближение;

б) ε – точность решения системы;

в) $J^*[1..n]$ – оптимальный порядок рассмотрения уравнений в системе $\Phi(\mathbf{Z}) = 0$, результат структурного анализа;

г) $\delta_i, i = 1..n$ – массив точностей решения одномерных уравнений вида $\varphi_i(\bullet, \bullet, \dots, \bullet, z_i, \bullet, \bullet, \dots, \bullet) = 0$ (в общем случае для решения одномерных уравнений используется соответствующий численный метод, где итерации должны сходиться с некоторой наперед заданной точностью; в частных случаях одномерные уравнения могут иметь аналитические решения).

2. Производим перестановку уравнений в соответствии с $J^*[1..n]$.

3. В цикле по $i = 1..n$ решаем уравнение с номером i с точностью δ_i : находим компоненту z_i из уравнения $\varphi_i(z_1, \dots, z_{i-1}, z_i, z_{i+1}^{(0)}, \dots, z_n^{(0)}) = 0$. В решаемом уравнении переменные z_1, \dots, z_{i-1} считаются константами: они известны из решения предшествующих уравнений, а переменные с индексами, превышающими i , считаются равными соответствующим значениям из вектора начального приближения $\mathbf{Z}^{(0)}$.

4. Проверяем условие завершения итераций $\|\Phi(\mathbf{Z})\| \leq \varepsilon$. Если неравенство верное, решение считается полученным; в противном случае полагаем $\mathbf{Z}^{(0)} \leftarrow \mathbf{Z}$ и возвращаемся к началу итерационного цикла – к п. 3.

На следующем этапе структуризации необходимо выявить, какие компоненты вектора \mathbf{Z} принимают участие в отдельно взятых уравнениях с номерами $i = 1..n$. Если (3.26) – система нелинейных уравнений (СНУ) с дважды дифференцируемыми φ_i , то участие переменной z_j в i -м уравнении фактически означает, что (i, j) -й элемент матрицы Якоби

$$\Phi'(\mathbf{Z}) = (\varphi'_{ij})_{n \times n}, \quad \varphi'_{ij} = \frac{\partial \varphi_i}{\partial z_j}, \quad i = 1..n, \quad j = 1..n \quad (3.27)$$

отличен от нуля.

Если $\varphi'_{ij} \neq 0$, то делается вывод об участии переменной z_j в уравнении с индексом i .

Рассмотрим пример. Пусть система (3.26) после структуризации принимает следующем вид:

$$\begin{cases} \varphi_1(z_1, z_8) = 0; \\ \varphi_2(z_2, z_3, z_6, z_7, z_8) = 0; \\ \varphi_3(z_1, z_3) = 0; \\ \varphi_4(z_3, z_4, z_7) = 0; \\ \varphi_5(z_4, z_5, z_8) = 0; \\ \varphi_6(z_2, z_4, z_6) = 0; \\ \varphi_7(z_1, z_4, z_5, z_7) = 0; \\ \varphi_8(z_1, z_8) = 0. \end{cases} \quad (3.28)$$

Изобразим структуру системы уравнений (3.28) в виде орграфа $G=(V, D)$, $\dim G=(8, 16)$, $\dim \mu_i=1, i=1..8$ (рис. 3.3). Вершины графа характеризуются объектами системы с соответствующими ММ, т.е. $v_i \alpha(f_i \in \mu_i)$, а дуги, исходящие из вершины v_i , демонстрируют передачу переменной z_i после решения i -го уравнения в другие уравнения системы.

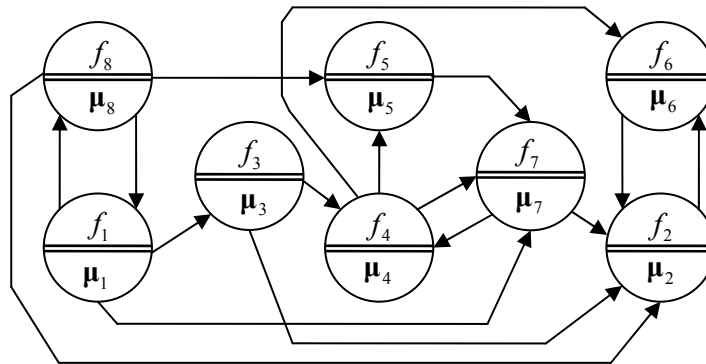


Рис. 3.3. Орграф системы уравнений (3.28)

Построим транспонированную матрицу смежности $\underline{X}^* = (\underline{x}_{ij}^*)_{8 \times 8}$ (см. п. 2.3, формула (2.8)) для системы (3.28). В транспонированной матрице смежности $\underline{x}_{ij}^* = 1$, если переменная z_j участвует в i -м уравнении; в противном случае $\underline{x}_{ij}^* = 0$. На рис. 3.4 показана матрица \underline{X}^* и ее квазитреугольная форма [118]. Подсистемы выделены на рисунке как диагональные подматрицы. Присутствующий в матрицах значок «+» потребуются нам чуть позже.

Рис. 3.4 наглядно демонстрирует, как исходная система (3.28) «распадается» на четыре подсистемы (чтобы как-то выделить подсистемы, используем « \sim » – знак тильды), и результаты решения первых трех подсистем, будучи получены, могут сразу же использоваться в решении подсистем, рассматриваемых ниже по иерархии (см. граф Герца на рис. 3.5).

	1	2	3	4	5	6	7	8
1	1	+						1
2		1	1			1	1	1
3	1		1					
4			1	1			1	
5				1	1			1
6		1		1		1		
7	1			1	1		1	
8	1							1

\underline{X}^*

	$J^*[1..8]$							
	1	8	3	4	5	7	2	6
1	1	1						+
8	1	1						
3	1		1					
4			1	1		1		
5		1		1	1			
7	1			1	1	1		
2		1	1			1	1	1
6				1			1	1

$\tilde{\underline{X}}^{*(1..4)}$

$\tilde{\underline{X}}^{*(1)}$
 $\tilde{\underline{X}}^{*(2)}$
 $\tilde{\underline{X}}^{*(3)}$
 $\tilde{\underline{X}}^{*(4)}$

Рис. 3.4. Матричные представления системы (3.28)

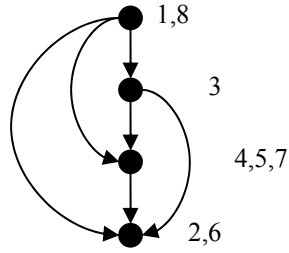


Рис. 3.5. Граф Герца для системы (3.28)

Проследим теперь, что изменится в структурном анализе системы (3.28), если в первое уравнение добавить z_2 : «+» в матрицах $\tilde{\mathbf{X}}^*$ и $\tilde{\mathbf{X}}^{*(1..4)}$ на рис. 3.4. В этом случае, квазитреугольная форма матрицы \mathbf{X}^* не существует: нет такой перестановки $J^*[1..8]$, чтобы исходную систему можно было представить как иерархию замкнутых подсистем.

Система (3.28) становится замкнутой, а соответствующий ей орграф – сильно связным.

Дуги нового орграфа G к $G(V, D$ к $D \cup \{(2 \rightarrow 1)\})$ после модификации сведены в табл. 3.2.

Если оставить прежними подсистемы $\tilde{\mathbf{X}}^{*(1..4)}$ (как и без участия z_2 в первом уравнении системы (3.28)), получаем агрегированный орграф, показанный на рис. 3.6. Двойная линия соответствует добавленной переменной z_2 . Знак «~» теперь обозначает не только замкнутые подсистемы, но и состояние агрегирования для обобщенных дуг. Следует обратить внимание, что знак подчеркивания в обозначениях подматриц матрицы смежности уже не используется – орграф после параметризации стал *взвешенным*.

3.2. Дуги орграфа G

1	1	1	2	2	3	3	4	4	4	5	6	7	7	8	8	8
3	7	8	1	6	2	4	5	6	7	7	2	2	4	1	2	5
P_1	P_2	P_3	P_4	P_5	P_6	P_7	P_8	P_9	P_{10}	P_{11}	P_{12}	P_{13}	P_{14}	P_{15}	P_{16}	P_{17}

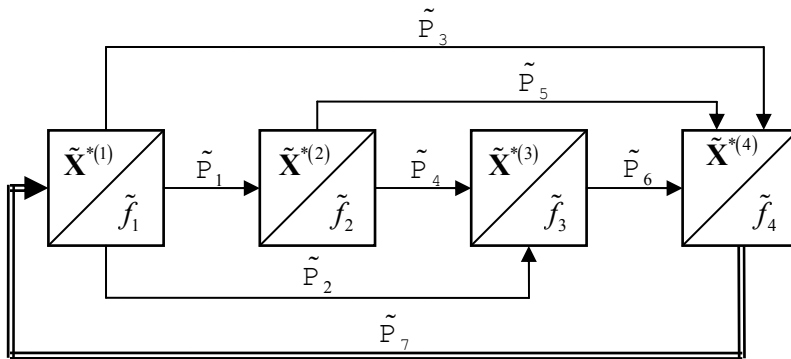


Рис. 3.6. Агрегирование в G_ϵ (3.28) после добавления переменной z_2

Состояние агрегирования отражено в табл. 3.3.

После добавления новой переменной в орграфе системы (3.28) появились 4 контура, причем дуга $\tilde{P}_7 = (4 \rightarrow 1)$ встречается во всех контурах. Поэтому мы предназначаем дугу \tilde{P}_7 к разрыву и итерациям по переменной z_2 . Блок-схема расчетного модуля представлена на рис. 3.7. В ней присутствуют два процедурных блока: « z_2 к $z_2^{(0)}$ и решение $\mu_{2..4}$ » и «Уточнение $z_2^{(0)}$ ». В первом производится последовательное решение уравнений математических моделей (с учетом агрегирования), в итоге получаем вектор \mathbf{Z} . Во втором производится уточнение начального приближения с использованием какого-либо численного метода (например, метода Ньютона). В простейшем случае можно положить $z_2^{(0)}$ к z_2 .

3.3. Агрегирование в (3.28)

Объекты			
\tilde{f}_1	\tilde{f}_2	\tilde{f}_3	\tilde{f}_4
f_1, f_8	f_3	f_4, f_5, f_7	f_2, f_6

Замкнутые подсистемы						
$\mu_1 \text{d} \tilde{X}^{(1)}$	$\mu_2 \text{d} \tilde{X}^{(2)}$	$\mu_3 \text{d} \tilde{X}^{(3)}$	$\mu_4 \text{d} \tilde{X}^{(4)}$			
$(1,8) \times (1,8)$	$(3) \times (3)$	$(4, 5, 7) \times (4, 5, 7)$	$(2,6) \times (2,6)$			
Дуги и параметричности						
\tilde{P}_1	\tilde{P}_2	\tilde{P}_3	\tilde{P}_4	\tilde{P}_5	\tilde{P}_6	\tilde{P}_7
P_1	P_2, P_{17}	P_{16}	P_7	P_6	P_9, P_{13}	P_4
$\tilde{\gamma}_1 = 1$	$\tilde{\gamma}_2 = 2$	$\tilde{\gamma}_3 = 1$	$\tilde{\gamma}_4 = 1$	$\tilde{\gamma}_5 = 1$	$\tilde{\gamma}_6 = 2$	$\tilde{\gamma}_7 = 2$
Контуры						
$1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 4 \rightarrow 1$						
$1 \rightarrow 2 \rightarrow 4 \rightarrow 1$						
$1 \rightarrow 3 \rightarrow 4 \rightarrow 1$						
$1 \rightarrow 4 \rightarrow 1$						

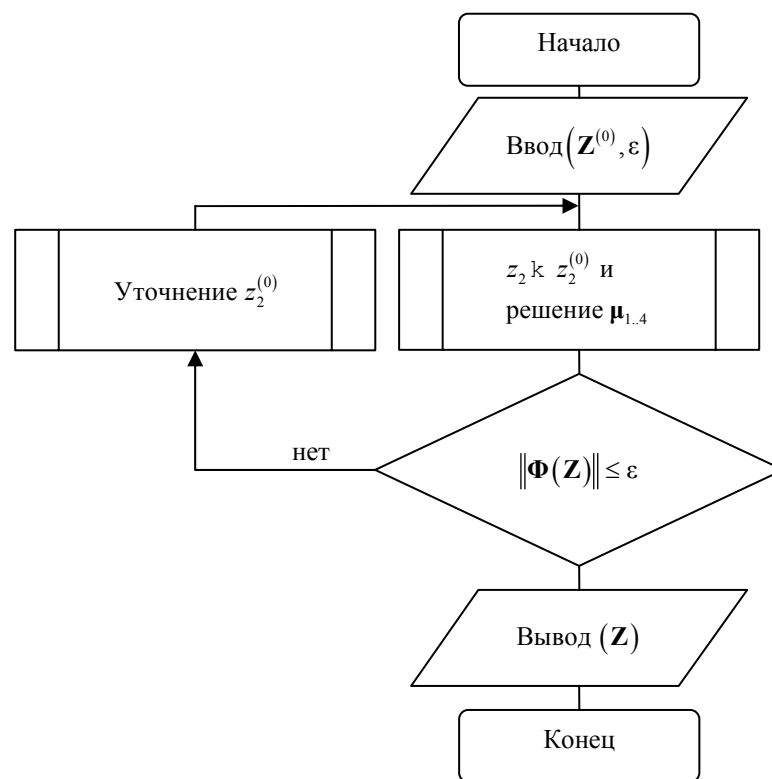


Рис. 3.7. Блок-схема решения системы (3.28) на основе разрыва \tilde{P}_7

Продолжим добавление новых переменных в (3.28): вводим переменную z_6 в уравнение φ_8 (рис. 3.8).

Оставляя агрегирование прежним, дуга \tilde{P}_7 будет конкретизироваться уже двумя переменными, итерирование которых осуществлять сложнее. И, наконец, если бы подсистема $\tilde{X}^{(4)}$ содержала еще большее число переменных, как показано на рис. 3.9, то из агрегирования $\tilde{X}^{*(1.4)}$ следует, что в итерациях участвует вектор из 94-х переменных.

В таком случае, при одинаковой значимости всех переменных, выгоднее организовать итерирование по вектору из первых восьми переменных $z_{1..8}$. Агрегирование $\tilde{X}^{*(1.4)}$ становится невыгодным, не согласованным с целью анализа $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$. Возникает вопрос: как найти оптимальную стратегию агрегирования в структурированной замкнутой

$J^* [1..8]$

	1	8	3	4	5	7	2	6	
1	1	1					+		$\tilde{X}^{*(1)}$
8	1	1					↑	+	
3	1		1					↑	$\tilde{X}^{*(2)}$
4			1	1	1				$\tilde{X}^{*(3)}$
5		1		1	1				
7	1			1	1	1			$\tilde{X}^{*(4)}$
2		1	1			1	1	1	
6				1			1	1	

$\tilde{X}^{*(1..4)}$

Рис. 3.8. Дополнение системы (3.28) новыми переменными

	1	8	3	4	5	7	2	6	9	10	...	99	100
1	1	1					+		+		...	+	
8	1	1					↑	+	↑	+	...	↑	+
3	1		1					↑	↑		...		↑
4			1	1	1						...		
5		1		1	1						...		
7	1			1	1	1					...		
2		1	1			1	1	1	1	...		1	1
6				1			1	1	1	...		1	1
9							1	1	1	...		1	1
10							1	1	1	...		1	1
...
99							1	1	1	...		1	1
100	1	1	1	1	1	1	1	1	1	...		1	1

Рис. 3.9. Дополнение системы (3.28) переменными $Z_{9..100}$

системе? Можно ли найти такой критерий оценки структурной сложности замкнутой системы, который был бы согласован с целью анализа $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$ и, одновременно, порождал бы оптимальный алгоритм расчета этой системы на вычислительном кластере? Если ответы на эти вопросы будут найдены, то, поставив другую цель анализа или взяв другую систему, мы сможем построить шкалу сложности и утверждать, что количественная оценка сложности является конструктивным этапом познания системы.

Рассмотренный выше пример агрегирования системы (3.28) позволил сделать следующие выводы:

1. Различные способы агрегирования замкнутой системы, изначально наблюдаемой как система уравнений, порождают структуры, обладающие подчас совершенно разными свойствами по отношению к цели анализа $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$; и здесь налицо противоречие с критерием $S^{(4)}(G)$, который не затрагивает вопросы агрегирования и не вырабатывает никаких побочных эффектов, связанных с оптимизацией вычислений.

2. Если отказаться от проведения агрегирования замкнутых систем, то параметризация $\gamma_k = \text{idem}$, $k = 1..m$, является единственно возможной оценкой, согласованной с (3.25). Более того, в таком виде параметризация удовлетворяет любой цели анализа, то есть никакой.

3. При одинаковой степени параметризации всех дуг агрегированной замкнутой системы $\delta_k = \text{idem}$, $k = 1..m$, величину $\tilde{\gamma}_k \text{ d } \tilde{P}_k = (f_i \mapsto f_j)$ вполне оправданно сопоставлять с числом переменных, характеризующих переход от объекта \tilde{f}_i к объекту \tilde{f}_j в расчетном модуле.

4. Чем выше уровень знания особенностей перехода от объекта \tilde{f}_i к объекту \tilde{f}_j , тем выше можно назначать основание предпочтительности, параметр σ_k .

5. Степень предпочтительности δ_k , как экспертная оценка, выражает уверенность в необходимости итерирования именно той группой переменных, которая свойственна информационному переходу $\tilde{f}_i \mapsto \tilde{f}_j$ по отношению к дезагрегированному расчету всей системы в целом. Здесь могут учитываться всевозможные характеристики перехода, например, точность, чувствительность и др.

3.3. ФОРМАЛИЗАЦИЯ СТРУКТУРНОЙ СЛОЖНОСТИ

Для количественной оценки структурной сложности необходимо найти дескрипторы – непротиворечивые деклараторы искомой шкалы сложности, отображающей меру достижения $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$ – цели анализа системы \mathbb{S} . Основными дескрипторами шкалы структурной сложности являются аксиоматика и алгебра структурной сложности, излагаемые далее в этом параграфе.

Упростим обозначение (3.17): систему \mathbb{S} со структурой Π , конкретизируемой вектором Γ , обозначим $\mathbb{S} \subset \Pi$. При этом мы опираемся на аксиомы 3.1 и 3.2.

Вернемся к системе (3.28). Общепринято считать [91, 113, 126], что вычислительная сложность пропорциональна сумме элементарных операций: в данном случае это относится к прямому ходу алгоритма итерационного расчета (3.28), к отдельно взятой итерации. Конкретика стоимости вычислений в замкнутой системе большой размерности напрямую связана с особенностями агрегирования: как объектов этой системы, так и связей между ними. Для системы (3.28) характерно следующее: чем размерность подсистемы $\tilde{\mathbf{X}}^{*(4)}$ больше, тем менее выгодно итерировать переменными, входящими в дугу $\tilde{\mathcal{P}}_7$.

Можно предположить, что, если стратегия агрегирования нам уже известна, то для разрыва и последующего за ним итерирования желательно выбрать дугу с наименьшим числом переменных. При этом нельзя не учитывать и контурность дуги: если дуга содержит сравнительно мало переменных, но входит в сравнительно малое число контуров, ее разрыв и итерирование может оказаться не выгодным. В этих рассуждениях – стремление оценить общую стоимость внешнего итерационного цикла и вложенных в него внутренних итераций. Таким образом, стратегия итерирования, когда на верхнем уровне участвует обобщенная дуга с наименьшей параметричностью и наибольшей контурностью, вполне оптимистична. К сожалению, пока мы не знаем, как выбирать стратегию агрегирования, если считать ее переменной.

Вполне своевременно получить ответ на вопрос: «измеримо ли соотношение сложностей итерационного расчета системы, сопоставленного с разрывом критической дуги $\tilde{\mathcal{P}}_7 \subset (\gamma_7 \text{ к } (1 \vee 2))$ при неизменном агрегировании $(\tilde{\mathbf{X}}^{*(1..4)} \in (\tilde{\mathcal{P}}_7 \subset (\tilde{\gamma}_7 \text{ к } (1 \vee 2)))) = \text{idem}$ »?

Вводим обозначения.

1. $\Theta(\mathbb{S})$ – структурная сложность системы \mathbb{S} , согласованная с целью анализа $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$.
2. Пусть \mathbb{S}' и \mathbb{S}'' – сильно связанные подсистемы \mathbb{S}' , $\mathbb{S}'' \subset \mathbb{S}$. Для $\Theta(\mathbb{S}')$ и $\Theta(\mathbb{S}'')$, структурных сложностей подсистем, определяемое бинарное отношение $\Theta(\mathbb{S}') \circ \Theta(\mathbb{S}'')$ «мультипликативно сложнее»

$$\begin{aligned} & (\Theta(\mathbb{S}') \circ \Theta(\mathbb{S}'')) \in \\ & \left(\exists (c, d \in \mathbb{N}^+, c > d) : c \text{ д } \mathbb{S}', d \text{ д } \mathbb{S}'', ((c/d) \text{ д } (\mathbb{S}' \perp \mathbb{S}'')), \right. \\ & \left. ((d/c) \text{ д } (\mathbb{S}'' \perp \mathbb{S}')), (\mathbb{S}', \mathbb{S}'' \subset \mathbb{S}) \right). \end{aligned} \quad (3.29)$$

3. $\text{Iter}(\mathbb{S} \in (\Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0})) \text{ к } ((\tilde{\mathbf{Z}} \sqsubseteq \mathbf{Z}) \text{ д } (\tilde{\Pi} \subset \Pi))$ – итератор системы уравнений $\Phi(\mathbf{Z}) = 0$, где $\tilde{\mathbf{Z}} \sqsubseteq \mathbf{Z}$ – подвектор, характеризующий подмножество дуг $\tilde{\Pi} \subset \Pi$ во внешнем итерационном цикле в оптимальном алгоритме решения $\Phi(\mathbf{Z}) = 0$ (блок-схема показана на рис. 3.10).

$$4. \text{Domen}(\mathbb{S} \in (\Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0})) \text{ к } \left(\begin{array}{l} \left(\tilde{\mathbb{S}} \in (\tilde{\Phi}(\tilde{\mathbf{Z}}) = \mathbf{0}) \mid \tilde{\mathbb{S}} \subset \mathbb{S}, \right. \\ \left. \left(\tilde{\mathbf{Z}} \text{ д } (\mathbf{Z} \setminus \tilde{\mathbf{Z}}) \right) \in \right. \\ \left. \left(\tilde{\Phi}(\tilde{\mathbf{Z}}) \text{ д } (\Phi(\mathbf{Z}) \setminus \Phi(\tilde{\mathbf{Z}})) \right) \right) \end{array} \right) - \text{домен системы уравнений } \Phi(\mathbf{Z}) = 0, \text{ подсистема системы (3.26), возникающая после разрыва итератора.}$$

тема системы (3.26), возникающая после разрыва итератора.

5. $\mathcal{O}(\langle \Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0} \mid \tilde{\Pi} \rangle)$ – вычислительная сложность решения системы уравнений $\Phi(\mathbf{Z}) = 0$ с итератором $\text{Iter}(\mathbb{S} \in (\Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0}))$.

6. $\Pi' \nabla \Pi$ – означает, что структура $\Pi' \subseteq \Pi$ не содержит в себе ни одной другой подсистемы $\Pi'' \subset \Pi' \subseteq \Pi$, которая была бы сильно связанной.

Прокомментируем (3.29): подсистема \mathbb{S}' мультипликативно сложнее подсистемы \mathbb{S}'' , если найдутся вещественные числа c и d , $c > d$, характеризующие подсистемы \mathbb{S}' и \mathbb{S}'' , а также их соотношения, числа c/d и d/c , характеризующие порядок сравнения.

Введем понятие «нулевая структурная сложность 0». Сложность $\Theta(\mathbb{S})$ системы равна 0, только в случае, если \mathbb{S} не содержит ни одной сильно связанной подсистемы:

$$(\circ(\mathbb{S}) \text{ к } 0) \in (\mathcal{A}(\mathbb{S}' \subset \mathbb{S}) : \mathbb{S}' \nabla \mathbb{S}). \quad (3.30)$$

Системы со структурной сложностью 0 назовем *простыми*.

