



На правах рукописи

Sign

Андреев Антон Александрович

**Математические модели, методы и комплекс программ для
описания структуры локальной вычислительной сети при
неполных исходных данных**

Специальность 05.13.18 —
«Математическое моделирование, численные методы
и комплексы программ»

Автореферат
диссертации на соискание учёной степени
кандидата технических наук

Петрозаводск — 2021

Работа выполнена в федеральном государственном бюджетном образовательном учреждении высшего образования «Петрозаводский государственный университет».

Научный руководитель: кандидат технических наук, доцент
Шабает Антон Игоревич

Официальные оппоненты: **Фамилия Имя Отчество,**
доктор физико-математических наук, профессор,
Не очень длинное название для места работы,
старший научный сотрудник

Фамилия Имя Отчество,
кандидат физико-математических наук,
Основное место работы с длинным длинным длин-
ным длинным названием,
старший научный сотрудник

Ведущая организация: Федеральное государственное бюджетное учреждение науки Санкт-Петербургский институт информатики и автоматизации Российской академии наук

Защита состоится **DD mmmmmmmm 2021 г. в XX часов** на заседании диссертационного совета Д 212.190.03 при ФГБОУ ВО «Петрозаводский государственный университет» по адресу: 185910, г. Петрозаводск, пр. Ленина, д. 33.

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке Петрозаводского государственного университета и на сайте <https://www.petrso.ru..>

Отзывы на автореферат в двух экземплярах, заверенные печатью учреждения, просьба направлять по адресу: 185910, г. Петрозаводск, пр. Ленина, д. 33, ученому секретарю диссертационного совета Д 212.190.03.

Автореферат разослан **DD mmmmmmmm 2021 года.**
Телефон для справок: **+7 (0000) 00-00-00.**

Ученый секретарь
диссертационного совета
Д 212.190.03,
д-р т. наук

Sign

Воронов Роман Владимирович

Общая характеристика работы

Актуальность темы.

Основные тенденции рынка информационных технологий обуславливают рост масштабов и сложности коммуникационных инфраструктур (далее — сети) современных поставщиков сетевых услуг (ПСУ). Самым многочисленным классом ПСУ являются предприятия малой и средней величины, решающие ИТ-задачи на базе собственной локальной вычислительной сети (ЛВС) — локальные ПСУ (лПСУ). Систематический подход к управлению сетью лПСУ требует полного и детального описания структуры ЛВС, включающего все три базовых уровня (физический, канальный и сетевой).

Подробное описание структуры ЛВС, включающее сведения об управляемых элементах (сетевые устройства и порты, конечные точки протоколов передачи данных) и связях иерархии и передачи данных между ними, используется сетевыми администраторами для моделирования, проектирования и документирования сети, обеспечения отказоустойчивости, анализа производительности, построения оптимальной структуры сети с точки зрения надёжности и количества соединений.

Ввиду масштабов современных ЛВС построение и сопровождение такого описания вручную трудозатратно, в связи с чем возникает задача автоматизации описания структуры функционирующей сети по доступным динамическим данным. Решение этой задачи осложнено отсутствием стандартных средств обнаружения элементов ЛВС и связей между ними, что приводит к необходимости анализа разнородных источников данных, не специализированных для этой задачи. При этом, ни одна из реализаций протоколов и технологий, предоставляющих подобные источники, не может гарантировать полноты и актуальности информации в разнородных сетях. Автоматизацию затрудняет сложность и неоднородность структуры, в том числе из-за виртуальных локальных и частных сетей (VLAN и VPN) и агрегирования каналов.

Исследованию и решению задачи автоматизации описания структуры ЛВС посвящено большое количество зарубежных и российских работ таких авторов, как Ю. Бритбарт, Х. Гобджука, В. В. Воеводин, Ли Жичао, Б. Лоукамп, Ю. Беджерано и др. Результатами этих исследований стали графовые модели структуры сети и алгоритмы описания в форме графа. Существует множество программных систем автоматизированного описания структуры сети.

Однако, существующие модели и методы, чаще всего описывают только канальный уровень ЛВС, не учитывают присутствие в сети таких технологий, как виртуальные локальные и частные сети (VLAN и VPN), или игнорируют важные аспекты структур канального уровня, такие как коммутация, агрегирование и блокировка каналов. Большинство из существующих работ при построении описания опирается только на один источник данных о связях на канальном уровне что снижает точность и сужает круг сетей, в которых возможно применение метода. Существующие программные системы для решения обозначенной

задачи являются коммерческими, с закрытым исходным кодом. Имеющиеся рекламные публикации не позволяют оценить точность и полноту описания структуры сети.

Таким образом, диссертационная работа, посвящённая моделям и алгоритмам автоматизированного описания структуры сети ЛПСУ, соответствует современной научной проблематике и является актуальной.

Целью диссертационной работы является повышение эффективности решения задач сетевого управления за счёт автоматизации описания структуры ЛВС на физическом, канальном и сетевом уровнях при неполных исходных данных.

Для достижения цели необходимо решить следующие **задачи**:

1. исследовать и проанализировать предметную область (структура сетей ЛПСУ), доступные научные источники и практические наработки по теме исследования;
2. разработать метод математического моделирования структуры ЛВС на канальном, физическом и сетевом уровне с учётом виртуальных локальных сетей, виртуальных частных сетей, агрегирования каналов и других структурных особенностей;
3. разработать и исследовать математическую модель для задачи автоматизированного описания структуры ЛВС при неполных исходных данных;
4. разработать численные методы автоматизированного описания структуры ЛВС на физическом, канальном и сетевом уровнях при неполных данных, исследовать их эффективность;
5. реализовать разработанные методы в виде комплекса программ и апробировать его в сетях ЛПСУ.

Научная новизна: В работе были получены следующие результаты, характеризующие научную новизну:

1. разработан метод математического моделирования структуры сети ЛПСУ на физическом, канальном и сетевом уровнях с учётом виртуальных локальных и частных сетей, агрегирования каналов;
2. осуществлена математическая постановка задачи дополнения данных о связях устройств на канальном уровне ЛВС; предложен численный метод её решения, дана численная характеристика полноты доступных данных о структуре ЛВС;
3. предложен новый метод решения задачи автоматизированного описания структуры ЛВС на физическом, канальном и сетевом уровнях с учётом виртуальных локальных и частных сетей и агрегирования каналов в условиях неполных данных о связях устройств на канальном уровне ЛВС.

Практическая значимость Представленные в диссертационной работе модели, методы и программный комплекс могут быть использованы для автоматизированного построения и визуализации описания структуры сети ЛПСУ

включая физические соединения, ВЛВС, IP-подсети и ВЧС, в том числе при неполных исходных данных. Разработанные подходы могут быть использованы в ЛВС стека ТСР/IP независимо от используемых технологий и производителей используемого в оборудования. В работе представлены результаты вычислительных экспериментов, подтверждающих применимость и эффективность (скорость и точность) разработанных методов и комплекса программ.

Методология и методы исследования. Объектом диссертационного исследования является структура вычислительной сети локального поставщика сетевых услуг. Предмет исследования — математические модели и методы решения задачи автоматизации описания структуры сети ЛПСУ.

Для достижения поставленных целей в работе используются методы математического моделирования, теории графов. Для произведения оценки эффективности и практической применимости построенных численных методов и алгоритмов использованы методы теории алгоритмов и комбинаторного анализа. Для создания комплекса программ использовались современные технологии проектирования приложений, методы и шаблоны объектно-ориентированного и функционального программирования.

Основные положения, выносимые на защиту:

1. Метод математического моделирования структуры сети ЛПСУ на физическом, канальном и сетевом уровнях включая виртуальные локальные сети, виртуальные частные сети и агрегирование каналов (п. 1 паспорта специальности (п. с.)).
2. Численный метод решения задачи дополнения неполных данных о связях устройств на канальном уровне ЛВС, использующий построенную математическую модель задачи (п. 3, 5 п. с.).
3. Численные методы автоматизированного описания структуры ЛВС на физическом, канальном и сетевом уровнях с учётом виртуальных локальных сетей, виртуальных частных сетей и агрегирования каналов при неполных исходных данных (п. 3, 5 п. с.).
4. Комплекс программ для автоматизированного описания структуры ЛВС на основе разработанного математического обеспечения (п. 4 п. с.).

