

САНКТ-ПЕТЕРБУРГСКИЙ ГОСУДАРСТВЕННЫЙ УНИВЕРСИТЕТ

КАФЕДРА ТЕХНОЛОГИИ ПРОГРАММИРОВАНИЯ

Иванищев Василий Олегович

Магистерская диссертация

**Распределенная система криминалистического
копирования и хранения данных**

Направление 02.04.02

Фундаментальная информатика и информационные технологии

Магистерская программа «Технологии баз данных»

Научный руководитель,

кандидат тех. наук,

доцент

Блеканов И.С.

Санкт-Петербург

2018

Содержание

Введение.....	3
Актуальность работы.....	3
Цель работы	5
Задачи работы.....	6
Глава 1. Обзор существующих распределенных систем поиска, сбора и хранения данных	7
1.1. Классификации сетей	7
1.2. CAN	9
1.3. Chord DHT.....	11
1.4. Pastry DHT.....	13
1.5. Kademlia DHT	16
Глава 2. Особенности архитектуры.....	21
2.1. Локальность сетевых маршрутов	21
2.2. Проверка целостности данных и аутентификация	22
2.3. «Горячая» передача данных.....	24
Глава 3. Особенности программной реализации	25
3.1. Транспортный сетевой протокол.....	25
3.2. Прикладной сетевой протокол.....	25
3.3. Сценарии работы системы	27
3.4. Тестирование	31
Заключение	32
Результаты работы	32
Список литературы	33

Введение

Актуальность работы

В настоящее время наблюдается большой прогресс в области информационных технологий. Тенденция такого рода способствует развитию программного и аппаратного обеспечения, которое позволяет решить многие задачи в различных сферах деятельности человека. Сейчас можно с большим трудом представить жизнь большинства людей без использования подобных технологий – стали активно использоваться платёжные системы, облачные вычисления, запоминающие устройства для записи и хранения важной информации, набирает популярность концепция интернета вещей и т.п. В связи с массовой интеграцией современных компьютерных технологий в области человеческой деятельности при помощи программно-аппаратных средств всё чаще совершаются разного рода правонарушения и преступления: нарушения в области авторского и смежных прав, хищения денежных средств, мошенничество, лжепредпринимательство, продажи секретной информации и т.п. Когда в средствах массовой информации сообщается о подобных правонарушениях, всё чаще отмечается важность доказательств, собранных с компьютеров.

Такого рода преступления принято называть компьютерными преступлениями [1]. Наука, занимающаяся исследованием таких преступлений, называется компьютерной криминалистикой (на англ. computer forensics) [1]. Сам термин, форензика, произошёл от латинского «foren», что значит «речь перед форумом». В русский язык это слово пришло из английского. Полная форма этого термина на английском языке звучит следующим образом: «computer forensic science», что дословно означает «компьютерная криминалистическая наука». Согласно определению, компьютерная криминалистика – это прикладная наука о раскрытии преступлений, связанных с компьютерной информацией, об исследовании

цифровых доказательств, методах поиска, получения и закрепления таких доказательств, о применяемых для этого технических средствах [1].

Из-за неуклонного увеличения числа случаев компьютерных преступлений данная область криминалистики становится все более важным объектом для правительства и правоохранительных органов. Трудно представить раскрытие подобных преступлений без современного программно-аппаратного обеспечения, поэтому данная область криминалистики полноценно существует в развитых странах: издан ряд научных трудов (Counterfeiting and Defending the Digital Forensic Process, Alvaro Botas, Ricardo J. Rodriguez; The Art of Memory Forensics, Michael Hale Ligh, Andrew Case, Jamie Levy, Aaron Walters и т. д.) имеются учебные курсы, существуют официальные рекомендации, которым необходимо следовать при криминалистической экспертизе.

В других странах компьютерная криминалистика лишь начинает развиваться. К сожалению, не смотря на высокий уровень развития сферы информационных технологий, Россия относится как раз к таковым. Одним из показателей развития является выпуск оборудования для сбора, обработки и анализа цифровых доказательств. Примером может послужить оборудование от таких компаний, как MANDIANT, WindowsSCOPE, Tribble и т.д. В России такого рода обеспечение только начинает производиться, но всё чаще – закупается. Данное положение дел объясняется несколькими обстоятельствами: слаборазвитыми теоретическим и прикладным основаниями компьютерно-криминалистической науки, малым количеством доступных публикаций по данному направлению, а также не адаптированной к эффективному обучению основам криминалистической науки системой (высшего) образования.

Основными задачами компьютерной криминалистики являются извлечение и анализ информации, хранящейся в памяти компьютера [2]. Но перед тем, как приступить к анализу извлеченных данных, их необходимо

передать в центр проведения компьютерно-технических экспертиз. К такой передаче данных выдвигается масса требований: высокий уровень надежности, конфиденциальности и скорости. Также необходимо обеспечить целостность изъятых данных. Поэтому в настоящее время подобный обмен информацией осуществляется в основном с использованием запоминающих устройств, что занимает большое количество времени и задерживает расследование.

Не смотря на то, что в России прецедент официально не является источником права, результаты анализа данных, как и сами данные, прошлых судебных дел могут существенно ускорить процесс проверки. Другой потребностью может стать необходимость сбора статистики по данным, полученным в ходе расследования компьютерных преступлений.

На первый взгляд, существует множество инструментов, решающих такого рода задачи по отдельности, но даже решение, основанное на интеграции таких инструментов, не будет удовлетворять выдвинутым требованиям. Это связано с тем, что большинство средств, решающих задачу сбора данных, основаны на клиент-серверной архитектуре, которая не может обеспечить должный уровень отказоустойчивости и масштабируемости. Также среди общих ограничений можно отметить высокую стоимость, отсутствие открытого исходного кода под либеральными лицензиями и, как следствие, невозможность модификации программных компонентов под определённые задачи, платная техническая поддержка и т.п.

Цель работы

Целью данной работы является создание распределенной системы криминалистического копирования и хранения данных в контексте задачи сбора цифровых доказательств.

Задачи работы

Для достижения поставленной цели были сформулированы следующие задачи:

- исследование существующих распределенных система поиска, сбора и хранения данных;
- выбор сетевой архитектуры распределенного программного комплекса;
- разработка прикладного протокола передачи данных;
- тестирование распределенного программного комплекса.

Глава 1. Обзор существующих распределенных систем поиска, сбора и хранения данных

1.1. Классификации сетей

Существуют две основных сетевых архитектуры [3]:

- клиент-серверная,
- одноранговая.

Использование одноранговой архитектуры более приоритетно ввиду большего уровня масштабируемости, автономности и отказоустойчивости.

В некоторых случаях, рассматривают третий тип – гибридный, при котором в сеть добавляется координационный узел(лы) [4]. Но ввиду того, что данный тип мало распространен и не имеет явных достоинств перед остальными типами, опустим его рассмотрение.