Рассмотрим ситуацию: пусть в результате агрегирования оргграф системы (3.26) оказался в топосе [133, 134] двойных гамаков (см. рис. 3.11). В оргграфе на рис. 3.11 обе дуги: и \tilde{E}_1 , и \tilde{E}_2 – критические. Будучи удаленной, каждая из них приводит оргграф к дереву с нулевой структурной сложностью. Если соотношение параметричностей $\gamma_1/\gamma_2 = 1/2$, то и соотношение вычислительных сложностей тоже $1/2$, это очевидно даже в случае, если двойной гамак несимметричен.

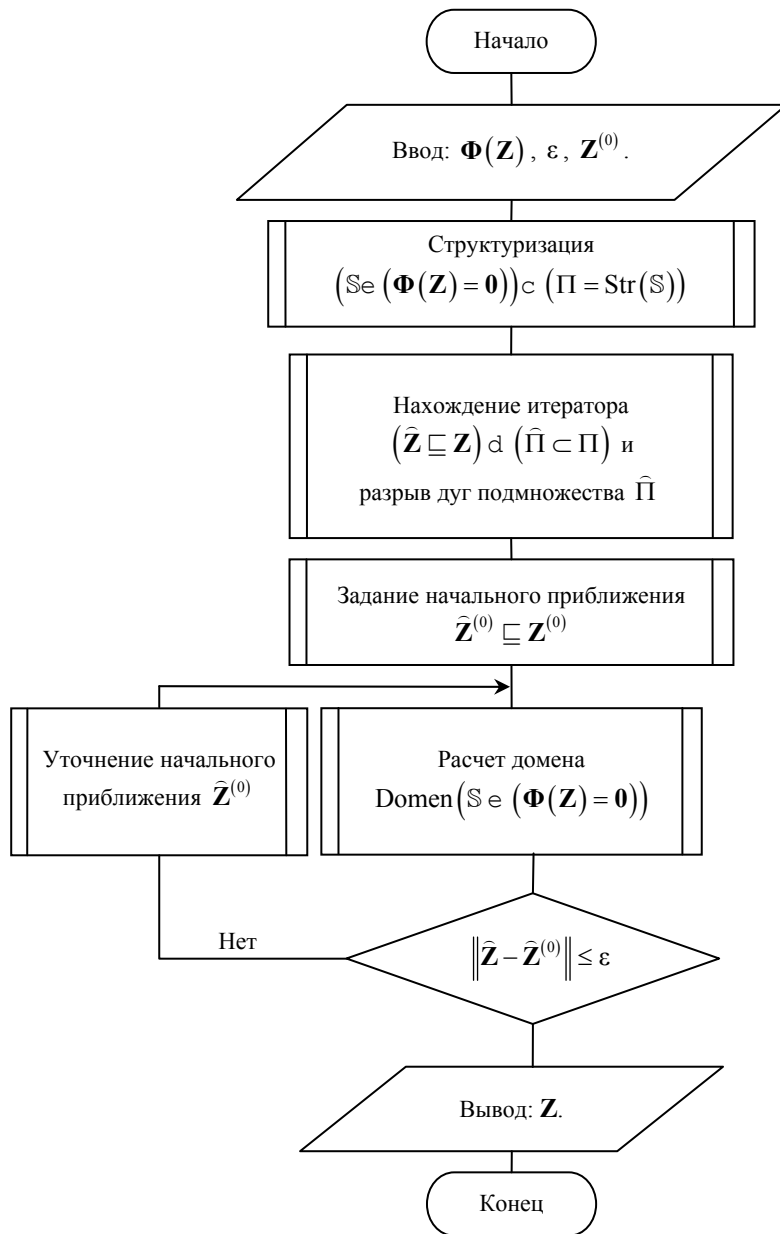


Рис. 3.10. Блок-схема решения системы $\Phi(\mathbf{Z}) = 0$

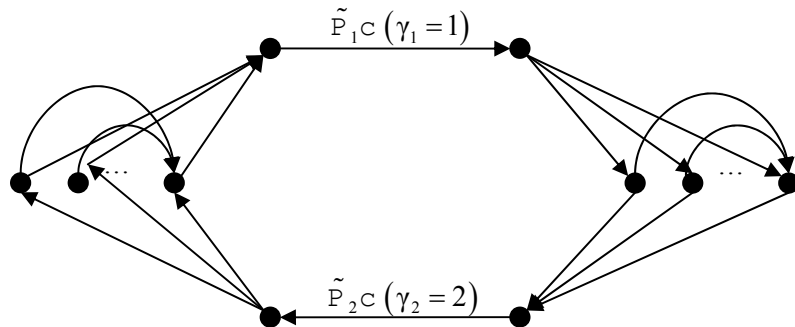


Рис. 3.11. Двойной гамак

Обобщением этой ситуации станет следующая аксиома.

Аксиома 3.3.

Сложность итерирования α -м числом переменных в замкнутой системе $S \subset \Pi$ мультипликативно сложнее итерирования β -м числом с характеристикой (α/β) тогда и только тогда, когда и в том, и в другом случае во внешний итерационный цикл вложена подсистема с нулевой структурной сложностью \square .

Иллюстрация к аксиоме 3.3 дана на рис. 3.12.

Дополним алгебру структурной сложности рекурсивными операциями сложения и умножения подсистем $\mathbb{S}_1, \mathbb{S}_2 \subset \mathbb{S}$.

1. Сложение сложностей, \oplus :

$$\begin{aligned} & ((\Theta(\mathbb{S}_1) \oplus \Theta(\mathbb{S}_2)) \text{d} (\mathbb{S}_1, \mathbb{S}_2)) \text{e} \\ & ((\mathbb{S}_1 \cup \mathbb{S}_2 = \emptyset), (((\Theta(\mathbb{S}_1) \oplus \Theta(\mathbb{S}_2)) \oslash (\Theta(\mathbb{S}_1) \gamma \Theta(\mathbb{S}_2)))))) \text{c} \\ & (((c > 1) : c \in \mathbb{R}^+) \text{d} \Theta(\mathbb{S}_1)). \end{aligned} \quad (3.31)$$

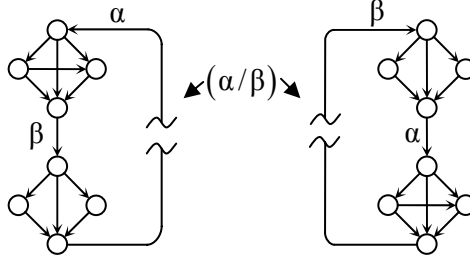


Рис. 3.12. Иллюстрация к аксиоме 3.3

2. Умножение сложностей, \otimes :

$$\begin{aligned} & ((\Theta(\mathbb{S}_1) \otimes \Theta(\mathbb{S}_2)) \text{d} (\mathbb{S}_1, \mathbb{S}_2)) \text{e} \\ & (((\Theta(\mathbb{S}_1) \otimes \Theta(\mathbb{S}_2)) \oslash (\Theta(\mathbb{S}_1) \gamma \Theta(\mathbb{S}_2))) \text{e} (\Theta(\mathbb{S}_2) \gamma \Theta(\mathbb{S}_1))). \end{aligned} \quad (3.32)$$

Наряду с нулевой структурной сложностью введем единичную структурную сложность

$$1: (1 \otimes \Theta(\mathbb{S})) \equiv \Theta(\mathbb{S}). \quad (3.33)$$

Следующее предложение является оптимистичной попыткой классификации алгебры структурной сложности.

Предложение 3.1.

Алгебра сложения $\mathcal{A}_{\oplus} = \langle \Theta; \oplus, 0 \rangle$ совместно с алгеброй умножения $\mathcal{A}_{\otimes} = \langle \Theta; \otimes, 1 \rangle$ – изоморфные подгруппы \square .

Понятие «сложность итерирования» вводится как очередной постулат

$$(\mathbb{P}^{(2)} \text{к} \llbracket \mathbb{P}^{(2)} \rrbracket) \text{к} \Theta(\{P_1\} \subset (\Pi \text{d} \mathbb{S})) \text{e} \Theta(\{P_1\}). \quad (3.34)$$

Сложность итерирования переменных в дуге $P_1 = (f_{\bullet} \mapsto f_{\bullet}^{\bar{\bullet}})$ есть сложность передачи информации от объекта системы f_{\bullet} к объекту той же системы $f_{\bullet}^{\bar{\bullet}}$ (знак $\bar{\bullet}$ – абстрактное дополнение, т.е. нечто, отличное от абстрактора в данном терме).

В замкнутой системе сложность отождествления информации при передаче от одного объекта к другому тем выше, чем сложнее остаточная сложность системы без соответствующей дуги. Далее, развивая это предложение, можно заявить, что итерирование – частный случай отождествления информации, полученной из познания объекта f_{\bullet} с информацией, которая концентрируется на входе в объект $f_{\bullet}^{\bar{\bullet}}$.

Предложение 3.2.

Структурная сложность системы уравнений вида (3.26) определяется особенностями отождествления информации при разрыве дуг (см. рис. 3.13) \square

$$\begin{aligned} & \Theta(\mathbb{S} \text{e} (\Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0})) \text{d} \left(\Theta(\{P_1\}) \Big| \neg \left(\Theta(\mathbb{S}' \text{к} (\Pi \setminus \{P_1\})) \oslash \Theta(\mathbb{S}) \right) \right) \\ & \text{d} \left(\mathcal{O}(\langle \Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0} | \{P_1\} \rangle) \prec \mathcal{O}(\langle \Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0} | \Pi \rangle) \right). \end{aligned} \quad (3.35)$$

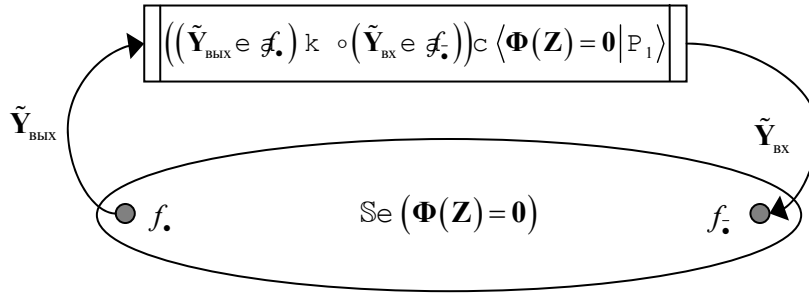


Рис. 3.13. Иллюстрация к предложению 3.1

Поясним (3.35). Структурная сложность системы \mathbb{S} , соответствующей системе уравнений $\Phi(\mathbf{Z}) = 0$ характеризуется

1. сложностью отождествления информации в разрываемой дуге P_1 (индекс 1 не умаляет общности), которая, в свою очередь, мультипликативно меньше структурной сложности целостной системы $\Theta(\mathbb{S})$;
2. предшествованием вычислительной сложности

$$O(\langle \Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0} | \{P_1\} \rangle)$$

итерирования переменными в дуге P_1 по отношению к вычислительной сложности дезагрегированного расчета

$$O(\langle \Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0} | \Pi \rangle).$$

Следующая аксиома весьма актуальна для дальнейшего познания сложности замкнутой системы \mathbb{S} с учетом цели ее анализа $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$.

Аксиома 3.4.

Структурная сложность $\Theta(\mathbb{S})$ замкнутой системы $\mathbb{S} \text{ r } \mathbb{S}$ равна сумме сложности передачи информации от объекта f_\bullet к объекту f_\bullet и сложности этой системы без дуги $P_1 = (f_\bullet \mapsto f_\bullet)$ в том случае, если она является итератором $P_1 = \text{Iter}(\mathbb{S})$ и разрыв этой дуги порождает итерационный процесс с минимальной вычислительной сложностью

$$\left(\begin{array}{l} \Theta(\mathbb{S} \text{ c } \Pi) \text{ k } \Theta(\{P_1\}) \oplus \\ \left(\Theta(\text{Str}(\text{Domen}(\mathbb{S}))) \equiv \Theta(\mathbb{S} \text{ c } (\Pi \setminus \{P_1\})) \right) \end{array} \right)^1 \quad (3.36)$$

$$O(\langle \Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0} | \{P_1\} \rangle) = \min_{P_i \in \Pi} \{ O(\langle \Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0} | \{P_i\} \rangle) \},$$

а сложность $\Theta(\{P_1\}) = 1 \quad \square$.

Следует уточнить, что структурная сложность системы без итератора $\Theta(\mathbb{S} \text{ c } (\Pi \setminus \{P_1\}))$ отождествляется с аналогичной оценкой для структурированного домена $\Theta(\text{Str}(\text{Domen}(\mathbb{S})))$ только потому, что для системы \mathbb{S} в целом используется один и тот же итерационный алгоритм.

Конструктивизм оценки структурной сложности $\Theta(\bullet)$ базируется на следующих метаязыковых суждениях.

Рассмотрим альтернативу из двух параметризаций: $\text{Par}^{(1,2)}(\mathbb{S}) \text{ c } \left((P_1 \text{ c } ((\gamma_1^{(1,2)} \text{ k } (1 \gamma_2)) \in \mathbb{R}^+)) \right)$. Руководствуясь аксиомой 3.1, введем в рассмотрение две системы $\mathbb{S}^{(1,2)} \in \text{Par}^{(1,2)}(\mathbb{S})$. Считаем, что P_1 – итератор. Тогда осуществление структурного анализа $\mathbb{S}^{(1)}$, по меньшей мере, в два раза легче $\mathbb{S}^{(2)}$, а структура $\text{Str}(\mathbb{S}^{(1,2)})$ – суть рекурсивный функтор

$$\text{Str}(\mathbb{S}^{(1,2)}): \mathbb{S} \rightarrow \left(\Pi \text{ k } \left(\{ (P_1 \text{ c } \gamma_1) \gamma (P_1 \text{ c } \gamma_2) \} \cup (\Pi \setminus \{P_1\}) \right) \right). \quad (3.37)$$

В силу принятия аксиомы 3.4, формулируем характеристику искомого критерия $\Theta(\mathbb{S}^{(1,2)})$ как мономорфизм

$$\text{true}: \left(\begin{array}{l} \left(\Theta(\mathbb{S}^{(1)}) \otimes \Theta(\mathbb{S}^{(2)}) \right) \text{ c} \\ \left(\gamma_1 \text{ d } (\mathbb{S}^{(1)} \text{ c } \Pi^{(1)}) \gamma \left((\gamma_1 \text{ k } 2\gamma_1) \text{ d } (\mathbb{S}^{(2)} \text{ c } \Pi^{(2)}) \right) \right) \end{array} \right) \rightarrow \frac{1}{2}. \quad (3.38)$$

Цель анализа $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$ заключается в организации оптимального, минимального по вычислительной сложности расчета выходов $(\text{out}(f_i), i=1..n) \in \mathbb{S}$ с вещественной параметризацией $\text{Par}(\mathbb{S})$, критерий структурной сложности $\Theta(\mathbb{S}) \in \mathbb{R}^+$ – суть безразмерная величина, хотя бы в силу формализма абстрактной системы (3.15).

Связываем (согласно предложению 3.1 и мономорфизму (3.38)) нейтральные элементы полугрупп \mathcal{A}_{\otimes} и $\mathcal{A}_{\oplus} : 1 \in \mathbb{R}^+, 0 \in \mathbb{R}$. Теперь нам нужна теорема о рекурсивности структурной сложности, которая приближает нас к нахождению конкретных дескрипторов шкалы $\Theta(\bullet)$.

Теорема 3.1 (о рекурсивности структурной сложности).

Если параметричность $\text{Par}(\mathbb{S})$ системы \mathbb{S} характеризуется полем \mathbb{R}^+ действительных чисел, то из этого следует, что структурная сложность $\Theta(\mathbb{S})$ рекурсивно связана с параметричностью итератора отношением пропорциональности

$$\Theta(\mathbb{S} \subset \Pi) \propto \gamma_1 \left(1 + \Theta(\mathbb{S} \subset (\Pi \setminus \{P_1\} \cup \text{Iter}(\mathbb{S}))) \right). \quad (3.39)$$

Доказательство.

Рассмотрим две возможные альтернативы: А и Б к (3.39) и покажем, что они, по крайней мере, противоречат цели анализа $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$.

А) Предположим, справедлива формула

$$\Theta(\mathbb{S} \subset \Pi) \propto \gamma_1 \Theta(\mathbb{S} \subset (\Pi \setminus \{P_1\})). \quad (3.40)$$

Противоречие выявляется на циклическом топосе, как типичном индивиде категории замкнутых систем (см. рис. 3.14)

$$\Pi \supset \left\{ \bar{\Pi} = \left\{ \bar{P}_i, i=1..n \mid \begin{array}{l} \bar{P}_i = (f_{\bullet}^{(i)} \mapsto f_{\bullet}^{(i)}), \\ \exists! \bar{P}_j = (f_{\bullet}^{(j)} \mapsto f_{\bullet}^{(j)}): f_{\bullet}^{(i)} = f_{\bullet}^{(j)} \end{array} \right\} \right\}. \quad (3.41)$$

Без ограничения общности полагаем $\gamma_i \propto i, i=1..(n-1)$. В этом случае

$$\forall i \in \{\overline{1, n}\}: \Theta(\mathbb{S} \subset \bar{\Pi}) \propto \gamma_i \Theta(\mathbb{S} \subset (\bar{\Pi} \setminus \{\bar{P}_i\})) \vee \mathbb{S} \equiv 0, \quad (3.42)$$

что элиминирует мономорфизм (3.38) делением на 0. В то же время (3.39) оказывается явно разрешимым

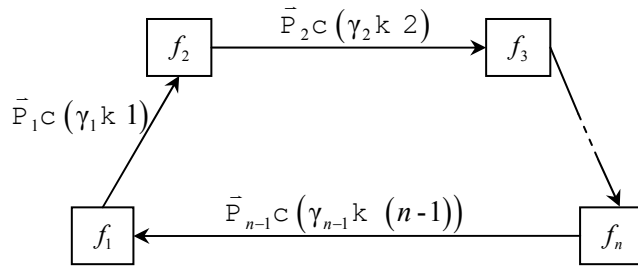


Рис. 3.14. Циклический топос

$$\forall i \in \{\overline{1, n}\}: \text{true} : \left(\begin{array}{l} \left(\Theta(\mathbb{S}^{(1)}) \otimes \Theta(\mathbb{S}^{(2)}) \right) \subset \\ \left(\gamma_i \in (\mathbb{S}^{(1)} \subset \Pi^{(1)}) \gamma \right) \\ \left((\gamma_i \in 2\gamma_i) \in (\mathbb{S}^{(2)} \subset \Pi^{(2)}) \right) \end{array} \right) \rightarrow \frac{i(1+0)}{2i(1+0)}. \quad (3.43)$$

Б) Предположим, справедлива формула

$$\Theta(\mathbb{S} \subset \Pi) \propto \gamma_1 + \Theta(\mathbb{S} \subset (\Pi \setminus \{P_1\})). \quad (3.44)$$

Рассмотрим антипод циклического топоса, а именно полный топос со структурой, изоморфной полному графу

$$\Pi \supset \left(\hat{\Pi} = \left\{ \hat{P}_i, i=1..n \mid \exists \hat{\Pi}' \subset \hat{\Pi} : \hat{P}_i \in \hat{\Pi}', |\hat{\Pi}'| = n-1 \right\} \right). \quad (3.45)$$

Рассмотрим два случая параметризации, как показано на рис. 3.15.

Ничто не мешает нам устремить $n \rightarrow \infty$ и проверить существование мономорфизма (3.38). Тогда для формулы (3.44)

$$\forall (\gamma_1 < \infty) \in \mathbb{R}^+ : \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\gamma_1 + \left(\lim_{n \rightarrow \infty} \Theta(\mathbb{S}c(\Pi \setminus (\mathbb{P}_1 \subset \gamma_1))) = \infty \right)}{2\gamma_1 + \left(\lim_{n \rightarrow \infty} \Theta(\mathbb{S}c(\Pi \setminus (\mathbb{P}_1 \subset 2\gamma_1))) = \infty \right)} = 1, \quad (3.46)$$

в то время как для формулировки теоремы

$$\forall (\gamma_1 < \infty) \in \mathbb{R}^+ : \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{\gamma_1 \left[1 + \left(\lim_{n \rightarrow \infty} \Theta(\mathbb{S}c(\Pi \setminus (\mathbb{P}_1 \subset \gamma_1))) = \infty \right) \right]}{2\gamma_1 \left[1 + \left(\lim_{n \rightarrow \infty} \Theta(\mathbb{S}c(\Pi \setminus (\mathbb{P}_1 \subset 2\gamma_1))) = \infty \right) \right]} = \frac{1}{2}, \quad (3.47)$$

поэтому (3.44) не соответствует (3.38).

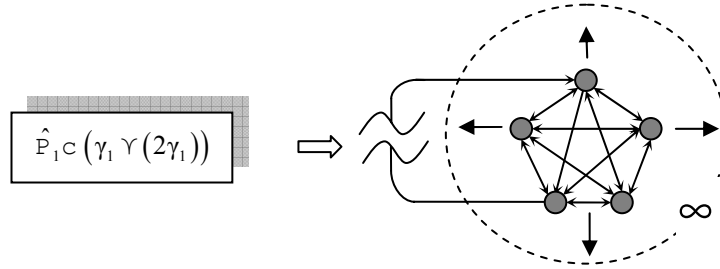


Рис. 3.15. Два случая параметризации полного топоса

Других альтернатив в алгебрах \mathcal{A}_{\oplus} и \mathcal{A}_{\otimes} , кроме А) и Б) не существует, поэтому (3.39) – единственно возможное рекурсивное связывание, что и требовалось доказать \square .

Вернемся к цели анализа $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$. Покажем, что известная задача поиска оптимального итерируемого множества (ОИМ) [116], будучи решена, не согласуется с $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$ по использованию возможностей вычислительного кластера.

Сущность задачи поиска ОИМ состоит в следующем. Необходимо найти такое сочетание переменных системы вида (3.26) с примером агрегирования системы (3.28), что суммарная размерность этого сочетания была бы минимальной среди всех возможных сочетаний, само сочетание представляло бы собой итератор, а домен обладал бы (в нашей аксиоматике) нулевой структурной сложностью.

Введем обозначение: $\mathcal{J}_i[n_1, n_2]$ – i -е сочетание, среди упорядоченного множества пронумерованных лексиграфически сочетаний из n_1 по n_2 . Например, $\mathcal{J}_2[7, 5] = \{1, 2, 3, 4, 5, 7\}$.

Без ограничения общности считаем, что система $\mathbb{S}c \Pi$ – изначально агрегирована. В задаче поиска ОИМ необходимо найти $\mathcal{J}_{i^*}[m, r^*]$, $r^* \leq m$, $i^* \in \{1, C_m^{r^*}\}$ – оптимальное сочетание из общего числа дуг m кандидатов в итератор по искомому r^* – мощности оптимального итерируемого множества (здесь $C_m^{\bar{\cdot}}$ – общеизвестное число сочетаний из \bullet по $\bar{\bullet}$). Сформулируем задачу поиска ОИМ в наших обозначениях:

$$\mathcal{J}_{i^*}[m, r^*] = \text{Arg min}_{(i^*, r^*)} \left(\sum_{j \in \mathcal{J}_i[m, r]} \gamma_j \left| \mathcal{J}_i[m, r] \in \bigcup_{u=1}^m \mathcal{J}[m, u] \right| \bullet \right) \quad (3.48)$$

с абстракторм

$$\bullet k \left(\mathbb{S}k \left(\mathbb{S}c(\mathbb{Z}\mathbb{S}' \subset \mathbb{S}) \in \left(\Pi \setminus \bigcup_{k=1}^{|\mathcal{J}[m, u]|} \{ \mathbb{P}_k \in \mathcal{J}_k[m, u] \} \right) \right) \right) \quad (3.49)$$

Решая задачу (3.48), (3.49), мы не достигаем цели анализа $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$: нет ясности, как организуются вычисления на кластере, ведь решением задачи поиска ОИМ является, по сути, множество индексов, а не иерархия. В дальнейшем мы покажем, что использование критерия структурной сложности дает нам возможность исправить этот недостаток.