Степень достоверности и апробация результатов. Основные положения диссертационной работы докладывались и обсуждались на следующих конференциях и семинарах: Технологии Microsoft в теории и практике программирования (Санкт-Петербург, СПбПУ 2014); Современные технологии в теории и практике программирования (Санкт-Петербург, СПбПУ 2015); 66, 67, 68, 69 Всероссийская (с международным участием) научная конференция обучающихся и молодых учёных (Петрозаводск, ПетрГУ, 2014–2017); международный научный семинар Annual International Workshop on Advances in Methods of Information and Communication Technology (Петрозаводск, ПетрГУ, 2015 и 2016 гг.); научный семинар «Проблемы современных информационно-вычислительных систем» (Москва, МГУ, 2015–2016 гг.); международные конференции 19th Conference of Open Innovations Association FRUCT (Финляндия, Хельсинки, 2016); 21th

Conference of Open Innovations Association FRUCT (Финляндия, Хельсинки, 2017); 24th Conference of Open Innovations Association FRUCT (Москва, МТУСИ, 2019); семинар «Информатика и автоматизация» при Научном совете по информатизации Санкт-Петербурга (Санкт-Петербург, СПИИРАН, 2020).

В молодёжном инновационном конкурсе ПетрГУ «МИК-2017» (Фонд содействия инновациям) проект «Создание программного комплекса автоматизированного построения и визуализации описания структуры сети предприятия» награждён дипломом и грантом.

Получены свидетельства о государственной регистрации программ для ЭВМ №2017661046 (2017 г.) и №2020610141 (2020 г.).

Публикации. Основные результаты по теме диссертации изложены в 14 печатных изданиях, 3 из которых изданы в журналах, рекомендованных ВАК [1, 2, 4], 3 — в изданиях, индексируемых Web of Science и Scopus [3, 5, 6], 8 — в тезисах докладов [7, 8, 9, 10, 11, 12, 13, 14].

Объем и структура работы. Диссертация состоит из введения, четырёх глав, заключения, списка литературы и двух приложений. Полный объем диссертации 133 страниц текста с 32 рисунками и 3 таблицами. Список литературы содержит 75 наименований.

Содержание работы

Во введении обосновывается актуальность темы диссертационной работы, формулируется цель, ставятся задачи работы, излагается научная новизна и практическая значимость представляемой работы.

Глава 1 содержит описание и краткую характеристику предметной области исследования — структуры сетей ЛПСУ, а также задачи автоматизации описания структуры сети (АОСС). Структура сети охватывает физический, каналный и сетевой уровни модели OSI (вышестоящие уровни описывают взаимодействие между программными элементами) и характеризуется технологиями логической структуризации: виртуальные локальные вычислительные сети (ВЛВС, VLAN), виртуальные частные сети (ВЧС, VPN), IP-подсети.

АОСС подразумевает построение описания структуры ЛВС целиком или отдельных его элементов автоматизированными программными средствами с использованием доступных для автоматизированного обращения данных, и приведение его к человеко- или машиночитаемому формату. Основным источником данных в таком случае выступают сами сетевые устройства: их базы информации управления МИБ, доступные по протоколу сетевого управления SNMP.

Основные проблемы, возникающие при решении задачи АОСС, заключаются в следующем. Получение и обработка данных через SNMP осложнено многообразием и разнородностью сетевого оборудования, из-за чего данные могут принимать различный нестандартный вид. Не все служебные сетевые устройства поддерживают протокол SNMP или любое другое средство получения данных: прозрачные коммутаторы, концентраторы и рабочие станции. Также, доступ

к устройствам по SNMP может быть отключён сетевыми администраторами в целях безопасности. В ЛВС отсутствует стандартный общепринятый специализированный источник данных о связях между устройствами. Имеющиеся источники (LLDP, CDP, STP, ARP, таблицы коммутации) поддерживаются не всем оборудованием и не совместимы между собой. Также возможна неполнота данных, то есть отсутствие части записей о существующих отношениях между сетевыми элементами из-за временной неактивности элементов, частичной несовместимости соседствующего оборудования.

В главе выполнен обзор важных российских и зарубежных публикаций по теме диссертации, существующих программных средств. Обосновывается необходимость разработки новых и модифицированных моделей и методов решения задачи АОСС и их реализации в виде нового комплекса программ.

В главе 2 представлен метод моделирования описания структуры ЛВС в виде графа и математический аппарат решения задачи АОСС на его основе. В п. 2.1 сформулированы основные характеристики структур сетей, подлежащие моделированию.

В п. 2.2 вводится абстрактная графовая модель для многоуровневых структур. Группированным графом назовём граф $G = \langle V, E \rangle = \langle O \cup P, E \rangle$, в котором каждая вершина $o \in O$ является центром подграфа-звезды (группы) с подмножеством вершин $P_o \subset P$ и для любых $o_1, o_2 \in O$ ребро $(o_1, o_2) \notin E$. Вершины множества O назовём базовыми вершинами группированного графа.

Введём несколько классов отношений (рёбер) в группированном графе. Отношением ассоциации A назовём бинарное симметричное антирефлексивное отношение на множестве $O \cup P$ между базовой вершиной и небазовой вершиной из ее группы: $(p, o) \in A$ и $(o, p) \in A$ тогда и только тогда, когда $p \in P, o \in O$ и $p \in P_o$. Отношением соединения назовём бинарное симметричное слабо-транзитивное (транзитивность без рефлексивности) антирефлексивное отношение на множестве P между небазовыми вершинами из разных групп. Отношением перенаправления назовём бинарное симметричное слабо-транзитивное антирефлексивное отношение на множестве P между небазовыми вершинами одной группы.

Многоуровневым группированным графом назовём граф $G = \langle V, E \rangle = G^{(1)} \cup G^{(2)} \cup \dots \cup G^{(n)} = \langle V^{(1)} \cup \dots \cup V^{(n)}, E^{(1)} \cup \dots \cup E^{(n)} \rangle$, в котором есть общее множество базовых вершин $O \subset \bigcap_{i=1}^n V^{(i)}$. В таком графе небазовые вершины и все рёбра принадлежат разным классам для разных уровней.

Рёберно-чередующимся путём уровня i назовём такой рёберно-простой путь в подграфе $G^{(i)}$ графа G , в котором нет двух идущих подряд рёбер одного класса. Путь, состоящий только из одного ребра, тоже будем считать рёберно-чередующимся.

В п. 2.3 сформулирован метод моделирования структуры сети в виде многоуровневого группированного графа. $O = D \cup NS$ — множество базовых вершин; D и NS — множества устройств и сегментов внешних сетей;

Физический уровень:

P — множество физических портов (небазовых вершин);

$A^{(1)}$ — отношение ассоциации физического уровня;

$L^{(1)}$ — отношение соединения физического уровня: два порта $p_1, p_2 \in P$, ассоциированные с разными устройствами, находятся в отношении $L^{(1)}$ если они подключены к единой среде передачи данных;

$V^{(1)} = O \cup P$ — множество вершин физического уровня;

$E^{(1)} = A^{(1)} \cup L^{(1)}$ — множество рёбер физического уровня;

$G^{(1)} = \langle V^{(1)}, E^{(1)} \rangle$ — связный неориентированный граф физического уровня.

Канальный уровень:

$VID \subset \mathbb{N}_0$ — множество всех меток ВЛВС в сети;

$I^{(2)}$ — множество канальных интерфейсов (небазовых вершин);

(u, v) — канальный интерфейс, здесь $u \subset P_o, v \in VID$; $|u| > 1$ при агрегировании каналов; если интерфейс не участвует в ВЛВС, то $v = 0$;

$A^{(2)}$ — отношение ассоциации канального уровня;

$L^{(2)}$ — отношение соединения канального уровня: два не заблокированных канальных интерфейса $r_1 = (u_1, v_1), r_2 = (u_2, v_2)$, ассоциированные с разными устройствами, могут находиться в отношении $L^{(2)}$, если существуют $p_1 \in u_1, p_2 \in u_2$ такие, что $(p_1, p_2) \in L^{(1)}$;

$F^{(2)}$ — отношение коммутации (перенаправления) канального уровня: $(r_1, r_2) \in F^{(2)}$, если конфигурация устройства $d \in D$ предусматривает возможность пересылки кадров между двумя канальными интерфейсами $r_1, r_2 \in I_d^{(2)}, r_1 \neq r_2$;

$V^{(2)} = O \cup I^{(2)}$ — множество вершин канального уровня;

$E^{(2)} = A^{(2)} \cup L^{(2)} \cup F^{(2)}$ — множество рёбер канального уровня;

$G^{(2)} = \langle V^{(2)}, E^{(2)} \rangle$ — граф канального уровня;

$\hat{G}^{(2)} = \langle I^{(2)}, F^{(2)} \cup L^{(2)} \rangle$ — подграф ширококвещательных доменов канального уровня; ширококвещательные домены это его компоненты связности;

BD — множество ширококвещательных доменов;

Путь канального уровня — рёберно-чередующийся путь в подграфе $\hat{G}^{(2)}$.

