

修士論文

トンネリング抑止を目的とした 分散ハッシュテーブルを利用したDNSに関する研究

高須賀 昌烈

2020 年 1 月 28 日

奈良先端科学技術大学院大学
先端科学技術研究科

本論文は奈良先端科学技術大学院大学先端科学技術研究科に
修士(工学) 授与の要件として提出した修士論文である。

高須賀 昌烈

審査委員：

門林 雄基 教授 (主指導教員)

笠原 正治 教授 (副指導教員)

林 優一 教授 (副指導教員)

妙中 雄三 准教授 (副指導教員)

トンネリング抑止を目的とした 分散ハッシュテーブルを利用した DNS に関する研究*

高須賀 昌烈

内容梗概

巧妙化するサイバー攻撃の手法の中に、攻撃通信を無害な通信に偽装することで解析を回避する手法がある。DNS トンネリングと呼ばれる手法は、そのような秘匿通信手法の中で最も広く利用されている。DNS トンネリングは、DNS クエリパケットのドメイン名あるいは応答パケットのレコードデータとしてデータを含めることによって、データを転送するという単純な方法で動作する。秘匿的にデータが転送される DNS トンネリング手法に対して、従来は、サブドメインの長さやエントロピー、トラフィック頻度といった特徴量に基づき、閾値や悪性モデルを推定することによる検知アプローチが取られてきた。しかし、転送データ量の削減、パケット間インターバルを長期化させるといった転送効率を下げる手法を用いることで、既存の検知アプローチを迂回することが出来る。

本研究では、このような脅威に対して、DNS トンネリングの発生を抑止する名前解決システムを提案する。システムに採用したアプローチは、権威サーバの機能を分離させることでスタブリゾルバからサーバへのクエリ透過を抑制し、このメカニズムによって DNS トンネリングの発生を抑止することができる。評価にあたり、提案システムのプロトタイプを実装した。プロトタイプ上でトンネリング通信をシミュレーションさせた結果、提案システムが DNS トンネリングの通信抑止に有効であることを確認した。さらに、既存システムとの比較に基づいた特性の評価を行い、提案システムはトラフィック量の削減とより早く名前解決の機能を提供できることを確認した。さらに、既存システムとの比較に基づいた特

*奈良先端科学技術大学院大学 先端科学技術研究科 修士論文, 2020 年 1 月 28 日.

性評価の結果，提案システムはトラフィック量の削減と高速に名前を解決できる特性があることを確認した．

キーワード

ドメインネームシステム，DNS トンネリング，分散ハッシュテーブル，フルメッシュネットワーク

A Study of Domain Name System using Distributed Hash Table for Tunneling Deterrence*

Shoretsu Takasuka

Abstract

In the clever cyber attack methods, there are bypassing methods against to monitoring or analysis systems by using camouflage techniques. The method called DNS Tunneling is the most popular those covert network techniques. DNS tunneling is working with a rather simple way, it can transfer data inputting as Qname label in the DNS query packet. Against this tunneling technique, many countermeasures are proposed. Those previous detection works use some features such as subdomain's length or entropy, and frequency of traffic by analysing tunneling techniques. The previous countermeasure were based on the detection approach estimated threshold or malicious models. Those approaches are based on the some features such as the length of subdomain or the type of resource records. However those detection approaches are exposed to the menace of the being bypassed. For example, the malicious user can bypass by reducing the transfer data in a packet or leaving times between first packet and next packet.

In this study, I propose name resolution system for DNS Tunneling deterrence. The proposed system provides the tunneling deterrence function by dividing authorization server function and mapping identifier in the flat name space based on hash function. The identifier is composed of queried domain name and record

*Master's Thesis, Graduate School of Information Science, Nara Institute of Science and Technology, January 28, 2020.

type. My simulation of DNS tunneling in implemented prototype system shows my proposed system is effective for deterrence of the tunneling. Besides, the results I evaluated the features of the proposed system shows my proposed system is expected for a reduction of traffic when name resolution are requested and faster to resolute the name.

Keywords:

Domain Name System(DNS), DNS Tunneling, Distributed Hash Table, Full Mesh Network

目次

1. 序論	1
1.1 背景	1
1.2 目的	2
1.3 貢献	3
1.4 本論構成	3
2. 脅威モデル	4
2.1 DNS の概要	4
2.1.1 名前空間	4
2.1.2 ドメイン名とリソースレコード	6
2.1.3 名前解決の仕組み	9
2.2 DNS トンネリング	11
2.2.1 DNS Exfiltration	12
2.2.2 DNS Infiltration	14
2.3 DNS トンネリングへの既存対策	17
2.3.1 特徴量	17
2.3.2 検知迂回の脅威モデル	21
3. 提案システム	22
3.1 概要	22
3.2 システムアーキテクチャ	26
3.3 サービスノード	27
3.4 識別子	34
3.4.1 ハッシュアルゴリズム	35
3.4.2 ゾーン分割	36
3.5 レコードタイプ	38
4. 評価	39
4.1 プロトタイプ実装とシミュレーション環境	39

4.2	提案システム上での DNS トンネリング	41
4.3	特性評価	43
4.3.1	トラフィック量	43
4.3.2	オーバーヘッド	47
4.3.3	名前解決速度	48
5.	考察	51
5.1	提案システムをバイパスするトンネリング手法	51
5.2	マイグレーション	51
5.3	ハッシュ関数の寿命とシステムの継続性	51
5.4	課題	52
6.	結論	53
	謝辞	54
	参考文献	55
	付録	60
A.	発表リスト (口頭発表)	60