Одноранговая архитектура не подразумевает полное равенство узлов, в таких сетях могут находиться супер-узлы, позволяющие управлять маршрутизацией и индексацией данных в сети. В связи с этим, принято классифицировать одноранговые сети по степени централизации [5]:

- централизованные (на англ. centralized P2P),
- полностью децентрализованные (на англ. pure P2P),
- гибридные (на англ. hybrid P2P).

Существует несколько способов организации связей между узлами, размещения и индексирования ресурсов в оверлейной сети. Поэтому для сетей однорангового типа можно ввести ещё одну классификацию [6]:

- структурированные,
- неструктурированные.

В неструктурированных одноранговых системах нет определенной накладываемой на оверлейную сеть структуры – она формируется узлами, которые случайным образом соединяются друг с другом [7]. Поскольку все узлы в сети одинаковые и содержат относительно немного маршрутизационной информации, неструктурированная сеть устойчива к одновременному присоединению или оттоку большого количества узлов [8].

Из недостатков неструктурированной сети можно отметить неэффективный поиск информации и большую нагрузку на сеть.

В дальнейших рассуждениях N будет означать количество участников сети, если не оговорено иное.

В структурированных одноранговых сетях оверлейная сеть имеет определённую топологию, которая гарантирует, что любой узел может эффективно (как правило, за $O(\log N)$ операций) осуществлять процедуру поиска даже очень редкого ресурса. Большинство структурированных одноранговых сетей организованы по принципу распределённой хэш таблицы (DHT). Для того, чтобы трафик в сети организовывался эффективным образом, каждый узел должен поддерживать в актуальном состоянии список ближайших по какой-либо метрике узлов – это делает структурированную сеть менее устойчивой к высокому притоку/оттоку участников.

Примеры классификации сетей:

1. *HTTP, FTP* – клиент-серверная;
2. *Gnutella 0.4* – одноранговая, полностью децентрализованная, неструктурированная;
3. *Napster* – одноранговая, централизованная, неструктурированная;
4. *Gnutella 0.6* – одноранговая, гибридная, неструктурированная;
5. *Chord, Kademlia, Pastry* – одноранговая, полностью децентрализованная, структурированная.

Ввиду того, что в рамках рассматриваемой задачи маловероятен высокий приток/отток узлов за короткий промежуток времени, а также важна скорость выполнения запросов, низкий сетевой трафик и возможность масштабирования – было принято решение выбрать одноранговую полностью децентрализованную структурированную архитектуру сети.

Большинство одноранговых структурированных систем представляет собой распределенную хэш таблицу (distributed hash table – DHT) [9]. Наиболее известные представители данного класса:

- *CAN – Content Addressable Network*,
- *Chord*,
- *Pastry*,
- *Kademlia*.

У представленных систем много общего: идентификация узлов, схожие по семантике сообщения протоколов, логарифмическая сложность процедуры поиска ресурса по идентификатору в среднем случае [10][11][12][13].

1.2. CAN

Content Addressable Network была разработана в 2001 году в Калифорнийском университете совместно с институтом исследований архитектуры интернета AT&T (AT&T Center for Internet Research at ICSI). В основе архитектуры системы лежит многомерная прямоугольная система координат. Каждый из участников сети имеет свою область ответственности в d -мерном пространстве – виртуальную зону координат (на англ. virtual coordinate zone), которая определяется координатами $2 * d$ точек d -мерного прямоугольника. На рис. 1.1. представлены виртуальные зоны координат 5 узлов при $d = 2$. Для узлов вводится понятие соседства – два узла считаются соседями, если по $d - 1$ координатам интервалы их виртуальных зон совпадают полностью или частично, а по оставшейся координате – они граничат. На рис. 1.1. узлы В и D соседи, А и D – нет.

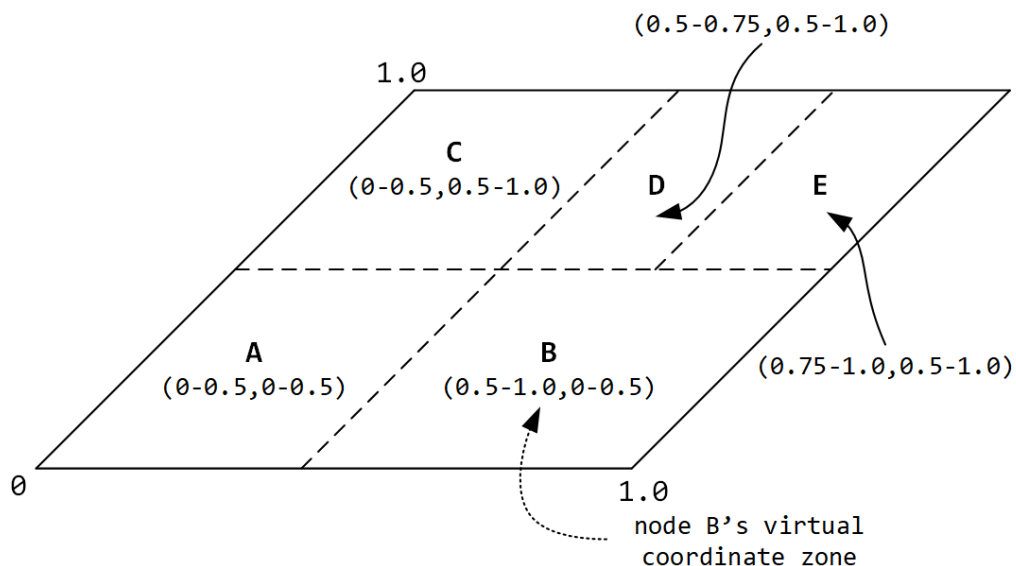


Рис. 1.1. Координатное пространство CAN

Основной структурой маршрутизации узла в CAN является координатная таблица, которая содержит IP адрес и виртуальную координатную зону каждого из соседей. Алгоритм маршрутизации между двумя точками в координатном пространстве заключается в простой последовательной отправке сообщений соседям, чьи координаты ближе к точке назначения.

Главным преимуществом данной одноранговой системы является независимость объёма структуры маршрутизации от количества участников. В общем случае каждый участник содержит $2d$ записей в своей таблице. В работе [10] показано, что для d -мерного пространства, разделенного на N одинаковых виртуальных зон, средняя длина пути маршрутизации требует порядка $O(n^{1/d})$ сообщений. Этот факт как раз и является следствием константного объёма таблицы маршрутизации. Ввиду требований к эффективности процедуры поиска нельзя в полной мере использовать рассмотренную DHT в этой работе,

На первый взгляд может показаться, что если d задавать динамически — в зависимости от количества участников сети, — можно добиться логарифмической сложности поиска. Однако, в таком случае мы лишимся

постоянности количества записей в таблице маршрутизации и, следовательно, при изменении состава участников системы придётся перестраивать структуры маршрутизации практически всех узлов.