По стандарту IEEE 802.1D избыточные пути передачи данных блокируются для предотвращения ширококвещательных штормов (протокол STP), из чего вытекает следующее условие.

Условие 1. Если в графе $G^{(2)}$ между интерфейсами $r_1, r_2 \in I^{(2)}$ существует путь канального уровня, то он является единственным путем канального уровня между интерфейсами r_1 и r_2 .

Из определения пути канального уровня вытекает следующее свойство.

Свойство 1. В графе $G^{(2)}$ между двумя интерфейсами канального уровня путь канального уровня существует тогда и только тогда, когда они входят в один ширококвещательный домен.

Сетевой уровень:

N — множество идентификаторов всех подсетей в сети;

H_n — множество возможных идентификаторов хостов сети $n \in N$;

(S, n, h) — интерфейс сетевого уровня, здесь $S \subset I_o^{(2)}$, $n \in N$, $h \in H_n$;

$I^{(3)}$ — множество сетевых интерфейсов (небазовых вершин);

$A^{(3)}$ — отношение ассоциации сетевого уровня;

$L^{(3)}$ — отношение соединения сетевого уровня: два сетевых интерфейса $e_1 = (S_1, n_1, h_1)$ и $e_2 = (S_2, n_2, h_2)$, ассоциированные с разными устройствами, находятся в отношении $L^{(3)}$, если $n_1 = n_2$ и существуют $b \in BD$, $r_1 \in S_1$, $r_2 \in S_2$ такие, что $r_1, r_2 \in b$;

$F^{(3)}$ — отношение маршрутизации (перенаправления) сетевого уровня; если конфигурация устройства $d \in D$ предусматривает возможность пересылки дейтаграмм между двумя сетевыми интерфейсами $e_1, e_2 \in I_o^{(3)}$, $e_1 \neq e_2$, то $(e_1, e_2) \in F^{(3)}$;

$V^{(3)} = O \cup I^{(3)}$ — множество вершин сетевого уровня;

$E^{(3)} = A^{(3)} \cup L^{(3)} \cup F^{(3)}$ — множество рёбер сетевого уровня;

$G^{(3)} = \langle V^{(3)}, E^{(3)} \rangle$ — граф сетевого уровня;

$\widehat{G}^{(3)} = \langle I^{(3)}, L^{(3)} \rangle$ — граф подсетей сетевого уровня; подсети являются его компонентами связности;

SN — множество подсетей сетевого уровня;

Путь сетевого уровня — рёберно-чередующийся путь в подграфе $\langle I^{(3)}, L^{(3)} \cup F^{(3)} \rangle$ графа $G^{(3)}$.

Виртуальные частные сети:

$VP \subset P$ — множество всех виртуальных портов, которые имитируются программными средствами ассоциированных с ними устройств;

$VI^{(2)} \subset I^{(2)}$ — множество интерфейсов канального уровня, построенных на основе только виртуальных портов из множества VP ;

$VI^{(3)} \subset I^{(3)}$ — множество интерфейсов сетевого уровня, построенных на основе только канальных интерфейсов из множества $VI^{(2)}$;

$RI^{(3)} = I^{(3)} \setminus VI^{(3)}$ — множество сетевых интерфейсов, построенных на основе только реальных физических портов;

$T^{(2)}$ — бинарное симметричное отношение туннелирования канального уровня на множестве $RI^{(2)} \cup VI^{(3)}$ со следующей интерпретацией: если канальный интерфейс $r \in VI_d^{(2)}$ и сетевой интерфейс $e \in RI_d^{(3)}$, ассоциированные с одним устройством $d \in D$, находятся в отношении $T^{(2)}$, то исходящие из r пакеты данных инкапсулируются с помощью туннельного протокола и передаются через e , а входящие пакеты принимаются на интерфейс e и декапсулируются.

Из особенностей конфигурации ВЧС вытекает

Условие 2. Если $r_1, r_2 \in VI^{(2)}$ состоят в отношении $T^{(2)}$ с интерфейсами сетевого уровня $e_1, e_2 \in RI^{(3)}$ соответственно, а r_1 находится в отношении $L^{(2)}$ с r_2 , то должен существовать путь сетевого уровня между e_1 и e_2 .

$T^{(3)}$ — отношение туннелирования сетевого уровня на множестве $RI^{(2)} \cup VI^{(3)}$ со следующей интерпретацией: если сетевые интерфейсы $e_1 \in VI_d^{(3)}$ и $e_2 \in RI_d^{(3)}$, ассоциированные с устройством $d \in D$, находятся в отношении $T^{(3)}$, то исходящие из e_1 пакеты данных инкапсулируются с помощью туннельного протокола и передаются через e_2 , а входящие пакеты принимаются на интерфейс e_2 и декапсулируются.

Из особенностей конфигурации ВЧС вытекает

Условие 3. Если интерфейсы сетевого уровня $e_1, e_2 \in VI^{(3)}$ находятся в отношении $T^{(3)}$ с интерфейсами сетевого уровня $e_3, e_4 \in RI^{(3)}$ соответственно, а e_1 находится в отношении $L^{(3)}$ с e_2 , то должен существовать путь сетевого уровня между e_3 и e_4 .

Из особенностей конфигурации ВЧС вытекают условия соединения виртуальных портов и интерфейсов в рамках туннельного соединения.

Условие 4. Если порты $p_1 \in VP_{d1}$ и $p_2 \in VP_{d2}$ устройств $d_1, d_2 \in D$ находятся в отношении $L^{(1)}$, то у этих устройств должны существовать состоящие в отношении $L^{(2)}$ интерфейсы канального уровня $r_1 \in VI_{d1}^{(2)}$ и $r_2 \in VI_{d2}^{(2)}$ такие, что $p_1 \in r_1$, $p_2 \in r_2$.

Условие 5. Если интерфейсы $r_1 \in VI_{d1}^{(2)}$ и $r_2 \in VI_{d2}^{(2)}$ устройств $d_1, d_2 \in D$ находятся в отношении $L^{(2)}$ и нет ни одного основанного на них интерфейса сетевого уровня, то должны существовать такие интерфейсы сетевого уровня $e_1 \in RI_{d1}^{(3)}$ и $e_2 \in RI_{d2}^{(3)}$, что $(r_1, e_1) \in T^{(2)}$ и $(r_2, e_2) \in T^{(2)}$.

Условие 6. Если интерфейсы $e_1 \in VI_{d1}^{(3)}$ и $e_2 \in VI_{d2}^{(3)}$ устройств $d_1, d_2 \in D$ находятся в отношении $L^{(3)}$, то должны существовать такие интерфейсы $e_3 \in RI_{d1}^{(3)}$ и $e_4 \in RI_{d2}^{(3)}$, что $(e_1, e_3) \in T^{(3)}$ и $(e_2, e_4) \in T^{(3)}$.

Таким образом, структура сети может быть описана многоуровневым группированным графом $G = \langle V, E \rangle$ — графом структуры сети, множество вершин которого $V = D \cup P \cup I^{(2)} \cup I^{(3)} \cup NS$, а множество рёбер $E = A^{(1)} \cup L^{(1)} \cup A^{(2)} \cup F^{(2)} \cup L^{(2)} \cup A^{(3)} \cup F^{(3)} \cup L^{(3)} \cup T^{(2)} \cup T^{(3)}$. Граф структуры сети связный неориентированный, не содержит петель и кратных рёбер, может содержать циклы. Задача АОСС заключается в построении графа G по набору исходных данных от сетевых устройств.

В п. 2.4 представлен анализ разработанного метода моделирования и введён математический аппарат для решения задачи АОСС.

В сети один интерфейс канального уровня достижим от другого, если может являться для него конечной точкой передачи данных на канальном уровне. Назовём путём достижимости канального уровня такой путь канального уровня, первое и последнее ребра в котором не являются рёбрами коммутации. Введём

на множестве $I^{(2)}$ бинарное симметричное антирефлексивное отношение достижимости $\leftrightarrow$ такое, что $r_1 \leftrightarrow r_2$, если от r_1 до r_2 существует путь достижимости в графе G . Будем говорить, что r_2 достижим на канальном уровне от r_1 (далее — «К-достижим от r_1 »).