図 目 次

1	ゾーンごとに分割された名前空間	5
2	DNS のパケットフォーマット	8
3	DNS のパケットの Answer セクション (bytes)	9
4	DNS による名前解決	9
5	DNS Exfiltration の概略図	12
6	DNS Infiltration の概略図	14
7	DNS のヘッダー (bytes)	20
8	提案システムの概略図	22
9	DNS-TD におけるクライアントサーバアーキテクチャ	26
10	コンテンツのデータフォーマット	31
11	レコード情報操作におけるプロセスの概略図	34
12	実験に用いたネットワークトポロジー	40
13	スタブリゾルバからフルサービスリゾルバにおける通信	42
14	フルサービスリゾルバからマネージャにおける通信	42
15	DNS-TD と DNS における名前解決に使用されるクエリパケットサ イズの比較	46
16	コンテンツ ID とドメイン ID 算出にかかる計算時間のオーバーヘッド	48
17	Root 権威サーバにおける RTT の分布	50
18	TLD 権威サーバにおける RTT の分布	50

表 目 次

1	主要リソースレコード一覧	7
2	DNS Infiltration に使用されうるレコードタイプ	15
3	正規 DNS クエリと DNS トンネリングにおけるドメイン名の違い	18
4	レコードタイプの分布	19
5	代表的な Rcode 一覧	20
6	DNS-TD における用語	25
7	マネージャが使用する関数と保持する情報	29
8	フルサービスリゾルバが使用する関数と保持する情報	32
9	マネージャとゾーンの対応表	37
10	使用したライブラリと環境	39
11	DNS と DNS-TD の特性比較	43
12	パケット構成する要素とそのサイズ	45
13	識別子算出のパフォーマンステスト環境	47

アルゴリズム目次

1	マネージャにおける名前解決問い合わせ処理	29
2	マネージャにおけるコンテンツ操作問い合わせ処理	30
3	フルサービスリゾルバにおける問い合わせ転送処理	33

1. 序論

1.1 背景

増加し続けるサイバー攻撃に対して、現在多くの組織は、SIEM^{*1}のようなネットワークトラフィックを監視するシステムから発せられるアラート进行处理することでそのような脅威に対処している。一方、機密情報の奪取や諜報活動を行う攻撃者は、そのような監視システムを迂回するために秘匿通信手法^{*2}を用いることが知られている [1]。このような攻撃に対して、検知の閾値や悪性モデルを調整するアプローチが考えられるが、誤検知とのトレードオフの関係にある。

秘匿通信の代表的な手法に DNS トンネリングがある。DNS(Domain Name System) は、IP アドレスをはじめとしたドメイン名に関連づけられたリソースレコードを解決するシステムである。この機能は名前解決と呼ばれ、ユーザはこの機能を利用することで、識別しづらい IP アドレスを直接利用することなくサーバのリソースにアクセスすることができている。インターネットの利用において、名前解決の通信はメールの送受信やウェブ検索などの通信に先立って行われるため、DNS のトラフィックをフィルタリングすることはインターネットの利活用に大きな影響を及ぼす。DNS トンネリングは、フィルタリングされにくいという DNS の特性に基づき、任意のデータを DNS に含めることで容易に秘匿通信として機能させることができる。また、DNS の名前解決の仕組みは、クライアントからの問い合わせがサーバで処理され、サーバは問い合わせの結果をクライアントに応答することによって成り立っている。このようにデータが双方向に転送される仕組みに基づき、任意データも双方向に転送することができる。このため、DNS トンネリングは、ターゲット組織から取得したデータを外部に流出させる際の手段としてだけでなく、ターゲットネットワークに潜伏しているマルウェアに対する C2 サーバ^{*3}からの命令を送る手段として、サイバー攻撃で広く利用されている [2–9]。DNS プロトコルには、このような課題があるにも関わらず、その名前

^{*1}SIEM(Security Information and Event Management) : 複数のソフトウェアや機器からトラフィックなどのログ情報を一元的に管理し、異常や脅威が発生した時に管理者に通知する仕組み

^{*2}秘匿通信 : 情報を不正・秘密裏に転送するために使用される回避通信手法

^{*3}C2 サーバ : Command & Control サーバ

解決の仕組みには変更されずに使用され続けている現状にある。DNS トンネリングに対して、同一ドメインへの時間あたりのトラフィック頻度や問い合わせられるドメイン名のサブドメインにおける文字列の分布や長さといった特徴に基づいた検知アプローチがこれまでに多数提案されている [10–15]。それら検知手法における評価では、DNS トンネリングの擬似通信として、Github^{*4}などから入手可能なトンネリング実装プログラムが用いられている。多くの先行研究で検知対象となっている Iodine [16] や DNSCat2 [17] といったトンネリング実装は、インタラクティブシェル機能を目的としているため、時間あたりのトラフィック量が多く、パケットサイズも大きいという特性がある。このように特性が顕著なトンネリング実装に対して、パケットごとのインターバルを1ヶ月間などトラフィック頻度を調整したり、正規の FQDN の平均の長さまで注入するデータ量を下げるなどのバイパス手法がある [13]。これらバイパス手法を利用した場合、トンネリング実装の特徴に基づいた既存の検知手法でトンネリングトラフィックを見逃す可能性が高く、情報流出における脅威になっている。

これまでに多数の次世代名前解決システムは提案されてきているが、DNS トンネリング抑止を目的としたシステムは筆者が知りうる限り提案されていない。そこで本研究では、秘匿通信手法である DNS トンネリングの発生を抑止する次世代の名前解決システムを提案する。

1.2 目的

本研究は、DNS の名前解決の仕組みを悪用した秘匿通信手法の DNS トンネリングを抑止しながら、従来通りドメイン名に関連づけられたリソースレコード情報を解決できる機能を両立する名前解決システムを開発することを目的とする。

既存の DNS による名前解決システムは、現在のインターネットの根幹技術であるため、その名前解決エコシステムに大幅な変更を加えることは、高い導入コストが要求されるため望まれない。例えば、期待されないシステムとしては、以下のようなものが予想される。