3.4. ОРГАНИЗАЦИЯ ИТЕРАЦИОННОГО РАСЧЕТА СЛОЖНОЙ ТЕХНИЧЕСКОЙ СИСТЕМЫ

Предположим, тем или иным образом итератор \mathbb{P}_1 выбран. Что происходит с системой при разрыве дуги \mathbb{P}_1 ? Образуется подсистема $\Pi' \subset \Pi$ по трем возможным вариантам связывания $\Pi' k (\Pi \setminus \mathbb{P}_1)$ (см. иллюстрацию на рис. 3.16):

1. $\Pi' \nabla \Pi$, $\exists \Pi'' \subset \Pi' : \Pi'' \nabla \Pi'$, подсистема $S' \subset \Pi'$ имеет древовидную структуру с нулевой структурной сложностью $\Theta(S')=0$.

2. $\Pi' \nabla \Pi$, $\exists \Pi'' \subset \Pi' : \Pi'' \nabla \Pi'$, подсистема Π' не сильно связная, но в ней существует по крайней мере одна сильно связная подсистема $\Pi'' \subset \Pi'$.

3. $\Pi' \nabla \Pi$, подсистема Π' сильно связная.

В теореме 3.1 обосновано применение рекурсивной формулы для критерия оценки структурной сложности. Таким образом, разрыв дуги P_1 в случаях 2, 3 при доведенном до конца итерационном расчете системы S (т.е. до состояния ациклического топоса) – не единственный разрыв. В силу рекурсивности (3.39), в $\text{Domen}(S')$ применяется тот же подход к оценке структурной сложности, что и во всей системе в целом. Таким образом, итератор P_1 порождает разрывы дуг внутри *каждой* сильно связной подсистемы (на рис. 3.16 они выделены серой заливкой).

Обобщением понятия «итератор» станет понятие «иерархия итераторов» Π^* . Это рекурсивное множество

$$\Pi^* = \{P_i^*, i = 1..p\} \mid (\Pi \setminus \Pi^*) \nabla \Pi, O(\langle \Phi(Z) = 0 \mid \{P_i^*\} \rangle) \xrightarrow{\Pi^*} \inf. \quad (3.50)$$

В формуле (3.50) утверждается:

- 1) множество Π^* содержит p элементов;
- 2) удаление дуг множества Π^* приводит систему в состояние ациклического топоса с древовидной структурой;
- 3) вычислительная сложность применения итератора P_1^* к системе $\Phi(Z) = 0$ – наименьшая.

На рис. 3.17 показано, что индексация элементов множества Π^* соответствует иерархии разрывов, причем каждый уровень иерархии лексиграфичен. Напомним, что символом $\underline{X}^{*(\bullet)}$ мы обозначаем сильно связные подсистемы (используется квазидиагональ транспонированной, не взвешенной матрицы смежности, надстрочный же знак агрегирования здесь не актуален).

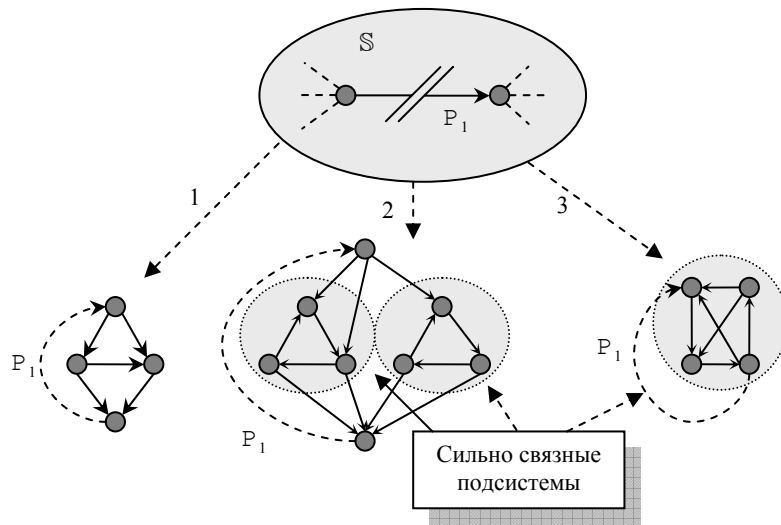


Рис. 3.16. Варианты состояния S после разрыва итератора P_1

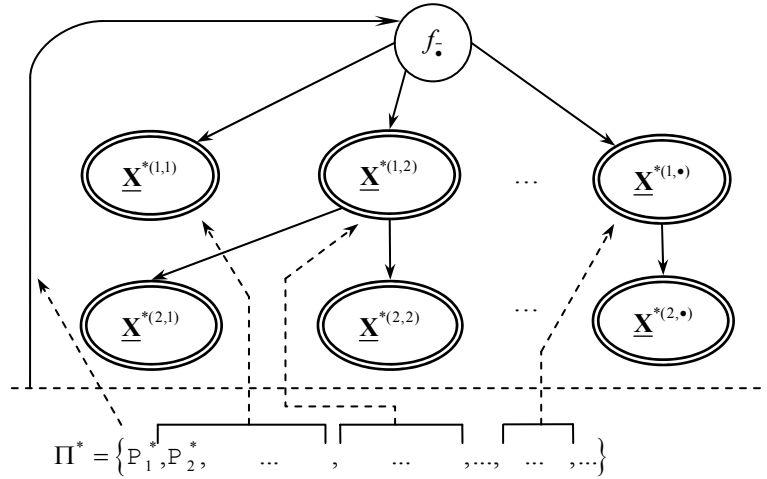


Рис. 3.17. Лексикографический порядок в иерархии разрывов

В работе [118] был предложен термин «пролонгатор» как критерий оценки сложности структурированных сильно связанных систем. Забегая вперед, скажем лишь, что этот термин мы будем использовать далее по ходу изложения материала, а именно в разделе 3.5. Там же, в [118], было показано, как на основе вычисления сложности по нерекурсивному критерию, можно сформировать алгоритм расчета замкнутой системы, состоящей из ММ. Следует заметить, что цель анализа $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$ остается идентичной цели анализа, принятой в работе [118], но критерий структурной сложности теперь классифицируется как рекурсивный оператор.

Будем называть $\mathbb{A}^*(\mathbb{S})$ оптимальным алгоритмом итерационного расчета системы ММ. Определяем его и Π^* из решения системы двух операторных уравнений:

$$\left\{ \begin{array}{l} (\mathbb{A}^*(\mathbb{S}) : \mathbb{S} \vee \mathbb{S})_{\mathbb{C}} \left(\left(\mathbb{O} \left(\langle \Phi(\mathbf{Z}) = \mathbf{0} \mid \{P_1^*\} \rangle \right) \right) \xrightarrow{\Pi^*} \text{inf} \right)_{\mathbb{D}} \mathbb{A}^*(\mathbb{S}); \\ \left(\Theta(\mathbb{S}_{\mathbb{C}} \Pi) \kappa \gamma_1^* \left(1 + \Theta(\mathbb{S}_{\mathbb{C}} (\Pi \setminus \{P_1^*\})) \right) \right) = \inf_{\bullet \in \Pi(J_{[(p+1)+m]})} \Theta(\mathbb{S}_{\mathbb{C}} \Pi \kappa \{ \Pi^*, \Pi \setminus \bullet \}). \end{array} \right. \quad (3.51)$$

Переменные, участвующие в иерархии итераторов, составляют метавектор $\mathbf{z}^* = \{z_1, z_1, \dots, z_p\} \sqsubseteq \mathbf{z} \sqsubseteq \mathbf{Z}$, где

$$\mathbf{z} = \left\{ \left(\bigcup_{i=1}^n \text{in}(f_i) \right) \cup \left(\bigcup_{i=1}^n \text{out}(f_i) \right) \right\} \setminus \left\{ \left(\bigcap_{i=1}^n \text{in}(f_i) \right) \cap \left(\bigcap_{i=1}^n \text{out}(f_i) \right) \right\}, \quad (3.52)$$

а n , $\text{in}(f_i)$, $\text{out}(f_i)$, $i = 1..n$ – соответствуют агрегированному состоянию системы \mathbb{S} .

Цель анализа будет достигнута на *вычислительном кластере* [122], если

- 1) количественная оценка структурной сложности подразумевает решение системы (3.51);
- 2) найден $\mathbb{A}^*(\mathbb{S})$ – оптимальный алгоритм итерационного расчета системы ММ, по которому, кроме прочего, необходимо построить *расчетный модуль* системы.

Определение 3.9.

Расчетным модулем $\mathbb{E} \mathbb{S} \mathbb{Y}$ системы \mathbb{S} называется индивид программного обеспечения, разработанный для получения всех переменных $\text{out}(f_i)$, $i = 1..n$ на выходе математических моделей из множества \mathbb{M} по алгоритму $\mathbb{A}^*(\mathbb{S})$ на компьютерах вычислительного кластера

$$\mathbb{E} \mathbb{S} \mathbb{Y} \triangleq \left(\{ \bar{\mu}_i(\bullet), i \in I \} \wedge \{ P_i^*, i \in I \} \right)_{\mathbb{C}} \left(I e \min_{\Pi' \subset \Pi(J_{[1+|\Pi'|]})} \Theta(\mathbb{S}_{\mathbb{C}} (\Pi \setminus \Pi')) \right). \quad (3.53)$$

В формуле (3.53) скобки \mathbb{Y} символизируют программную реализацию с распределением вычислений.

В связи с введением понятия «расчетный модуль» для понятия «подсистема» имеет смысл сменить матричное обозначение $\underline{X}^{*(\bullet,\bullet)}$ на индексированный терм $S_{j,N[j]}^{(i)}$. В нем верхний индекс i служит для нумерации индексных блоков в Π^* , соответствующих i -й подсистеме в иерархии, подобной той, что изображена на рис. 3.17. Индекс j нумерует уровень иерархии в блоке индексов, а индекс $N[j]$ – размерность j -го уровня.

Иллюстрация к использованию $\mathbb{E} \mathcal{Y} \mathcal{S} \mathcal{Y}$ в соответствии с целью анализа дана на рис. 3.18. Расчет системы начинается с разрыва итератора P_1^* из иерархии Π^* ; формируется иерархия подсистем первого уровня вложенности. Далее, на втором уровне вложенности, выбирается P_2^* и формируется иерархия подсистем второго уровня вложенности. Так продолжается до тех пор, пока удастся путем разрыва и последующей структурной декомпозиции обнаруживать сильно связанные подсистемы.

После того, как подсистема $S_{1,1}^{(1)}$ полностью рассчитана, переходим к расчету $S_{1,2}^{(1)}$ и так далее до $S_{1,N[1]}^{(1)}$. Затем рассматривается второй уровень в иерархии сильно связанных подсистем, далее – третий и так вплоть до последней подсистемы в иерархии разрывов.

На параллельно работающих процессорах вычислительного кластера расчет подсистем одного уровня иерархии можно проводить параллельно. На этом и базируется дополнительный выигрыш в деле понижения вычислительной сложности расчетного модуля.

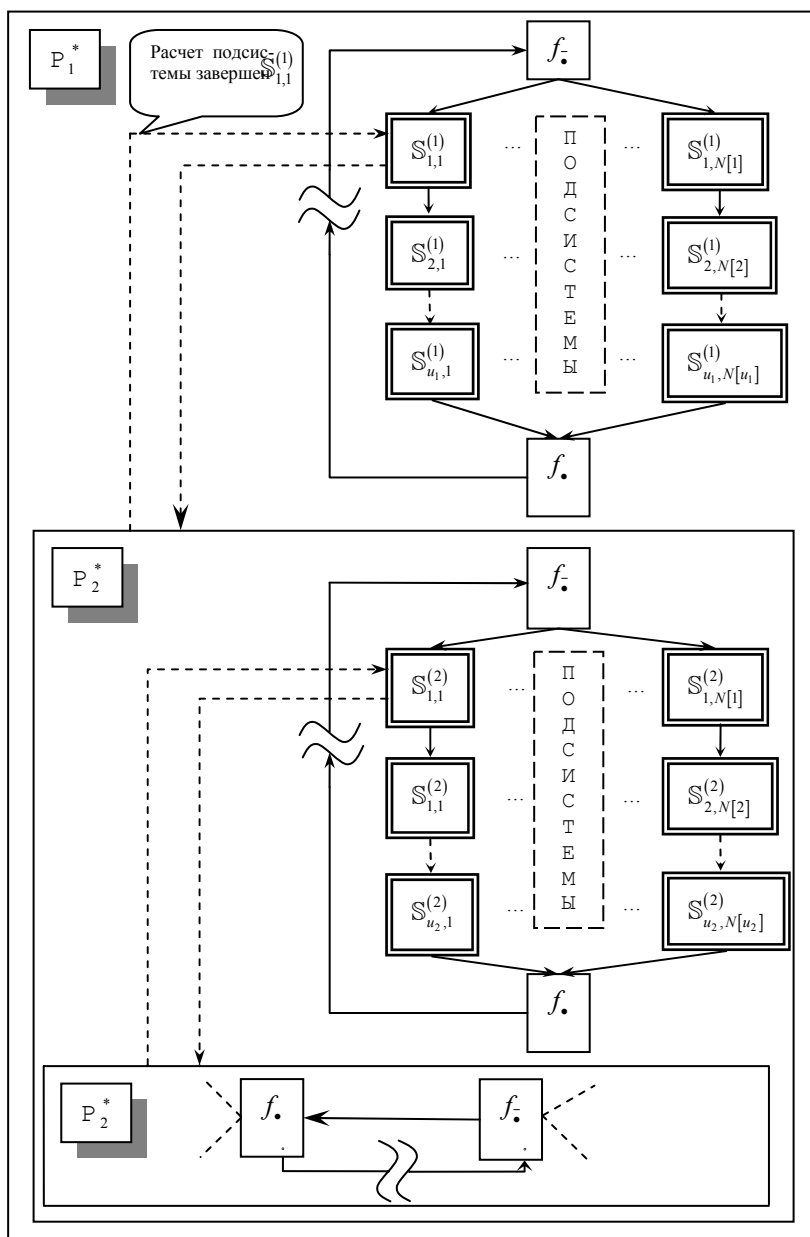


Рис. 3.18. Иерархия расчетного модуля $\mathbb{E} \mathcal{Y} \mathcal{S} \mathcal{Y}$

3.5. ВЫЧИСЛЕНИЕ КРИТЕРИЯ СТРУКТУРНОЙ СЛОЖНОСТИ

Начнем с того, что критерий структурной сложности будем называть *пронгатором*.

Свяжем процесс вычисления пролонгатора с процессами назначения и модификации параметричностей. Покажем, почему это необходимо сделать, прежде всего, на следующем рассуждении.

Предположим, в нашем распоряжении находятся две системы \mathbb{S}_1 и \mathbb{S}_2 с одинаковой структурой связей между объектами систем, но с разной параметричностью: $\mathbb{S}_1 \subset (\Pi \subset \Gamma_1)$ и $\mathbb{S}_2 \subset (\Pi \subset \Gamma_2)$. И пусть $\Gamma_1 = (\gamma_1^{(1)}, \dots, \gamma_m^{(1)})$, $\Gamma_2 = (\gamma_1^{(2)}, \dots, \gamma_m^{(2)})$, $\gamma_k^{(1)} = \gamma_k^{(2)} / d$, $k = 1..m$. Ограничимся рассмотрением случая $(\gamma_k^{(1,2)}, k = 1..m; d) \in]^+$, $d > 1$.

Возьмем в качестве примера $\gamma_1^* = 5$, $\gamma_2^* = 6$, $\gamma_3^* = 7$, $d = 10$.

Пусть $\mathbb{A}^*(\mathbb{S})$ – оптимальный алгоритм итерационного расчета системы \mathbb{S} – нам известен. Тогда нам известен и способ вычисления пролонгатора.

Значения пролонгатора, в целях упрощения записи, будем обозначать θ_1 и θ_2 для систем \mathbb{S}_1 и \mathbb{S}_2 , соответственно. Предположим, согласно (3.39),

$$\begin{array}{r} \theta_1 = 5(1+6(1+7)) = 245; \\ \theta_2 = 10 \times 5 \times (1+10 \times 6 \times (1+10 \times 7)) = \\ \begin{array}{r} 210\ 000 \quad 210\ 000 \\ + \quad 3000 \quad 30\ 000 \leftarrow 1 \text{ сдвиг} \\ \hline 213\ 050 \quad 245\ 000 \leftarrow 2 \text{ сдвига} \end{array} \end{array}$$

Посмотрим на последнюю сумму более внимательно и сразу отмечаем, что число 245 можно получить, если второе слагаемое сдвинуть влево на один, а третье – на два разряда. Аналогичная картина наблюдается в d -ричной системе счисления. Сформулируем наше наблюдение в виде предложения.

Предложение 3.3.

Для пары систем: $\mathbb{S}_1 \subset (\Pi \subset \Gamma_1)$ и $\mathbb{S}_2 \subset (\Pi \subset \Gamma_2)$, таких, что $\Gamma_1 = (\gamma_1^{(1)}, \dots, \gamma_m^{(1)})$, $\Gamma_2 = (\gamma_1^{(2)}, \dots, \gamma_m^{(2)})$, $\Gamma_1 \not\subset \Gamma_2$, $\gamma_k^{(1)} = \gamma_k^{(2)} / d$, $k = 1..m$ и $\gamma_k^{(1,2)}$, $k = 1..m$, $d \in]^+$, $d > 1$, вычисление пролонгатора вида (3.39) осуществляется по схеме Горнера

$$\Theta(\mathbb{S}_{1,2}) = \min \Theta(\mathbb{S}_{1,2} \text{ d } (\Pi \text{ d } \Gamma_{1,2})) = \gamma_1 (1 + \gamma_2 (1 + \gamma_3 (1 + \dots \gamma_\rho \dots))), \quad (3.54)$$

а значение $\Theta^* = \min \{\Theta(\mathbb{S}_1), \Theta(\mathbb{S}_2)\}$ можно получить из $\Theta_* = \max \{\Theta(\mathbb{S}_1), \Theta(\mathbb{S}_2)\}$ путем сложения со сдвигом влево на l -е число разрядов самих слагаемых $\gamma_1^* \gamma_2^* \dots \gamma_{\rho-1}^*$; $\gamma_1^* \gamma_2^* \dots \gamma_{\rho-2}^*$; ...; γ_1^* , $l = 1.. \rho - 1$, участвующих в вычислении Θ_* , с последующим преобразованием вида $\Theta^* = d^{-\rho} \Theta_*$.

Если предложение 3.3 доказать, то при $d > 1$, $d \in]^+$ и коллинеарности векторов параметричностей один пролонгатор *может быть получен из другого без пересчета операторных уравнений*. Можно показать справедливость этого при $d > 1$, $d \in]^+$: только вместо сдвига на l -е число разрядов влево надо умножить на число d^l . Следует еще раз особо подчеркнуть: векторы Γ_1 и Γ_2 не должны быть ортогональными.

Введем ряд определений.

Определение 3.10.

Множество $\mathbb{K}(\Pi) = \{K_i, i = 1.. \chi\}$, составленное из элементов

$$\begin{aligned} K_i \triangleq & \left\{ \left(\left(f_{i_1^{(i)}} \mapsto f_{i_2^{(i)}} \right), \left(f_{i_2^{(i)}} \mapsto f_{i_3^{(i)}} \right), \dots, \right. \right. \\ & \left. \left. \left(f_{i_{nd(i)-1}^{(i)}} \mapsto f_{i_{nd(i)}^{(i)}} \right), \left(f_{i_{nd(i)}^{(i)}} \mapsto f_{i_1^{(i)}} \right) \right) \right\} \text{ e} \\ & \left\{ P_{f_1^{(i)}}, P_{f_2^{(i)}}, \dots, P_{f_{con(i)-1}^{(i)}}, P_{f_{con(i)}^{(i)}} \right\} \left\{ j_1^{(i)}, j_2^{(i)}, \dots, j_{con(i)-1}^{(i)}, j_{con(i)}^{(i)} \right\} \subseteq J[1..m], \\ & \left\{ l_1^{(i)}, l_2^{(i)}, \dots, l_{nd(i)-1}^{(i)}, l_{nd(i)}^{(i)} \right\} \subseteq J[1..n], \end{aligned} \quad (3.55)$$

называется множеством контуров структуры Π .

Определение 3.11.

Матрица $\backslash(\Pi) = (\wedge_{ij})_{\chi \times m}$, каждый (i, j) -й элемент которой бинарно выражает принадлежность j -й дуги к каждому элементу множества $\dots(\Pi)$, а именно

$$\hat{\wedge}_{ij} \triangleq \begin{cases} 1, & \text{если } P_j \in K_i; \\ 0, & \text{если } P_j \notin K_i, \end{cases} \quad (3.56)$$

называется матрицей контуров $\hat{\wedge}(\Pi)$ структуры Π и является матричным образом множества $\dots(\Pi)$.

Определение 3.12.

Матрица $\tilde{v}(\Pi) = (\tilde{g}_{ij})_{n \times n}$, каждый (i, j) -й элемент которой выражает достижимость объекта f_j из f_i :

$$\tilde{g}_{ij} \triangleq \begin{cases} 1, & \text{если } f_j \succ f_i; \\ 0, & \text{если } f_j \not\prec f_i, \end{cases} \quad (3.57)$$

называется матрицей достижимостей $\Delta(\Pi)$ структуры Π и является матричным образом множества G (см. (3.12), раздел 3.1).

Определение 3.13.

Контурностью $\kappa(P_k)$ дуги $P_k \in \Pi$ называется величина, равная количеству вхождений P_k в контуры структуры $\Pi = \text{de}(\mathbb{S})$

$$\kappa(P_k) \triangleq \sum_{i=1}^Z \hat{\wedge}_{ik}. \quad (3.58)$$

Определение 3.14.

Контуралом уровня $r, r \geq 1, \bar{\Pi}_r = \{\bar{P}_1, \bar{P}_2, \dots, \bar{P}_{m(r)}\}$, называется подстановка подмножества $(\Pi' \subseteq \Pi) \Rightarrow \bar{\Pi}_r = \Pi'(J[\bullet \subseteq \{1..m\}])$, $(|\bar{\Pi}_r| \leq m(r)) \leq |\Pi|$, такая, что каждый ее элемент имеет одинаковую контурность, равную r , и, кроме того, элементы контурала упорядочены в порядке возрастания параметричности

$$\bar{\Pi}_r \triangleq \bigcup_{k=1}^m \left\{ P_k \mid (\kappa(P_k) = r) \wedge \left(\forall j \in \{1, m(r)-1\} : \left(\bar{\gamma}_j \kappa \text{ de}(\bar{P}_j) \leq \bar{\gamma}_{j+1} \kappa \text{ de}(\bar{P}_{j+1}) \right) \right) \right\}. \quad (3.59)$$

Определение 3.15.

Контуралом $\mathcal{U}(\Pi)$ структуры Π называется множество всех контуралов всех возможных уровней, свойственных структуре Π

$$\mathcal{U}(\Pi) \triangleq \left\{ \sim_k : (\sim_k \text{ d } \bar{\Pi}_{\sim_k}) > (\sim_{k+1} \text{ d } \bar{\Pi}_{k+1}), k = 1..(v \kappa |\mathcal{U}(\Pi)|) \right\}. \quad (3.60)$$

Определение 3.16.

Контуралоном $\mathring{\Pi} = \left\{ \mathring{P}_1, \mathring{P}_2, \dots, \mathring{P}_m \right\}$ структуры Π называется подстановка вида $\Pi \left(\mathring{J}[1..m] \right)$, где

$\mathring{J}[1..m] = \{j_1, j_2, \dots, j_m\}$ – множество индексов, удовлетворяющих условию:

$$\forall l = 1..m-1 : \left((\gamma_{j_l} \kappa \text{ de}(P_{j_l})) \leq (\gamma_{j_{l+1}} \kappa \text{ de}(P_{j_{l+1}})) \right) \wedge \left(\kappa(P_{j_l}) \geq \kappa(P_{j_{l+1}}) \right). \quad (3.61)$$

Определение 3.17.