Будем говорить, что порт $p \in P$ К-достижим от интерфейса $r_1 \in I^{(2)}$, если существует интерфейс $(u, v) \in I^{(2)}$, К-достижимый от r_1 , для которого $p \in u$. Для каждого $r = (u, v) \in I^{(2)}$ введём множество $RS_r \subset I^{(2)}$, содержащее все интерфейсы, К-достижимые от r . Также введём множество $CRS_r = \bigcup_{a: a \text{ } F^{(2)} \text{ } r} RS_a$

(где $a \in I^{(2)}$) и множество $\leftrightarrow_r \subset \leftrightarrow$, где $\forall (a, b) \in \leftrightarrow_r, a = r$.

Большинство источников исходных данных о структуре канального уровня ЛВС предоставляют информацию об отношениях соединения в неявном виде — в виде К-достижимости портов от интерфейсов. По определению К-достижимости и свойству 1 для К-достижимости порта p от интерфейса r_1 необходимо вхождение интерфейса $r_1 = (u_1, v_1)$ и какого-либо $r_2 = (u_2, v_2)$ (где $p \in u_2$) в один широковещательный домен. При отсутствии данных о вхождении К-достижимого порта в ВЛВС, будем считать, что либо $v_1 = v_2$ (если известно, что устройство поддерживает ВЛВС), либо $v_2 = 0$.

Относительно множеств RS и CRS справедлива теорема:

Теорема 1. Если канальный интерфейс r_2 К-достижим от интерфейса r_1 , то от r_1 К-достижимы все интерфейсы, К-достижимые от интерфейсов, коммутирующих с r_2 , т. е. $CRS_{r_2} \subset RS_{r_1}$.

Получаем свойство отношения К-достижимости, которое назовём К-транзитивностью: если $r_1 \leftrightarrow r_2$, $(r_2, r_3) \in F^{(2)}$ и $r_3 \leftrightarrow r_4$, то $r_1 \leftrightarrow r_4$.

Определим понятие неполноты данных о К-достижимости. Пусть $\leftrightarrow$ — это отношение достижимости для графа G . Пусть $\leftrightarrow' \subset \leftrightarrow$ — это отношение достижимости, построенное по исходным данным о структуре сети. Назовём данные о достижимости полными, если $\leftrightarrow' = \leftrightarrow$. Аналогично, можем назвать множество К-достижимости RS_r интерфейса $r \in I^{(2)}$ полным, если оно содержит все интерфейсы, К-достижимые от r . Степенью полноты данных о К-достижимости назовём число $C(\leftrightarrow') = \frac{||\leftrightarrow| - |\leftrightarrow'| ||}{|\leftrightarrow|} \cdot 100\%$.

При решении задачи АОСС, граф G неизвестен. Имеется граф G' , полученный по исходным данным о структуре сети, в котором множества рёбер канального уровня не обязательно соответствуют исходным данным о К-достижимости. Также имеется исходное отношение $\leftrightarrow'$, построенное по исходным данным о К-достижимости в графе G' , извлечённым из сетевых устройств. Данные о достижимости обычно неполны ввиду отсутствия сведений о К-достижимости каких либо интерфейсов в исходных данных. Исходные данные о К-достижимости могут не соответствовать рёбрам графа G' , т. е. элементу $(r_i, r_j) \in \leftrightarrow'$ может не соответствовать путь К-достижимости в графе G в связи с отсутствием каких-либо рёбер. Подзадача дополнения данных о

К-достижимости (далее задача ДДКД) при решении задачи АОСС заключается в построении отношения $\leftrightarrow$, имея G' и $\leftrightarrow'$.

Кроме того, в соответствии с введёнными определениями, задача построения графа $G^{(2)}$ канального уровня заключается в построении транзитивного сокращения графа К-достижимости $R = \langle I^{(2)}, \leftrightarrow \rangle$ при условии существования в графах всех вершин и рёбер $F^{(2)}$.

В п. 2.4.2 и п. 2.4.3 приведена характеристика взаимосвязей между множествами К-достижимости и элементами графа при условии полноты данных для канального уровня и для туннельных соединений.

Лемма 1 характеризует положение объектов и данных в сети при наличии связи коммутации между парой интерфейсов устройства.

Лемма 1. Если для устройства $d \in D$ и двух К-достижимых друг от друга интерфейсов канального уровня r_1 и r_2 выполняется:

1. от r_1 К-достижим $r_3 \in I_d^{(2)}$, от r_2 К-достижим $r_4 \in I_d^{(2)}$;
2. от r_1 и r_2 не К-достижимы интерфейсы из $I_d^{(2)}$, отличные от r_3 и r_4 соответственно;
3. от интерфейсов, коммутирующих с r_1 или r_2 , не К-достижимы интерфейсы, ассоциированные с d ;

тогда r_3 и r_4 находятся в отношении $F^{(2)}$.

Теорема 2 характеризует ситуацию наличия соединения канального уровня с пограничными устройствами ЛВС (рабочие станции или маршрутизаторы).

Теорема 2. Если от канального интерфейса r_1 К-достижим только один канальный интерфейс r_2 , то r_1 и r_2 находятся в отношении $L^{(2)}$.

Теорема 3 характеризует соединения канального уровня в общем случае.

Теорема 3. Интерфейсы r_1 и r_2 находятся в отношении $L^{(2)}$ тогда и только тогда, когда $RS_{r_1} = CRS_{r_2} \cup \{r_2\}$ и $RS_{r_2} = CRS_{r_1} \cup \{r_1\}$.

Наличие рёбер туннелирования может быть характеризовано косвенными данными (связи соединения и маршрутизации), как показано в леммах 2 и 3.

Лемма 2. Пусть $d_1, d_2 \in D$, интерфейс $r_1 \in VI_{d_1}^{(2)}$ находится в отношении $L^{(2)}$ с интерфейсом $r_2 \in VI_{d_2}^{(2)}$ и нет основанных на них интерфейса сетевого уровня. Если существует единственный интерфейс $e_1 \in RI_{d_1}^{(3)}$ такой, что от него существует путь сетевого уровня до какого-либо интерфейса $e_2 \in RI_{d_2}^{(3)}$, то r_1 и e_1 находятся в отношении $T^{(2)}$.

Лемма 3. Пусть $d_1, d_2 \in D$ и интерфейс $e_1 \in VI_{d_1}^{(3)}$ находится в отношении $L^{(3)}$ с интерфейсом $e_2 \in VI_{d_2}^{(3)}$. Если существует единственный интерфейс $e_3 \in RI_{d_1}^{(3)}$ такой, что от него существует путь сетевого уровня до какого-либо интерфейса $e_4 \in RI_{d_2}^{(3)}$, то e_1 и e_3 находятся в отношении $T^{(3)}$.

Глава 3 посвящена разработке численных методов решения задач АОСС и ДДКД. Процесс описания структуры ЛВС в виде графа по заданному набору данных от сетевых устройств можно разбить на пять этапов (далее раскрыты): 1) получение данных о структуре сети; 2) построение вершин графа и рёбер ассоциации, туннелирования, коммутации, маршрутизации; 3) формирование множеств К-достижимости; 4) построение недостающих рёбер; 5) выявление прозрачных устройств.

В п. 3.1 приведены методы сбора данных (эт. 1) в двух вариантах: поочерёдный опрос всех устройств если известны их адреса; сбор данных начиная от одного известного устройства, определяя адреса других устройств.

В п. 3.2 описана методика первичного создания вершин графа по полученным данным (эт. 2) в двух шагах. На первом шаге создаются вершины, описывающие устройства, их порты и интерфейсы, предоставившие данные о себе. Данный шаг является тривиальным, т. к. в МІВ опрошенных устройств присутствует вся необходимая информация.

Второй шаг включает построение вершин для устройств и их окружения, которые не предоставили данные, однако существование которых следует из данных от других устройств. Обнаружить такие устройства можно по данным о взаимодействии на канальном и сетевом уровнях. Кэш протоколов CDP и LLDP может дать знания о названиях соседних устройств, названиях их портов и их сетевых адресах. С помощью данных STP можно получить MAC-адреса портов соседних устройств, а также принадлежность их к ВЛВС. С помощью таблиц коммутации и ARP-кэша можно получить MAC и IP-адреса портов соседних и удалённых устройств. Полученные данные необходимо группировать по принадлежности к одному устройству и использовать для создания вершин и рёбер.