^{*4}Github : ソースコード共有プラットフォーム

- DNS トンネリングの抑止の機能は実現できるが、リソースレコード情報の解決の機能がない
- DNS トンネリングの抑止の機能は実現できるが、既存システムからの大幅な変更が必要になり、未対応のコンピュータのインターネット接続に支障をきたす

以上のことを踏まえて、既存システムのエコシステムとの互換性を保ちながら、目的を達成することが重要である。

1.3 貢献

提案システムは、既存システムにおけるクライアント・サーバアーキテクチャを流用しながら、既存の再帰問い合わせの仕組みのみに改変処理を施すことで、DNS トンネリングを抑止する名前解決システムの実現を目指す。すなわち、提案システムは、スタブリゾルバとフルサービスリゾルバ間における処理はそのままに、フルサービスリゾルバと権威サーバ間における処理にのみ変更を加えることで、DNS のエコシステムとの互換性を保ちながら、DNS トンネリングを抑止することを実現する。提案システムでは、既存クライアントに変更を加えずに秘匿通信としての機能を抑止することができるため、セキュアな名前解決システムとして広く一般に利用されることが期待される。

1.4 本論構成

本稿の構成は次の通りである。第2章では、本論で対象とする脅威モデルであるDNS トンネリングを説明し、これまでの検知に基づくアプローチの限界を示す。第3章では、提案手法を説明する。第4章では、提案手法のDNS トンネリングに対する評価を行い、併せて提案手法の特定についても説明する。第5章では、提案手法の課題について議論する。最後に、第6章にて結論を述べる。

2. 脅威モデル

本章では、はじめに DNS の概要について述べる．次に、本研究における脅威モデルである DNS トンネリングについて説明する．

2.1 DNS の概要

DNS は、ドメイン名に関連づけられたリソースレコードを解決するシステムである [18, 19]．DNS がユーザから問い合わせられたドメイン名の IP アドレスを解決することで、ユーザは識別しづらい IP アドレス (IPv4: “93.184.216.34”, IPv6: “2606:2800:220:1:248:1893:25c8:1946”) を直接入力することなく、サーバにアクセスすることができる．このような利便性を実現する DNS による名前解決の機能は、ユーザがインターネットを利活用する上で極めて重要である．

2.1.1 名前空間

DNS における名前空間は、委譲の仕組みに基づいて、ルートのゾーンを頂点に上位のドメインが下位のドメインにゾーンを分けていくことによって階層的に分割された構成になっている．ドメイン名では、右から左方向に階層の序列が表現されている．例として、“example.com”を考える．ルートドメインは一般に省略され、TLD(Top Level Domain) と呼ばれるルートの 1 つ下の階層に位置づくドメインは、この場合 “com” である．階層間の区切りには、ドット (“.”) が使用される．TLD の 1 つ下に位置づく SLD(Second Level Domain) は、この場合 “example” である．それぞれの名前空間はゾーンと呼ばれ、上位のドメインがその下位ドメインにゾーンを委譲することによって分割される．委譲の仕組みによってドメインごとにゾーンが分割されるのは、図 1 の色で区別する通りである．このゾーンは権威サーバによって管理され、権威サーバはゾーンファイルにドメイン名とレコードデータを記述することでドメイン名にレコードデータを関連づけることができる．委譲に基づいたゾーン分割の仕組みは、初期の DNS における Root.hints を用いた中央集権的な管理に伴うデータの同期の課題に対処したもの

である。Root.hints による単一ファイルによる管理では、増加するドメイン名に対応することが困難であった。委譲の仕組みによって、管理するドメイン名の対象をゾーンで分割されるため、負荷分散が実現されている。

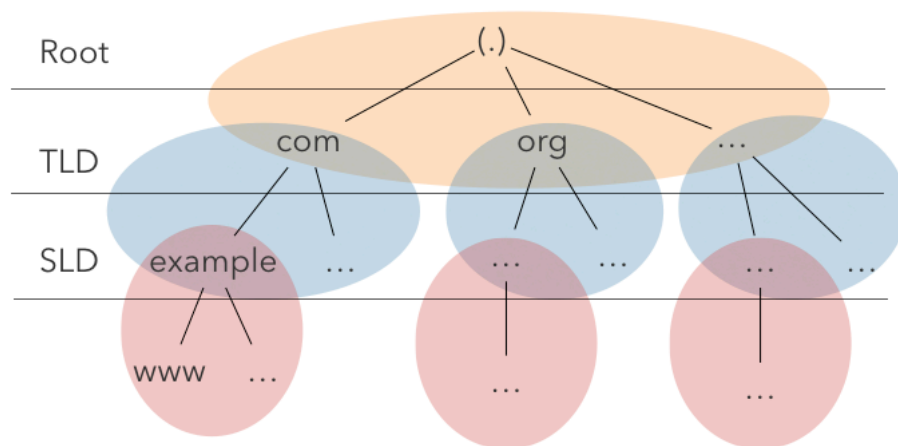


図 1 ゾーンごとに名前空間を色で区分した様子。Root 権威が管理するオレンジで表現されたゾーンには、com や org をはじめとしたドメインが含まれる。Root の直下に位置する TLD の一つである com ドメインは、青色で囲まれた example ドメインを含むゾーンを管理する。com に紐づけられる example ドメインは、www などを管理する。

アーキテクチャ

DNS は、クライアント・サーバアーキテクチャで構成され、機能に基づき 3 つのサービスに分類することができる。

- スタブリゾルバ
- フルサービスリゾルバ
- 権威サーバ

スタブリゾルバは、名前解決の問い合わせを行うクライアントノードである。フルサービスリゾルバ (キャッシュサーバ・リカーシブサーバとも呼称される) は、スタブリゾルバに代わって、リソースレコードを保持する権威サーバに問い合わせるクライアントノードである。名前解決をする際には、ルートから順に TLD,