1.3. Chord DHT

Данная система была разработана в 2001 году в Массачусетском технологическом институте. В ее основе лежит технология консистентного хэширования. В качестве идентификаторов узлов и данных выступают m бит результата хэш функции SHA-1 от IP-адреса и идентификатора данных соответственно. Число m является параметром системы и выбирается в зависимости количества участников системы таким образом, чтобы избежать коллизий. Идентификаторы в Chord образуют кольцо идентификаторов по модулю 2^m (на англ. identifier circle modulo 2^m). Ключ k назначается первому узлу, чей идентификатор равен или предшествует k в пространстве идентификаторов. Такой узел называется преемником (на англ. successor) ключа k и обозначается как $\text{successor}(k)$. Поскольку идентификаторы упорядочены на кольце, преемником ключа k является первый узел встретившийся по часовой стрелке по пути от k (см. рис. 1.2.). По аналогии вводится понятие предшественника (на англ. predecessor) узла – $\text{predecessor}(k)$.

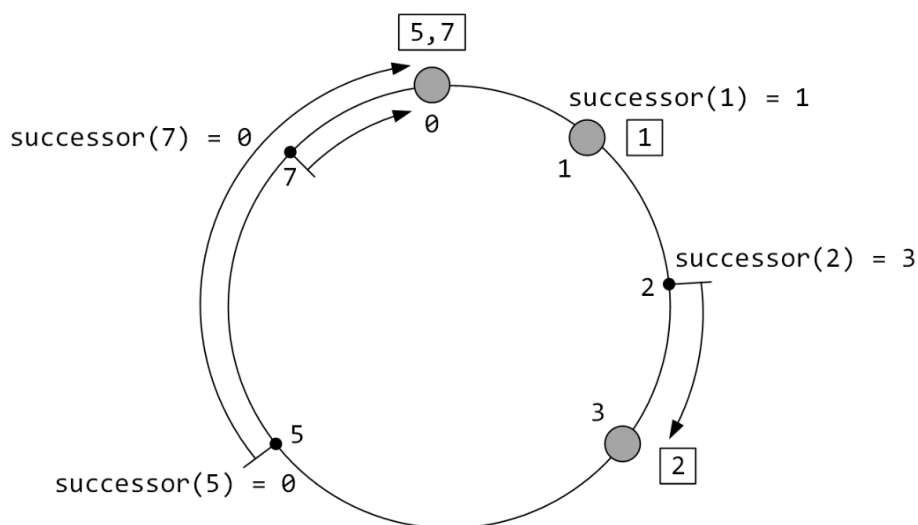


Рис. 1.2. Кольцо идентификаторов по модулю 2^3 Chord.

В работе [11] показано, что в Chord выполнение процедуры поиска имеет логарифмическую сложность, таблицы маршрутизации имеют размер логарифмически зависящий от количества узлов, а процедура обновления структур маршрутизации в случае удаления/добавления участника требует в среднем $O(\log^2 N)$ сообщений. Для того, чтобы добиться логарифмической сложности поиска, каждый узел хранит фингер-таблицу (на англ. finger table), содержащую до m записей, каждая из которых содержит информацию о преемнике $\text{successor}((n + 2^{i-1}) \bmod 2^m)$, где i – номер записи (от 1 до m), n – идентификатор текущего узла, m – параметр системы. В таблице 1.1. представлены данные из фингер-таблицы узла с идентификатором 1 из рис. 1.2.

Key	Value = successor(Key)
$1 + 2^0 = 2$	3
$1 + 2^1 = 3$	3
$1 + 2^2 = 5$	0

Таблица. 1.1. Фингер-таблица Chord.

Стоит отметить, что данная система также предназначена для выравнивания нагрузки на узлы. Но для поддержки такого механизма требуется $O(\log^2 N)$ сообщений при каждом изменении состава оверлейной сети, что для наших задач является критичным, ввиду того, что разрабатываемая система должна быть не требовательна к широкому пропускному каналу и стабильному соединению. Еще одна особенность, из-за которого использование Chord в данной работе не представляется возможным, касается степени близости узлов. К сожалению, введенное расстояние не является метрикой, поскольку не выполнена аксиома симметричности метрического пространства. Следствием ассиметричности близости узлов является увеличенное количество конфигурационных сообщений и отсутствие

гарантий, что обратный запрос будет выполнен за то же количество сообщений, что и прямой.

1.4. Pastry DHT

Система Pastry была разработана в 2001 году сотрудниками университета Райса и Microsoft Research Ltd. Организация пространства идентификаторов в одноранговой оверлейной сети Pastry напоминает реализацию Chord: каждому узлу присваивается случайный 128-битный идентификатор (`nodeId`), который используется для указания его позиции в кольцевом пространстве идентификаторов [12]. Но, в отличие от Chord, ответственным за ресурс с ключом k является тот узел, чей идентификатор является численно ближайшим к k (см рис. 1.3.).

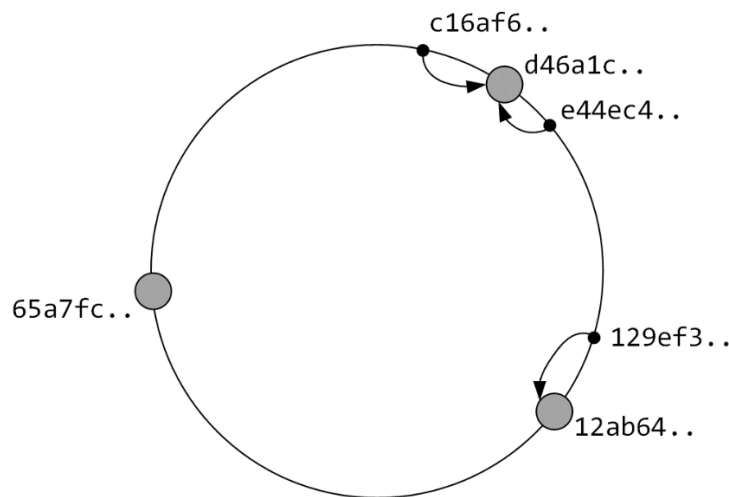


Рис. 1.3. Кольцо идентификаторов Chord.

Для маршрутизации `nodeId` и ключи рассматриваются как последовательность цифр с основанием 2^b (где b – параметр системы и в классической реализации равен 4). В рамках процедуры поиска система Pastry направляет сообщения к узлу, чей идентификатор численно близок к рассматриваемому ключу. В большинстве случаев на каждом шаге маршрутизации получивший сообщение узел перенаправляет его узлу, у которого общий префикс с ключом больше, по крайней мере, на одну цифру, чем у текущего узла. В случае, если такого узла не оказалось в структуре

маршрутизации, сообщение перенаправляется узлу, длина общего префикса которого аналогична текущему, но `nodeId` численно более близок к рассматриваемому ключу. Таким образом, в большинстве случаев достигается порядок $O(\log_{2^b} N)$ количества сообщений при выполнении процедуры поиска.