Основные способы группировки данных о недоступных устройствах: по MAC и IP-адресу (в предположении об уникальности оных); по интерфейсу устройства, от которого были получены данные, и принадлежности источника данных к группе CDP, LLDP, STP (тогда можно считать, что все данные описывают одно и то же устройство и его порт).

На втором шаге данного этапа могут быть построены вершины, описывающие такие устройства, как рабочие станции и сервера, сетевые устройства, не поддерживающие SNMP или закрывшие доступ по этому протоколу (например, устройства других административных доменов).

П. 3.3 посвящён наполнению множеств К-достижимости и решению задачи неполноты данных о структуре ЛВС (эт. 3).

Первичное наполнение множеств производится с помощью доступных источников данных о связях устройств: МІВ протоколов CDP, LLDP, STP, ARP и таблицы коммутации. В итоге для каждого канального интерфейса $r \in I^{(2)}$ в графе будет получено множество К-достижимости RS_r , возможно пустое. Также будет построено начальное отношение К-достижимости $\leftrightarrow'$.

В связи с возможной неполнотой данных $\leftrightarrow'$ необходимо подготовить для дальнейшего использования в алгоритмах таким образом, чтобы его элементы

не противоречили свойству симметричности отношения К-достижимости с помощью процедуры **П1**: Для каждого интерфейса $r_i \in I^{(2)}$ и каждого r_j такого, что $(r_i, r_j) \in \leftrightarrow'$, положить $(r_j, r_i) \in \leftrightarrow'$. Вычислительная сложность процедуры **П1** составляет $O(|I^{(2)}|^2)$.

Используя свойства отношения К-достижимости приведём численный метод построения более точного графа К-достижимости — решения задачи ДДКД. В основе метода — построение замыкания отношения $\leftrightarrow'$ относительно свойства К-транзитивности. Метод представлен в виде алгоритма **A1**:

1. Рассмотреть все интерфейсы $r_i \in I^{(2)}$, в начале каждой итерации положить Q как пустую очередь и $Visited = \{r_i\}$;
2. добавить в Q все пары $(r_j, 1)$, для которых $(r_i, r_j) \in \leftrightarrow'$;
3. пока очередь Q не пуста:
 - а) взять $(r_j, q) = \text{dequeue}(Q)$;
 - б) поместить r_j в $Visited$;
 - в) если $q = 1$:
 - 1) если $(r_i, r_j) \notin \leftrightarrow'$, положить $(r_i, r_j) \in \leftrightarrow'$;
 - 2) добавить в Q все пары $(r_k, 0)$, для которых $(r_j, r_k) \in F^{(2)}$ и $r_k \notin Visited$;
 - г) если $q = 0$: добавить в Q все пары $(r_k, 1)$, для которых $(r_j, r_k) \in \leftrightarrow'$ и $r_k \notin Visited$.

Вычислительная сложность приведённого метода составляет $O(|I^{(2)}|^2)$.

Для определения границ применимости метода доказана

Теорема 4. Пусть интерфейсы $I_i^{(2)}$ и $I_j^{(2)}$ находятся в отношении $L^{(2)}$ друг с другом. Если изначально $(I_i^{(2)}, I_j^{(2)}) \notin \leftrightarrow'$, то Алгоритм A1 не позволяет определить К-достижимы ли указанные интерфейсы друг от друга.

На основе свойств К-достижимости и 4 можно вывести условие возможности построения отношения $\leftrightarrow$ с полными данными (решения задачи ДДКД) с помощью Алгоритма A1:

Следствие 1. Если для любых двух интерфейсов $I_i^{(2)}$ и $I_j^{(2)}$, находящихся в отношении $L^{(2)}$, изначально $(I_i^{(2)}, I_j^{(2)}) \in \leftrightarrow'$, тогда с помощью Алгоритма A1 возможно построить отношение $\leftrightarrow$ с полными данными о К-достижимости.

Таким образом, есть прямая зависимость полноты множеств К-достижимости, получаемых алгоритмом A1, от изначальных сведений о К-достижимости соединённых интерфейсов. И решение задачи ДДКД сводится к построению замыкания отношения $\leftrightarrow'$ относительно свойства К-транзитивности.

Главным предположением для использования приведённого метода является отсутствие в исходных данных некорректной информации о К-достижимости (К-достижимость интерфейсов, на самом деле недостижимых) и наличие всех рёбер коммутации. В зависимости от качества исходных данных

в реальных условиях можно получить или отношение $\leftrightarrow$ с полными данными о К-достижимости, или отношение $\leftrightarrow''$ такое, что $\leftrightarrow' \subset \leftrightarrow'' \subset \leftrightarrow$;

Рассмотрен случай невыполнения условия из Следствия 1, т. е. когда в отношении $\leftrightarrow$ отсутствуют пары интерфейсов, находящиеся в отношении L в графе G . Введём отношение потенциальной К-достижимости $\leftrightarrow^*$ по следующему правилу. Интерфейсы $(r_1, r_2) \in \leftrightarrow^*$, если все следующие условия выполняются: $(r_1, r_2) \notin \leftrightarrow$; r_1, r_2 не находятся в отношении L с другими интерфейсами; $r_1 \in I_{d1}$, $r_2 \in I_{d2}$ и $d_1 \neq d_2$; $RS_{r1} \cap RS_{r2} = \emptyset$; $CRS_{r1} \cap CRS_{r2} = \emptyset$; $RS_{r1} \cap CRS_{r2} \neq \emptyset$ или $RS_{r2} \cap CRS_{r1} \neq \emptyset$; $r_1 \notin CRS_{r2}$ и $r_2 \notin CRS_{r1}$.

Таким образом, потенциально К-достижимы пары интерфейсов, которые не противоречат правилу 2 и другим свойствам $\leftrightarrow$, а также находятся в одном широковещательном домене. Элементы из $\leftrightarrow^*$ итеративно выбираются и помещаются в $\leftrightarrow$, после чего производится новая итерация дополнения данных.

Рассмотрен случай некорректности исходных данных. Условие обнаружения — невыполнение условия 1:

Следствие 2. для $r_1, r_2 \in I_d$, $d \in D$, таких что $(r_1, r_2) \in F$, множества RS_{r1} и RS_{r2} не должны пересекаться.

Пересечение множеств RS пересечение говорит о существовании цикла в структуре канального уровня, что невозможно в функционирующей сети. Продолжить выявление структуры сети при некорректных данных возможно, исключив из рассмотрения некоторые элементы, образующие цикл.

В п. 3.4 приводится эвристический метод построения рёбер графа структуры сети (эт. 4). Для этого приведённые ранее теоремы, леммы и свойства переформулируются в виде правил добавления новых рёбер.

Задача транзитивного сокращения решается конструктивно, а не деструктивно. Правила 1–3 дают основу для эвристики по поиску и построению рёбер соединения канального уровня $L^{(2)}$ с помощью множеств К-достижимости или знания структуры физического уровня.

Правило 1. Если от интерфейса $r_1 \in I^{(2)}$ К-достижим только один интерфейс $r_2 \in I^{(2)}$ и $RS_{r2} = CRS_{r1} \cup \{r_1\}$, то $(r_1, r_2) \in L^{(2)}$.

Правило 2. Если два интерфейса r_1 и r_2 К-достижимы друг от друга, и $RS_{r1} = CRS_{r2} \cup \{r_2\}$ и $RS_{r2} = CRS_{r1} \cup \{r_1\}$, то $(r_1, r_2) \in L^{(2)}$.

Правило 3. Если два порта p_1 и p_2 находятся в отношении $L^{(1)}$, существуют такие $v \in VID_{p1} \cap VID_{p2}$ и $u_1 \subset P$, $u_2 \subset P$ такие, что $p_1 \in u_1$ и $p_2 \in u_2$, а также канальные интерфейсы $r_1 = (u_1, v)$, $r_2 = (u_2, v)$ при этом не заблокированы, то $(r_1, r_2) \in L^{(2)}$.

Правило 4 даёт основу для эвристики по поиску и построению рёбер соединения физического уровня L_1 при знании структуры канального уровня.