SLD という具合に権威サーバに再帰的に問い合わせることで、最終的に目的のドメイン名に関するリソースレコード情報を取得する。この時、はじめのルート権威サーバのアドレスは “root.hints” と呼ばれるファイルに基づいて問い合わせるが、それより下位のドメインについては、上位の権威サーバが次の権威サーバのアドレスを応答することで名前解決のチェーンを繋げている。すなわち、ルート権威サーバが TLD の権威サーバのアドレスを応答し、TLD の権威サーバが SLD の権威サーバのアドレスを応答していく具合である。権威サーバは、リソースレコードを保持するサーバノードであり、フルサービスリゾルバからの問い合わせ依頼に応答する。

2.1.2 ドメイン名とリソースレコード

ルートからホストまでの階層構造の繋がりは、“label3.label2.label1.” のように右から左方向に連結することで表現される。この表記は、FQDN(Fully Qualified Domain Name) と呼ばれ、右端のドットがルート、“label1” が TLD、“label2” が SLD を表現し、ドメインごとの階層にはドットが使用される。ドメインの階層構造において、全てはルートを頂点としているため、ルートを意味するドットを略記した “label3.label2.label1” が、一般にはドメイン名として解釈される。次にドメイン名に関する長さおよび使用できる文字列について説明する。

$$(LabelD).(LabelC).(LabelB).(LabelA). \quad (1)$$

$$(Length) + (LabelD) + \dots + (length) + (LabelB) + (length) + (LabelA) + 0 \quad (2)$$

$$1 + (Max63) + \dots + 1 + (Max63) + 1 + (Max63) + 1 = (Max255) \quad (3)$$

(1) は、複数のラベルで構成されたドメイン名の例である。(2) は、Question ヘッダーに注入される際のそのドメイン名を表すデータである。Question セクションでは、ドメイン名を表す際にドットは省略され、ラベルの長さとラベル名、そしてドメイン名の終わりを意味する “0” で表現される。(3) は、ラベルの長さとラベル名のサイズを表す。ラベルの長さは、1 バイトのサイズで表現され、ラベル自体の最大長は 63 バイトである。Question セクションの最大長 255 バイトは、ラベルの長さとラベル、そしてドメイン終了を表す “0” を含めた長さである。この

ため、最初のラベル長を表す 1 バイトとドメイン名の終了を意味する “0” を表すための 1 バイトを差し引いた 253 バイトが、実際のドメイン長の最大長である。

ラベルには、数字とアルファベットおよびハイフン (“-”) を使用することができ、ラベル中に大文字・小文字の区別はない。他方で、アルファベットなどの ASCII 以外にも、国際化ドメイン名 (IDN: Internationalized Domain Name) を使用すると日本語やアラビア語なども使用することができる。IDN は、Punycode^{*5}などのエンコーディング手法に基づき、DNS クエリする際には ASCII コードに変換される [20]。

表 1 主要リソースレコード一覧

タイプ	目的
A	ホストの IPv4 アドレス
NS	権威サーバ
CNAME	別名
SOA	権威ゾーンの開始
NULL	NULL(実験用)
PTR	ドメイン名のポインター (逆引き)
MX	メール交換
TXT	任意文字列
AAAA	ホストの IPv6 アドレス
SRV	ドメイン名に対するサービスの場所
RRSIG	リソースレコード署名
NSEC	DNSSEC のための不在署名
DNSKEY	DNSSEC のための公開鍵
NSEC3	NSEC のバージョン 3
CAA	証明書を発行する認証局の指定

^{*5}Punycode: Unicode 文字列を一意かつ可逆的に ASCII 文字列に変換する符号化方式

ドメイン名に関連づけられる情報はリソースレコードと呼ばれ、目的に応じて複数のタイプが定義されている。例えば、ドメイン名に IPv4 アドレスに関連づけることを考える。そのドメインの権威サーバは、関連づけたい IPv4 アドレスをレコードタイプ A として、ゾーンファイルに記述する。クライアントは、ドメイン名とレコードタイプとして A を指定しサーバに問い合わせることで、権威サーバが事前に登録した A レコードに記述されたアドレスを取得することができる。DNS では、IPv4 アドレス以外にも様々な情報をドメイン名に関連づけることができる。代表的なソースレコードのタイプを表 1 で示す。

次に、DNS のパケットフォーマットについて説明する。図 2 で示すように、DNS のパケットは 5 つのセクションに分けられる。クライアントが DNS の名前解決

Header
Question
Answer
Authority
Additional

図 2 DNS のパケットフォーマット

をする際、解決したいレコードタイプとそのドメイン名は図 3 における Qname フィールドに含まれる。各フィールドはサイズが決まっており、Qname フィールドが最大長 255 バイト、リソースレコードのタイプを表す Qtype フィールドとクエリクラスを表す Qclass フィールドがそれぞれ 2 バイトとなっている。

Max 255	2	2
Qname	Qtype	Qclass

図 3 DNS のパケットの Answer セクション (bytes)