Для обеспечения такой сложности поиска каждый участник системы поддерживает в актуальном состоянии структуру маршрутизации, которая состоит таблицы маршрутизации, множество окрестностей (на англ. *neighborhood set*) и множества листовых узлов (на англ. *leaf set*).

Таблица маршрутизации содержит $\log_{2^b} N$ строк с $2^b - 1$ записями в каждой. Каждая запись в i -ой строке относится к узлу, длина общего с текущим узлом префикса `nodeId` которого равна i , в то время как $(i + 1)$ -ая цифра принимает одно из $2^b - 1$ значений, за исключением $(i + 1)$ -ой цифры `nodeId` текущего узла.

Множество окрестностей M содержит информацию о ближайших узлах согласно внешней метрике близости, которая задаётся при конфигурации системы. Примером такой метрики может стать количество прыжков команды *traceroute*. Данная подструктура не используется в процессе маршрутизации, она необходима для инициализации и поддержке в актуальном состоянии других подструктур маршрутизации. Также она используется для проверки актуальности узлов (на англ. *dead peer detection*). Как правило, размер множества M равен 2^{b+1} .

Множество листов содержит ближайшие узлы с точки зрения численной близости их `nodeId`, делится на ближайшие «слева» и «справа». Данное множество используется в конечном этапе маршрутизации. Размер множества листов совпадает с размером множества окрестностей.

На рис. 1.4. проиллюстрированы описанные подструктуры маршрутизации для `nodeId` = 10233102 и $b = 2$.

LEAF SET			
SMALLER		LARGER	
10233033	10233021	10233120	10233122
10233001	10233000	10233230	10233232

ROUTING TABLE			
0 2212102	1	2 2301203	3 1203203
0	1 1 301233	1 2 230203	
10 0 31203	10 1 32103	2	10 3 23302
...			
1023310 0		2	

NEIGHBORHOOD SET			
10233033	10233033	10233033	10233033
10233033	10233033	10233033	10233033

Рис. 1.4. Структура маршрутизации Pastry DHT.

Не смотря на то, что степень близости узлов, используемая на основном этапе маршрутизации, обладает свойством симметричности и позволяет добиться логарифмической сложности поиска, общая сложность процедуры поиска, строго говоря, не логарифмическая. Это объясняется тем, что метрика, применяемая в завершающем этапе маршрутизации, численная и в худшем случае способствует линейной сложности алгоритма поиска. Это усложняет формальное доказательство вычислительной сложности и анализ наихудшего поведения.

Также стоит подчеркнуть сложность структуры маршрутизации, хранящейся на каждом узле системы. Необходимость поддержки второстепенной таблицы листов приводит к увеличению размера общей структуры до $O(2^b \log_2 N)$, времени инициализации новых узлов и усложнению протокола. В связи с этим не представляется возможным использование данной DHT при решении поставленных задач. Однако,

возможность задать внешнюю метрику близости узлов очень важна в контексте задачи сбора цифровых доказательств. Поскольку множество окрестностей используется независимо от основного алгоритма маршрутизации, было принято решение использовать данный механизм.

1.5. Kademlia DHT

Kademlia разработана в 2002 году в Нью-Йоркском университете Петром Маймунковым и Давидом Мазьером. Kademlia имеет ряд достоинств, одним из которых является минимальное количество конфигурационных сообщений. Подобная информация распространяется автоматически, как побочный эффект ключевых операций системы [13].

В Kademlia используется базовый подход идентификации узлов – каждый участник системы имеет ID из 160-битного пространства ключей. Маршрутизация в системе устроена таким образом, что пары <ключ, значение> хранятся в таблицах узлов, чьи идентификаторы близки к рассматриваемому ключу по метрике основанной на операции «исключающего ИЛИ» (на англ. XOR). Использование данной функции возможно, поскольку пара <операция XOR, множество идентификаторов узлов> удовлетворяет аксиомам метрического пространства. Многие достоинства Kademlia основаны на применении данной метрики. Например, благодаря её симметричности, сложность обратных запросов эквивалентна прямым запросам, что позволяет получить больше полезной информации из поисковых запросов, по сравнению с Chord. Также, использование данной метрики позволяет формально доказать тезисы о размерах таблиц маршрутизации и сложности поиска.

Таблица маршрутизации узла в Kademlia делится на части, количество которых, в общем случае, равно размерности пространства идентификаторов (как правило, 160). Каждая из частей ответственна за хранение информации об узлах на расстоянии от 2^i до 2^{i+1} . Рассмотрим случай для узла с

идентификатором 0111. Нулевая часть таблицы будет хранить информацию об узлах на расстоянии от 1 до 2 (в двоичном виде от 0001 до 0010), на таком расстоянии по метрике XOR может находиться всего лишь 1 узел: 0110. По аналогии, вторая часть таблицы будет содержать узлы на расстоянии от 0010 до 0100, т. е. узлы 0100 и 0101. Соответственно, третья часть – узлы 00xx.

Если рассмотреть пространство узлов в виде двоичного дерева, то становится видно, что таблицы маршрутизации в Kademlia хранят информацию об узлах из каждого поддерева, несодержащего ветвь рассматриваемого узла (см. рис. 1.5.). Это следует из того факта, что в полностью заполненном бинарном дереве идентификаторов, расстоянием XOR между двумя идентификаторами является высота наименьшего поддерева, содержащего их обоих.