Оператор Dec , являющийся решением операторного уравнения

$$\begin{aligned} \text{Dec}(\Pi \kappa \text{ de}(\mathbb{S})) : & \left(\Pi \rightarrow \bigcup_{i=1}^{\beta} \left((\tilde{\Pi}_i \kappa \text{ de}(\tilde{\mathbb{S}}_i \mid \forall k = 1.. \beta - 1 : \right. \right. \\ & \forall i, j \in \{1..n\} : (f_i \text{ d } \tilde{\mathbb{S}}_k) \not\prec (f_j \text{ d } \tilde{\mathbb{S}}_{k+1})) \\ & \left. \left. \kappa \left(\left(\text{rank}(\tilde{v}_i \text{ d } \tilde{\Pi}_i) = |\tilde{F}_i \text{ d } \tilde{\mathbb{S}}_i| \right) \wedge \left(\text{Dec}(\tilde{\Pi}_i \kappa \text{ de}(\tilde{\mathbb{S}}_i)) = \tilde{\Pi}_i \right) \right) \right) \right) \end{aligned} \quad (3.62)$$

называется оператором структурной декомпозиции. Здесь β – число сильно связанных подсистем, порождаемых действием на структуру Π оператора Dec . Необходимо особо подчеркнуть: подсистемы $\tilde{\mathbb{S}}_i, i = 1.. \beta$ – иерархически упорядочены, что соответствует квазитреугольной форме матрицы смежности [42].

Определение 3.18.

Оператор Gm , являющийся решением операторного уравнения

$$\begin{aligned} \text{Gm}(\mathbb{S}) : & \left(\mathbb{S} \kappa \left((\Pi \kappa \Gamma) \wedge F \right) \right) \rightarrow \left(\mathbb{S}' \kappa \left((\Pi' \kappa \Gamma') \wedge F' \right) \right) \\ \text{Gm}^{-1} \left(\mathbb{S}' \kappa \left((\Pi' \kappa \Gamma') \wedge F' \right) \right) & = \left(\mathbb{S} \kappa \left((\Pi \kappa \Gamma) \wedge F \right) \right), \\ \vee'(\Pi') \kappa & \left(\left(\left(\forall i \in \{1..|\vee'(\Pi')|\} \right) \right) \right) \wedge \left(\left(\left(\forall j \mid \wedge'_{j_l} = \wedge'_{j_l}, l = 1..|\Pi'| \right) \right) \right) \wedge \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
& \left(\forall j \in \{1..|\Pi'|\} \Rightarrow \exists (i \wedge i'_j = \wedge'_{i'}, i' = 1..|\setminus'|) \right), \\
& \left(\exists \left((P_1, P_2) = \left((f_1 \mapsto f^*), (f^* \mapsto f_2) \right) \in \Pi, \gamma_1 \text{ k de}(P_1), \gamma_2 \text{ k de}(P_2) \right) \subset \right. \\
& \left(\exists f_i \in F \setminus \{f_1, f_2, f^*\}, i \in \{1..n\} : P_3 \text{ k } \left((f_i \mapsto f^*) \vee (f^* \mapsto f_i) \right) \in \Pi \right) \Rightarrow \\
& \left(\left((P_1' \subset \gamma_1') \text{ d } \Pi' \right) \in \text{Gm}(\mathbb{S}) \text{ k } (f_1 \text{ k } (f_1, f^*)) \mapsto f_2 \right) \in (\gamma_1 > \gamma_2) \vee \\
& \left((f_1 \mapsto (f_2 \text{ k } (f^*, f_2))) \in (\gamma_2 \leq \gamma_1) \right) \in (\gamma_1' \text{ k } \min(\gamma_1, \gamma_2)) \Big), \quad (3.63) \\
& \exists (F \setminus \bullet) \in \left(\text{ad Gm}^{-1} \left(\mathbb{S}' \subset \left(\left(\Pi' \subset \Gamma' \right), F' \text{ k } \{ \bullet, f'_1, \bullet, f'_2, \bullet, f'_3, \bullet, f'_4, \bullet \} : \right. \right. \right. \\
& \left. \left. \left((P_1' \subset \gamma_1') \text{ k } (f_1' \text{ t } f_2'), (P_1' \subset \gamma_1') \text{ k } (f_3' \text{ t } f_4') \right) \in \Pi' \right) \right) : \\
& \left((f_1' \cap f_3') > (f_2' \cap f_4') \neq \emptyset \Rightarrow f_1' \text{ k } f_1' \cap f_3', f_2' \text{ k } f_2' \cap f_4', \gamma_1' \text{ k } \gamma_1' + \gamma_1' \right),
\end{aligned}$$

называется оператором минимизации структуры Π .

Интуитивно подразумевается, что оператор Gm продуцирует композицию из следующей пары гомоморфизмов:

- 1) «стягивание» дуг для удаления «висячих» вершин с последующей минимизацией параметричностей;
- 2) «склеивание» кратных дуг и «схлопывание» вершин.

В операторном уравнении (3.63) присутствует обратный оператор Gm^{-1} : выдвигается требование *обратимости* минимизации. Если это требование игнорировать, то мы не сможем восстановить обратный ход рекурсии при фиксации оптимального алгоритма $\mathbb{A}^*(\mathbb{S})$.

Итак, наша цель сейчас заключается в поиске оператора, однозначно определяющего структурную сложность системы $\mathbb{S} \subset \left((\Pi \subset \Gamma) \wedge (F \subset M) \right)$, т.е. надо найти конкретизацию (3.39) применительно к оценке структурной сложности замкнутых технических систем большой размерности.

Так как мы рассматриваем строго детерминированные системы с однозначно определяемой структурой Π , то уместен еще более короткий терм: $\Theta(\Pi)$, подразумевая при этом, что $\Pi \subset \Gamma$.

Здесь своевременно обратить внимание на то обстоятельство, что пролонгатор (3.39) – это пока только схема, *но не оператор* для вычисления структурной сложности. Для нахождения конкретного оператора к данному моменту изложения имеются все необходимые *формальные* знания в виде обозначений, определений, аксиом, постулатов, предложений и теоремы 3.1. Все эти формальные знания необходимо обобщить и направить на путь окончательной формализации. Искомый оператор для вычисления $\Theta(\Pi)$ мы вознамериваемся искать как решение соответствующего операторного уравнения.

Построим цепь дальнейших рассуждений. Пусть в сильно связанной структуре некоторая дуга из первого контуриона $\bar{P}_1 \in \bar{\Pi}_{-1}$ предназначена к разрыву (рис. 3.19). Двойными линиями обозначены связи в системе, исчезающие под действием оператора структурной декомпозиции Dec . Подействуем на вспомогательное множество $\Pi^{\circ} \text{ k } \Pi \setminus (\bar{P}_1 \in \bar{\Pi}_{-1})$ оператором Dec . В результате этого Π° будет поставлена в соответствие некоторая совокупность сильно связанных подсистем (по крайней мере – одна подсистема), т.е. произойдет связывание по схеме

$$\Pi^{\circ} \text{ k } \left(\left(\bigcup_{i=1}^{\beta \in \bar{P}_1} \{ \tilde{\Pi}_i \} \right) \text{ k } \text{Dec} \left(\Pi^{\circ} \text{ k } \Pi \setminus (\bar{P}_1 \in \bar{\Pi}_{-1}) \right) \right). \quad (3.64)$$

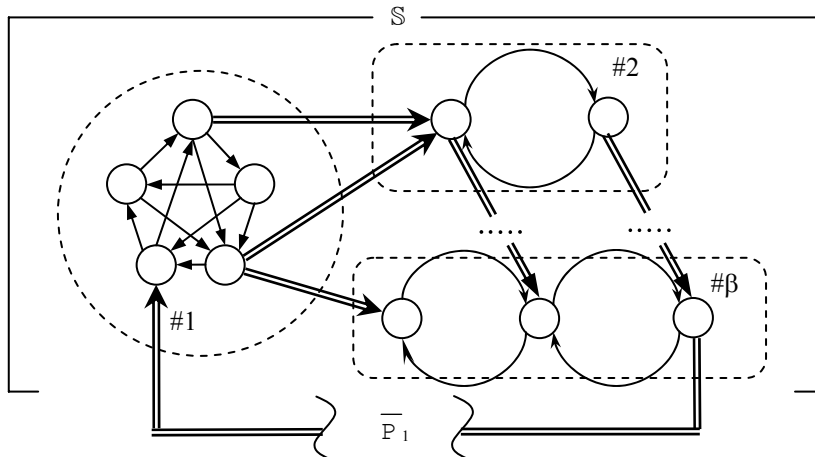


Рис. 3.19. Удаление \overline{P}_1 и образование $(\beta \in \overline{P}_1)$ -го числа подсистем

На полученную совокупность подействуем оператором минимизации

$$\Pi^{\circ} k \left(\Pi^{\circ} d \left(S' k Gm \left(S' c \left(\left(\bigcup_{i=1}^{\beta \in \overline{P}_1} \{ \tilde{\Pi}_i \} \right) k \right. \right. \right. \right. \left. \left. \left. \left(Dec \left(\Pi^{\circ} k \Pi \setminus \left(\overline{P}_1 \in \overline{\Pi}_{\sim_1} \right) \right) \right) \right) \right) \right) \right). \quad (3.65)$$

Иллюстрация к полученному выражению дана на рис. 3.20. Сформировалась «новая» система $S' \subset S$ с числом сильно связанных подсистем $\beta \in \overline{P}_1$, и подсистемы в ней никак не взаимодействуют. Это отнюдь не означает, что пропавшие связи навсегда потеряны. Если доопределить действие объединения $\bigcup_{i=1}^{\beta \in \overline{P}_1} \{ \tilde{\Pi}_i \}$ (в данном случае это просто удобное обозначение), то возврат из рекурсии обеспечен.

В безымянных подсистемах не осталось транзитивных замыканий к бинарному отношению \mapsto : под действием оператора Gm все они заменены обобщенными дугами. Объекты системы после действия оператора минимизации также становятся обобщенными (см. иллюстрацию на рис. 3.21).

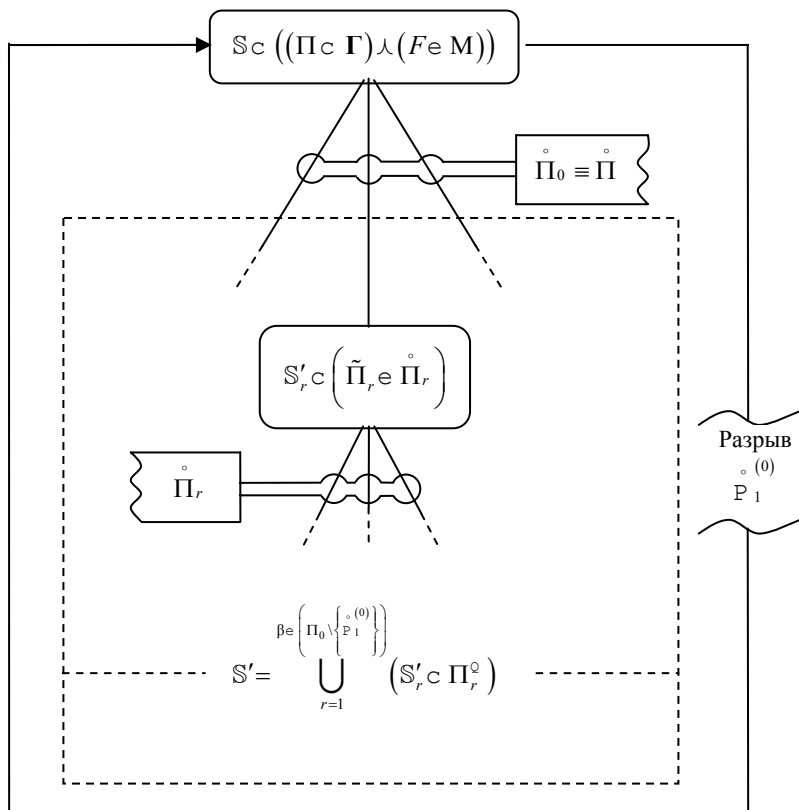


Рис. 3.20. Иллюстрация к формуле (3.65)

Протокол минимизации, показанной на рис. 3.21, выглядит так

$$\gamma_{ab} > \gamma_{bc} \Rightarrow P_{ab} k \emptyset; \gamma_{bc} k \min(\gamma_{ab}, \gamma_{bc}); f'_A k \{f_a, f_b\}; f'_B k f_c; P'_{AB} k (f'_A \mapsto f'_B); \gamma'_{BA} k (f'_B \mapsto f'_A); \gamma'_{BA} k \gamma_{ca}; \gamma'_{AB} k \gamma_{ac} + \gamma_{bc}. \quad (3.66)$$

Если в качестве разрываемой дуги взять \overline{P}_2 вместо \overline{P}_1 , а затем \overline{P}_3 и далее до $\overline{P}_{v(\sim_1)}$, то для каждого отдельно взятого $k = 1..v(\sim_1)$ мы будем использовать одни и те же неизменные правила, и суть их уже проясняется – нас интересует оптимальный номер дуги в первом контурале, соответствующий $\min_{1 \leq k \leq v(\sim_1)} \left(\left(\Theta \left(\Pi \setminus \{ \overline{P}_k \} \right) + 1 \right) \gamma_k \right)$. Этот номер k^* можно найти для каждого контурала.

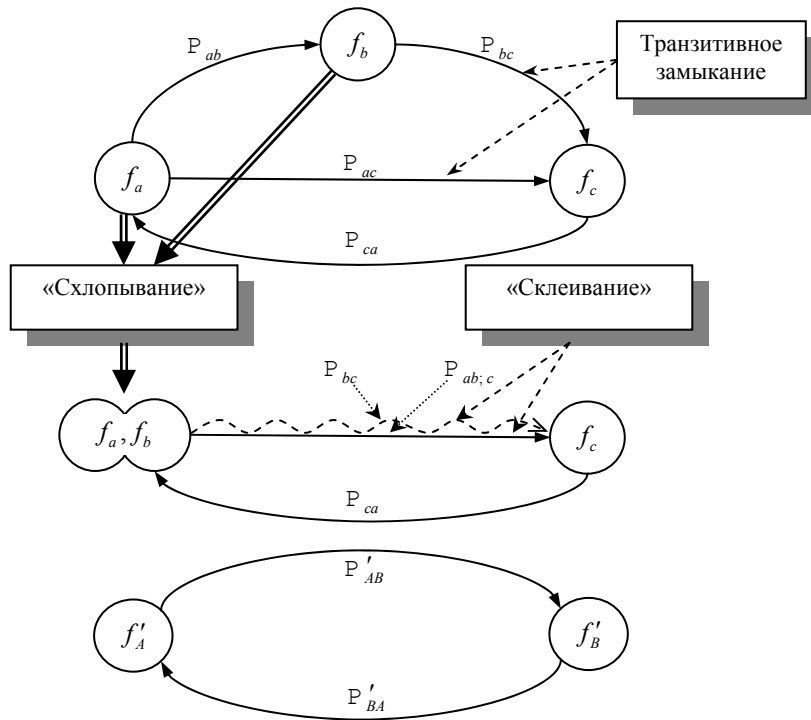


Рис. 3.21. Иллюстрация к минимизации структуры

Если перебирать все без исключения дуги исходного контура и для каждой вычислять сложность, то поиск оптимального k^* при значительной размерности исследуемой системы займет чрезвычайно много времени. На рис. 3.22, а показана возможная диаграмма значений пролонгатора $\Theta(\Pi)$ умозрительной системы, причем он изображен таким, каким его нам хотелось бы видеть, а именно: не рассматривать дуги, находящиеся правее минимума выпуклой оболочки. На том же рисунке, случай б), изображен наиболее нежелательный характер поведения $\Theta(\Pi)$. Если обнаружится, что функция $\Theta(\Pi)$ в самом общем случае все-таки может иметь такой вид, тогда придется вычислять пролонгатор путем полного перебора или, в лучшем случае, методом «ветвей и границ» [113] (*почти полный перебор*)

Полный перебор крайне нежелателен всегда, а в данном случае особенно: использование пролонгатора подразумевает анализ систем большой размерности, а для них, как известно, методы, близкие по трудоемкости к полному перебору, являются непригодными [85, 86].

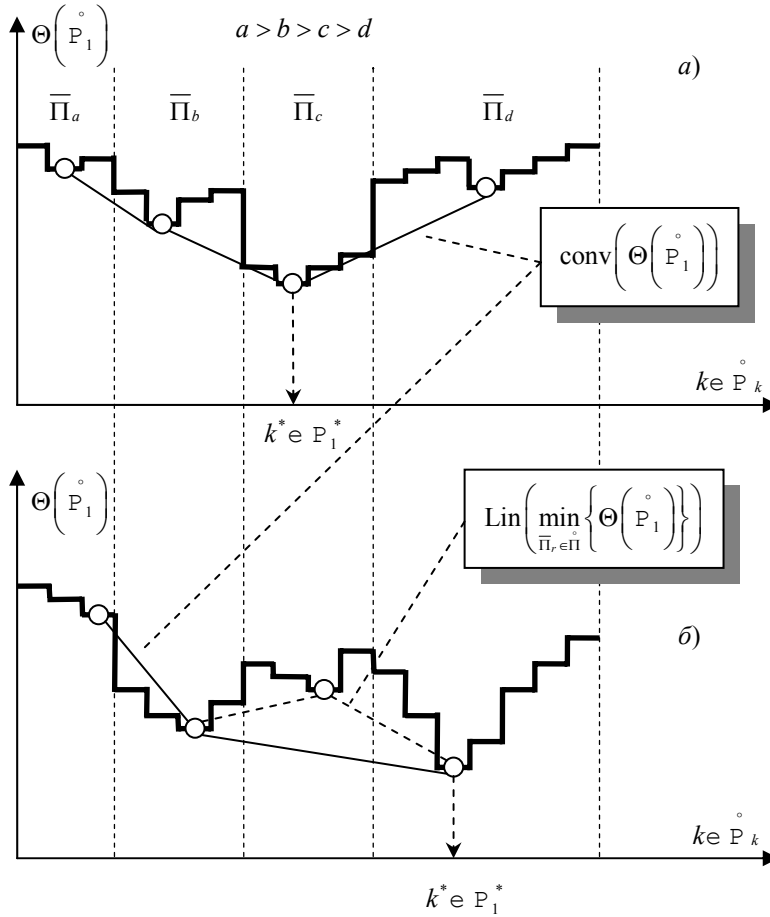


Рис. 3.22. Иллюстрация к возможным случаям поведения функций $\Theta(\overset{\circ}{P}_1)$, $\text{conv}(\Theta(\overset{\circ}{P}_1))$ и $\text{Lin}\left(\min_{\bar{\Pi}, \in \bar{\Pi}} \left\{ \Theta(\overset{\circ}{P}_1) \right\}\right)$ в контурионе $\overset{\circ}{\Pi}$

Вернемся к рис. 3.18. Показано, что на дне рекурсии находится (и это неизбежно в силу минимизации структуры перед вычислением ее структурной сложности) «элементарная» подсистема, в которой всего два объекта и две дуги: (f'_1, f'_2) , (P_1, P_2) .

Согласно принятой аксиоматике, сложность «элементарной» подсистемы равна минимальной параметричности:

$$\Theta\left(S'c\left(\left\{\bar{P}_1, \bar{P}_2\right\}c\left\{\bar{\gamma}_1, \bar{\gamma}_2\right\}\right)d\min(\bar{\gamma}_1, \bar{\gamma}_2)\otimes(1\oplus 0)d\min(\bar{\gamma}_1, \bar{\gamma}_2)\right). \quad (3.67)$$

В формуле (3.67) нулевая и единичная сложности сначала выписаны в соответствии с их определениями, а затем связывание с минимальным значением параметричности показывает, что в данной работе мы ограничиваемся рассмотрением систем с вещественной параметризацией. В связи с этим, казалось бы, очевидным обстоятельством формулируем следующую аксиому.

Аксиома 3.5.

Минимальная сложность системы, вычисляемая рекурсивно на основе понятия (3.29) «мультипликативно сложнее», определяется с точностью до нулевой и единичной сложности, и это связано с индукцией знаний, применяемых к цели анализа системы $\mathfrak{A}(\mathbb{S})$.

Дальнейшие рассуждения помогут нам лучше понять механизм вычисления пролонгатора. Абстрагируемся от предмета исследования и сделаем временное погружение в символику теории функций.

Рассмотрим некоторую функцию $\varphi(x)$ скалярного аргумента $x: \pm x \in X = \text{dom } \varphi; \quad \varphi: X \rightarrow X$, где множество X , равно как и сама функция $\varphi(x)$, способны удовлетворить всем тем требованиям, которые могут предъявляться к ним по ходу рассуждений.

Определяем функцию $\varphi^*(-z)$, как сопряженную к кусочно-постоянной функции

$$\varphi(x): X = [0, C), \quad \varphi(x_j) = x_j, \quad 0 = x_0 < x_1 < \dots < x_{n-1} < x_n \rightarrow C - 0, \quad (3.68)$$

следующим образом

$$\varphi^*(-z) = \inf_{x \in X} \{ \varphi(x) + xz \}. \quad (3.69)$$

Определение функции $\varphi(-x)$ проиллюстрировано на рис. 3.23.

Справедливо равенство

$$\inf_{z \in X} \varphi^*(z) = \inf_{x \in X} \{ \varphi(x) + x \inf_{z \in X} \{-z\} \}. \quad (3.70)$$

Скомпилируем формулу (3.70) в область наших исследований, оставляя при этом общепринятую символику:

– будем обозначать (временно) минимальную сложность системы z как $\inf \varphi^*(z)$, тогда запись (3.70) продуцирует суждение «Величина $\inf \varphi^*(z)$ равна нижней грани суммы двух слагаемых:

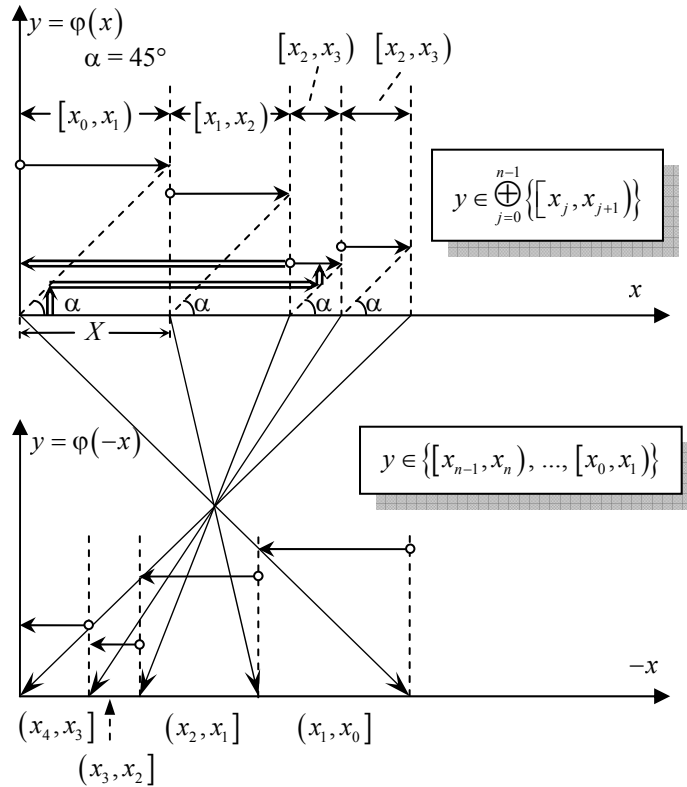


Рис. 3.23. Функции $\varphi(x)$ и $\varphi(-x)$

1) $\varphi(x)$ – сложности разрыва самой первой дуги контурала, начиная с которой проводится анализ системы z . Для точки x справедливо равенство: $x = \varphi(x)$;

2) $x \inf_{z \in X} \{-z\} = \varphi(x) \inf_{z \in X} \{-z\}$ – произведение параметричности первой разрываемой дуги на величину остаточной сложности системы z без первой разрываемой дуги;

– заметим, что

$$\inf_{z \in X} \{-z\} = \inf_{y \in \{[x_{n-1}, x_n], \dots, [x_0, x_1]\}} \{ \varphi^*(y) \}. \quad (3.71)$$

В итоге получаем некий абстрактный аналог пролонгатора в классе функций, сопряженных к кусочно-постоянным функциям

$$\inf_{z \in X} \{ \varphi^*(z) \} = \inf_{x \in X} \{ \varphi(x) + \varphi(x) \inf_{y \in \{[x_{n-1}, x_n], \dots, [x_0, x_1]\}} \{ \varphi^*(y) \} \}. \quad (3.72)$$

Подведем итог всех рассуждений данного пункта главы: дадим наконец определение пролонгатора как оператора $\text{PrI}(\mathbb{S})$.