2.1.3 名前解決の仕組み

参考として，クライアントが “www.example.com” の IPv4 アドレスを解決する場合を考える．

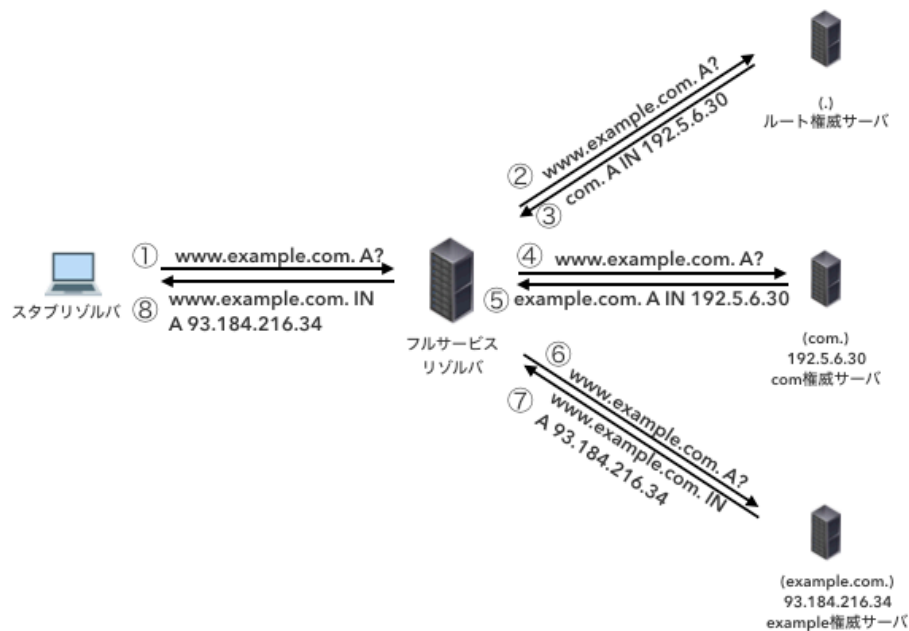


図 4 DNS による名前解決

はじめに，クライアントとなるスタブリゾルバは，スタブリゾルバと同一セグメント内のフルサービスリゾルバもしくは，ネットワークセグメントに依らないどこからでもアクセスできるフルサービスリゾルバ (オープンリゾルバ，パブリックリゾルバとも呼称される) に問い合わせる．フルサービスリゾルバは，その名前解決クエリが過去に解決したものでないかキャッシュデータを確認する．キャッシュにヒットした場合にはキャッシュの情報をクライアントに応答され，ヒットし

なかった場合には、root.hints ファイルを参照しルート権威サーバにリクエストパケットを転送する。クエリ (問い合わせ) を受け取ったルート権威サーバは、“com” ドメインを委譲した権威サーバのアドレスを応答する。次に、フルサービスリゾルバは、“com” の権威サーバに対し同じクエリを転送する。“com” の権威サーバは、“example.com” ドメインを委譲した権威サーバのアドレスを応答する。フルリゾルバは、“example.com” の権威サーバに同じクエリを転送する。“example.com” の権威サーバは、保持するゾーンファイルからクエリされたドメインのリソースレコードについて探索し、探索の結果としてレコード情報をフルサービスリゾルバに応答する。フルサービスリゾルバは、権威サーバから応答された情報をスタブリゾルバに転送することで、問い合わせられた名前は解決される。DNS による名前解決の一連の動作を図 4 で示す。

2.2 DNS トンネリング

現在の情報流出を目的としたマルウェアのほとんどは、秘匿通信手法を利用している [13]。DNS トンネリングは、そのような秘匿通信の代表的な手法である。DNS トンネリングは、DNS をデータ転送のメディアとした秘匿通信手法の総称であり、転送元と転送先の方角によって二つに分類することができる。スタブリゾルバから権威サーバへの通信の DNS Exfiltration と、権威サーバからスタブリゾルバへの通信の DNS Infiltration である。DNS トンネリングは、以下に示す DNS の特性に基づいて。

- 通常のインターネットの利活用において名前解決は必要な機能であるため、一般に DNS のサービスポートが閉ざされることがない
- 名前解決のトラフィックはほとんどのサービスに先立って発生するため、クエリログが肥大化しやすく長期のログ保存が困難である
- パケットフォーマットの構造において、任意の文字列を注入できるフィールドを保持する

DNS トンネリングがデータ転送のキャリアとするフィールドは、クエリの Question セクションの Qname と、Answer セクションの Rdata である。Question セクションの Qname フィールドを利用することで、スタブリゾルバから権威サーバ方向にデータを転送できる。この方向の通信は、ビーコン通信やターゲットから取得した情報を外部に漏えいさせるといった攻撃の最終目的を達成するのに使われる。また、Answer セクションの Rdata フィールドを利用することで、データを転送することができる。この通信は、ターゲットネットワーク内のホストに潜伏したマルウェアなどへの命令コードを送信するのに使われる。さらに、この二つのキャリアを利用することが双方向の通信路を確保できるため、C2 通信を実施することも可能である。

DNS トンネリング手法が初めて一般に公開されたのは、1998 年に、ポートスキャンで知られる Nmap のメーリングリストだとされている [21, 22]。2004 年には、Dan Kaminsky が OzymanDNS [23] と呼ばれる DNS トンネリングの実装を公開した [24] ことをきっかけに広く知られるようになった。それ以降、数多くの