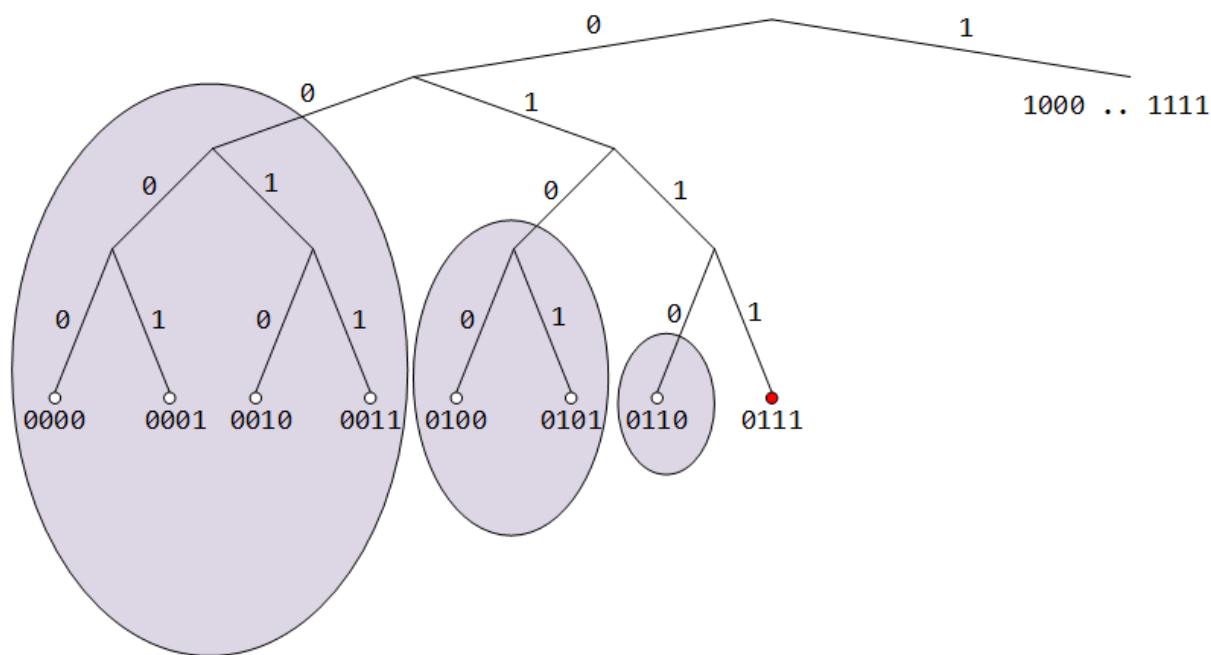


Рис. 1.5. Представление пространства идентификаторов в Kademlia DHT в виде бинарного дерева. Овалами выделены поддеревья, соответствующие частям таблицы маршрутизации узла 0111.

Протокол Kademlia гарантирует, что каждый узел знает по меньшей мере об одном из узлов в каждом поддереве. Благодаря этому, каждый узел может успешно выполнить процедуру поиска другого узла по его

The diagram illustrates a Huffman tree construction process. The root node branches into two children, labeled 0 and 1. The left child (labeled 0) further branches into two children, labeled 0 and 1. This pattern continues down to the leaf nodes. The leaf nodes are labeled with bit strings: 0000, 0001, 0010, 0011, 0100, 0101, 0110, and 0111. The nodes are represented by circles, some filled (black) and some empty (white). The leaf nodes 0000 and 0001 are white, while 0010, 0011, 0100, 0101, 0110, and 0111 are black. The leaf node 0111 is highlighted with a red dot. The leaf nodes are grouped into four shaded regions (ovals). The first region contains 0000, 0001, 0010, and 0011. The second region contains 0100 and 0101. The third region contains 0110. The fourth region contains 0111. Arrows indicate transitions between states: from 0000 to 0001 (labeled 2), from 0001 to 0010 (labeled 3), from 0010 to 0011 (labeled 1), from 0100 to 0101 (labeled 1), from 0110 to 0111 (labeled 1), and from 0111 back to 0000 (labeled 1).

Этапы процедуры поиска, продемонстрированной на рис. 1.6.:

- 18

3. В таблице маршрутизации узла 0000 есть узел 0001, который он и возвращает. Стоит отметить, что данного узла не может не быть в таблице, поскольку данное поддерево состоит из единственного узла.

В Kademlia вводится ограничение на число хранимых узлов в каждой части таблицы маршрутизации – k . Поэтому каждую часть таблицы принято называть k -bucket. Данное число является параметром системы, конкретное оптимальное его значение – 20 было получено эмперическим путём. Таким образом, каждый узел имеет знания об от 1 до k узлов в каждом поддереве бинарного дерева.

Информация об узлах в k -bucket отсортирована по времени последнего контакта с узлом – в конце списка находятся узлы, контакт с которыми был раньше, чем с другими. Когда узел в Kademlia получает какое-либо сообщение (запрос или ответ) от другого узла, обновляется соответствующий узлу-отправителю k -bucket. Далее происходит запись отправителя в конец списка, либо его перемещение, если узел-получатель уже знал об отправителе. В случае, если k -bucket полон, узел-получатель последовательно, начиная с первого в списке, пингует узлы до тех пор, пока не найдётся неответивший узел, который удаляется из списка, тем самым освобождая место для нового узла.

Одни из очевидных достоинств такой архитектуры таблиц маршрутизации – масштабируемость и отказоустойчивость. В случае, если произойдёт большой приток участников системы, тем самым вызвав подобие DDoS атаки – это не сбросит состояния таблиц маршрутизации, т.к. новые узлы будут добавлены только если старые станут неактивными. Другое достоинство, заключающееся в том, что узлы с большей вероятностью остаться в сети будут оставаться в таблицах маршрутизации, основано на экспериментальных данных и вытекает из того, что «старые» узлы хранятся в конце списка и будут опрошены с целью поиска места новому узлу последними.

Протокол Kademlia состоит из 4 удалённых вызовов процедур (на англ. remote procedure call – RPC): PING, STORE, FIND_NODE, FIND_VALUE. PING необходим для проверки состояния узла в сети. Запрос STORE позволяет разместить информацию на заданном узле. Для повышения доступности информации, STORE производится для k узлов, ближайших к идентификатору размещаемых данных. Запрос FIND_VALUE используется для поиска значения по ключу. Возвращает значение или k ближайших к интересующим данным узлов. Как правило, вызывается рекурсивно с двумя условиями выхода: получено значение или все полученные узлы уже опрошены. FIND_NODE отличается от FIND_VALUE тем, что всегда возвращает k узлов. Чаще всего используется при присоединении нового узла в систему.

Большинство вызовов в Kademlia совершаются асинхронно, а количество одновременно выполняемых запросов – α – является параметром системы и, как правило, равно трем. Это позволяет уменьшить сетевые задержки путём обхода проблемных узлов и улучшить общее быстродействие системы.

Также стоит отметить количество и популярность приложений, основанных на протоколе Kademlia – среди них Tox, Kad Network, Ethereum, BitTorrent. Учитывая данный факт и остальные перечисленные достоинства, было принято решение остановиться на этой реализации DHT.

Глава 2. Особенности архитектуры

Концепция архитектуры разрабатываемой системы основывается на распределенной хэш таблице Kademlia. Однако, некоторые особенности данной реализации не удовлетворяют нашим требованиям, в связи с чем появилась необходимость модернизировать существующий протокол.

2.1. Локальность сетевых маршрутов

В Kademlia близость узлов определяется операцией XOR над их идентификаторами, а значит не имеет никакого отношения к географической близости узлов. Поэтому было принято решение использовать композитную идентификацию узлов. При таком подходе, идентификатор узла представляет собой пару из 160-битного случайного идентификатора и IP-адреса. Первое значение пары используется в качестве аргумента введенной метрики при выполнении процедуры поиска, как и в других классических DHT-системах. Второе значение играет важную роль при передаче ответственности за данные, а также при проверке актуальности состояния узлов. Следует признать, что метрика, использующая IP-адреса, не всегда выражает связь с географической близостью и шириной пропускного канала между узлами, но в большинстве случаев эта зависимость присутствует и может быть использована.

Стоит заметить, что и IP-адрес и 160-битный идентификатор присутствует в таблице маршрутизации Kademlia, поэтому доработка заключалась в изменении структуры данных – был введен дополнительный индекс. В дальнейшем возможно добавление других параметров, отражающих тесную связь с временем задержки обмена сообщениями и скоростью передачи данных между узлами.