Правило 4. Если два канальных интерфейса $r_1 = (u_1, v_1)$ и $r_2 = (u_2, v_2)$ находятся в отношении $L^{(2)}$, то для каждого $p_1 \in u_1$ существует $p_2 \in u_2$ такой, что $(p_1, p_2) \in L^{(1)}$, и наоборот.

Правило 5 даёт основу для эвристики по поиску и построению рёбер соединения сетевого уровня $L^{(3)}$ при знании структуры канального уровня.

Правило 5. Если для двух сетевых интерфейсов $e_1 = (S_1, n, h_1)$ и $e_2 = (S_2, n, h_2)$ существуют $r_1 \in S_1$ и $r_2 \in S_2$, которые состоят в одном широковещательном домене, то $(e_1, e_2) \in L^{(3)}$.

Правило 6 даёт основу эвристики по поиску и построению рёбер коммутации $F^{(3)}$ с помощью множеств К-достижимости.

Правило 6. Дублирует формулировку леммы 1.

Условия лемм 2 и 3 накладывают сильные ограничения на исходные данные. Однако, руководствами по настройке оборудования рекомендуется, чтобы интерфейс, через который происходит туннелирование, имел соединение с интерфейсами сети-посредника. Поэтому, если имеющиеся данные не удовлетворяют условиям лемм, их можно смягчить следующим образом.

Правило 7. В условиях леммы 2, пусть $d_1, d_2 \in D$, интерфейс $r_1 \in VI_{d_1}^{(2)}$ находится в отношении $L^{(2)}$ с интерфейсом $r_2 \in VI_{d_2}^{(2)}$ и нет ни одного основанного на одном из них интерфейса сетевого уровня. Если существует единственный интерфейс $e_1 \in RI_{d_1}^{(3)}$ такой, что от него существует путь сетевого уровня до какого-либо интерфейса $e_2 \in RI_{d_2}^{(3)}$, начинающийся с ребра $L^{(3)}$, то r_1 и e_1 находятся в отношении $T^{(2)}$.

Правило 8. В условиях леммы 3, пусть $d_1, d_2 \in D$ и интерфейс $e_1 \in VI_{d_1}^{(3)}$ находится в отношении $L^{(3)}$ с интерфейсом $e_2 \in VI_{d_2}^{(3)}$. Если существует единственный $e_3 \in RI_{d_1}^{(3)}$ такой, что от него существует путь сетевого уровня до какого-либо интерфейса $e_4 \in RI_{d_2}^{(3)}$, начинающийся с ребра $L^{(3)}$, то e_1 и e_3 находятся в отношении $T^{(3)}$.

Обнаружение новых рёбер коммутации может привести к обнаружению новых сведений о К-достижимости, что, в свою очередь, может привести к обнаружению новых рёбер соединения. С учётом этого приведём описание эвристического алгоритма обнаружения связей, в основе которого лежит построение транзитивного сокращения графа К-достижимости, в виде процедуры **П2**:

1. произвести дополнение множеств К-достижимости (алгоритм А1);
2. для каждой пары различных интерфейсов $r_1, r_2 \in I^{(2)}$, не состоящих в отношении $L^{(2)}$ с другими интерфейсами:
 - а) если для r_1 и r_2 выполняется одно из правил 1, 2, 3, положить $(r_1, r_2) \in L^{(2)}$;

- б) для каждой пары портов $p_1 \in r_1, p_2 \in r_2$ не в отношении $L^{(1)}$, если выполняется правило 4, положить $(p_1, p_2) \in L^{(1)}$;
- 3. для каждого устройства $d \in D$ и для каждой пары интерфейсов $r_1, r_2 \in I_d^{(2)}$ не состоящих в отношении $F^{(2)}$:
 - а) рассмотреть пары интерфейсов $r_3, r_4 \in I^{(2)}$ таких, что $r_3 \in RS_{r_1}$ и $r_4 \in RS_{r_2}$;
 - б) если для r_3 и r_4 выполняется правило 6 положить $(r_1, r_2) \in F^{(2)}$ и перейти к рассмотрению другой пары r_1, r_2 ;
- 4. повторять шаги 1–3 пока за эти шаги обнаруживается хотя бы одно ребро $L^{(2)}$ или $F^{(2)}$.

В процедуре П2 при проверке правила 4 для построения рёбер физического уровня могут потребоваться дополнительные правила для определения конкретной пары связанных портов в случае агрегирования каналов. В общем случае данные из МИБ не дают такой информации, но некоторые протоколы и реализации технологий производителями могут предоставить дополнительные данные. Оставим данный момент для конкретных реализаций алгоритма.

При выполнении условий из Следствия 1 на исходные данные, с помощью процедуры П2 возможно построить единственное решение, которое будет правильным графом канального уровня сети. Если же условие не выполняется, то потенциальных решений может быть несколько.

Далее приведём Процедуру П3 построения рёбер соединения сетевого уровня и рёбер туннелирования, обнаружение которых не повлияет в дальнейшем на поиск других рёбер и элементов графа.

- 1. рассмотреть пары различных интерфейсов $e_1, e_2 \in I^{(3)}$ не в отношении $L^{(3)}$; если соблюдается правило 5, положить $(e_1, e_2) \in L^{(3)}$;
- 2. рассмотреть все $r \in VI^{(2)}$ и все такие $e \in RI_d^{(3)}$, что $(r, d) \in A^{(2)}$; если для r и e выполняется правило 7, положить $(r, e) \in T^{(2)}$;
- 3. рассмотреть все $e_1 \in VI^{(3)}$ и все такие $e_2 \in RI_d^{(3)}$, что $(e_1, d) \in A^{(3)}$; если для них выполняется правило 8, положить $(e_1, e_2) \in T^{(3)}$.

П. 3.5 посвящён методам разрешения ситуаций неопределённости, которые могут возникать при описании структуры сети из-за неполноты данных и присутствия прозрачных устройств (эт. 5). В таких ситуациях множества К-достижимости говорят о присутствии ранее не обнаруженных рёбер или вершин графа, однако построить эти элементы невозможно с помощью какого-либо из приведённых выше правил.

На рис. 1 приведён пример структуры ЛВС, в которой может возникнуть ситуация неопределённости. В данной ситуации устройство d_2 (обозначено квадратом, выделено серым) не предоставляет информацию о себе и существование интерфейсов канального уровня r_2, r_3, r_4 (обозначены эллипсами) неизвестно для любого алгоритма построения графа структуры сети. Множество К-достижимости интерфейса r_1 содержит два элемента: r_5 и r_6 . При этом устройства d_3 и d_4 также не предоставляют информацию о себе, и по свойствам

отношения К-достижимости известно только, что $RS_{r_5} = RS_{r_6} = \{r_1\} \cup RS_{r_0}$. Подобная ситуация возникает в ЛВС, если d_2 является концентратором или неуправляемым коммутатором, а d_3 и d_4 — рабочими станциями.

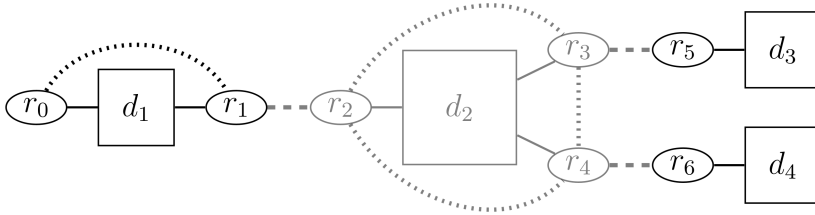


Рис. 1 — Пример ситуации неопределённости

В ситуации неопределённости 2-го типа (на примере того же рис. 1) устройство d_2 не предоставляет информацию о себе, но его существование известно. При этом существование интерфейсов $r_3, 4$ неизвестно, т. к. они не К-достижимы ни от одного управляемого устройства изнутри сети. Множество К-достижимости интерфейса r_1 содержит 3 элемента: r_2, r_5 и r_6 . При этом устройства d_3 и d_4 также не предоставляют информацию о себе, и по свойствам отношения К-достижимости известно только, что $RS_{r_5} = RS_{r_6} = \{r_1\} \cup RS_{r_0}$. Подобная ситуация возникает в ЛВС, если d_2 является управляемым коммутатором, данные от которого получить не удалось (не поддерживает SNMP или доступ запрещён), а d_3 и d_4 — рабочими станциями. Ещё один вариант — подключение к внешней сети, в которую входят устройства d_2, d_3 и d_4 .

