



На правах рукописи

Sign

Андреев Антон Александрович

**Математические модели, методы и комплекс программ для
построения описания коммуникационной инфраструктуры
локального поставщика сетевых услуг**

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

Автореферат
диссертации на соискание учёной степени
кандидата технических наук

Петрозаводск — 2020

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 образо-
вательное учреждение высшего профессиональ-
ного образования с длинным длинным длинным
длинным названием

Защита состоится **DD mmmmmmmm 2020 г. в XX часов** на заседании диссер-
тационного 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 государ-
ственного 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, уче-
ному секретарю диссертационного совета Д 212.190.03.

Автореферат разослан **DD mmmmmmmm 2020 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 построения 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 построения 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 построения описания в форме графа. Существует множество программных систем автоматизированного построения 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 построения описания 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 построения описания структуры сети.

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

Целью диссертационной работы является разработка методов автоматизированного построения описания структуры ЛВС на физическом, канальном и сетевом уровнях, совершенствование математических моделей структуры сети, а также разработка программных комплексов автоматизированного построения описания структуры сети.

ИЛИ цель: повышение эффективности построения описания структуры ЛВС на физическом, канальном и сетевом уровнях.

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 математическую модель описания 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 построения описания структуры ЛВС при неполных входных данных;
4. разработать численные методы и алгоритмы автоматизированного построения описания структуры ЛВС на физическом, канальном и сетевом уровнях, исследовать их эффективность;
5. реализовать разработанные алгоритмы в виде комплекса программ и апробировать его в сетях ЛПСУ.

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

1. разработана математическая модель 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 построения 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 при решении задач сетевого управления. Использование разработанных методов позволяет быстро строить описание ЛВС включая физические соединения, ВЛВС, IP-подсети и ВЧС. 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 построения описания структуры сети ЛПСУ.

Для достижения поставленных целей в работе используются методы математического моделирования, теории графов, теории множеств. 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 математической модели задачи (п. 3, 5 п. с.).
3. Численные методы и алгоритмы автоматизированного построения описания структуры ЛВС на физическом, канальном и сетевом уровнях с учётом виртуальных локальных сетей, виртуальных частных сетей и агрегирования каналов (п. 3, 5 п. с.).
4. Комплекс программ для автоматизированного построения 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, МТУ-СИ, 2019).

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 построения описания структуры сети (АПОСС), что необходимо для описания математических моделей и методов решения соответствующей задачи. Структура современных сетей 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.

АПОСС подразумевает построение описания 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 MIB, доступные по протоколу сетевого управления SNMP.

Основные проблемы, возникающие при решении задачи АПОСС, 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 АПОСС 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 АПОСС на его основе. В п. 2.1 сформулированы основные характеристики структур сетей, подлежащие моделированию. В п. 2.2 сформулирована графовая модель структуры сети и введены обозначения. Физический уровень:

D — множество устройств; NS — множество сегментов внешних сетей; $O = D \cup NS$;

P — множество физических портов; P_o — множество портов элемента $o \in O$;
 $A^{(1)}$ — бинарное симметричное антирефлексивное отношение ассоциации физического уровня: $(p, o) \in A^{(1)}$ и $(o, p) \in A^{(1)}$ тогда и только тогда, когда $p \in P, o \in O$ и $p \in P_o$;

$L^{(1)}$ — бинарное симметричное слабо-транзитивное антирефлексивное 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;

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

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

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

Канальный уровень:

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

$I^{(2)}$ — множество канальных интерфейсов; $I_o^{(2)}$ — интерфейсы элемента $o \in O$;

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

$A^{(2)}$ — бинарное симметричное антирефлексивное отношение ассоциации канального уровня, аналогично физическому;

$L^{(2)}$ — бинарное симметричное слабо-транзитивное антирефлексивное 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 $(p_1, p_2) \in L^{(1)}$;

$F^{(2)}$ — бинарное симметричное слабо-транзитивное антирефлексивное отношение коммутации канального уровня; если конфигурация устройства $d \in D$ предусматривает возможность пересылки кадров между двумя канальными интерфейсами $r_1, r_2 \in I_d^{(2)}, r_1 \neq r_2$, то $(r_1, r_2) \in F^{(2)}$;

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

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

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

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

BD — множество широковещательных доменов.