Еще один способ поддержки локальности отправляемых запросов с целью уменьшения задержек и увеличения быстродействия системы – это использование дополнительной структуры маршрутизации, подобно

множеству окрестностей в Pastry. Данное множество содержит список ближайших по внешней метрике узлов и находит свое применение в двух случаях:

- dead peer detection – аналогично тому, как это используется в Pastry DHT
- выбор посредника агентом при передаче фрагментов данных в случае отсутствия стабильной связи с центром проведения компьютерно-технических экспертиз.

Выбор способа поддержки внешней метрики является параметром системы, эффективность того или иного способа зависит от количества участников системы, плотности их размещения и т.п.

2.2. Проверка целостности данных и аутентификация

Kademlia не покрывает вопросов аутентификации узлов и проверки целостности передаваемых данных. Существует множество работ, посвященных атакам на Kademlia-based сети [14][15][16]. Поэтому возникла необходимость в добавлении механизма обеспечения целостности сообщений и аутентификации источника данных.

Было рассмотрено семейство алгоритмов, разработанных для решения таких задач.

MAC

Код аутентификации сообщений – MAC (сокращение от англ. message authentication code) позволяет подтвердить, что сообщение поступило от заявленного отправителя и не было изменено. Представляет собой набор символов, который добавляется к сообщению и проверяется получателем. Данная имитовставка генерируется специальным MAC-алгоритмом, который на вход получает секретный ключ и само сообщение. Принимающая сторона проделывает те же действия и сравнивает результат MAC-алгоритма с принятым кодом.

Поскольку в данном механизме основную роль играет MAC-алгоритм, рассмотрим основные реализации этой технологии.

СВС-MAC

Данная реализация механизма MAC использует в качестве алгоритма сцепление блоков шифра – СВС (сокращение от англ. cipher block chaining). Использование сцепления блоков обусловлено тем, что длина сообщения может быть произвольной.

НMAC

НMAC – код аутентификации сообщений, использующий хеш-функции (на англ. hash-based message authentication code). В качестве MAC-алгоритма данная функция использует любую итеративную криптографическую хэш функцию [17].

Как известно, скорость работы хэш-функций выше скорости работы симметричных блочных шифров, используемых в СВС-MAC. В работах [18][19] описаны возможные атаки, проводимые на СВС-подобные реализации MAC-механизма, что говорит о слабой криптостойкости алгоритмов. При этом вероятность атаки на реализацию MAC с использованием хеш функций равна, а в некоторых случаях ниже, чем вероятность атаки на встроенную хеш функцию [20]. В связи с этими фактами, было решено использовать НMAC с хеш функцией SHA-1, имеющую доказанную высокую криптографическую стойкость.

Стоит отметить, что добавление имитовставки во все сообщения протокола может ухудшить быстродействие системы и увеличить процесс инициализации новых участников, поэтому данный механизм используется только при передаче данных от агентов в центральный узел.

2.3. «Горячая» передача данных

Для того, чтобы обеспечить возможность быстрой передачи данных напрямую из оперативной памяти агента, необходимо расширить протокол системы. Было введено новое сообщение, нотифицирующее определенный набор участников сети о появлении новых данных. После получения данной нотификации, узел, которому предназначены эти данные – как правило, это центр компьютерно-технических экспертиз, – инициирует процедуру поиска и выполняет копирование данных.

В случае, если отсутствует прямое стабильное соединение между агентом, получившего доступ к данным, и центром, первый последовательно распространяет фрагменты данных среди участников, близких по внешней метрике. Узлы, получившие фрагменты данных, нотифицируют участников, которым эти данные предназначены.

Глава 3. Особенности программной реализации

3.1. Транспортный сетевой протокол

Классическая реализация Kademlia использует на транспортном уровне протокол пользовательских датаграмм – UDP (сокращение на англ. user datagram protocol). Как известно, данный протокол не гарантирует доставку данных, а порядок достижения датаграммами цели не детерминирован. Поскольку разрабатываемая система должна обеспечивать высокую степень надежности передачи и доступности данных, было решено заменить транспортный протокол на TCP для ряда сообщений, среди которых, например, нотификация о получении доступа к новым данным.

Так как в системе используются два транспортных протокола, на каждом узле работает как UDP, так и TCP сервер, каждый из которых ответственен за обработку своих команд. Это незначительно усложняет программную реализацию, но, как было сказано выше, увеличивает надежность.

3.2. Прикладной сетевой протокол

Все сообщения протокола содержат идентификатор сообщения, 160-битный идентификатор узла-отправителя, порт альтернативного сетевого протокола и информацию о связи с центром проведения экспертиз. Вызовы, подразумевающие ответ от получателя, дополнительно содержат случайное значение из пространства идентификаторов (на англ. magic cookie), которое ожидается в ответном сообщении. Сообщения, требующие аутентификации, дополнительно включают в себя HMAC.

Сообщения протокола:

- PING – проверка доступности заданного узла. Повторяет назначение в Kademlia.

- STORE – размещение информации о ресурсе, которая является парой 160-битного идентификатора и IP-адреса узла, на котором хранится ресурс, на заданном узле. Повторяет назначение в Kademlia.
- FIND_VALUE – поиск заданного значения по 160-битному ключу. Повторяет назначение в Kademlia.
- FIND_NODE – поиск K узлов, ближайших к заданному 160-битному ключу. Повторяет назначение в Kademlia.
- NEW_DATA – сообщение, целью которого является оповещение специального набора участников сети о появлении новых данных, требующих отправки. В состав сообщения входит метаданная о источнике данных, список хэш-сумм содержимого фрагментов данных, HMAC.

На рис. 3.1. изображена организация структуры пакета, подразумевающего ответ и аутентификацию:

Bit offset	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
0	Source ID															
...																
160																
176	Source other port															
192	CA	Message ID				Magic cookie										
...																
352																
368	HMAC															
...																
528																
544	Payload															
...																

Рис. 3.1. Структура сетевого пакета

Source ID (160 бит) – идентификатор отправителя сообщения.

Source other port (16 бит) – порт альтернативного сетевого протокола. Если пакет принят по TCP – то указывается порт UDP и наоборот.

CA (2 бита) – связь с центральным узлом. Возможные значения: 0 – центр, 1 – нет связи, 2 – есть связь.

Message ID (3 бита) – идентификатор сообщения прикладного протокола.

Magic cookie (160 бита) – значение, ожидаемое в ответе.

НМАС (160 бит) – код аутентификации сообщения.

Payload – содержимое сообщения.

3.3. Сценарии работы системы

Перед непосредственным описанием алгоритма работы системы, представим основные структуры в упрощенном виде.

Структура, описывающая узел в таблице маршрутизации:

```
type contact struct {  
    id          dhtKey  
    tcpAddr     net.TCPAddr  
    udpAddr     net.UDPAddr  
    cookies     map[dhtKey]bool  
    centerAccess byte  
}
```

id – идентификатор;

tcpAddr, udpAddr – TCP и UDP адрес;

cookies – значения, ожидаемые в ответном от данного узла сообщении;

centerAccess – степень доступности центрального узла.