Предложим метод разрешения таких неопределённостей. Отметим, что источники данных, используемые для наполнения множеств К-достижимости, не должны рассматриваться как равные. Для разделения сведений о К-достижимости введём понятия приоритетов записей о К-достижимости. Введём отображение $PR: \leftrightarrow \rightarrow \mathbb{N}$ по следующему правилу, в зависимости от источника данных о К-достижимости:

$$PR((r_1, r_2)) = \begin{cases} 0, & \text{источник — правила дополнения множеств RS} \\ 1, & \text{источник — ARP} \\ 2, & \text{источник — AFT} \\ 3, & \text{источник — LLDP} \\ 4, & \text{источник — CDP} \\ 5, & \text{источник — STP} \end{cases}$$

Отображение PR назовём приоритетом К-достижимости. Знание приоритета позволит общим образом различать источники данных о К-достижимости и использовать это знание при разрешении неопределённостей.

Обоснование выбора приоритета: STP предоставляет данные о прямых соединениях, включает данные о ВЛВС и заблокированных соединениях, поэтому является наиболее полным источником; CDP и LLDP предоставляют данные о прямых соединениях, но не включают данные о ВЛВС (в общем случае) и заблокированных соединениях; AFT включают данные о К-достижимости с учётом ВЛВС; ARP — данные о К-достижимости без учёта ВЛВС; правила дополнения множеств К-достижимости являются эвристиками на основе свойств модели и основаны на реальных данных лишь косвенно.

При наполнении множеств К-достижимости, если данные о К-достижимости между двумя интерфейсами обнаружены в нескольких источниках, будем выбирать источник с максимальным приоритетом.

Рассмотрим ситуацию неопределённости 1-го типа. В данной ситуации будем считать, что для всех $q \in \leftrightarrow_{r_1}$ выполняется $PR(q) < 3$ т. к. иначе существование интерфейса r_2 было бы известно, и это была бы ситуация неопределённости 2-го типа. Устройство d_2 назовём пограничным концентратором. Свойства сети и определение отображения PR позволяют сформулировать правило обнаружения ситуации неопределённости 1-го типа.

Правило 9. Если $|RS_{r_1}| > 1$ и $\forall q \in \leftrightarrow_{r_1}$ выполняется $PR(q) < 3$, а также $\forall r \in RS_{r_1}$ выполняется $RS_r = \{r_1\} \cup CRS_{r_1}$, то интерфейс r_1 и все интерфейсы $r \in RS_{r_1}$ соединены с пограничным концентратором.

Примем следующий способ разрешения возникшей неопределённости (на примере рис. 1): создание устройства d_2 ; интерфейса $r_2 \in I_{d_2}^{(2)}$, соединённого с r_1 ; интерфейсов r_3, r_4 , соединённых с r_5 и r_6 соответственно. Здесь и далее количество рабочих станций, стоящих за концентратором или коммутатором, не имеет значения, но должно быть больше одной.

Рассмотрим ситуацию неопределённости 2-го типа. В данной ситуации будем считать, что существует $q_1 \in \leftrightarrow_{r_1}$, для которого $PR(q_1) \geq 3$, а для всех $q \in \leftrightarrow_{r_1} \setminus \{q_1\}$ выполняется $PR(q) < 3$. Данная ситуация описывает соединение с пограничным неуправляемым коммутатором. Свойства сети и определение отображения PR позволяют сформулировать правило обнаружения ситуации неопределённости 2-го типа.

Правило 10. Если $|RS_{r_1}| > 1$, существует $q_1 \in \leftrightarrow_{r_1}$, для которого $PR(q_1) \geq 3$ и $\forall q \in \leftrightarrow_{r_1} \setminus \{q_1\}$ выполняется $PR(q) < 3$, а также $\forall r \in RS_{r_1}$ выполняется $RS_r = \{r_1\} \cup CRS_{r_1}$, то интерфейс r_1 и все интерфейсы $r \in RS_{r_1}$ соединены с пограничным коммутатором.

Примем следующий способ разрешения возникшей неопределённости (на примере рис. 1): присоединение интерфейса $r_2 \in I_{d_2}^{(2)}$ к r_1 , создание интерфейсов r_3 и r_4 , соединённых с r_5 и r_6 соответственно.

Максимальное количество устройств, присоединённых к коммутатору или концентратору, обычно ограничивается числом 60 (по количеству портов). Поэтому, в ситуациях неопределённости 1-го и 2-го типа, если $|RS_{r_1}| > 61$, то

будем допускать, что обнаружено соединение с сегментом внешней сети. В таких случаях разрешать обе ситуации будем следующим образом: создание сегмента внешней сети $s \in NS$; создание интерфейса r_2 (только для ситуации 1-го типа); ассоциация интерфейса r_2 и связанных с ним портов и интерфейсов с сегментом s ; удаление из графа всех интерфейсов из RS_{r_1} , кроме r_2 , и ассоциированных с ними устройств и их интерфейсов и портов; удаление упоминаний этих интерфейсов из множеств К-достижимости; присоединение интерфейса r_2 к r_1 .

Отметим возможность существования ситуаций неопределённости другого порядка — не с пограничными, а с промежуточными устройствами. Однако, существование концентратора не на границе сети крайне маловероятно в сетях с ВЛВС (концентраторы не поддерживают ВЛВС), поэтому данный случай опущен в работе. Существование неуправляемого коммутатора не на границе сети возможно, однако такой случай покрывается предыдущими этапами алгоритма (этап построения вершин должен определить принадлежность интерфейсов коммутатора одному устройству, связи с ним построятся в процедуре П2). Наконец самый сложный случай — последовательность неуправляемых устройств — может быть темой для дальнейших исследований. В предыдущих работах других авторов отмечена сложность или невозможность разрешения таких ситуаций.

В п. 3.6 представлены методы выбора решения из нескольких при невыполнении условий из Следствия 1. В таком случае строится отношение потенциальной достижимости $\leftrightarrow^*$ по следующему правилу:

Правило 11. Интерфейсы $r_1, r_2 \in I^{(2)}$ потенциально достижимы $((r_1, r_2) \in \leftrightarrow^*)$, если $(r_1, r_2) \notin \leftrightarrow$, $RS_{r_1} \cap RS_{r_2} = \emptyset$, $CRS_{r_1} \cap CRS_{r_2} = \emptyset$, не существует $q_1 \in \leftrightarrow_{r_1} \cup \leftrightarrow_{r_2}$, для которого $PR(q_1) \geq 3$, а также $RS_{r_1} \cap CRS_{r_2} \neq \emptyset$ или $RS_{r_2} \cap CRS_{r_1} \neq \emptyset$.

При построении рёбер графа, если все обнаруженные рёбра были построены, но отношение потенциальной достижимости не пусто, то выбирается одна из пар $(r_1, r_2) \in \leftrightarrow^*$ и переносится в $\leftrightarrow$ и $L^{(2)}$.

В п. 3.7 дан общий алгоритм **A2** решения задачи АОСС:

1. сбор данных;
2. построение вершин графа, рёбер ассоциации, коммутации, маршрутизации, туннелирования;
3. инициализация множеств К-достижимости;
4. дополнение данных о К-достижимости (алгоритм **A1**), поиск и построение рёбер соединения и коммутации (процедуры **П2** и **П3**);
5. выбор и обработка элемента потенциальной достижимости, переход к шагу 4, если такой есть;
6. поиск и разрешение ситуаций неопределённости, возврат к шагу 4, если такая есть;
7. построение рёбер $L^{(3)}$, $T^{(2)}$, $T^{(3)}$;

В п. 3.8 приведена оценка вычислительной сложности алгоритма **A2**, которая составила $O(|P| \cdot |I^{(2)}|^5)$ и $\Omega(|I^{(2)}|^3)$. На практике сложность приближается к

нижней оценённой границе. Например, в крупной сети с 3 маршрутизаторами, 50 коммутаторами, 1000 рабочих станций, 10 ВЛВС и 2000 интерфейсов канального уровня количество основных вычислительных итераций приближается к $8 \cdot 10^9$. В п. 3.8 приведена практическая оценка точности разработанных алгоритмов A1 и A2, которые позволили получить корректное описание структуры сети при выполнении условия из Следствия 1 и полноте данных менее 90%.

В **главе 4** приведено описание разработанного автором комплекса программ, который позволяет автоматизировано описывать структуру ЛВС на физическом, канальном и сетевом уровнях и получать интерактивную визуализацию полученного графа. Комплекс включает: отдельную библиотеку для описания, хранения и обработки структуры ЛВС в виде многоуровневого группированного графа; инструменты обработки визуального описания: поиск, просмотр подграфов широковещательных доменов и подсетей, редактирование.