Определение 3.19.

Оператор $\text{PrI}(\mathbb{S})$, действующий на систему \mathbb{S} , переводит $\mathbb{S} \circ ((\text{Пс } \Gamma) \wedge (F \subset M))$ в совокупность, состоящую из оптимальной последовательности итераторов, по которой формируется расчетный модуль $\mathbb{E} \mathbb{S} \mathbb{Y}$, осуществляющий рекурсивный итерационный расчет всех $\mathbf{Y}_{\text{вых}}^i \in \mu_i(\circ)$, $i = 1..n$ на вычислительном кластере.

$$\text{Prl}(\mathbb{S}): \mathbb{S} \rightarrow \text{Prl} \left(\left\{ \Pi^* \oplus \left\{ \Theta(\mathbb{S}) \text{ k } \Theta \left(\overset{\circ}{\Pi} \right) \right\} \right\} \text{ k } \bullet \right),$$

$$\bullet \text{ k } \text{Arg} \left(\left(\left(\min_{\substack{\mathbb{P}_k \in \left\{ \overset{\circ}{\Pi}_0 \text{ k } \overset{\circ}{\Pi} \right\}, \\ k \in \{1..m\}}} \left(\text{conv} \left(\Theta \left(\overset{\circ}{\Pi} \right) \right) \right) \text{ k } \gamma_1^{(0)} \oplus \right) \right) \right), \quad (3.73)$$

$$\overset{\circ}{\Pi}_r \text{ d } \left(\overset{\circ}{\Pi}_r \text{ d } \left(\overset{\circ}{\Pi}_r \text{ | (3.75) } \right) \right), \quad j \in \left\{ 1.. \left(m^{(r)} \text{ k } \overset{\circ}{\Pi}_r \right) \right\}, \quad (3.74)$$

$$\overset{\circ}{\Pi}_r \text{ k } \left(\overset{\circ}{\Pi}_r \text{ d } \left(\mathbb{S}'_r \text{ k } \text{Gm} \left(\mathbb{S}'_r \text{ c } \left(\left(\beta \in \left\{ \overset{\circ}{\Pi}_{r-1} \setminus \left\{ \overset{\circ}{\mathbb{P}}_j \right\} \right\} \right) \right) \right) \right) \text{ k } \right. \\ \left. \text{Dec} \left(\overset{\circ}{\Pi}_r \text{ k } \overset{\circ}{\Pi}_{r-1} \setminus \left\{ \overset{\circ}{\mathbb{P}}_j \right\} \right) \right) \right). \quad (3.75)$$

3.6. АЛГОРИТМИЧЕСКИЕ АСПЕКТЫ ВЫЧИСЛЕНИЯ КРИТЕРИЯ СТРУКТУРНОЙ СЛОЖНОСТИ

Из предыдущих параграфов данной главы выяснилось, что для сокращения числа вариантов при вычислении конструкций типа $\min(\text{conv}(\bullet))$ в уравнении (3.73) нам поможет выпуклость функции $\Theta \left(\overset{\circ}{\Pi} \right)$.

Возобновим рассуждения, проиллюстрированные на рис. 3.23.

1. Пространство кусочно-постоянных функций $\varphi(x)$, $\varphi: X \rightarrow X$ изоморфно пространству функций $\Theta \left(\overset{\circ}{\Pi} \right)$. Всегда можно найти такие функции $\varphi_1(x_1) \in \Theta_1 \left(\overset{\circ}{\Pi}_1 \right)$, $\varphi_2(x_2) \in \Theta_2 \left(\overset{\circ}{\Pi}_2 \right)$, $(x_{1,2} \in X_{1,2}) \in \left(\overset{\circ}{\Pi}_1 \neq \overset{\circ}{\Pi}_2 \right)$, что из этого следует $\varphi_1(x_1) \not\equiv \varphi_2(x_2)$ и $\Theta_1 \left(\overset{\circ}{\Pi}_1 \right) \not\equiv \Theta_2 \left(\overset{\circ}{\Pi}_2 \right)$.

2. Если обозначить $\bar{\varphi}(x) = \text{Lin } \varphi(x)$, то справедливо равенство $|\text{Arg min Lin } \varphi| = \left\{ i: \forall x' \in [x_i, x_{i+1}], \delta > 0, \exists \varepsilon(\delta) > 0 \Rightarrow \bar{\varphi}(x') = \inf_{x \in [x-\varepsilon(\delta), x+\varepsilon(\delta)]} \{ \bar{\varphi}(x) \} \right\}$, фактически означающее, что число локальных минимумов непрерывной линейной оболочки функции $\varphi(x)$ равно числу нарушений монотонности в последовательности $\{x_i, i = 1..n\}$ (рис. 3.24).

3. Если сформулировать и доказать утверждение, конкретизирующее процесс отыскания глобального минимума функции $\bar{\varphi}(x)$, то его можно распространить и на повышение эффективности вычисления пролонгатора.

Введем в рассмотрение функцию

$$\Omega \left(\hat{\mathbb{P}}_k \right): \bar{\Pi}_{\sim_k} \rightarrow \left(\min_{\overset{\circ}{\Pi}_k} \Theta \left(\overset{\circ}{\Pi} \right) \right) \in \left(\overset{\circ}{\mathbb{P}}_k = \mathbb{P}_1^* \right), \quad k = 1..v. \quad (3.76)$$

Полный перебор всех дуг контуриона заключается в нахождении всех $\Omega \left(\hat{\mathbb{P}}_k \right)$, $k = 1..v$. В предыдущих рассуждениях относительно функций $\varphi(x)$ и $\bar{\varphi}(x)$ заменим $\Theta \left(\overset{\circ}{\Pi} \right)$ на $\Omega \left(\hat{\mathbb{P}}_k \right)$, тем самым мы

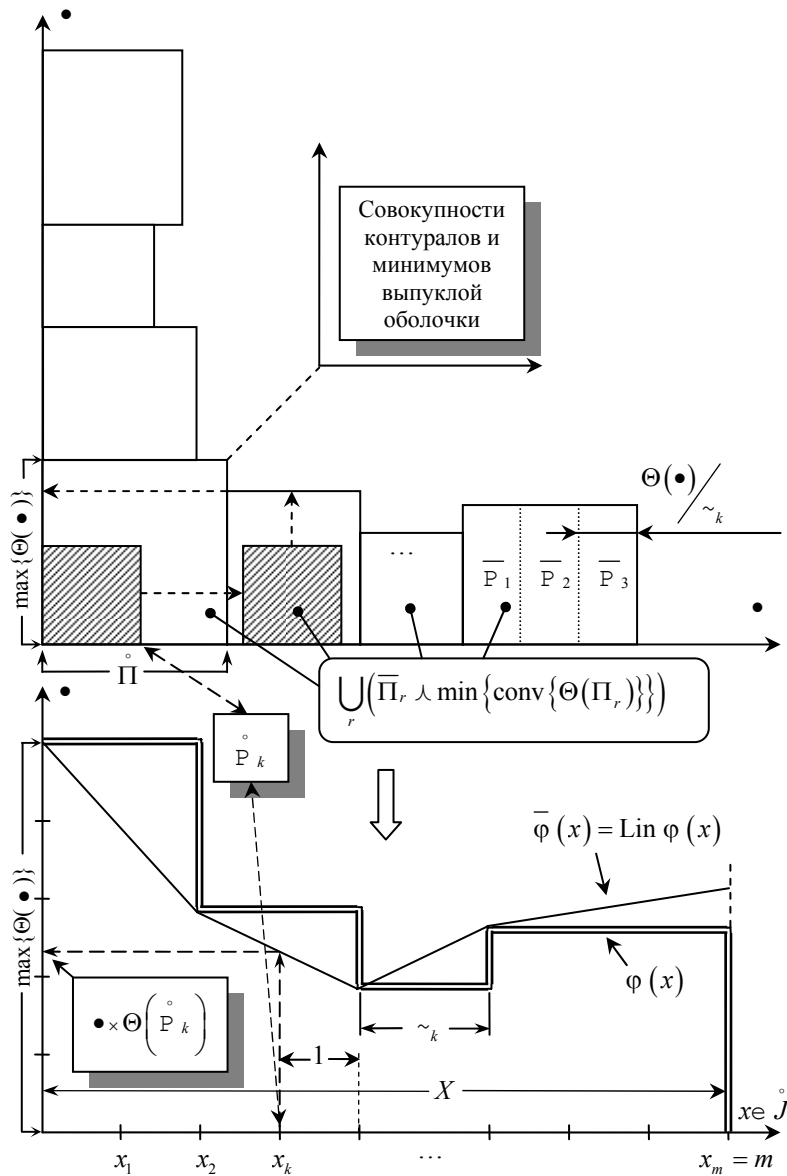


Рис. 3.24. Изоморфизм функций $\Theta\left(\overset{\circ}{P}_k\right)$, $\varphi(x)$ и $\bar{\varphi}(x)$

разбиваем процесс поиска минимума пролонгатора на два вложенных цикла (рис. 3.25, где значком \oplus помечены те части контуралов, которые подлежат перебору):

1. Внешний цикл по перебору контуралов, $k = 1..v$.
2. Внутренний цикл, для каждого k -го контурала, по $i = 1..\sim_k$.
3. Проверка условия выхода из k -го контурала, и, если оно выполнено, – выход из цикла по i .
4. Проверка условия выхода из контуриона. Если условие выполнено – выход на вышестоящий уровень рекурсии.

Теорема 3.2.

При $\gamma_k = \text{idem} = \gamma$, $k = 1..m$ справедливо неравенство $\Omega(P_{1,1}^*) \leq \Omega(P_{1,2}^*)$, где $P_{1,1,2}^* = \arg \min_{\Pi_{1,2}} \{\Theta(P_{1,1,2})\}$ –

такая дуга из контурала $\bar{\Pi}_{1,2}$, удаление которой обеспечивает минимальное значение величине оценки остаточной структурной сложности.

Доказательство.

Пусть $\kappa(P_{1,1}^*) = k_1 > k_2 = \kappa(P_{1,2}^*)$, например $k_1 = k_2 + 1$. Дополнительный контур, остающийся в структуре по отношению к разрыву $P_{1,1}^*$, обозначим \mathcal{K} . Тогда справедливо следующее:

$$\left| \alpha_{1,1}(\bullet) d \left\{ \tilde{\Pi}_{1,1}, \tilde{\Pi}_{2,1}, \dots, \tilde{\Pi}_{\beta_{1,1},1} \right\} \right| \leq \left| \alpha_{1,2}(\bullet) d \left\{ \tilde{\Pi}_{1,2}, \tilde{\Pi}_{2,2}, \dots, \tilde{\Pi}_{\beta_{1,2},2} \right\} \right| \Rightarrow$$

$$\inf \left\{ \left(\min_{\Pi_{1,2}} \Theta(\bullet) \right) \kappa \Omega(P_{1,1}^*) - \left(\min_{\Pi_{1,2}} \Theta(\bullet) \right) \kappa \Omega(P_{1,2}^*) \right\} = -\gamma,$$

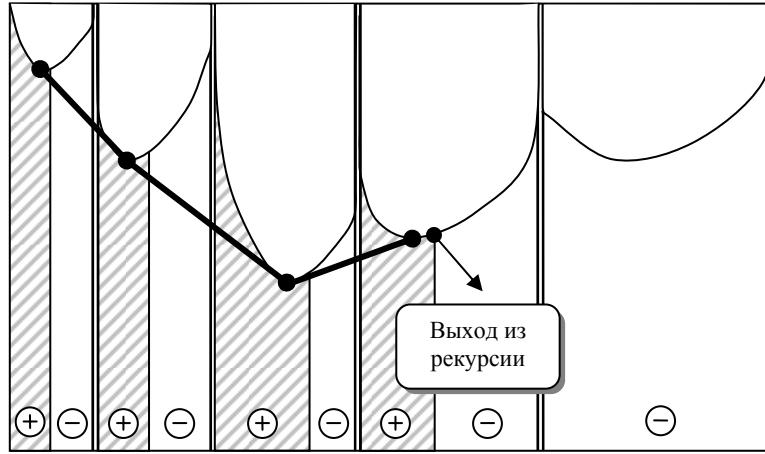


Рис. 3.25. Поиск Π^* как минимизация выпуклых оболочек

так как при вычислении $\Omega(\mathbb{P}_{1,2}^*)$ мы вынуждены удалять $\mathcal{K} \notin \alpha_{1,1}(\bullet)$, а минимальная сложность этого разрыва равна γ \square .

Следствие.

При вычислении пролонгатора системы, для которой $\Gamma = \overline{\text{const}}$, достаточно на каждом из этапов рекурсии разрывать только первую дугу контуриона.

Итак, был продемонстрирован изоморфизм пространства пролонгаторов вида (3.39) и пространства кусочно-непрерывных на отрезке $[0, 1]$ линейных функций. Дальнейшим развитием стратегии $\min(\text{conv}(\bullet))$ может послужить следующее предложение, которое пока не доказано.

Предложение 3.4.

Пусть имеется некоторое отображение $\varphi: [0, 1] \rightarrow [0, 1]$ и ему соответствует кусочно-линейная непрерывная функция $(\varphi_1(x) \equiv \text{conv}(\varphi_1(x))) \in \varphi$. Известно также, что $\varphi_1(x)$ – либо монотонно убывающая, либо монотонно возрастающая функция. Тогда можно найти такую функцию $\varphi_2(x)$, которая либо совпадает с $\varphi_1(x)$ (если $\varphi_1(x)$ – монотонно убывающая), либо не совпадает с $\varphi_1(x)$, и равна при этом $\varphi_1^{-1}(x)$, но всегда такую, что можно подобрать кубический сплайн $\varphi_3(x)$, интерполирующий угловые точки $\text{epi}(\varphi_1(x))$, причем

$$\left(\text{epi}(\varphi_3(\varphi_3(x))) \setminus \{(x, \alpha) : \varphi_3(\varphi_3(x)) \leq \alpha\} \right) \setminus \text{epi} \left(\text{conv} \left(\inf_{\alpha \in [0, 1]} \left(\text{epi}(\varphi_3(\varphi_3(x))) \right) \right) \right) \equiv \emptyset, \forall x \in [0, 1] \quad \square \quad (3.77)$$

Иллюстрация к предложению 3.4 дана на рис. 3.26.

Итогом всех рассуждений является следующий алгоритм.

Алгоритм вычисления пролонгатора PrI.

1°. Вход:

- 1) ρ – количество дуг в оптимальной последовательности Π^* ;
- 2) Π, \mathcal{J} – контурион и контурал системы;
- 3) $(\beta, \Theta(\bullet))$ – совокупность сильно связанных подсистем.

2°. Проверяем, состоит ли система из одной единственной подсистемы, в которой два объекта и две дуги:

$$(\beta = 1) \wedge (\sim_v = 1) ?$$

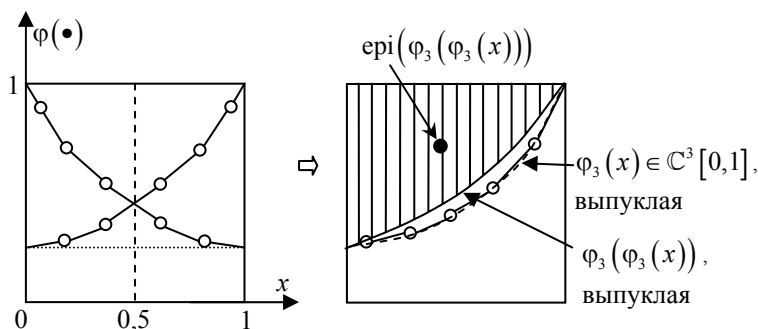


Рис. 3.26. Иллюстрация к предложению 3.4

Если так, то

$$\begin{aligned} & \rho_k \leq \rho + 1; \\ & P_{\rho}^* \leq k \arg \min_{P_k \in \bar{\Pi}_1} (\bar{\gamma}_k \in P_k); \\ & \Pi^* \leq k \Pi^* \cup \{P_{\rho}^*\}; \\ & Pr1 \leq k \min_{P_k \in \bar{\Pi}_1} (\bar{\gamma}_k \in P_k) \end{aligned}$$

и выходим из модуля.

3°. Используем вспомогательную переменную j_a для хранения номера дуги в контурионе, которая характеризуется минимальной остаточной сложностью: $j_a \leq k 1$.

4°. Организуем перебор контуралов, $i = 1..v$.

5°. Используем вспомогательную переменную b для хранения минимальной сложности i -го контурала: $b \leq k (" \infty " > \bullet)$.

6°. Используем вспомогательную переменную $j_b \leq k 1$ для хранения номера дуги в выбранном контурале, отвечающего минимальной структурной сложности, $j_b \in b$.

7°. Организуем перебор дуг в контурале: $j = 1..v(\sim_i)$.

8°. Делаем пробный разрыв дуги $\bar{P}_k \in \Pi_{\sim_i}$, формируя вспомогательное множество $\Pi^{\circ} \leq k \Pi^{\circ} \setminus \{P_k\}$.

9°. Производим структурную декомпозицию множества Π° – формируем совокупность сильно связанных подсистем:

$$(\beta, \Pi^{\circ}) \leq k \text{Dec}(\Pi^{\circ}).$$

10°. Подвергаем полученную совокупность структурной минимизации, окончательно формируя вспомогательное множество

$$\alpha(\bullet) \leq k \text{Gm}(\bullet \subset \Pi^{\circ}).$$

11°. Обнуляем сумматор сложностей подсистем, полагая, что вспомогательная переменная $C \leq k 0$.

12°. Перебираем сильно связанные подсистемы, $q = 1..\beta$.

13°. Устанавливаем стековый индекс q -й подсистемы $\rho_q \leq k 0$, обнуляя q -й стек альтернативных подпоследовательностей оптимальных разрывов: $\Pi_q^* \leq k \emptyset$.

14°. Вычисляем сложность подсистемы, формируя при этом совокупность $\Pi_q^* \in \rho_q$ и $C \leq k C + (Pr1 \in q)$.

15°. Закрываем цикл по q .

16°. Окончательно формируем суммарную сложность совокупности сильно связанных подсистем

$$C \leq k (\bar{\gamma}_k \in \bar{P}_k)(1 + C).$$

17°. Производим минимизацию сложности контурала, сравнивая величину C , полученную в п. 16, с ранее вычисленным b : $C \leq b$?

Если неравенство выполнено, то необходимо продолжить поиск оптимальной разрываемой дуги в контурале, полагая $b \leq k C$; $j_b \leq k j$. В противном случае продолжать поиск в данном контурале становится бессмысленным, переходим к п. 19.

18°. Закрываем цикл по j .

19°. Во вспомогательной переменной b хранится значение минимальной сложности контурала, т.е. минимум выпуклой оболочки пролонгатора на множестве $\bar{\Pi}_{\sim_i}$. Сравниваем его со значением предыдущего минимума: $b \leq a$? Если неравенство выполнено, то мы вынуждены переходить к рассмотрению следующего контурала, полагая $a \leq k b$; $j_a \leq k j_a + v(\sim_i)$. В противном случае продолжать поиск по i дальше не имеет смысла, и мы переходим к формированию отчета на этапе данного вхождения в Pr1, т.е. на п. 21.

20°. Закрываем цикл по i .

21°. Формируем отчет, состоящий из:

- а) $\rho_k 1 + \sum_{q=1}^{\beta} \rho_q^*$ – длина Π^* ;
- б) $\Pi^* \in \left\{ \overset{\circ}{P}_{j_a+j_b}, \bigcup_{q=1}^{\beta} \Pi_q^* \right\}$;
- в) $\text{Pr}l \in a$.

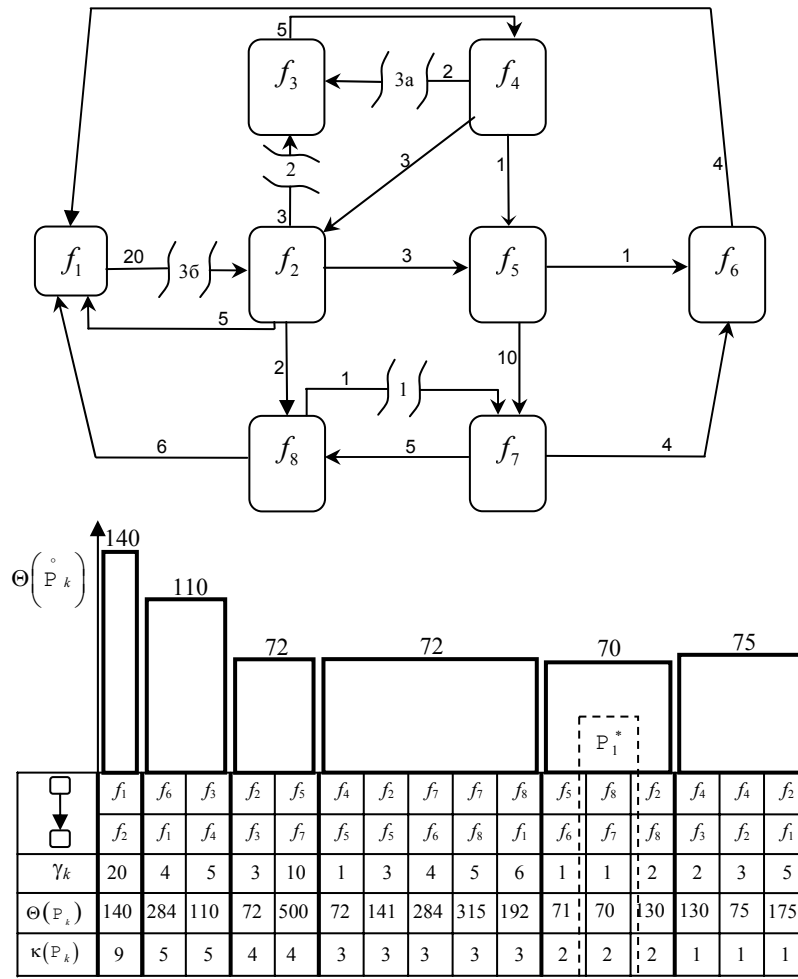


Рис. 3.27. Пример вычисления пролонгатора

22°. Выходим из модуля.

В данном алгоритме при первом обращении к модулю $\text{Pr}l$ необходимо задавать на входе следующие параметры: $\rho_k 0; \left(\overset{\circ}{\Pi}, \mathcal{J} \right) \in \text{de}(\mathbb{S}); (\beta, \alpha(\bullet)) \in (1, \emptyset)$. Глобальную переменную Π^* обнуляем: $\Pi^* \in \emptyset$.

Алгоритм является эвристическим решением операторного уравнения (3.73). Основное время вычислений приходится на формирование контуриона $\overset{\circ}{\Pi}$.

Оператор Des был найден, как точное решение операторного уравнения (3.62) в виде ранее опубликованного нами «букетного» алгоритма структурной декомпозиции [118].

Следует отметить, что можно найти более точное решение уравнения (3.73) с использованием, например, сплайн интерполяции функций $\Theta(\bullet)$ и $\Omega(\bullet)$.

На рис. 3.27 приведен пример вычисления пролонгатора для системы из восьми объектов. Первой в оптимальной последовательности разрыву подлежит дуга $(8 \rightarrow 7)$, ее вес 1. После удаления дуги $(8 \rightarrow 7)$ система продолжает оставаться сильно связной. Далее (на этапе 2) разрывается $(2 \rightarrow 3)$ и образуются две подсистемы с индексами $\{3, 4\}$ и $\{1, 2, 5, 6, 7, 8\}$. Параллельно процессируются разрывы дуг $(3 \rightarrow 4)$ и $(1 \rightarrow 2)$, причем $(1 \rightarrow 2)$ находится ниже, чем $(3 \rightarrow 4)$ в иерархии параллельных вычислений.

4. ИСПОЛЬЗОВАНИЕ КРИТЕРИЕВ ОЦЕНКИ СТРУКТУРНОЙ СЛОЖНОСТИ ДЛЯ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧ РАЗВИТИЯ РОКС

В первой главе были рассмотрены вопросы развития компьютерных сетей в образовательной сфере Тамбовской области, дан обзор развития технических возможностей РОКС и сделан вывод о необходимости при-

менения современных методов системного анализа для осмысления состояния РОКС как большой сложной системы, с последующей выработкой обоснованных решений по ее обслуживанию и планированию дорогостоящих мероприятий.