DNS トンネリングの実装 [16, 17, 25–37] が公開され、実際のサイバー攻撃に悪用されるようになっている。

2.2.1 DNS Exfiltration

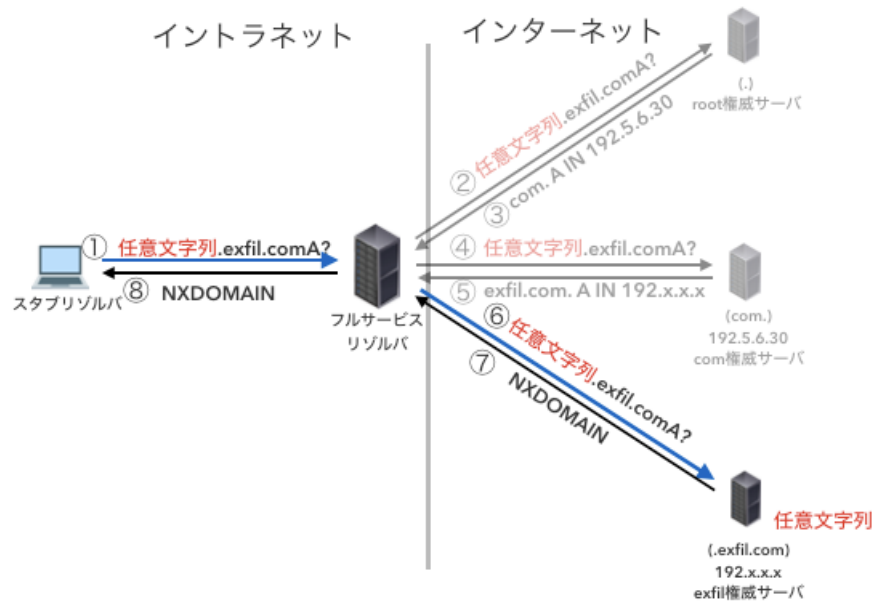


図 5 DNS Exfiltration メソッドに基づいて、ドメイン名のラベル部に任意文字列がサブドメインとして注入された DNS クエリが、イントラネット内のスタブリゾルバからインターネット上の権威サーバ (“exfil.com”) に転送される様子

本項では、スタブリゾルバから権威サーバ方向にデータを転送する手法である DNS Exfiltration の詳細について説明する。DNS Exfiltration は、名前解決として問い合わせられるドメイン名が、そのドメインのゾーンを管理する権威サーバに転送される仕組みを利用した手法である。DNS では、ドメイン名に関連づけられるリソースレコードの情報は、そのドメインをゾーンとする権威サーバが保持しており、ルートから再帰的に問い合わせていくことでその権威サーバからの応答を受け取る。このため、問い合わせられたドメイン名が実在しない場合でも、再帰問い合わせの仕組みに従って、そのドメイン名の最後の権威サーバまで転送されることになる。権威サーバでは通常、クエリされたドメイン名の実在有無に

寄らず、問い合わせられたクエリ情報をログとして管理する。このような特性に踏まえて DNS を利用すると、DNS クエリのドメイン名のラベルに組織外ネットワークに転送したい文字列を注入することで、組織外ネットワーク上に設置された権威サーバにそのデータを転送することができる。これが DNS Exfiltration の動作原理である。

このような仕組みの DNS Exfiltration を動作させるには、宛先となる権威サーバを用意する必要がある、グローバルなドメインを取得することを前提としている。第 2.1.3 項で述べるように、ドメイン名の最大長は 253 バイトであり、その内ラベルの最大長は 63 バイトまでという制約がある。そのため、DNS Exfiltration 手法を用いてデータを転送する際には、TLD のラベルと宛先権威サーバのラベルもしくは SLD ラベルと権威サーバのラベルを差し引いたサイズが実際に転送できる最大長となる。また、任意の文字列を DNS Exfiltration メソッドを用いて外部に転送するにあたり、転送キャリアであるドメイン名における文字列制約を満たすように転送したいデータに前処理を施す必要がある。ドメイン名に使用できる文字列は、第 2.1.3 項で述べるように、“a” から “z” までのアルファベットと “0” から “9” までの数字と先頭以外のハイフン “-” 記号である。この文字列制約については、転送したいデータをバイナリデータに変換し、そのバイナリデータをラベルとして印字可能な ASCII コードに変換することでその制約を満たすことができる。この前処理について、既存の DNS トンネリング実装の多くが Base Encoding [38] を用いている。この処理によって、転送データがバイナリデータである際にも転送効率上げたり、ラベルの文字列制約を満たさないデータも転送することができる。また、エンコーディングのラベルは、自然言語とは異なるため、メッセージの意味抽出を困難にすることにも機能する。

ここで、DNS Exfiltration を用いて、あるイントラネット内のホストからイントラネット外のホストにデータを転送することを考える。転送される宛先となるイントラネット外のホストには、“exfil.com” より下位の全ての名前空間をゾーンとする権威サーバ (“exfil.com”) を指定する。転送したい文字列にエンコーディング前処理を施した後、“用意した文字列.exfil.com” という具合に文字列をラベルとして含めることで、ドメイン名が用意できる。適当なりソースレコードタイプを

指定し、DNS クエリとして転送すると、その権威サーバにはログとして、文字列を含んだドメイン名を取得する。最後に、受け取ったサーバサイドは、前処理と逆のデコード処理を施すことで、オリジナルのデータを取得できる。以上のように再帰問い合わせとラベルという転送キャリア、エンコーディング処理を組み合わせることで、イントラネット内のホストから外部ネットワークに任意の情報を転送することができる。これが、DNS Exfiltration の動作メカニズムである。図 5 に、DNS Exfiltration のメカニズムを図解した様子である。