Путь канального уровня — такой рёберно-простой путь в графе $\hat{G}^{(2)}$, в котором нет двух подряд идущих рёбер коммутации. По стандарту IEEE 802.1D избыточные пути передачи данных блокируются для предотвращения широковещательных 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 широковещательный 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; $I_o^{(3)}$ — интерфейсы элемента $o \in O$;

$A^{(3)}$ — бинарное симметричное антирефлексивное отношение ассоциации сетевого уровня, аналогично физическому;

$L^{(3)}$ — бинарное симметричное слабо-транзитивное антирефлексивное 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 $r_1, r_2 \in b$;

$F^{(3)}$ — бинарное симметричное слабо-транзитивное антирефлексивное отношение маршрутизации 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 $(e_1, e_2) \in F^{(3)}$;

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

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

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

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

SN — множество подсетей сетевого уровня;

Путь сетевого уровня — такой рёберно-простой путь в подграфе $\langle I^{(3)}, L^{(3)} \cup F^{(3)} \rangle$ графа $G^{(3)}$, в котором нет двух подряд идущих рёбер маршрутизации или соединения на сетевом уровне.

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 $VI^{(2)}$;

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

$T^{(2)}$ — бинарное симметричное отношение туннелирования канального уровня 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 состоит 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 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 $e_1, e_2 \in VI^{(3)}$ состоят 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 $p_1 \in VP_{d_1}$ и $p_2 \in VP_{d_2}$ устройств $d_1, d_2 \in D$ состоят в отношении $L^{(1)}$, то у этих устройств должны существовать состоящие в отношении $L^{(2)}$ интерфейсы канального уровня $r_1 \in VI_{d_1}^{(2)}$ и $r_2 \in VI_{d_2}^{(2)}$ такие, что $p_1 \in r_1, p_2 \in r_2$.

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

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

Таким образом, структура любой заданной сети может быть описана связным неориентированным 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 не содержит петель и кратных рёбер, может содержать циклы. Задача АПОСС заключается в построении графа G по набору входных данных от сетевых устройств.

В п. 2.3 представлен анализ разработанной модели и введён математический аппарат для решения задачи АПОСС.

В сети один интерфейс канального уровня достижим от другого, если может являться для него конечной точкой передачи данных на канальном уровне. Назовём путём достижимости 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 — «достижим от r_1 »).

Будем говорить, что порт $p \in P$ достижим от интерфейса $r_1 \in I^{(2)}$, если существует интерфейс $(u, v) \in I^{(2)}$, 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, достижимые от r . Также введём множество $CRS_r = \bigcup_{a: a F^{(2)} r} RS_a$ (где $a \in I^{(2)}$).

Большинство источников данных о структуре ЛВС предоставляют информацию о достижимости портов от интерфейсов. По определению достижимости и свойству 1 для 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 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 достижим от интерфейса r_1 , то от r_1 достижимы все интерфейсы, достижимые от интерфейсов, коммутирующих с r_2 , т. е. $CRS_{r_2} \subset RS_{r_1}$.

В п. 2.3.2 описывается подзадача дополнения данных о достижимости, которая возникает в условиях неполноты данных о сети.

Упорядочим интерфейсы множества $I^{(2)}$ произвольным образом и сопоставим каждому интерфейсу $r \in I^{(2)}$ индекс $i \in \overline{1, |I^{(2)}|}$: т. е. $r = r_i$. Представим множества достижимости в виде матрицы R размером $|I^{(2)}| \times |I^{(2)}|$, где каждая строка $R(i, \cdot)$ соответствует множеству достижимости интерфейса с индексом i . Для элементов матрицы введём следующее правило:

$$R(i, j) = \begin{cases} -1, & r_j \in CRS_{r_i} \\ 1, & r_j \leftrightarrow r_i \\ 0, & \text{иначе} \end{cases} \quad (1)$$

Матрицу R будем называть матрицей достижимости на канальном уровне. По главной диагонали матрицы R всегда стоят нули, т. к. по определению достижимости интерфейс не может быть достижим сам от себя.