В главах 2, 3 изложен новый теоретический базис системного анализа сложных технических систем большой размерности, основанный на постижении структурных особенностей исследуемых систем через оценку их структурной сложности. В частности, в главе 3 показано, что в постижении сложного важная роль отводится понятию «цель анализа». Именно она является первоосновой аксиом и определений, способствует формированию алгебры структурной сложности, благодаря чему формируются критерии количественной оценки сложности с побочным эффектом в виде оптимальных алгоритмов решения задач большой размерности на кластерной основе.

Важнейшим приложением теории структурной сложности может являться РОКС как техническая система большой размерности, поведение которой с трудом поддается осмыслению и количественному анализу в силу ряда веских причин [135, 140].

В этой главе демонстрируются основные аспекты приложения теории структурной сложности к компьютерным сетям в образовательной сфере. Формулируются основные задачи, возникающие перед исследователями, приводятся их постановки и возможные пути решения с помощью разработанной теории [135 – 141].

4.1. ПРОБЛЕМАТИКА СИСТЕМНОГО АНАЛИЗА РОКС

Развитие региональных телекоммуникационных инфраструктур сопровождается ростом числа поставщиков и потребителей информации, находящихся в едином информационном пространстве. При этом возникает немало проблем, связанных с принятием решений по реконструкции существующих телекоммуникаций, реструктуризации потоков информации, модернизации Web-узлов [140]. Решения по реконструкции сетей предполагают использование нового оборудования, компенсирующего своими возможностями потребности увеличения пропускной способности информационных магистралей до уровня прогнозируемого трафика на значительный период будущей их эксплуатации. Усиливается потребность в разработке теоретических основ по вопросам имитационного моделирования компьютерных сетей для принятия обоснованных решений в масштабах информационного пространства региона [39].

Рассмотрим проблематику РОКС, показанную на рис. 4.1.

Объемы информации, передаваемой по компьютерным сетям, неуклонно увеличиваются. Происходит это за счет их модернизации и усиления мультимедийной составляющей [142]. Рост числа компьютеров, подключенных к провайдерам системы образования, также очевиден и неизбежен. Увеличение трафика происходит и по причинам постепенного преобразования сети Интернет в средство массовой информации: количество рекламы растет, по меньшей мере, пропорционально росту новых адресов. Происходит усиление разнообразия информационного наполнения сетей, что порождает увеличение числа запросов в широкой аудитории пользователей с самыми разными интересами.

Рост трафика и числа пользователей неизбежно приводит к необходимости реструктуризации потоков информации на уровне провайдеров, модернизации Web-технологий на серверном уровне.

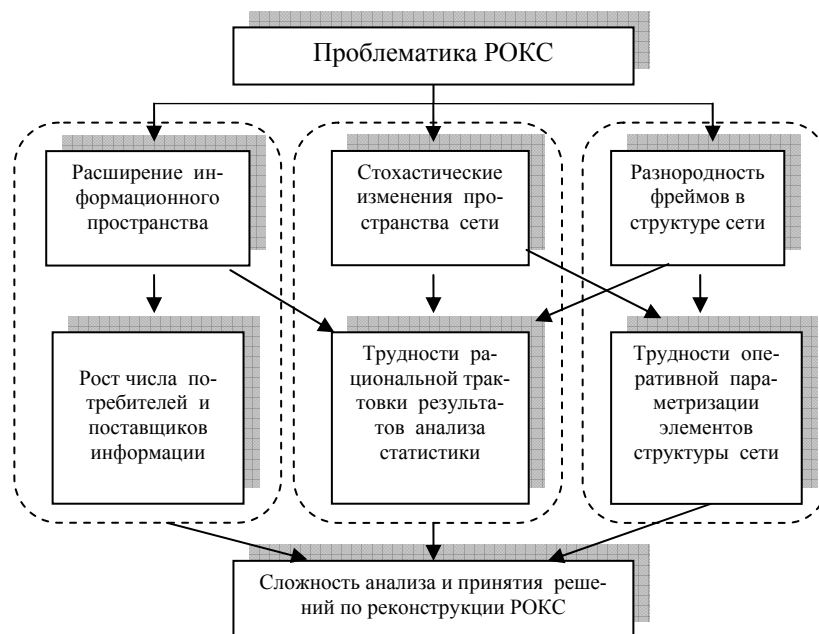


Рис. 4.1. Основные проблемы системного анализа РОКС

Опыт работы ЦНИТ ТГТУ как провайдера глобальных компьютерных сетей в г. Тамбове и Тамбовской области показывает, что на современном этапе развития сети Интернет в России выбор альтернатив по принятию крупномасштабных решений подчинен общим тенденциям максимального скачка – перехода на опере-

жающие мощности компьютерного и сетевого оборудования [141]. Комплекс нового оборудования и соответствующего программного обеспечения должен на длительный период покрыть потребности в увеличении пропускной способности информационных магистралей – вплоть до максимального трафика в конце планового периода эксплуатации.

Совершенно очевидно, что принятию решений по реконструкции предшествует анализ состояния сети. Он осложняется рядом факторов, которые подчас трудно формализовать или рационально трактовать, имея при этом, казалось бы, все необходимые статистические данные. С одной стороны, общий объем информации, хранящейся во фреймах знаний, накапливается (протоколы работы сети), но, с другой стороны, чем этот объем больше, тем сложнее осмысливать результаты статистической обработки случайных изменений в структуре сети и осуществлять ее параметризацию.

Наиболее существенной характеристикой каналов связи в РОКС является их информационная загруженность. Анализ загрузки каналов в принципе позволяет эффективно управлять сетью и делать прогнозы о дальнейшем расширении канала или сети. Однако этот анализ осложняется огромным количеством и разнородностью информации, циркулирующей в сети. Разнородность знаний по работе узлов сети и каналов передачи информации объясняется различиями в операционных системах, в контенте узлов и в излишне вариабельном характере трафика корпоративных клиентов.

Таким образом, из-за большой размерности сетевого трафика при его статистическом анализе в условиях региона перед работниками РОКС возникает сложнейшая задача рациональной трактовки результатов: как переработать эту информацию в сравнительно небольшой набор показателей, чтобы они были представительными, доступными для понимания и дальнейшего принятия решений?

Существенную роль в непонимании особенностей РОКС как единого целого играют случайные факторы [140]. Можно выделить две основных формы стохастических изменений пространства региональной компьютерной сети, в частности РОКС:

1) изменение загрузки и пропускной способности линий связи на сравнительно коротких промежутках времени: суточные и недельные изменения;

2) внезапные и непредсказуемые изменения контента сети, когда из-за действия внешней информационной среды активность пользователей неожиданно то уменьшается, то вдруг резко возрастает; внезапные казусы программного обеспечения на уровне серверов, которые изначально не готовы преодолевать все изменения сетевого пространства во всем их стохастическом разнообразии.

Вышеперечисленные стохастические изменения определяют насущную необходимость быстрого анализа сетевых ситуаций и выработки решений по перенаправлению потоков в целях своевременного устранения перегрузок.

Здесь нельзя не сказать, что, помимо кратковременных стохастических флуктуаций, могут иметь место своего рода «крены», или тренды. Речь идет о постепенных изменениях пространства сети, суть которых непознаваема. Сказывается действие энтропийных явлений: нарастание информационного хаоса приводит к регрессу: медленному, хорошо наблюдаемому, но не поддающемуся управлению.

Вторая форма изменений время от времени неизбежно возвращает нас к необходимости проводить реконструкцию оборудования и контента РОКС, чтобы не привести сеть в состояние, когда ожидаемые улучшения переходят в ранг столь дорогих мероприятий, что они уже недоступны по финансовым соображениям.

Итак, становится совершенно очевидным, что решения по реконструкции РОКС связаны с приобретением дорогостоящего оборудования для покрытия возможного увеличения пропускной способности информационных магистралей до прогнозируемого уровня. При этом очевидна важность принятия *научно обеспеченных решений*, основанных на анализе существующего положения и экстраполяции будущего. Если к какому-то моменту времени региональная сеть перестает справляться с ростом потребностей пользователей, то можно усмотреть два возможных варианта развития этой ситуации:

1) нагрузка имеет пиковый характер, пройдет немного времени и РОКС снова вернется в «обычное» состояние (например, период сессии в вузах);

2) нагрузка возросла по причинам, которые невозможно компенсировать, нет возврата к «обычному» состоянию (например, к РОКС подключили новый корпус университета).

Оба варианта требуют выработки рационального решения. В первом случае реконструкция может быть необходима, если пики повышения нагрузки становятся причиной информационных катастроф.

Важно определить, что считается «информационной катастрофой» – невозможность получить информацию одним пользователем или группой пользователей, в каком количестве, за какой период времени. Если пользователь ждет время от времени (нечасто) ответа сети больше «обычного», то также важно знать, насколько потеря этого пользователя велики. Здесь можно привести два контрастных примера:

1) студент ждет ответа сети больше «обычного» времени, в результате его личное время пользования сетью, предположим, удваивается; подобные казусы могут иметь как эпизодический, так и общий характер в масштабах вуза, в последнем случае налицо информационная катастрофа;

2) проводится дорогостоящий эксперимент с удаленным доступом по сети, и в это время происходит сбой из-за перегрузки сети; такая ситуация может оказаться недопустима даже в единичном случае (пример – сбой при проведении сеанса телемедицины).

Актуальной задачей является обеспечение качественного обслуживания трафика, что особенно необходимо при намечившемся сейчас переходе на новый стандарт IPv6, среди новых возможностей которого – возможность управления потоками данных на уровне дополнительной информации в информационных пакетах, циркулирующих по сети.

Загрузка и пропускная способность линий связи РОКС меняются динамически, и возникает необходимость быстрого анализа сетевых ситуаций и выработки решений по перенаправлению потоков для устранения перегрузок, для повышения равномерности распределения информационной массы по каналам. В этой связи разрабатываются, в частности, новые методы адаптации протоколов маршрутизации в сети.

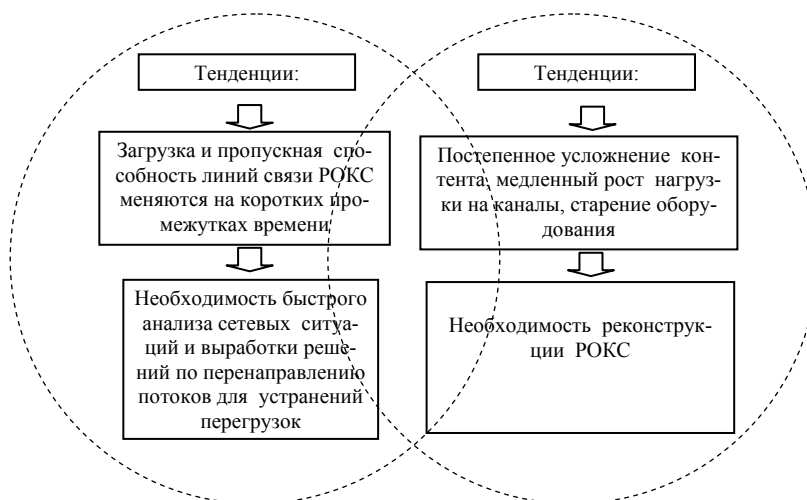


Рис. 4.2. Основные тенденции решения проблем системного анализа РОКС

Необходимы математический аппарат и комплексы программ, позволяющие оценивать эффективность функционирования линий связи и выработать решения по выбору маршрутов. К сожалению, разработка программного обеспечения такого рода «под ключ» требует огромных затрат и, подчас, невозможна в вузах.

Суммируя вышесказанное, намечаем две глобальные задачи, которые необходимо решить на уровне РОКС. На рис. 4.2 показаны главные тенденции к постановке этих задач, а именно показано, что двухзадачный комплекс подразумевает взаимодействие задач на уровне их взаимопроникновения [140, 141].

4.2. СТРУКТУРНЫЙ АНАЛИЗ КАК ОСНОВА ПЕРСПЕКТИВНЫХ ПРОЕКТОВ ОПТИМИЗАЦИИ РОКС

Оптимизация современных компьютерных сетей, по сравнению с состоянием данного вопроса в предметной области знаний примерно 10 – 15 лет тому назад, в настоящее время претерпевает значительные изменения. Прежде всего, произошло постепенное устаревание некоторых критериев оптимизации – они перестали быть актуальными. Так, например, сейчас менее актуальны критерии, связанные с понятием «надежность в малом».

В образовательных сетях, в отличие, например, от военно-космических сфер, вопросы надежности в малом (на уровне прохождения отдельно взятого пакета) уже давно решены заменой старого компьютерного оборудования современными быстродействующими компьютерами и средствами связи. На рис. 4.3 показана укрупненная диаграмма взаимодействия отдельных подсистем РОКС на базе ТГТУ. Становятся понятными иные масштабы рассмотрения проблем – из проблемы математического моделирования «вырастает» проблема системного анализа, которая в свою очередь трансформируется в проблему структурного анализа, если система слишком велика.

Если произвести расшифровку контента всех подсистем, возникнет техническая система столь большой размерности, что сложность ее заведомо превышает возможности бессистемных, на уровне Марковских, представлений: когда вызревает совершенно нереальная сверхзадача вычисления вероятностей прохождения отдельных пакетов, приводящая к численному вычислению десятков тысяч несобственных интегралов.

Необходим переход на уровень обобщенных критериев, оценивающих сложность системы, для которой сложность является наиболее представительной характеристикой состояния, своего рода фазовой координатой [136].

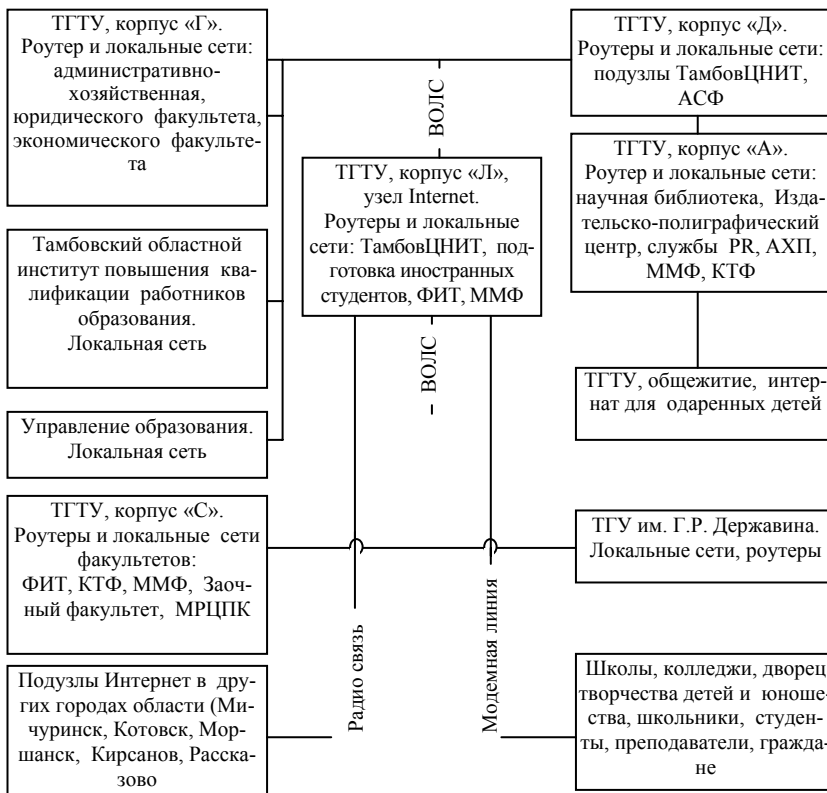


Рис. 4.3. Укрупненная схема взаимодействия подсистем РОКС

Рассмотрим вполне реальную перспективу: решить задачи текущего планирования внутри целевых программ развития образовательных компьютерных сетей. В основе подхода – теория структурной сложности, математическое программирование и имитационное моделирование [138].

Ставим задачу разработать такой план действий по реализации программы РЕОИС, чтобы на планируемом периоде:

1) максимизировать уровень финансовой самостоятельности подразделений, ответственных за реализацию РЕОИС путем оптимальной реструктуризации региональных образовательных компьютерных сетей на бюджетные и коммерческие составляющие.

2) избежать ситуаций нехватки мощности серверов для растущих сетевых потребностей региона;

3) не допустить перерасход бюджетных средств, отпускаемых на реализацию проекта.

В качестве основного критерия (п. 1) предлагаем использовать экономические показатели работы регионального узла связи как провайдера услуг в сети Интернет. В п. 2 учитываются ограничения, в которых предлагается оценивать состояние компьютерных сетей на основе критериев структурной сложности. Компьютерная сеть представляется в виде динамически развивающегося взвешенного ориентированного графа, на весовые характеристики которого оказывают влияние случайные факторы с заданными законами распределения. Требуется найти такой план изменения структуры сети, чтобы разность значений критерия структурной сложности на начальном и конечном периодах эксплуатации сети была минимальна (при этом мы выполняем п. 2). Ограничения п. 3 должны быть безусловно выполнены. В итоге образуется множество допустимых решений, среди которых надо найти такую динамику развития сети, чтобы доходы провайдера, оцениваемые в п. 1, были максимальными.

В вопросах, связанных с понятием РОКС, необходимо правильно расставить приоритеты в комплексе «математическое моделирование – оптимизация». Какова бы ни была размерность системы, ее техничность (имеется в виду понимание на базе точных наук) можно оценить только количественно: от чисел до интервалов, от функций принадлежности до структурной сложности могут варьироваться особенности процесса приобретения знаний.

Если природа явлений непонятна (непостижима, например, из-за действия случайных факторов), первым известным подходом к приобретению хоть каких-нибудь знаний, видимо, можно считать имитационное моделирование, когда мы «проигрываем» ситуации развития моделей во времени или пространстве.

Для имитационного моделирования РОКС предлагается использовать новый подход, в основе которого – оценка структурной сложности системы. Этот подход дает возможность *реального* расчета системы большой размерности в режиме Монте-Карло.

При имитационном моделировании РОКС необходимо, прежде всего, провести ее агрегирование как технической системы, состоящей из совокупности ММ. Здесь надо определиться с понятиями «объект» и «дуга». Они выражают, образно говоря, «четкость» и «контрастность» знаний. Пример: необходимо рассматривать ка-

ждый компьютер РОКС как отдельный объект или укрупнять их до компьютерных классов, кафедр, корпусов и т.д.

Без ограничения общности, для исследования структуры РОКС применяем взвешенные орграфы. В данном случае:

1) РОКС структурируется орграфом динамического ее развития $G^0(t) = (V^0, D^0(t))$, где t – текущее время имитационного моделирования (используем сокращенную запись, в которой дуга включает в себя ее вес, т.е. это пара);

2) $V^0 = \{v_i^0, i = \overline{1, n^0}\}$ – множество вершин, ассоциируемое с узлами сети в условиях проведенного агрегирования;

3) $D^0(t) = \{d_k^0 = (v_i^0 \rightarrow v_j^0, \gamma_k^0(t)); i, j \in \{1, n^0\}; k \in \{1, m^0(t)\}\}$ – множество дуг, исходящих из вершин v_i^0 и заходящих в вершины v_j^0 в момент времени t с весом γ_k^0 ; верхний индекс «0» означает *начальный уровень структуризации, без учета внешних связей*.

Предполагается, что за период имитационного моделирования число вершин графа остается неизменным, тогда как множество дуг (связей между узлами сети) может меняться как во времени, так и в информационном пространстве. В каждый отдельно взятый момент времени граф системы $G^0 = G^0(t)$ можно классифицировать как ориентированный взвешенный граф с числом вершин n^0 и числом дуг $m^0 = m^0(t)$. Рассматривается период прогнозирования $T : t \in [0, T]$, который делится на n_T частей, причем не обязательно равномерно.

Число n_T выбирается достаточно большим: таким, чтобы на любом из интервалов времени $[t_i, t_{i+1}]$, $i = 0, N_T - 1$, $t_i = t_i(i)$ свойства графа не менялись.

Внешние связи региональной компьютерной сети рассматриваются как множества $In(t) = \{In_i(t), i = \overline{1, n^0}\}$ и $Out(t) = \{Out_i(t), i = \overline{1, n^0}\}$, соответственно, для входящего и исходящего трафиков. Если узел с номером i в момент времени t не имеет самостоятельного выхода во внешнюю информационную среду, то $In_i(t) = 0$, $Out_i(t) = 0$. В противном случае входящий трафик i -го узла с внешней стороны оценивается функцией $In_i = In_i(t) > 0$ – это его суммарная стоимость за интервал времени $t \in [t_j, t_{j+1}]$, $j = 0, N_T - 1$, в течение которого полагаем $In_i(t) = idem$; исходящий трафик $Out_i = Out_i(t_i) > 0$ оценивается аналогичным образом по соответствующим расценкам.

Для оценки структурной сложности РОКС предлагается использовать преобразование $\{G, n, m\} = \Phi(\{G^0, n^0, m^0\})$, в соответствии с которым внешние связи отдельного узла v_i преобразуются в пару дуг и вершину v'_i , как показано на рис. 4.4.

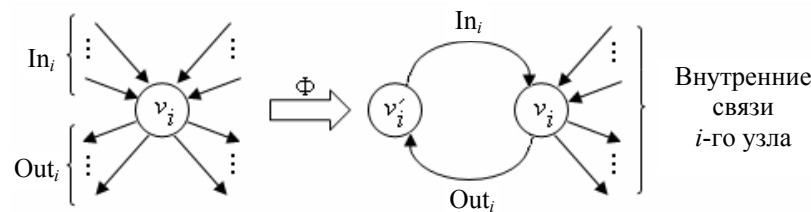


Рис. 4.4. Учет внешних связей РОКС

В результате преобразования, после переиндексации, получается граф $G(t) = (V, D(t))$, для которого необходимо вычислить структурную сложность $PrI(G(t))$. Политика модернизации структуры региональной сети $f_\gamma(t, D)$ включает в себя изменения пропускной способности отдельных ветвей за счет увеличения производительности серверов, перераспределения нагрузки в сети и изменениях контента Web-серверов.

Политика $f_\gamma(t, D)$ должна строиться таким образом, чтобы сложность $PrI(G(t))$ на периоде времени $[0, T]$ менялась как можно меньше, и формулируется это в виде следующей задачи оптимального управления:

$$F_\gamma[f_\gamma(t, D)] \equiv \sum_{i=0}^{N_T} \left[\frac{PrI(G(V, f_\gamma(D(t_i))))}{T \sum_{j=1}^{N_T-1} \left\{ (t_{j+1} - t_j) \times PrI(G(V, f_\gamma(D(t_j)))) \right\}} \right]^2 \xrightarrow{f_\gamma} \min; \quad (4.1)$$

$$f_{ext}[In_i(t), Out_i(t)] = 0; \quad (4.2)$$

$$\eta[f_\gamma(t, D)] \leq \hat{\eta}, \quad (4.3)$$

исходя из допущения, что энтропия сложных информационных систем связана со структурной сложностью монотонной зависимостью. В задаче (4.1)–(4.3) присутствуют:

- f_{ext} – траектория развития внешнего окружения рассматриваемой сети;
- η и $\hat{\eta}$ – соответственно, стоимость политики модернизации сети и ее верхний предел.

Оценку структурной сложности производим на основе матричного критерия с внутренней полиномиальной вычислительной сложностью. Для упрощения системы обозначений в последующих выкладках время t не используется.

Рассмотрим матричный критерий применительно к графу G , нумерация дуг в котором подчиняется правилу Ξ , и перед вычислением сложности G считается конденсированным по правилу Ψ , так что в нем изначально нет транзитивных вершин:

$$\begin{aligned} & \exists i, j, l, i_1, i_2 \in \{1..n\}, k, k_1, k_2, k_3, k_4 \in \{1..m\} : \\ & (\exists (d_{k_1}(i, j), d_{k_2}(j, l)), \exists (d_{k_3}(i_1, j), d_{k_4}(j, i_2))), \end{aligned} \quad (4.4)$$

где k -я дуга графа обозначается упрощенно $d_k(i, j) = (v_i \rightarrow v_j, \gamma_k)$.