Структура таблицы маршрутизации:

```
type routingState struct {  
    kBuckets      [keySpaceDim][]contact  
    neighborhoodSet []contact  
    centerSet      []contact  
}
```

kBuckets – основная структура маршрутизации;

neighborhoodSet – множество окрестностей;

centerSet – множество узлов, заинтересованных в получении данных (как правило, центры компьютерно-технических экспертиз).

Основной синглтон-объект, содержащий информацию о рассматриваемом участнике сети:

```
type Copeer struct {  
    NodeId dhtKey  
    Config Config  
    rtState routingState  
}
```

NodeId – идентификатор;

Config – структура конфигурации, содержит TCP/UDP порты, параметры системы и т.п.

rtState – таблица маршрутизации.

Для того, чтобы новый участник смог успешно присоединиться к системе, он должен знать по крайней мере IP-адрес одного узла, находящегося в системе. Как правило, подобные узлы называются загрузочными (на англ. bootstrap) и их адреса заранее известны [21]. Информация о bootstrap-узлах передаётся в систему через структуру Config.

Присоединение нового участника:

- Регистрация в общем реестре: выдача 160-битного идентификатора и ключа шифрования, используемого в механизме НМАС.
- Отправка FIND_NODE сообщения со своим идентификатором загрузочным узлам.
- Рекурсивная отправка FIND_NODE сообщения узлам, полученным в результате предыдущего запроса. Опрос завершается, если новые узлы не появляются либо достигнуто максимальное количество узлов n (параметр системы).
- Инициализация k-buckets и множества окрестностей на основе полученного множества узлов.

Отправка данных в исследовательский центр при наличии стабильного соединения между агентом, получившим доступ к данным, и исследовательским центром (см. 3.2.):

- Отправка STORE сообщения к ближайшим по XOR метрике узлам для всех всех фрагментов ресурса.
- Отправка NEW_DATA сообщения, содержащего хэш суммы фрагментов ресурса и метайнформацию, узлам из centerSet.
- Заинтересованный в получении данных участник системы выполняет процедуру поиска по полученным хэш значениям.
- Получив список узлов, на которых хранятся фрагменты ресурса, узел последовательно скачивает необходимые фрагменты.
- После того, как участником получены все данные, идентификаторы полученных фрагментов размещаются на k ближайших узлах путём формирования сообщения STORE.

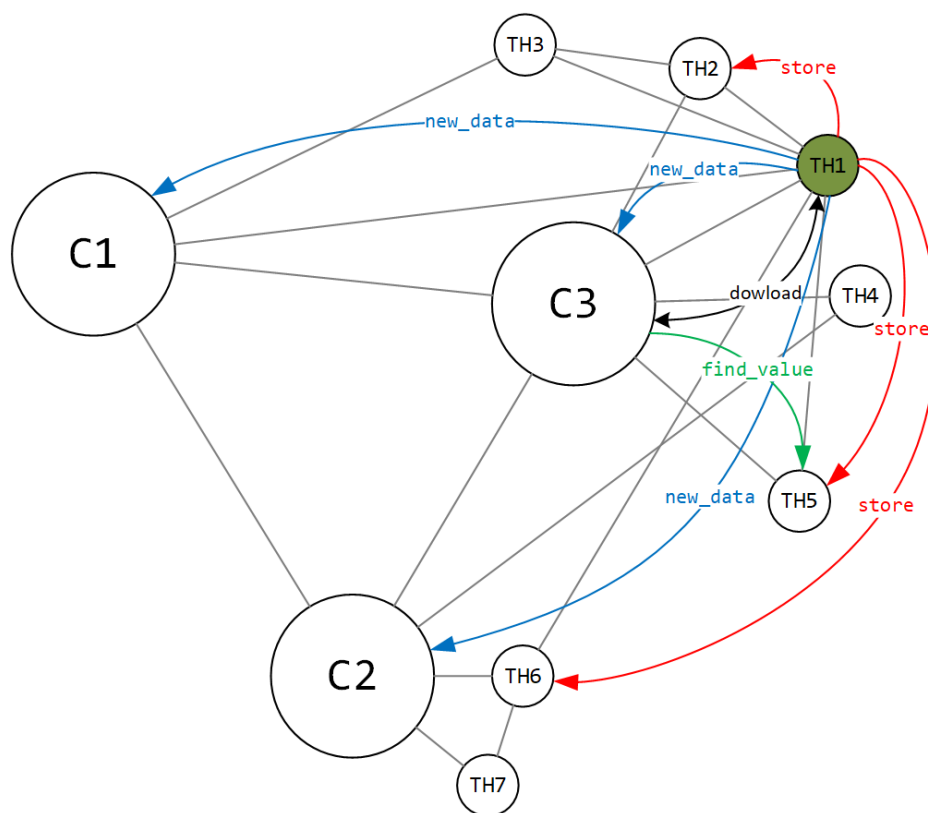


Рис. 3.2. Отправка данных в исследовательский центр. Размещение пар <ключ, значение> в k-buckets ближайших по XOR метрике узлах (красные связи). Нотификация центральных узлов о появлении новых данных (синие связи). Процедура поиска появившихся данных (зеленые связи). Загрузка новых данных (чёрная связь).

Отправка данных в исследовательский центр при отсутствии прямого соединения между агентом и центром (см. 3.3.):

- Последовательная передача фрагментов данных ближайшему участнику сети, имеющему стабильную связь с центром. На данном этапе используется внешняя метрика, основанная на IP-адресах.
- Отправка сообщений STORE и NEW_DATA узлом, получившим фрагмент данных.
- Последующие этапы аналогичны предыдущему сценарию.