Определим понятие неполноты данных о достижимости с помощью матрицы R . Пусть $R_{correct}$ — это истинная матрица достижимости, т. е. она удовлетворяет формуле 1 для графа G . Рассмотрим некую матрицу R_{actual} такого же размера, где элементы матрицы принадлежат множеству $\{-1, 0, 1\}$. Матрица R_{actual} является полной матрицей достижимости канального уровня графа G , если $R_{actual} = R_{correct}$ или, что то же самое, $\|R_{actual} - R_{correct}\| = 0$. Здесь и далее будем использовать Евклидову норму матрицы.

Аналогично, можем назвать множество достижимости RS_{r_i} интерфейса $r_i \in I^{(2)}$ полным, если $R_{actual}(i, \cdot) = R_{correct}(i, \cdot)$ (содержит все интерфейсы, достижимые от r_i).

Степенью неполноты матрицы R_{actual} назовём $C(R) = \|R_{actual} - R_{correct}\|$ (расстояние между истинной и фактической матрицами достижимости). Для графа G степенью неполноты данных о достижимости на канальном уровне назовём число $C = C_G = C(R_G)$, где R_G — это матрица достижимости на канальном уровне графа G .

Сформулируем задачу дополнения данных о достижимости:

$$C(R_G) \rightarrow \min_R \quad (2)$$

начальные условия: R_0, G

т. е. имея граф G и изначальную неполную матрицу R_0 , найти такую матрицу достижимости канального уровня среди всех матриц со схожими характеристиками, при которой степень неполноты будет минимальной. Специфика этой задачи такова, что неизвестны истинная матрица достижимости и точная степень неполноты.

В п. 2.3.3 и п. 2.3.4 приведена характеристика взаимосвязей между множествами 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 достижимых друг от друга интерфейсов канального уровня r_1 и r_2 выполняется:

1. от r_1 достигим $r_3 \in I_d^{(2)}$, от r_2 достигим $r_4 \in I_d^{(2)}$;
2. от r_1 и r_2 не 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 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 достигим 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 интерфейсов 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 состоят 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 и алгоритмов решения задачи АПОСС.

Процесс построения 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 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 напрямую 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 о существовании недоступного устройства, и принадлежности источника данных к группе CDP, LLDP, STP (в таком случае 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 достижимости и решению задачи неполноты данных о структуре ЛВС (эт. 3).

Первичное наполнение множеств производится с помощью доступных источников данных о связях устройств: MIB протоколов CDP, LLDP, STP, ARP и таблицы коммутации. В итоге для каждого канального интерфейса $r \in I^{(2)}$ в графе будет получено множество достижимости RS_r , возможно пустое. Также будет получена начальная матрица достижимости канального уровня R_0 , которая может не являться полной.

В связи с возможной неполнотой данных полученную матрицу R_0 необходимо подготовить для дальнейшего использования в алгоритмах таким образом, чтобы элементы матрицы не противоречили свойству симметричности отношения достижимости и определению CRS с помощью процедуры **П1**:

1. Для каждого интерфейса $r_i \in I^{(2)}$ и каждого r_j такого, что $R_0(i, j) = 1$ ($r_j \in RS_{r1}$), положить $R_0(j, i) = 1$ (добавить r_i в RS_{r2});
2. Рассмотреть все пары коммутирующих интерфейсов r_i, r_j :
 - а) если некоторый интерфейс $r_k \in I^{(2)}$ достижим от r_i , положить $R_0(j, k) = -1$;
 - б) если некоторый интерфейс $r_k \in I^{(2)}$ достижим от r_j , положить $R_0(i, k) = -1$;

После этого матрица R_0 может содержать неполные данные о исследуемой сети, т. к. входные данные могут быть неполны. Вычислительная сложность процедуры **П1** составляет $O(|I^{(2)}|^2)$. Для решения задачи дополнения данных будем использовать свойства отношения достижимости и теорему 1. Приведём критерий того, когда запись о достижимости между интерфейсами может быть обнаружена. Рассмотрим матрицу R . Сопоставим матрице R ориентированный взвешенный граф $G(R)$. Его вершинами являются интерфейсы $I^{(2)}$, а матрица R — его матрица смежности с весами. Если $R(i, j) = 0$, то ребро между $I_i^{(2)}$ и $I_j^{(2)}$ отсутствует.