Аксиоматика сложности РОКС порождает матричный критерий сложности – критерий предпочтительности:

$$\text{PrI}(G) \leftarrow \frac{1}{(\gamma_1^*)^2} \mathfrak{S}(d_1^*; \Delta\gamma) \left[1 + \sum_{i=1}^{\beta_1^*} \text{PrI}(\text{Dec}(\Psi(G \setminus \{d_1^*\}))[i]) \right] \xrightarrow{d_1^*} \max, \quad (4.5)$$

где значок $*$ означает оптимальность иерархической кластеризации, когда используются все имеющиеся ресурсы региональной сети, причем для связей между подзадачами предпочтительными являются каналы наибольшей мощности с наименьшей загрузкой; индекс «1» означает, что дуга d_1^* лежит на поверхности рекурсии; значок \leftarrow – предикат связывания слоев рекурсии; обозначение $\text{PrI}(\bullet)[i]$ используется для конкретизации i -й би-компоненты (из общего их числа β_1^*), образовавшейся в результате действия оператора структурной декомпозиции $\text{Dec}(\bullet)$ на граф G без дуги d_1^* , в котором транзитивные и параллельные ветви конденсируются по правилу Ψ . При выводе критерия (4.5) полагалось, что вес любой дуги – вещественное число, а перед рекурсивным ветвлением $\text{PrI}(G) \leftarrow \bullet$ производится поиск наиболее предпочтительной дуги d_1^* – решается задача на поиск максимума.

В главе 3 рассматривался альтернативный к (4.5) рекурсивный критерий сложности – пролонгатор, полученный из решения операторного уравнения. По отношению к РОКС пролонгатор и критерий предпочтительности являются двойственными, порождая одну и ту же иерархию распараллеливания.

4.3. ИСПОЛЬЗОВАНИЕ КРИТЕРИЕВ ОЦЕНКИ СТРУКТУРНОЙ СЛОЖНОСТИ ДЛЯ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧ РЕКОНСТРУКЦИИ И ПОДДЕРЖАНИЯ QoS РОКС

Ставится задача поиска научно обоснованной стратегии реконструкции РОКС при наличии трендов (медленных изменений) и флуктуаций нагрузки на информационные каналы связи, активности пользователей.

Анализ возможных путей развития сети осуществляется на базе параметризации структуры сети, представляемой в виде сильно связанного ориентированного взвешенного графа. На рис. 4.5 иллюстрируется поиск времени ближайшей реконструкции. Это простейший случай стратегии реконструкции. Значительно сложнее предусмотреть и найти развернутый во времени цикл мероприятий по реконструкции РОКС (см. п. 4.2).

На рис. 4.5 сплошными линиями условно показано состояние графа РОКС без мероприятий реконструкции. Пунктирными линиями изображены новые узлы и линии связи, ввод которых планируется осуществить. Состав нововведений считается известным. Требуется найти оптимальное время реконструкции. Излишне ранняя реконструкция чревата тем, что она не предусматривает появление более совершенного оборудования в будущем, поэтому по вложениям денежных средств реконструкция может оказаться сравнимой с отложенной, срок же еще одной реконструкции может оказаться ощутимо близко. Излишне поздняя реконструкция также опасна: состав нововведений может оказаться недостаточным для покрытия возросших к этому времени запросов пользователей.

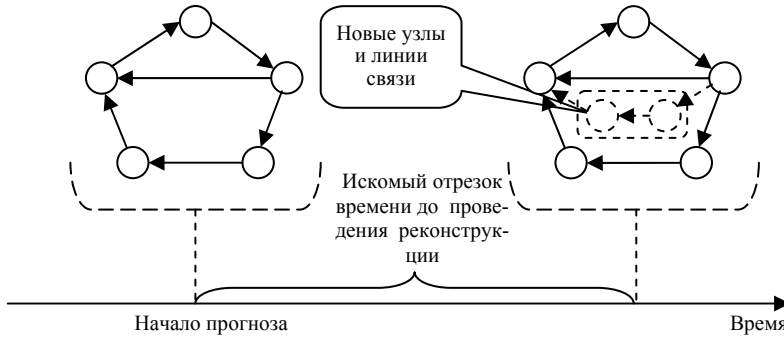


Рис. 4.5. Поиск времени проведения ближайшей реконструкции

Предлагается обобщить результаты статистического анализа на базе исследования поведения структурной сложности во времени. Для оценки структурной сложности в детерминированной сети нами используется следующий рекурсивный критерий структурной сложности

$$S(G) = \gamma_1^* \left[E + \sum_{i=1}^{\beta(d_1^*)} S(G \setminus d_1^*) \right], \quad (4.6)$$

где S – структурная сложность; $G = (V, D)$ – сильно связанный граф структуры РОКС с вершинами $V = \{v_1, v_2, \dots, v_n\}$ и дугами

$$D = \{d_1, d_2, \dots, d_m\}, \quad d_k = (v_i \rightarrow v_j, \gamma_k), \quad k = \overline{1, m}; \quad i, j \in \overline{1, n}; \quad (4.7)$$

E – единичная сложность; $D^* = \{d_1^*, d_2^*, \dots, d_p^*\}$ – оптимальная последовательность дуг, удаление которых приводит граф G к дереву с наименьшими затратами; $G \setminus d_1^*$ – граф G без дуги d_1^* ; $\beta(d_1^*)$ – число сильно связанных подсистем в графе, возникающих после удаления дуги d_1^* .

Для нахождения сильно связанных подсистем используется оператор структурной декомпозиции $\text{Dec}(\bullet)$:

$$\text{Dec} : G \rightarrow \{\{\text{Dec}(G)\}_i, i = \overline{1, \beta}\} = \{B_i, i = \overline{1, \beta}\}, \quad (4.8)$$

$$\sum_{i=1}^{\beta(d_1^*)} S(G \setminus d_1^*) \cong \sum_{i=1}^{\beta(d_1^*)} S(\{\text{Dec}(G \setminus d_1^*)\}_i), \quad \beta(d_1^*) = |\text{Dec}(G \setminus d_1^*)|. \quad (4.9)$$

В нахождении структурной сложности на всех уровнях рекурсии участвует конденсированная форма графа G . Операции конденсации подразумевают схлопывание вершин при обнаружении транзитивных дуг с последующим склеиванием параллельных дуг (если они при этом появляются). Иллюстрация к правилам конденсации графа показана на рис. 4.6.

Для нахождения D^* с использованием параллельных вычислений решается задача

$$D^* = \arg \min_{d_1 \in D} S((V, D) \setminus d_1). \quad (4.10)$$

Параллельные вычисления необходимы в данном случае из-за большой размерности решаемой задачи и ее высокой внутренней вычислительной сложности.

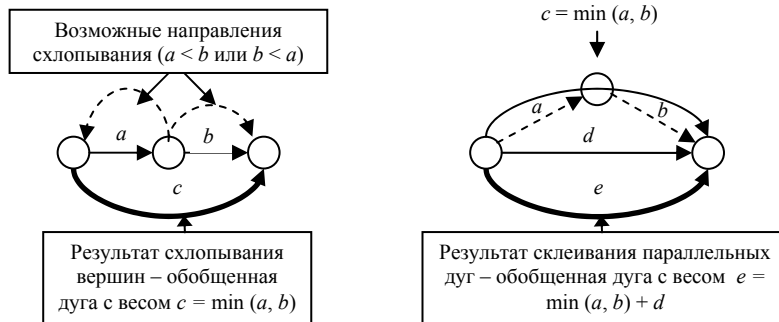


Рис. 4.6. Иллюстрация к правилам конденсации графа РОКС

Вес дуги в графе РОКС в общем случае является фреймом знаний, и для нахождения величины $S(G)$ необходимо ввести в рассмотрение операции сложения и умножения сложности, причем в любом случае сложность должна быть безразмерной величиной, вещественным числом. В простейшем случае можно рассматривать до-

лю стоимости трафика абонентов сети в отношении к затратам на обслуживание линий связи как вес дуги, соединяющей узлы РОКС. В этом случае операции сложения и умножения определять не требуется.

Следует отметить, что внешние связи РОКС с глобальными сетями предлагается учитывать как дополнительные вершины графа.

Вводится понятие «стохастическая структурная сложность»: это случайная величина $\tilde{S}(\tilde{G})$, природа случайности которой базируется на происходящих в сети случайных изменениях активности пользователей, сбоях в прохождении пакетов и т.д. Здесь \tilde{G} – граф со случайной структурой, в котором число вершин и дуг, а также их вес – случайные величины.

Для оценки стохастической структурной сложности используется статистика слежения за состоянием РОКС, по которой сначала производится выделение трендов на заданном периоде рассмотрения и выявление устойчивых колебаний нагрузок каналов, а затем – выделение случайной составляющей (по известным методикам). На основе этой информации производится параметризация стохастического состояния РОКС, итогом которой является назначение дугам графа весов в виде функций

$$d_k(t) = \hat{d}_k(t) + \tilde{d}_k(t), \quad k = \overline{1, m}, \quad (4.11)$$

где $\hat{d}_k(t)$ – тренд; \tilde{d}_k – случайная составляющая. Действие формулы (4.11) ограничивается периодом времени $t \in [\underline{t}, \bar{t}]$, полученным в результате анализа периодичности. Число m дуг графа РОКС считается фиксированным (максимально возможным), а случайное исчезновение вершин (с учетом специфики вычисления структурной сложности по формулам (4.6) – (4.10)) моделируется назначением континуального веса дугам, смежным с исчезающей вершиной. Законы распределения величин \tilde{d}_k нам известны из анализа статистики, а для генерации случайных чисел используются датчики, согласованные с соответствующими гистограммами. В процессе имитационного моделирования работы РОКС на заданном периоде рассмотрения производится многократный расчет сложности по формуле (4.6) и нахождение закона распределения методом Монте-Карло.

Качество QoS обслуживания работы РОКС оценивается по дисперсии стохастической структурной сложности $\tilde{S}(\tilde{G})$. На рис. 4.7 дана иллюстрация к оценке QoS. По оси ординат откладываются значения функции плотности распределения стохастической структурной сложности $\rho[\tilde{S}(\tilde{G})]$. Для поддержания качества обслуживания сети на заданном уровне в сети должна решаться задача оптимизации процесса маршрутизации. Только в этом случае можно решать задачу о принятии решений по реконструкции РОКС отдельно от QoS (см. рис. 4.5). Задача принятия решения по назначению времени ближайшей реконструкции иллюстрируется на рис. 4.8.

На рис. 4.8 демонстрируется, что прогнозное время ближайшей реконструкции определяется моментом, когда колебания (или неуклонный рост) информационной энтропии, вычисляемой как величины, обратной к математическому ожиданию $\mu[\tilde{S}(\tilde{G})]$ стохастической структурной сложности, станет выходить за пределы интервала допустимых

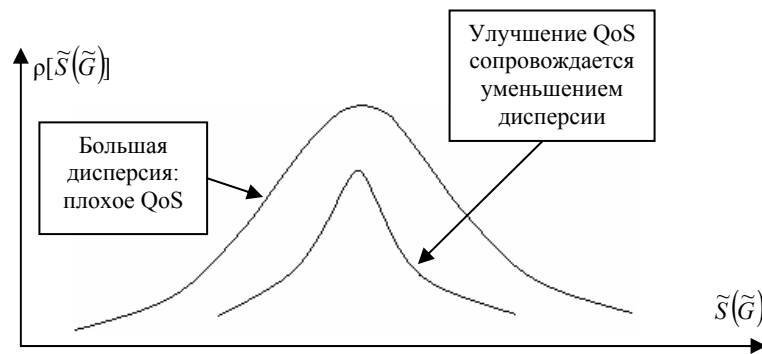


Рис. 4.7. Соответствие между дисперсией стохастической структурной сложности и QoS

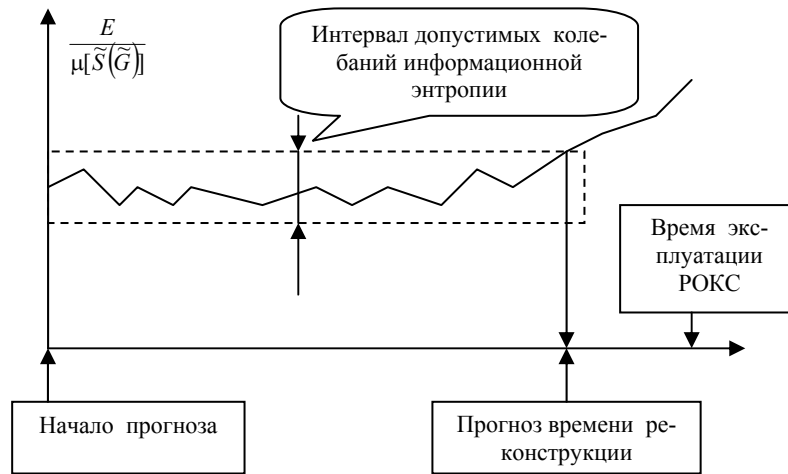


Рис. 4.8. Задачи принятия решения по назначению времени ближайшей реконструкции РОКС

колебаний. Это свидетельство неспособности сети, несмотря на все усилия по поддержанию QoS, справиться с изменениями, происходящими в РОКС.

Таким образом, на основе теории сложности удастся прогнозировать время ближайшей реконструкции при известном составе ее мероприятий. Наблюдение за состоянием РОКС должно осуществляться при поддержании заданного уровня QoS. Предложенная методика нашла применение в практических мероприятиях по реконструкции РОКС Тамбовской области.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В работе рассмотрена проблематика РОКС как сложной телекоммуникационной системы большой размерности. Показана история развития РОКС Тамбовской области. Дан перечень аппаратных и управленческих мероприятий, направленных на повышение эффективности функционирования РОКС в условиях постоянного роста числа поставщиков и потребителей информации, находящихся в едином пространстве компьютерной сети. Отмечены проблемы, связанных с принятием решений по реконструкции существующих телекоммуникаций, реструктуризации потоков информации, модернизации Web-узлов. Показана важность своевременного принятия оптимальных решений по перенаправлению информационных потоков, установке новых серверов, прокладке новых линий связи.

Основой для решения задач оптимизации РОКС могут являться структурный анализ и теория сложности. В работе последовательно развивается понятие структурной сложности: от невзвешенных сильно связанных орграфов до технических систем, элементы которых снабжены математическими моделями, а связи имеют вес.

Предложены критерии оценки структурной сложности для сильно связанных орграфов, основанные на ряде положений теории графов.

Предложена новая система обозначений, удобных для переноса математических выражений на языки искусственного интеллекта применительно к развитию теории структурной сложности сильно связанных систем большой размерности. В предложенной системе обозначений вводятся новые некоммутативные бинарные отношения. Даны определения абстрактной системы и ее подсистем, приведена аксиома уникальности абстрактных систем.

Основой для формализации структур являются отношения предшествования элементов системы. Вводятся понятия «структуризация» и «параметризация», на их основе развиваются идеи формализации структур.

Приводится система аксиом, позволяющая построить алгебру структурной сложности на основе формализации структур.

Критерии сложности являются решениями операторных уравнений, пути построения которых зависят от сущности соответствующих аксиом. Приведено приближенное решение итогового операторного уравнения и найден критерий сложности для технической системы с сильно связанной структурой.

Рассмотрены вычислительные аспекты рекурсивного критерия сложности, названного пролонгатором. Показано, что существуют рациональные пути его алгоритмизации.

Поставлены задачи оптимизации РОКС, направленные на преодоление информационных катастроф в масштабах сетей большой размерности.

Таким образом, в монографии приведен материал, который будет полезен научным работникам, специализирующимся в области моделирования компьютерных сетей, ищущим новые направления актуальных исследований.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. **Казаков В.Н., Подольский В.Е.** О применении средств прямого управления для ввода экспериментальных данных // Тезисы докл. Первой Всесоюз. конф. пользователей ЕС ЭВМ. М., 1975. С. 91 – 93.
2. **Власов В.В., Казаков В.Н., Подольский В.Е. и др.** Пульт экспериментатора – устройство управления вводом-выводом результатов теплофизического эксперимента для ЭВМ // Приборы и техника эксперимента. 1978. № 1. С. 241.
3. **Власов В.В., Казаков В.Н., Нестеров В.И., Никитин А.И., Подольский В.Е.** Пульт управления вводом данных теплофизического эксперимента в ЭВМ ЕС-1020 // Автометрия. 1979. № 2. С. 84 – 86.
4. **Власов В.В., Казаков В.Н., Подольский В.Е.** Управляющая программа АСУ теплофизическим экспериментом на базе ЕС ЭВМ // Программирование. 1978. № 2. С. 88 – 91.
5. **Лапин А.А., Подольский В.Е.** Поиск минимума функций нескольких переменных методом наискорейшего спуска // Математическое обеспечение электронно-вычислительных машин: Сб. алгоритмов. М.: МИХМ, 1973. № 1. С. 24 – 25.
6. **Мищенко С.В., Подольский В.Е., Чуриков А.А.** Автоматизированная система научных исследований из стандартных компонентов // Промышленная теплотехника. 1988. Т. 10, № 5. С. 101 – 103.
7. **Подольский В.Е.** Иерархическая АСНИ в области процессов тепло- и массопереноса // Краткие тез. докл. IX Всесоюз. теплофизической школы. Тамбов: ТИХМ, 1988. С. 154.
8. **Немтинов В.А., Подольский В.Е., Севастьянов С.Ю.** Методика определения полезного машинного времени при разработке САПР // Приборы и системы управления. 1985. № 12. С. 11 – 12.
9. **Подольский В.Е., Севастьянов С.Ю., Немтинов В.А.** Учет фактического машинного времени при работе в системе разделения времени ОС ЕС // Программирование. 1988. № 5. С. 72 – 76
10. **Подольский В.Е.** Разработка и исследование методов, устройств и автоматизированной системы контроля характеристик тепло- и массопереноса дисперсных материалов: Автореф. дис. ... канд. техн. наук. Тамбов, 1996. 16 с.
11. **Малыгин Е.Н., Краснянский М.Н., Карпушкин С.В. и др.** Новые информационные технологии в открытом инженерном образовании. М.: «Издательство Машиностроение-1», 2003. 124 с.
12. **Стул Ю.З., Севастьянов С.Ю., Подольский В.Е.** Об учете использования ресурсов ЕС ЭВМ при работе АОС ВУЗ-ОСКАР // Управляющие системы и машины. 1987. № 5. С. 39 – 40.
13. **Mischenko S.V., Puchkov N.P., Podolskiy V.E.** The technical university experience of using the electronic mail in educational process (Proceedings) // The First International Conference on Distance Education in Russia. Moscow, 1994. P. 149.
14. **Подольский В.Е., Писецкий А.Ф.** Использование Internet и Intranet-технологий в сфере образования Тамбовской области // Новые информационные технологии в университетском образовании: Материалы междунар. науч.-метод. конф. Новосибирск, 1998. С. 166 – 168.
15. **Власова Ю.Ю.** Изучение процессов восприятия и переработки информации человеком в школьном курсе информатики: Автореф. дис. ... канд. пед. наук. М., 1998.
16. **Подольский В.Е., Галыгина И.В., Галыгина Л.В.** Особенности программы «Тест» для автоматизированного контроля знаний // Компьютерные технологии в науке, проектировании и производстве: Тезисы докл. I Всерос. науч.-техн. конф. Н. Новгород, 1999. С. 14.
17. **Мищенко С.В., Подольский В.Е., Кузьмин С.Н., Артемова С.В.** Использование телекоммуникационных возможностей технического университета в дистанционном образовании студентов, ограниченных рамками пенитенциарной системы // Информационные технологии и телекоммуникации в образовании: Каталог и тез. докл. 2-й Междунар. выставки-конф. М., 2000. С. 60 – 61.
18. **Инькова Н.А., Подольский В.Е., Блюм М.А.** Концептуальные подходы к построению сетевых учебно-методических комплексов // Человеческое измерение в информационном обществе: Тез. докл. Всерос. науч.-практ. конф. М., 2003. С. 31 – 32.
19. **Подольский В.Е.** Создание инфраструктуры системы открытого образования // Информатика и образование. 2001. № 4. С. 11 – 18.
20. **Основы открытого образования / А.А. Андреев, С.Л. Каплан, Г.А. Краснова, С.Л. Лобачев, К.Ю. Лупанов, А.А. Поляков, А.А. Скамницкий, В.И. Солдаткин.** М.: РГИОО, 2002. Т. 1. 675 с.
21. **Подольский В.Е., Храпов И.В., Овсянкин Т.В.** Интеграция действующих систем управления ВУЗом в распределенной корпоративной сети ТГТУ // Телематика-2000: Тез. докл. междунар. науч.-метод. конф. СПб., 2000. С. 62 – 63.
22. **Архитектура корпоративной информационной системы поддержки принятия решений / И.В. Храпов, С.В. Мищенко, В.Е. Подольский, Д.В. Букреев // Вестник ТГТУ. 2003. Т. 9, № 1. С. 30 – 33.**
23. **Белушкин С.Д., Поляков А.А., Старых В.А.** Основные принципы создания интегрированной автоматизированной информационной системы сферы образования // Индустрия образования: Сб. ст. М.: МГИУ, 2001. Вып. 1. С. 13 – 22.