2.2.2 DNS Infiltration

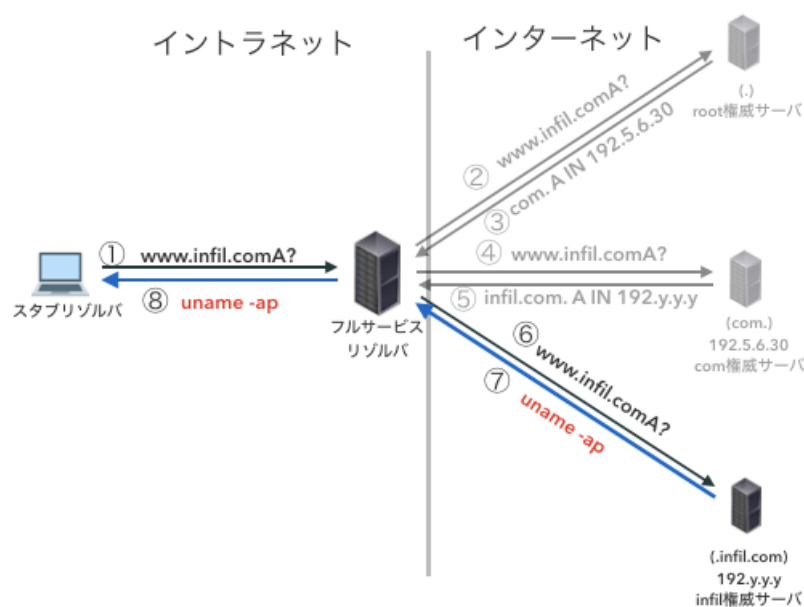


図 6 TXT レコードに登録された情報について、DNS クエリで問い合わせることで権威サーバから命令情報を取得している様子

本項では、権威サーバからスタブリゾルバ方向にデータを転送する手法である DNS Infiltration の詳細について説明する。

DNS Infiltration は、DNS における幾つかのリソースレコードが任意の文字列を記述できる設計を利用したデータ転送手法である。ドメイン名に関連づけられた情報を管理・提供する権威サーバは、ゾーンファイルに関連づけたい情報を記述

する。リソースレコードには、レコード情報を検証する機構が備わっていないため、任意の文字列を登録することができる。特に、記法が決まっていない TXT タイプや NULL タイプなどもあり、DNS Infiltration ではこのようなレコードタイプに転送したいデータを登録しておく。このようにして登録されたレコード情報について、名前解決問い合わせすることによって、インターネット (権威サーバ) からイントラネット (スタブリゾルバ) にデータを転送することができる。DNS Infiltration として利用され得るレコードタイプについて、これまでのトンネリング実装で使用されたものに基づいてまとめたのが、表 2 である。

表 2 DNS Infiltration として使用することができるレコードタイプの一覧

タイプ	最大サイズ (byte)	説明	実装
A	4	ホストの IPv4 アドレス	
NS	4	権威サーバ	[17]
CNAME	253	別名	[16], [17], [31], [37]
NULL	255	NULL(実験用)	[16]
PTR	4	ドメイン名のポインター (逆引き)	
MX	253	メール交換	[16], [17]
TXT	255	任意文字列	[16], [17], [28], [29], [31], [32], [34]
AAAA	32	ホストの IPv6 アドレス	
SRV	180	ドメイン名に対する サービスの場所	[16]
DNSKEY	40	DNSSEC のための公開鍵	[36]

NS・CNAME・MX レコードでは、DNS Exfiltration と同じ要領でドメイン名のラベルに転送したい文字列を注入できる。また、NULL・TXT^{*6}・SRV・DNSKEY

^{*6}EDNS0 を使用する場合、65535bytes が最大長となる。

を用いる場合には、レコード構文に指定がないため任意の文字列をそのまま注入できる。最後に、A・AAAA・PTRレコードを用いる場合には、転送したい文字列を数字に変換させた後に、ドット (.) 区切りもしくはコロン (:) 区切りで注入できる。

TXTレコードタイプを用いてDNS Infiltrationすることを考える。(4)は、TXTレコードを用いてホストで実行させるLinuxコマンドを転送する例である。転送されるunameプログラムは、システム情報を取得するプログラムである。実行結果をDNS Exfiltration手法を用いて転送することで、ホストマシンにおけるシステムのカーネルバージョンやプロセッサの種類などの情報を取得することができる。

www.exfil.com. IN TXT uname -ap (4)

次に、スタブリゾルバは、“www.exfil.com”の“TXT”レコードタイプを通常通り問い合わせる。再帰問い合わせの仕組みに基づいて、そのDNSクエリは“exfil.com”まで転送され、ゾーンファイルのTXTレコードタイプの値がフルサービスリゾルバを経由したのち、スタブリゾルバまで応答される。DNS Infiltrationの流入通信を図解した様子が、図6である。このようにして、DNS Infiltrationでは、正規の名前解決の方法を用いて、インターネットから組織内へとデータを取得することができる。

2.3 DNS トンネリングへの既存対策

本節では、DNS トンネリングに対するこれまでの対策手法を紹介し、検知手法として用いられるアプローチについて説明する。最後に、それら検知アプローチを迂回する脅威モデルを示し、検知に基づくアプローチに限界があることを明らかにする。

DNS トンネリングに対して、森下らは提案されている DNS トンネリングへの対策アプローチを以下のようにまとめている [39]。

1. DNS クエリログの取得と保存・内容の調査
2. エンタープライズネットワークにおける OP53B^{*7}の適用
3. DNS ファイヤーウォールの導入

クエリログの取得は、リアルタイムではなく後に解析・調査するのためには必要不可欠である。OP53B の適用は、組織における DNS 通信をイントラネットのフルサービスリゾルバに集約するのに効果が期待される。DNS ファイヤーウォールの導入は、ベンダーが開発したトンネリング通信のモデルや閾値に基づき検知またはブロックするのに効果が期待される。

2.3.1 特徴量

従来、DNS トンネリング通信の検知には、以下に示す特徴量について統計分析を用いた閾値の算出や機械学習を用いた悪性モデルが用いられてきた。トンネリング実装などによって発生する一般的な DNS トンネリング通信の検知にあたり、以下のような特徴を利用した手法がこれまでに多数提案されている。

ドメイン名の長さとかエリパケットのサイズ

クライアントからサーバ方向にデータを転送させる DNS Exfiltration 手法において、転送キャリアとなるドメイン名が注入されるデータ量に応じて長くな

^{*7}OP53B：組織外に設置されたオープンリゾルバのようなフルサービスリゾルバや権威サーバとの通信を抑止するために、組織外ネットワークを宛先とする 53 番ポートの通信をブロックする仕組み

る [40]. 例えば, DNS Exfiltration において, 一回あたりのデータ転送量を増加させる場合, Qname フィールドのドメイン長もそれに比例して長くなり, 結果としてパケットサイズも増加するという具合である. DNS Infiltration においても同様で, 一回あたりのデータ転送量を増加させる場合, Rdata フィールド内のデータ量も大きくなり, 応答パケットのサイズが増加する.