Теорема 4. *Рассмотрим различные интерфейсы $I_i^{(2)}$ и $I_j^{(2)}$, не состоящие в отношении $L^{(2)}$ друг с другом. Интерфейс $I_j^{(2)}$ достижим от интерфейса $I_i^{(2)}$ тогда и только тогда, когда существует такой $I_k^{(2)}$, что $I_i^{(2)} \leftrightarrow I_k^{(2)}$ и в графе $G(R)$ существует путь от $I_k^{(2)}$ до $I_j^{(2)}$ по рёбрам с отрицательными весами.*

Используя теорему 4 и свойства отношения достижимости приведём численный метод построения более точной матрицы достижимости канального уровня — решения задачи (2). Численный метод основан на обходе графа $G(R)$ в ширину по рёбрам с отрицательными весами, представлен в виде алгоритма **A1**:

1. Рассмотреть все интерфейсы $r_i \in \overline{1, |I^{(2)}|}$, в начале каждой итерации положить Q как пустую очередь и $Visited = \{r_i\}$;
2. добавить в Q все r_j , для которых $R(i, j) = 1$;
3. пока очередь Q не пуста:

- а) взять $r_j = dequeue(Q)$;
 - б) поместить r_j в $Visited$;
 - в) для каждого $r_k \in I^{(2)}$ такого, что $R(j,k) = -1$, положить $R(i,k) = R(k,i) = 1$; если $r_k \notin Visited$, добавить r_k в Q ;
4. после обработки всех r_i повторно произвести синхронизацию матрицы R по определению CRS (процедура П1).

Вычислительная сложность приведённого метода составляет $O(|I(2)|^2)$.
Для случая, исключённого из рассмотрения в теореме 4, доказана

Теорема 5. Пусть интерфейсы $I_i^{(2)}$ и $I_j^{(2)}$ состоят в отношении $L^{(2)}$ друг с другом. Если изначально $R_0(i,j) = R_0(j,i) = 0$, то Алгоритм А1 не позволяет определить достижимы ли указанные интерфейсы друг от друга.

На основе теорем 4 и 5 можно вывести критерий возможности получения полной матрицы R (решения задачи (2)) с помощью Алгоритма А1:

Критерий 1. Пусть $C(R) \neq 0$. Если для любых двух интерфейсов $I_i^{(2)}$ и $I_j^{(2)}$, находящихся в отношении $L^{(2)}$, изначально $R_0(i,j) = 1$ и/или $R_0(j,i) = 1$, тогда с помощью Алгоритма А1 возможно получить матрицу R с минимальным $C(R)$.

Таким образом, есть прямая зависимость полноты матрицы R и множеств достижимости, получаемых алгоритмом А1, от изначальных сведений о достижимости соединённых интерфейсов.

Главным предположением для использования приведённого критерия и метода является отсутствие во входных данных некорректной информации о достижимости (достижимость интерфейсов, на самом деле недостижимых).

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 критериев обнаружения рёбер.

Критерии 2–4 дают основу для эвристики по поиску и построению рёбер соединения канального уровня $L^{(2)}$ с помощью множеств достижимости или знания структуры физического уровня.

Критерий 2. Если от интерфейса $r_1 \in I^{(2)}$ достигим только один интерфейс $r_2 \in I^{(2)}$ и $RS_{r_2} = CRS_{r_1} \cup \{r_1\}$, то $(r_1, r_2) \in L^{(2)}$.