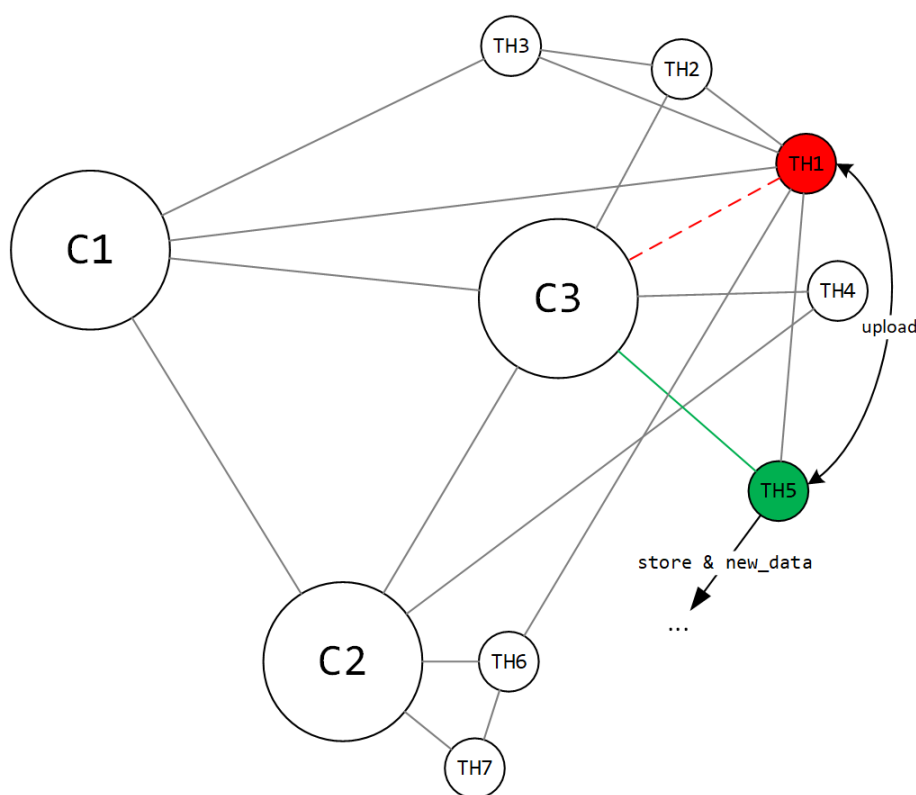


Рис. 3.3. Отправка данных в исследовательский центр C3 через посредника.

Получение ресурса в системе:

- Получение хэш значения в процессе нотификаций от агентов.
- Выполнение процедуры поиска при помощи рекурсивных вызовов FIND_VALUE.
- В случае успешной процедуры поиска установка соединения с найденным узлом с целью загрузки ресурса.

3.4. Тестирование

В связи с тем, что при разработке системы не были затронуты основные принципы маршрутизации Kademlia, которые были апробированы во множестве высоконагруженных приложений, тестирование включало только функциональную часть – передачи данных через посредника.

Проверка разработанной системы производилась при помощи программного продукта виртуализации VirtualBox. Была сконфигурирована система, состоящая из 4 участников: 1 центр проведения экспертиз, 1 загрузочный узел и 2 агента. После успешной инициализации участников в сети была искусственно разорвана связь одного из агентов с центром при помощи настроек межсетевого экрана. Далее была осуществлена передача целевых данных через второго агента.

Таким образом, разработанная система удовлетворяет требованиям высокой доступности данных, обеспечивает проверку целостности передаваемых данных, не подвержена DoS-атакам и имеет возможность поиска с логарифмической вычислительной сложностью от количества узлов в системе. Одной из уязвимостей данной системы является множество загрузочных узлов, как и в любой другой одноранговой системе, поэтому по сравнению с центральными узлами и агентами к ним выдвигаются более строгие требования к времени непрерывной работы. Другим недостатком можно назвать высокую сложность и большое количество параметров системы. Это является следствием запланированной унификации системы и интеграции в качестве бек-енда в другие информационные системы.

Заключение

Результаты работы

В данной работе рассмотрены классификации одноранговых сетей. Исследованы главные представители систем типа распределенная хэш-таблица. Представлен прикладной протокол передачи данных, позволяющий с высоким уровнем надежности, скорости и безопасности производить сбор цифровых доказательств и эффективный поиск по ним.

В дальнейшем планируется добавить поддержку IPv6 и провести апробацию представленного распределенного программного комплекса в реальных условиях.

Следующим шагом станет расширение области применения разработанной системы. Это позволит увеличить плотность оверлейной сети, в следствие чего увеличится эффективность поиска и доступность ресурсов.

Список литературы

1. Федотов Н.Н. Форензика – компьютерная криминалистика. Москва: «Юридический мир», 2007. 360 с.
2. Kent K., Chevalier S., Grance T., Dang H. Integrating forensic techniques into incident response // Special Publication (NIST SP) - 800-86, 2006
3. Peer-to-peer, <https://en.wikipedia.org/wiki/Peer-to-peer>
4. Darlagiannis V. Hybrid Peer-to-Peer Systems // Peer-to-Peer Systems and Applications. Springer, 2005. p. 353
5. Schollmeier R. A definition of peer-to-peer networking for the classification of peer-to-peer architectures and applications // First International Conference on Peer-to-Peer Computing, 2001
6. Filali I., Huet F. Dynamic TTL-Based Search in Unstructured Peer-to-Peer Networks // 2010 10th IEEE/ACM International Conference on Cluster, Cloud and Grid Computing, 2010
7. Filali I. A Survey of Structured P2P Systems for RDF Data Storage and Retrieval, Springer, 2011, p. 21
8. Guirat F.B., Filali I. An efficient data replication approach for structured peer-to-peer systems // International Conference Telecommunications (ICT), 2013
9. Ranjan R., Harwood A., Buyya R. Peer-to-peer-based resource discovery in global grids: a tutorial // IEEE Communications Surveys & Tutorials, Volume 10, Issue 2, 2008
10. Ratnasamy S., Francis P., Handley M., Karp R., Shenker S. A Scalable Content-Addressable Network // In Proceedings of ACM SIGCOMM 2001, 2001
11. Stoica I., Morris R., Karger D., Kaashoek M. F., Balakrishnan H. Chord: A Scalable Peer-to-peer Lookup Service for Internet Applications // ACM SIGCOMM Computer Communication Review, Volume 31, Issue 4, 2001

12. Rowstron A., Druschel P. Pastry: Scalable, decentralized object location and routing for large-scale peer-to-peer systems // IFIP/ACM International Conference on Distributed Systems Platforms, 2001, pp. 329-350
13. Maymounkov P., Mazieres D. Kademlia: A peer-to-peer Information System Based on the XOR Metric, 2002
14. Lee Y., Koo H., Choi S. Advanced node insertion attack with availability falsification in Kademlia-based P2P networks // 14th International Conference on Advanced Communication Technology (ICACT), 2012
15. Lee Y., Kim K., Roh B. H. DDoS Attack by File Request Redirection in Kad P2P Network // International Conference on Cyber-Enabled Distributed Computing and Knowledge Discovery, 2012
16. Baumgart I., Mies S. S/Kademlia: A practicable approach towards secure key-based routing // International Conference on Parallel and Distributed Systems, 2007
17. RFC 2104 - HMAC: Keyed-Hashing for Message Authentication, <http://www.faqs.org/rfcs/rfc2104.html>
18. Knudsen, L.R. Chosen-text attack on CBC-MAC // Electronics Letters, Volume 33, Issue 1, 1997
19. Wulamarisman C. R., Windarta S. Distinguishing attack and second preimage attack on Mini-AES CBC-MAC // International Conference of Advanced Informatics: Concept, Theory and Application (ICAICTA), 2014
20. Bellare M. New Proofs for NMAC and HMAC: Security without Collision-Resistance // Advances in Cryptology – Crypto '06, Springer-Verlag, 2006
21. Saxena N., Tsudik G., Yi J. H., Admission Control in Peer-to-Peer: Design and Performance Evaluation // Proceedings of 1st ACM workshop on Security of ad hoc and sensor networks, 2003