Приведено описание архитектуры комплекса, представлен обзор графического интерфейса пользователя, приведены диаграммы классов и модулей.

Комплекс разработан с помощью современных инструментов, парадигм и технологий разработки программного обеспечения: платформа Java 11; языки Java, Kotlin, Groovy; библиотека Vue.js для интерфейса; библиотека vis.js для визуализации графов. Метрики проекта: 60 классов, 99 функций, 77 файлов, 12617 строк кода, 766 строк разметки.

Описан порядок и особенности внедрения Комплекса (обследование сети предприятия, активация протокола SNMP, определение и учёт набора доступных данных о структуре сети, развёртывание приложения) как вспомогательного инструмента в работе сетевого администратора.

Представлены количественные и качественные характеристики результатов вычислительных экспериментов на реальных данных. В качестве примера представлены результаты эксперимента в сегменте ЛВС ПетрГУ: обнаружено 930 устройств, 2933 порта, 930 соединений на физическом уровне, 5995 интерфейса канального уровня, 1691 соединений на канальном уровне, 3662 связей коммутации, 846 интерфейса сетевого уровня, 765 соединений сетевого уровня, 274 связей маршрутизации. Время сбора данных составило 11 минут 23 секунды, построения описания — 2 минуты 7 секунд. В сегменте сети «Петрозаводскмаш» обнаружено 427 устройств, 1325 портов, 441 соединение на физическом уровне, 9079 интерфейсов канального уровня, 2455 соединений на канальном уровне, 3579 связей коммутации, 253 интерфейса сетевого уровня, 188 соединений сетевого уровня, 65 связей маршрутизации. Время сбора данных составило 19 минут 44 секунды, построения описания — 6 минут 20 секунд. Корректность подтверждается существующей документацией.

В ходе внедрения комплекс использован для решения реальных задач сетевого управления: выявление циклов в топологии сети, определение мест подключения IP-камер (Петрозаводскмаш), выявление несогласованных точек доступа Wi-Fi (обнаружено более 20), анализ структуры ВЛВС (ПетрГУ).

Внедрение комплекса программ позволило обеспечить повышение эффективности решения задач сетевого управления:

- облегчение документирования сети за счёт автоматизированного описания, возможности поиска элементов структуры;
- облегчение анализа структуры сети за счёт возможности визуально выделять элементы в общей структуре сети, такие как виртуальные локальные сети, IP-подсети;
- возможность мониторинга изменения динамических структур сетей;
- возможность обнаружения мест подключения таких устройств, как IP-камеры, IP-телефоны, принтеры, точки доступа Wi-Fi и т. п.;
- сокращение времени, затрачиваемого на построение, поддержку описания структуры сети и решение других задач сетевого управления, связанных с анализом физической структуры сети и структуры ВЛВС;

В **заключении** приведены основные результаты работы:

1. Предложен и исследован метод математического моделирования структуры сети локального поставщика сетевых услуг на физическом, канальном и сетевом уровнях с учётом виртуальных локальных сетей, виртуальных частных сетей, агрегирования каналов.
2. Построена и исследована математическая модель задачи дополнения данных о связях на канальном уровне сети.
3. Разработан численный метод решения задачи дополнения данных о связях на канальном уровне сети.
4. Разработан и исследован численный метод автоматизированного описания структуры сети ЛПСУ на физическом, канальном и сетевом уровнях при неполных исходных данных.
5. Разработан и апробирован программный комплекс для построения и просмотра описания структуры сети на основе предложенных моделей и методов.

Приложения диссертации содержат копии свидетельств о регистрации программы для ЭВМ, акт о внедрении в РЦНИТ ПетрГУ и филиал АО «АЭМ-технологии» «Петрозаводскмаш».

Публикации автора по теме диссертации

- [1] А. А. Андреев, А. С. Колосов и Ю. А. Богоявленский. — «Автоматизация построения графа канального уровня ИКТ-инфраструктуры локального поставщика услуг интернета». — В: *Ученые записки Петрозаводского государственного университета. Серия: Естественные и технические науки* №2 (147) (2015), с. 97—102. — [ВАК].
- [2] А. А. Андреев и др. — «Обобщенная графовая модель структуры физического, канального и сетевого уровней ИКТ-инфраструктуры локального поставщика сетевых услуг». — В: *Программная инженерия 7.9* (2016), с. 400—407. — [ВАК].

- [3] A. Andreev и др. — «A Graph Model of the Topology of Physical, Link and Network Layers of an Enterprise Network». — В: *Proceedings of the 19th Conference of Open Innovations Association FRUCT* (2016), с. 3—9. — [Scopus].
- [4] А. А. Андреев. — «Обобщенная графовая модель виртуальных частных сетей в коммуникационной инфраструктуре локального поставщика сетевых услуг». — В: *Программная инженерия 8.6* (2017), с. 243—249. — [BAK].
- [5] A. Andreev и I. Bogoiavlenskii. — «An Algorithm for Building an Enterprise Network Topology Using Widespread Data Sources». — В: *Proceedings of the 21th Conference of Open Innovations Association FRUCT* (2017), с. 34—43. — [Scopus].
- [6] A. Andreev, A. Shabaev и I. Bogoiavlenskii. — «Network Topology Discovery: a Problem of Incomplete Data Improvement». — В: *Proceedings of the 24th Conference of Open Innovations Association FRUCT* (2019), с. 10—16. — [WoS, Scopus].
- [7] Ю. А. Андреев А. А. and Богоявленский. — «Построение графа ИКТ-инфраструктуры предприятия на канальном уровне с учетом виртуальных локальных сетей». — В: *Технологии Microsoft в теории и практике программирования (материалы учебно практической конференции школьников, студентов, аспирантов и молодых ученых Северо-Западного федерального округа)*. — 2014, — С. 16—18.
- [8] А. А. Андреев. — «Комплексный алгоритм построения графа топологии канального уровня локального поставщика сетевых услуг». — В: *Материалы 66-й Всероссийской (с международным участием) научной конференции обучающихся и молодых ученых*. — 2014, — С. 299.
- [9] А. А. Андреев. — «Комплексный алгоритм построения графа топологии канального уровня локального поставщика сетевых услуг». — В: *Сборник докладов 66-й Всероссийской научной конференции обучающихся и молодых ученых*. — 2014, — С. 145—150.
- [10] А. А. Андреев и Ю. А. Колосов А. С. and Богоявленский. — «Комплексный алгоритм построения графа ИКТ-инфраструктуры локального поставщика сетевых услуг». — В: *Труды XXI Всероссийской научно-методической конференции Телематика'2014*. — 2014, — С. 144—145.
- [11] А. А. Андреев и Ю. А. Колосов А. С. and Богоявленский. — «Модель ИКТ-инфраструктуры поставщика сетевых услуг для автоматизированного построения графа сети». — В: *Современные технологии в теории и практике программирования (материалы научно-практической конференции студентов, аспирантов и молодых ученых)*. — 2015, — С. 12—13.

- [12] А. А. Андреев. — «Методы тестирования подсистемы построения графа канального и сетевого уровней ИКТ-инфраструктуры локального поставщика сетевых услуг». — В: *Научно-исследовательская работа обучающихся и молодых ученых. Материалы 67-й Всероссийской научной конференции обучающихся и молодых ученых.* — 2015, — С. 32—34.
- [13] А. А. Андреев. — «Модель физического, канального и сетевого уровней ИКТ-инфраструктуры локального поставщика сетевых услуг». — В: *Научно-исследовательская работа обучающихся и молодых ученых. Материалы 68-й Всероссийской научной конференции обучающихся и молодых ученых.* — 2016, — С. 347—350.
- [14] А. А. Андреев. — «Обобщенная графовая модель виртуальных частных сетей в ИКТ-инфраструктуре локального поставщика сетевых услуг». — В: *Научно-исследовательская работа обучающихся и молодых ученых. Материалы 69-й Всероссийской научной конференции обучающихся и молодых ученых.* — 2017, — С. 347—350.

Андреев Антон Александрович

Математические модели, методы и комплекс программ для описания структуры
локальной вычислительной сети при неполных исходных данных

Автореф. дис. на соискание ученой степени канд. техн. наук

Подписано в печать _____._____._____. Заказ № _____

Формат 60×90/16. Усл. печ. л. 1. Тираж 100 экз.

Типография _____