Критерий 3. Если два интерфейса r_1 и r_2 достижимы друг от друга, и $RS_{r_1} = CRS_{r_2} \cup \{r_2\}$ и $RS_{r_2} = CRS_{r_1} \cup \{r_1\}$, то $(r_1, r_2) \in L^{(2)}$.

Критерий 4. Если два порта p_1 и p_2 находятся в отношении $L^{(1)}$, существуют такие $v \in VID_{p_1} \cap VID_{p_2}$ 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 $(r_1, r_2) \in L^{(2)}$.

Критерий 5 даёт основу для эвристики по поиску и построению рёбер соединения физического уровня L_1 при знании структуры канального уровня.

Критерий 5. 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.

Критерий 6 даёт основу для эвристики по поиску и построению рёбер соединения сетевого уровня $L^{(3)}$ при знании структуры канального уровня.

Критерий 6. 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 $(e_1, e_2) \in L^{(3)}$.

Критерий 7 даёт основу эвристики по поиску и построению рёбер коммутации $F^{(3)}$ с помощью множеств достижимости.

Критерий 7. Дублирует формулировку леммы 1.

Условия лемм 2 и 3 накладывают сильные ограничения на входные 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.

Критерий 8. 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 основного 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 $T^{(2)}$.

Критерий 9. 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 достижимости между интерфейсами канального уровня, что, в свою очередь, может привести к обнаружению новых рёбер соединения. С учётом этого приведём описание эвристического алгоритма обнаружения связей и построения рёбер графа в виде процедуры **П2**:

1. произвести дополнение множеств достижимости (алгоритм A1);

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 один из критериев 2, 3, 4, положить $(r_1, r_2) \in L^{(2)}$;
 - б) если $(r_1, r_2) \notin L^{(2)}$, для каждой пары портов $p_1 \in r_1, p_2 \in r_2$ не состоящих в отношении $L^{(1)}$, если выполняется критерий 5, $(p_1, p_2) \in L^{(1)}$;
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 критерий 7 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 критерия 5 для построения рёбер физического уровня могут потребоваться дополнительные критерии для определения конкретной пары связанных портов в случае агрегирования каналов. В общем случае данные из MIB не дают такой информации, но некоторые протоколы и реализации технологий производителями могут предоставить дополнительные данные. Оставим данный момент для конкретных реализаций алгоритма.

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 находящихся в отношении $L^{(3)}$; если для e_1 и e_2 выполняется критерий 6, 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 критерий 8, положить $(r, e) \in T^{(2)}$;
3. рассмотреть все интерфейсы $e_1 \in VI^{(3)}$ и все такие $e_2 \in RI_d^{(3)}$, что $(e_1, d) \in A^{(3)}$; если для e_1 и e_2 выполняется критерий 9, положить $(e_1, e_2) \in T^{(3)}$.

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

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 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 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.

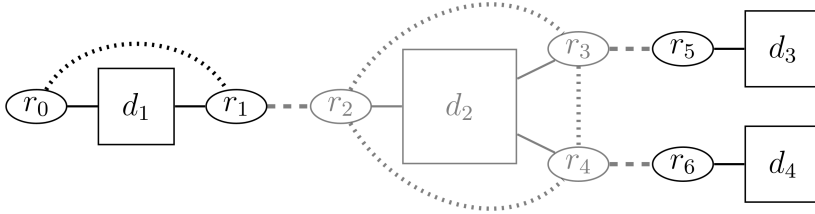


Рис. 1 — Пример ситуации неопределённости

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 достижимы ни от одного управляемого устройства изнутри сети. Множество 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 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 достижимости, не должны рассматриваться как равные. Для разделения сведений о достижимости введём понятия приоритетов записей о достижимости. Введём множество RSS упорядоченных пар интерфейсов канального уровня так, что $(r_1, r_2) \in RSS$, если $r_1, r_2 \in I^{(2)}$ и $r_1 \leftrightarrow r_2$. Для каждого интерфейса канального уровня $r \in I^{(2)}$ введём множество $RSS_r \subset RSS$ так, что $\forall (a, b) \in RSS_r$ выполняется $a = r$, $b \in RS_r$. Введём отображение $PR: RSS \rightarrow \mathbb{N}$ по следующему правилу, в зависимости от источника данных о достижимости:

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

Отображение PR назовём приоритетом достижимости. Знание приоритета позволит общим образом различать источники данных о 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 достижимости на канальном уровне с учётом ВЛВС; ARP — данные о достижимости без учёта ВЛВС; правила дополнения множеств достижимости являются эвристиками на основе свойств модели и основаны на реальных данных лишь косвенно.