24. **Васильев В.Н.** Модели управления вузом на основе информационных технологий: Дис. в виде науч. доклада на соискание ученой степени д-ра техн. наук. Петрозаводск, 2001.
25. **Мищенко С.В., Подольский В.Е.** Тамбовский государственный технический университет – центр информатизации региона // Перспективные информационные технологии в высшей школе: Тез. докл. Всерос. науч.-техн. конф. Тамбов, 1995. С. 7 – 8.
26. **Бродович С.М., Подольский В.Е.** История и культура Тамбовской области в сети Internet // ИОЛ-99: Тез. докл. междунар. конф. СПб., 1999. С. 29 – 30.
27. **Подольский В.Е., Писецкий А.Ф., Бродович С.М.** Тамбовская область в Интернет // Телематика-99: Тез. докл. Всерос. науч.-метод. конф. СПб., 1999. С. 136 – 137.
28. **Подольский В.Е., Писецкий А.Ф., Бродович С.М.** Комплекс серверов ТГТУ как составляющая информационного наполнения образовательного пространства // Информатизация образования в регионе: Тез. докл. и выступлений на IV науч.-практ. конф. Тамбов, 2002. С. 11 – 13.
29. **Поляков А.А., Сытник А.А., Мельникова Н.И. и др.** Зарубежное образование в области информационно-коммуникационных технологий. Саратов: Изд-во Саратовского ун-та, 2004. 272 с.
30. **Подольский В.Е., Писецкий А.Ф., Инькова Н.А.** Опыт ТамбовЦНИТ по развитию научно-технического международного сотрудничества и вовлечению вузов в международное информационное образовательное пространство // Региональная стратегия вхождения вузов в международное образовательное и научное пространство: Тез. и докл. науч.-практ. конф. Тамбов, 2000. С. 36 – 37.
31. **Мищенко С.В., Подольский В.Е.** Экспериментальная иерархическая вычислительная сеть Тамбовского института химического машиностроения // Проблемы компьютеризации управления в высшей школе: Тез. докл. Всесоюз. науч.-техн. конф. 11 – 13 сентября 1990 г. Тамбов, 1990. С. 5 – 6.
32. **Мищенко С.В., Подольский В.Е., Писецкий А.Ф.** Опыт работы ТамбовЦНИТ в региональной и вузовской информатизации // Перспективные информационные технологии в высшей школе: Тез. докл. науч.-техн. конф. Самара, 1993. С. 51 – 53.
33. **Подольский В.Е.** Десять лет работы Тамбовского государственного технического университета в качестве образовательного Интернет-провайдера // Телематика-2002: Тр. Всерос. науч.-метод. конф. 3 – 6 июня 2002 г. СПб., 2002. С. 75 – 76.
34. **Подольский В.Е., Писецкий А.Ф.** Развитие сетевой инфраструктуры сферы образования Тамбовской области // Ассоциации научных и учебных организаций пользователей сетей передачи данных Relarn «Relarn'96»: Сб. докл. конф. 17 – 18 декабря 1996 г. М., 1996. С. 37 – 40.
35. **Федеральная** научно-образовательная сеть RUNNET. Состояние и перспективы развития / В.Н. Васильев, Ю.В. Гугель, Ю.Л. Ижванов, А.Н. Тихонов, С.Э. Хоружников // Телематика-2004: Тр. XI Всерос. науч.-метод. конф. СПб., 2004. С. 44 – 46.
36. **Подольский В.Е., Писецкий А.Ф., Севастьянов С.Ю.** Internet в сфере образования и науки Тамбовской области // Ассоциации научных и учебных организаций пользователей сетей передачи данных Relarn «Relarn'97»: Сб. докл. конф. 16 – 17 декабря 1997 г. Н. Новгород, 1997. С. 12 – 14.
37. **Куракин Д.В.** Основы маршрутизации в телекоммуникационных сетях: Учеб. пособие. М.: МГИРЭА, 2000. 68 с.
38. **Куракин Д.В.** Оптимизация маршрутизации информационных потоков при проектировании общероссийской сети телекоммуникаций: Автореф. дис. ... д-ра техн. наук. М.: МГИЭМ, 1997.
39. **Мищенко С.В., Подольский В.Е.** Опыт подключения к Internet глубинных сельских школ с помощью беспроводных технологий // Интернет. Общество. Личность (ИОЛ-2000): Тез. докл. Второй Междунар. конф. 28 февраля – 3 марта 2000 г. СПб., 2000. С. 242.
40. **Тараненко В.А., Подольский В.Е., Кузнецов В.Н.** Некоторые аспекты построения беспроводных магистралей повышенной протяженности для создания региональных образовательных сетей // Материалы VIII конф. представителей региональных научно-образовательных сетей «RELARN-2001». 1 – 6 августа 2001 г. Петрозаводск, 2001. С. 59 – 61.
41. **Фролов В.Н.** Анализ эффективности оптимального управления технологическими объектами с неоднородными характеристиками // Имитационное моделирование и оптимизация сложных систем: Сб. науч. тр. Воронеж: ВПИ, 1983. С. 94 – 99.
42. **Брехов Д.М.** ЭВМ и вычислительные сети в терминах систем массового обслуживания. М.: МАИ, 1986. 66 с.
43. **Гаскаров Д.В., Истомин Е.П., Кутузов О.И.** Сетевые модели распределенных автоматизированных систем. СПб.: Энергоатомиздат, СПб. отделение, 1998. 353 с.
44. **Богуславский Л.Г.** Вероятностные методы и модели управления потоками данных и ресурсами в сетях и многопроцессорных системах: Автореф. дис. ... д-ра техн. наук. М., 1995.
45. **Подольский В.Е.** Имитационная модель одной системы автоматизации научного эксперимента на базе ЕС ЭВМ // Математическое обеспечение ЭВМ вузов. Воронеж, 1980. С. 128 – 131.
46. **Васенин В.А.** Высокопроизводительные научно-образовательные сети России. Настоящее и будущее. М.: МГУ, 1999. 32 с.
47. **Тихонов А.Н., Подольский В.Е., Писецкий А.Ф. и др.** О создании в Тамбове волоконно-оптической сети центрального офиса Распределенного ресурсного центра регионов Центрального федерального округа по

развитию единой образовательной информационной среды // Телематика-2003: Тр. X Всерос. науч.-метод. конф. 14 – 17 апреля 2003 г. СПб., 2003. С. 135 – 138.

48. **Подольский В.Е., Писецкий А.Ф., Филатова Н.В. и др.** Электронная библиотека технического университета для образования, науки и культуры региона // Третья Всероссийская конференция по Электронным Библиотекам «RCDL'2001»: Сб. аннотированных стендовых докл. Петрозаводск, 2001. С. 24 – 25.

49. **Писецкий А.Ф., Пунин Г.В., Пунина Т.Г.** Информационные аспекты создания типовой гипертекстовой информационно-поисковой системы по учебному книгоизданию // Информатизация образования в регионе: Материалы IV науч.-практ. конф. 27 ноября 2002 г. Тамбов, 2002. С. 65 – 67.

50. **Писецкий А.Ф., Пунина Т.Г., Бродович С.М.** Интернет-система информирования о выпускаемой вузами учебной литературе // Актуальные проблемы информатики и информационных технологий: Материалы Российской (VI Тамбовской межвузовской) конф. Тамбов, 2002. С. 125 – 126.

51. **Малыгин Е.Н., Краснянский М.Н., Карпушкин С.В. и др.** Использование среды программирования LabVIEW при обеспечении удаленного доступа к лабораторному и промышленному оборудованию // Индустрия образования: Сб. ст. М.: МГИУ, 2002. Вып. 2. С. 349 – 355.

52. **Поляков А.А., Кузнецов Ю.М., Мищенко С.В. и др.** Автоматизированный лабораторный практикум удаленного доступа для изучения методов и средств изменения тепловых величин // Индустрия образования: Сб. ст. М.: МГИУ, 2002. Вып. 2. С. 320 – 324.

53. **Храпов И.В., Подольский В.Е., Касатонов И.С. и др.** Опыт создания регионального центра сбора информации в интересах Минобразования России // Телематика-2002: Тр. Всерос. науч.-метод. конф. 3 – 6 июня 2002 г. СПб., 2002. С. 76 – 77.

54. **Подольский В.Е.** Анализ состояния и перспектив развития Тамбовской областной научно-образовательной информационной сети // Вестник ТГТУ. 2003. Т. 9, № 2. С. 166 – 176.

55. **Мищенко С.В., Подольский В.Е.** Создание единой образовательной информационной среды Тамбовской области // Теоретические и прикладные вопросы современных информационных технологий: Материалы Пятой Всерос. науч.-техн. конф. Улан-Уде, 2004. С. 293 – 295.

56. **Олифер В.Г., Олифер Н.А.** Компьютерные сети. Принципы, технологии, протоколы. СПб.: Питер, 2002. 672 с.

57. **Афанасьев К.Е., Гудов А.М., Захаров Ю.А. и др.** Проблемы и типовые решения создания информационной инфраструктуры регионального образовательного комплекса. Кемерово: КемГУ, 2001. 100 с.

58. **Глаголев В.В., Мерцалов А.Н.** Роль ЦНИТ в решении задач информатизации регионов // Материалы науч.-практ. семинара руководителей регион. центров информатизации и центров новых информационных технологий в сфере науки и образования, посвященного 10-летию отраслевой системы ЦНИТ. Ростов н/Д, 2001. С. 50 – 55.

59. **Букатов А.А.** Развитие магистральной инфраструктуры региональных научно-образовательных сетей Ростова-на-Дону, Ростовской области и Южного федерального округа // Материалы VIII конференции представителей региональных научно-образовательных сетей. Петрозаводск, 2001. С. 8 – 11.

60. **Константинов И.С., Коськин А.В., Еременко В.Т.** Формирование единой образовательной информационной среды на основе методологии функциональной стандартизации // Ресурсные центры сферы образования России: Сб. науч. ст. М., 2004. С. 158 – 161.

61. **Развитие** отраслевой системы сертификации информационно-коммуникационных технологий в рамках создания отраслевого специализированного ресурсного центра регистрации, стандартизации и сертификации информационных ресурсов системы образования / Ю.М. Соломенцев, Б.М. Позднеев, С.Д. Поляков, И.Г. Иголкина // Ресурсные центры сферы образования России: Сб. науч. ст. М., 2004. С. 77 – 87.

62. **Кулагин В.П.** Система ресурсных центров и развитие единого образовательного информационного пространства // Ресурсные центры сферы образования России: Сб. науч. ст. М., 2004. С. 19 – 34.

63. **Система** ресурсных центров как территориально распределенная инфраструктура информатизации отрасли / Н.Е. Астафьева, В.Е. Подольский, И.С. Касатонов, А.Ф. Писецкий // Ресурсные центры сферы образования России: Сб. науч. ст. М., 2004. С. 54 – 59.

64. **Мищенко С.В., Бастрыкин С.Н., Подольский В.Е.** Информатизация образования – один из путей к построению информационного общества (на примере Тамбовской области) // Образование-98: Материалы конгресса. Тез. докл. М., 1998. Ч. II. С. 61 – 64.

65. **Инькова Н.А., Подольский В.Е.** Разработка учебно-методического комплекса по дисциплине «Архитектура ЭВМ и систем» // Образовательная среда сегодня и завтра: Материалы Всерос. науч.-практ. конф. М., 2004. С. 222 – 223.

66. **Инькова Н.А., Подольский В.Е.** Дидактические особенности построения сетевых мультимедийных учебно-методических комплексов // НБИТТ-21: Материалы третьей междисциплинарной конф. с междунар. участием. Петрозаводск, 2004. С. 74.

67. **Радченко И.М., Подольский В.Е., Инькова Н.А.** Разработка обучающих материалов (лекций, симуляторов) и программных приложений для проведения аудио/видео консультаций в системе дистанционного обучения с использованием технологий четвертого поколения // IT-инновации в образовании: Материалы Всерос. науч.-практ. конф. Петрозаводск, 2005. С. 190 – 192.

68. **Радченко И.М., Подольский В.Е.** Создание программных приложений для проведения коллективных аудио/видео конференций в системе дистанционного обучения с использованием технологий четвертого поколения // Телематика-2005: Тр. XII Всерос. науч.-метод. конф. СПб., 2005. Т 2, секции D, Е. С. 523 – 525.
69. **Роль Тамбовского государственного технического университета в обеспечении качества, стандартизации и сертификации ИКТ / С.В. Пономарев, И.С. Касатонов, Э.В. Злобин, В.Е. Подольский** // Телематика-2005: Тр. XII Всерос. науч.-метод. конф. СПб., 2005. Т 1, секции А, В, С. С. 196 – 197.
70. **Подольский В.Е., Писецкий А.Ф., Бродович С.М.** Информационное наполнение сервера ТГТУ – от возможности применения к реальному использованию // Информатизация образования в регионе: Сб. материалов V науч.-практ. конф. работников образования. Тамбов, 2004. С. 14.
71. **Лопандя А.В., Подольский В.Е., Писецкий А.Ф.** Информационно-справочный атлас: «Развитие информатизации сферы образования Тамбовского региона» // Информатизация образования в регионе: Сб. материалов V межвуз. науч.-практ. конф. работников образования. Тамбов, 2004. С. 17 – 18.
72. **Подольский В.Е., Сергеев В.И., Севастьянов С.Ю.** Стратегия развития образовательных сетей Тамбовского региона // Технологии Интернет – на службу обществу (Актуальные проблемы использования и развития Интернет/Интернет технологий): Сб. ст. по материалам Всерос. науч.-практ. конф. Саратов, 2005. С. 309 – 313.
73. **Направления работ по подключению школ Тамбовской области к сети Интернет / А.Ф. Писецкий, В.Е. Подольский, В.Н. Кузнецов, В.И. Сергеев** // Информатизация образования в регионе: Сб. материалов V науч.-практ. конф. работников образования. Тамбов, 2004. С. 15 – 17.
74. **Апробация спутникового асимметричного доступа сельских школ Тамбовской области в Internet / В.Е. Подольский, А.Ф. Писецкий, С.Ю. Севастьянов, В.И. Сергеев** // IT-инновации в образовании: Материалы Всерос. науч.-практ. конф. Петрозаводск, 2005. С. 183 – 185.
75. **Развитие региональной телекоммуникационной инфраструктуры для учреждений среднего образования / В.Е. Подольский, А.Ф. Писецкий, В.И. Сергеев, В.Н. Кузнецов** // Телематика-2005: Тр. XII Всерос. науч.-метод. конф. СПб., 2005. Т. 1, секции А, В, С. С. 114 – 115.
76. **Подольский В.Е.** Вопросы информатизации Тамбовского государственного технического университета // Вопросы Современной науки и практики. Университет им. В.И. Вернадского. Тамбов, 2005. № 1. С. 52 – 56.
77. **Кнут Д.** Искусство программирования для ЭВМ. М.: Мир, 1976. Т. 1 – 3. 736 с.
78. **Непомнящий В.А., Рякин О.М.** Прикладные методы верификации программ. М.: Радио и связь, 1998. 256 с.
79. **Фостер Дж.** Автоматический синтаксический анализ. М.: Мир, 1974. 72 с.
80. **Оре О.** Теория графов. М.: Мир, 1980. 336 с.
81. **Клир Дж.** Системология. Автоматизация решения системных задач. М.: Радио и связь, 1990. 544 с.
82. **Толстых Т.Н., Толстых С.С.** Структурный анализ в региональной экономике. Воронеж: «Истоки», 1998. 68 с.
83. **Николис Г., Пригожин И.** Познание сложного. М.: Мир, 1990. 343 с.
84. **Райков Д.А.** Многомерный математический анализ. М.: Высшая школа, 1989. 271 с.
85. **Островский Г.М.** Оптимизация сложных химико-технологических схем. М.: Химия, 1975. 380 с.
86. **Островский Г.М.** Декомпозиция сложных химико-технологических схем. М.: Химия, 1980. 289 с.
87. **Кафаров В.В.** Математическое моделирование и оптимизация объектов химической технологии. М.: Высшая школа, 1981. 503 с.
88. **Бодров В.И., Попов Н.С., Толстых С.С.** Оптимизация природоохранных мероприятий в регионе // ТОХТ. Т. 19. С. 1120 – 1131.
89. **Толстых С.С.** Матричный критерий структурной сложности замкнутых систем // Вестник ТГТУ. 1998. Т. 4, № 2 – 3. С. 238 – 244.
90. **Ковальски Р.** Логика в решении проблем. М.: Наука, 1990. 280 с.
91. **Сэвидж Дж. Э.** Сложность вычислений. М.: «Факториал», 1998. 368 с.
92. **Хэссард Б., Казаринов Н., Вэн И.** Теория и приложения бифуркации рождения цикла. М.: Мир, 1985. 280 с.
93. **Толстых С.С., Толстых Т.Н.** Эвристический алгоритм построения функций структурной сложности // Вестник ТГТУ. 1996. Т. 1, № 1 – 2. С. 39 – 45.
94. **Толстых С.С., Клещев А.Г.** Разработка алгоритмического и программного обеспечения вычисления рекурсивных функций структурной сложности // Труды ТГТУ. 1999. Т. 4. С. 135 – 138.
95. **Зыков А.А.** Основы теории графов. М.: Наука, 1984.
96. **Евстигнеев В.А., Касьянов В.Н.** Теория графов: алгоритмы обработки деревьев. Новосибирск: Наука, 1994.
97. **Ахо А., Ульман Д.** Построение и анализ вычислительных алгоритмов. М.: Мир, 1979. 536 с.
98. **Касьянов В.Н.** Оптимизирующие преобразования программ. М.: Наука, 1988.
99. **Бергаланфи Л. фон.** Общая теория систем – критический обзор // Исследования по общей теории систем. М.: Прогресс, 1969. С. 23 – 82.

100. **Биркгоф Г.** Теория структур. М.: Мир, 1982. 302 с.
101. **Глендсдорф П., Пригожин И.** Термодинамическая теория структуры, устойчивости и флуктуаций. М.: Мир, 1973. 280 с.
102. **Моисеев Н.Н.** Математические задачи системного анализа. М.: Наука, 1982. 360 с.
103. **Лэздан С.** Оптимизация больших систем. М.: Наука, 1975. 290 с.
104. **Кристофидес Н.** Теория графов. Алгоритмический подход. М.: Мир, 1978. 402 с.
105. **Майника Э.** Алгоритмы оптимизации на сетях и графах. М.: Мир, 1981. 348 с.
106. **Берж К.** Теория графов и ее применения. М.: Изд-во иностр. лит., 1962. 390 с.
107. **Губанов В.А., Захаров В.В., Коваленко А.Н.** Введение в системный анализ: Учеб. пособие. Л.: Изд-во Ленинградского ун-та, 1988. 227 с.
108. **Евстигнеев В.А.** Применение теории графов в программировании. М.: Наука, 1985. 379 с.
109. **Уилсон Р.** Введение в теорию графов. М.: Мир, 1977. 298 с.
110. **Харари Ф.** Теория графов. М.: Мир, 1973. 405 с.
111. **Белов В.В., Воробьев Е.М., Шаталов В.Е.** Теория графов. М.: Высшая школа, 1976. 392 с.
112. **Басакер Р., Саати Т.** Конечные графы и сети. М.: Наука, 1974. 366 с.
113. **Пападимитриу Х., Стайглиц К.** Комбинаторная оптимизация. Алгоритмы и сложность. М.: Мир, 2000. 510 с.
114. **Хорн Р., Джонсон Ч.** Матричный анализ. М.: Мир, 1989. 655 с.
115. **Боревич З.И.** Определители и матрицы. М.: Наука, 1988. 184 с.
116. **Ханзель К., Волин Ю.М., Островский Г.М.** Методы структурного анализа в задачах исследования химико-технологических схем. М.: НИИТЭХИМ, 1980. Вып. 4(89). 60 с.
117. **Попов Н.С., Бодров В.И., Толстых С.С.** Алгоритм структурной декомпозиции больших систем. М., 1985. 45 с. Деп. в ВИНТИ редк. журн. «Известия АН СССР. Техническая кибернетика» 12.01.1986. № 781-86Деп.
118. **Толстых С.С., Чаузов А.Г.** Метод структурного анализа больших систем. М., 1985. 36 с. Деп. в ВИНТИ редк. журн. «Известия АН СССР. Техническая кибернетика» 09.09.1985. № 6581-85.
119. **Уинстон П.** Искусственный интеллект. М.: Мир, 1980. 520 с.
120. **Хювенен Э., Сеппянен Й.** Мир ЛИСПа. М.: Мир, 1989. Т. 1: 447 с.; Т. 2: 319 с.
121. **Максимей И.В.** Имитационное моделирование на ЭВМ. М.: Радио и связь, 1988. 232 с.
122. **Многопроцессорные системы: построение, развитие, обучение / К.Е. Афанасьев, В.Г. Домрачев, И.В. Ретинская, А.К. Скуратов, С.В. Стуколов; Под. ред. А.Н. Тихонова.** М.: КУДИЦ-ОБРАЗ, 2005. 224 с.
123. **Кoffман А.** Введение в теорию нечетких множеств. М.: Мир, 1982. 432 с.
124. **Уотермен Д.** Руководство по экспертным системам. М.: Мир, 1989. 388 с.
125. **Логический подход к искусственному интеллекту: от классической логики к логическому программированию / А. Тейз, П. Грибомон и др.** М.: Мир, 1990. 482 с.
126. **Трауб Дж.** Итерационные методы решения уравнений. М.: Мир, 1985. 264 с.
127. **Трауб Дж., Васильковский Г., Вожьянковский Х.** Информация, неопределенность, сложность. М.: Мир, 1988. 184 с.
128. **Львовский Е.Н.** Статистические методы построения эмпирических формул. М.: Высшая школа, 1988. 239 с.
129. **Зенкин А.А.** Когнитивная компьютерная графика. М.: Наука, 1991. 192 с.
130. **Крылов В.И., Бобков В.В., Монастырный П.И.** Вычислительные методы. М.: Наука, 1971. Т. 1. 349 с.
131. **Малпас Дж.** Реляционный язык Пролог и его применение. М.: Наука, 1990. 464 с.
132. **Теория сложности вычислений.** Записки научных семинаров ЛОМИ. Л.: Наука, 1991. Вып. 5. 177 с.
133. **Джонстон П.Т.** Теория топосов. М.: Наука, 1986. 440 с.
134. **Бабак С.Ф.** Является ли граф множеством? // Управление в сложных системах: Межвуз. сб. Уфа, 1999. С. 17 – 24.
135. **Особенности математического моделирования современных компьютерных сетей в образовательной сфере / А.Н. Тихонов, С.В. Мищенко, В.Е. Подольский, С.С. Толстых // Телематика-2003.** СПб., 2004. Т. 1. С. 78 – 79.
136. **Подольский В.Е., Толстых С.С.** Структурная оптимизация региональной образовательной компьютерной сети // Информационные технологии в науке, технике и образовании: Сб. тр. Междунар. науч.-техн. конф. Алабуга-Севастополь, 2004. Т. 1. С. 56 – 58.
137. **Подольский В.Е., Толстых С.С.** Оптимизация кластерных вычислений с использованием критериев структурной сложности // Вторая Сибирская школа-семинар по параллельным вычислениям. Томск: Изд-во Том. ун-та, 2004. С. 45 – 50.
138. **Подольский В.Е., Толстых С.С.** Оценка эффективности функционирования региональной образовательной компьютерной сети на основе критериев структурной сложности // КБД-ИНФО-2004: Сб. тр. науч.-практ. конф. Сочи, 2004. С. 159.

139. **Подольский В.Е., Толстых С.С.** Использование критериев структурной сложности для имитационного моделирования региональных компьютерных сетей // Параллельные вычисления в задачах математической физики: Сб. ст. Ростов н/Д: Изд-во РГУ, 2005. С. 67 – 75.

140. **Podolskiy V.E.** The use of stochastic structural complexity criteria for acceptance of decisions on reconstruction of a regional educational computer network // Information technologies in Education and Scientific research: Materials of the International Scientific Conference. Ege University. 2005. P. 234 – 237.

141. **Подольский В.Е., Толстых С.С.** Неполные системы сочетаний мероприятий в задачах повышения качества обслуживания региональных образовательных компьютерных сетей // КБД-ИНФО-2005: Сб. тр. науч.-практ. конф. Сочи, 2005. С. 334 – 336.

142. **Оценка** качества передачи динамических изображений в формате MPEG по региональным каналам связи / Ю.В. Гугель, В.С. Гуров, Н.А. Семенов, М.П. Шалаев // Телематика-2000: Сб. тр. Междунар. науч.-метод. конф. СПб.: СПбГУ ИТМО, 2000. С. 87 – 88.

ОГЛАВЛЕНИЕ

ТЕРМИНЫ И СОКРАЩЕНИЯ	3
ВВЕДЕНИЕ	4
1. АНАЛИЗ СОСТОЯНИЯ РЕГИОНАЛЬНЫХ ОБРАЗОВАТЕЛЬНЫХ КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЕЙ	5
1.1. Предпосылки создания региональных образовательных компьютерных сетей (РОКС)	5
1.1.1. Автоматизированное управление научными исследованиями и учебными лабораторными установками	5
1.1.2. Новые информационные технологии в учебном процессе	6
1.1.3. Развитие ИАИС управления образовательными учреждениями	6
1.1.4. Информационные ресурсы РОКС	7
1.1.5. Международные аспекты информатизации образования в регионе	10
1.2. Этапы развития Тамбовской РОКС	10
1.3. Типовые подходы к построению компьютерных сетей ...	20
1.4. Обзор наиболее развитых РОКС	41
1.5. Поддерживающая организационная инфраструктура РОКС	42
1.5.1. Система ресурсных центров как территориально распределенная инфраструктура информатизации области	42
1.5.2. Технические особенности организации деятельности межрайонных ресурсных центров	48
1.6. Техничко-экономические аспекты развития РОКС	53
2. СТРУКТУРНАЯ СЛОЖНОСТЬ: НАЧАЛЬНЫЙ ЭТАП ПОЗНАНИЯ	55
2.1. Познание сложного в задачах математического моделирования и оптимизации	58
2.2. Структурная сложность невзвешенного сильно связанного орграфа	60
2.3. Структурная сложность взвешенного сильно связанного орграфа	69
3. СТРУКТУРНАЯ СЛОЖНОСТЬ ЗАМКНУТЫХ ДЕТЕРМИНИРОВАННЫХ ТЕХНИЧЕСКИХ СИСТЕМ	89
3.1. Терминология и основные концепции	89
3.2. Параметризация структур	97
3.3. Формализация структурной сложности	108
3.4. Организация итерационного расчета сложной техниче-	119

ской системы	
3.5. Вычисление критерия структурной сложности	124
3.6. Алгоритмические аспекты вычисления критерия структурной сложности	136
4. ИСПОЛЬЗОВАНИЕ КРИТЕРИЕВ ОЦЕНКИ СТРУКТУРНОЙ СЛОЖНОСТИ ДЛЯ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧ РАЗВИТИЯ РОКС	144
4.1. Проблематика системного анализа РОКС	144
4.2. Структурный анализ как основа перспективных проектов оптимизации РОКС	149
4.3. Использование критериев оценки структурной сложности для решения задач реконструкции и поддержания QoS РОКС	155
ЗАКЛЮЧЕНИЕ	160
СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ	162