При наполнении множеств достижимости, если данные о 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 $q \in RSS_{r_1}$ 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 критерий обнаружения ситуации неопределённости 1-го типа.

Критерий 10. Если $|RS_{r_1}| > 1$ и $\forall q \in RSS_{r_1}$ 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 $q_1 \in RSS_{r_1}$, для которого $PR(q_1) \geq 3$, а для всех $q \in RSS_{r_1} \setminus \{q_1\}$ выполняется $PR(q) < 3$. Данная ситуация описывает соединение с пограничным неуправляемым коммутатором. Свойства сети и определение отображения PR позволяют сформулировать критерий обнаружения ситуации неопределённости 2-го типа.

Критерий 11. Если $|RS_{r_1}| > 1$, существует $q_1 \in RSS_{r_1}$, для которого $PR(q_1) \geq 3$ и $\forall q \in RSS_{r_1} \setminus \{q_1\}$ 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 $r_2 \in I_{d2}^{(2)}$ 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 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 дан общий алгоритм **A2** решения задачи АПОСС:

1. сбор данных;
2. построение вершин графа, рёбер ассоциации, коммутации, маршрутизации, туннелирования;
3. инициализация множеств достижимости;
4. дополнение данных о достижимости (алгоритм **A1**), поиск и построение рёбер соединения и коммутации (процедуры **П2** и **П3**);
5. поиск и разрешение ситуаций неопределённости;
6. возвращение к шагу 4, если на шаге 5 была обнаружена и разрешена ситуация неопределённости;
7. построение рёбер $L^{(3)}$, $T^{(2)}$, $T^{(3)}$;

В п. 3.7 приведена оценка вычислительной сложности алгоритма **A2**, которая составила $O(|P| * |I^{(2)}|^5)$ 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 8×10^9 . В п. 3.8 приведена практическая оценка точности разработанных алгоритмов A1 и A2, которые позволили получить корректное описание структуры сети при выполнении критерия 1 и полноте данных менее 90%.

В **главе 4** приведено описание разработанного автором комплекса программ, который позволяет производить автоматизированное построение описания структуры сети ЛПСУ на физическом, канальном и сетевом уровнях. Комплекс включает отдельную библиотеку для описания, хранения и обработки описания структуры ЛВС в виде графа.

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; среда программирования JetBrains IntelliJ Idea. 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 945 устройств, 1923 портов, 832 соединения на физическом уровне, 4483 интерфейса канального уровня, 1570 соединений на канальном уровне, 14738 связей коммутации, 962 интерфейса сетевого уровня, 9679 соединений сетевого уровня, 3717 связей маршрутизации. Время сбора данных и построения описания составило 10 минут. Корректность подтверждается существующей документацией.

Внедрение комплекса программ позволило обеспечить:

- облегчение документирования сети за счёт автоматизированного построения 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;
- 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.

2. Построена и исследована математическая модель задачи дополнения данных о достижимости на канальном уровне сети.
3. Разработан численный метод решения задачи дополнения данных о достижимости на канальном уровне сети.
4. Разработан и исследован алгоритм автоматизированного построения описания структуры сети ЛПСУ на физическом, канальном и сетевом уровнях.
5. Разработан и апробирован программный комплекс для построения и просмотра описания структуры сети на основе предложенных моделей, методов и алгоритмов.

Приложения диссертации содержат копии свидетельств о регистрации программы для ЭВМ, акт о внесении в РЦНИТ ПетрГУ, *и другие организации.*

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. — [BAK].
- [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. — [BAK].
- [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 построения описания
коммуникационной инфраструктуры локального поставщика сетевых услуг

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 _____