表 3 正規 DNS クエリと DNS トンネリングにおけるドメイン名の違い

種類	ドメイン名
正規	www.example.com
トンネリング	arbitrary-text.you-can-input-here-as-labels.example.com

同一ドメインあたりのトラフィック頻度

DNS トンネリングでは, 一度に転送できるデータ量に限界があるため, 目的のデータを全て転送するには分割する必要がある. トンネリング実装のように対話的にシェルコマンドを実行する通信の場合, トラフィック頻度は極めて高頻度になる. また, サイズの大きいデータを DNS Exfiltration を用いて転送する場合も同様に, 複数のパケットに分割されたデータを転送するにあたって, 多数のトラフィックが発生することになる.

リソースレコードのタイプ

理論的に全てのリソースレコードを用いてデータを転送することは可能であるが, 第 2.2.2 項で示すように, 使用するレコードタイプによって転送できるデータ量は大きく異なる. 表 2 で示すように, 実際のトンネリング実装における DNS Infiltration を目的とする通信では, A や AAAA など使われず, CNAME や TXT が主に使用される. A や AAAA などのレコードタイプが使用されない背景には, 数字のみの文字列制約が厳しさと最大のデータサイズに小さいことが考えられる. TXT の最大サイズが 253bytes であるのに対して, A が 4bytes で AAAA が 32bytes なのは明らかに小さいことが確認できる. 他方で, 表 4 で示すように, 通常のインターネットの利活用において使用されるレコードタイプに極端な分布の偏りがあることが知られている. Herryman ら [41] は, 2010 年 1 月 1 日から 6

月 30 日までの期間において，大学構内に設置されたフルサービスリゾルバによる DNS ログデータを収集した．結果が示すように，ドメイン名に対するアドレス解決の通信が全体の 89.407%を占めていることが確認できる．以上のことから，TXT や CNAME といった任意の文字列を注入できるレコードタイプは効率的なデータ転送を実現できる反面，レコードタイプとして使用頻度低いという特性から，データ転送と秘匿性がトレードオフの関係にあることがわかる．

表 4 レコードタイプの分布

Type	パケット数	割合
A	236,210,050	54.778
AAAA	149,322,427	34.629
PTR	43,060,608	9.986
SRV	1,497,622	0.347
MX	474,827	0.110
ANY	281,023	0.0657
SOA	226,975	0.053
TXT	115,300	0.027
NS	12,028	0.003
TKEY	4518	0.001
NAPTR	4281	0.001
SPF	512	0.000
CNAME	196	0.000
AXFR	2	0.000
NULL	2	0.000
合計	431,210,371	100.000

パケットの応答ステータス

DNS のヘッダーは、図 7 で示すようなフィールドを持っており、問い合わせに対して、表 5 のようなステータス情報を応答する。第 2.3.2 項で示すような検知迂回手法を使う場合を除いて、通常の DNS Exfiltration では、権威サーバが未知のデータがクライアントから転送される。そのため、クライアントからの問い合わせには、コンテンツ不在を意味する “NXDomain” が応答される。応答パケットのステータスが “NXDomain” であるとき、DNS Exfiltration の可能性がある。

16

Identification									
QR	Opcode	AA	TC	RD	RA	Z	AD	CD	Rcode
1	4	1	1	1	1	1	1	1	4

図 7 DNS のヘッダー (bytes)

表 5 代表的な Rcode 一覧

値	名前	意味
0	NoError	正常
1	FormErr	フォーマットエラー
2	ServFail	サーバエラー
3	NXDomain	存在しないドメイン
4	NotImp	未実装
5	Refused	問い合わせ拒否

ドメイン名に含まれる文字列の出現頻度

Born ら [10] は、ドメイン名に使用されている文字列の分布について、流布しているトンネリング実装と正規の DNS 通信について調査した。その結果、正規のドメイン名が英語における文字列の出現分布と相関があるのに対して、トンネリング実装によって生成されるドメイン名における文字列の出現頻度では相関がみられず、文字列の出現頻度はランダムとなる傾向にある。

2.3.2 検知迂回の脅威モデル

第 2.3.1 項で述べる特徴量に基づき通信を監視することで、Iodine に代表されるトンネリング実装の通信を検知するのは、既存の検知手法で十分対処することは可能であると考えられる。しかし、秘匿性を高めた DNS トンネリング通信に対しては、既存の検知手法では十分でない場合が考えられる。例えば、DNS トンネリングの秘匿性を高める手法には、一回の問い合わせで転送するデータサイズを小さくする方法がある。従来の検知手法では、通常の DNS 通信の統計的な分布から外れる異常通信として検知する。データサイズを小さくすることは、一般の DNS クエリに使用されるようなドメイン長や応答パケットサイズに調整するということである。この場合、従来のトンネリング実装などと比べて転送効率は下がる代わりに、パケットは一般のトラフィックに極めて類似したものとなる。

このように異常通信の特徴になる要素を削減することで、通常のインターネットの利用時に見られる入力ミスによって生じる通信に分類される通信クラスに模倣するというものである。さらに、トラフィックの頻度を抑える手法とを組み合わせることが考えられる。第 2.3.1 項で述べるようにトラフィックの頻度に基づいて異常を検知するアプローチは広く利用されているが、DNS の通信においてはトラフィック量が肥大化しやすく長期間ログが取得されることは稀であることが予想される。APT に代表される攻撃では、攻撃手法の解析などを回避するために、極めて高いモチベーションでこのような秘匿技術が用いられることが予想される。現在の検知に基づく対策では、このような秘匿通信に対処するには課題がある。Asaf らは、システムのメモリやディスクを追加の特徴量とすることによって、そのような秘匿性を高めたトンネリング通信を検知する手法を提案している [13]。しかし、Asaf らの提案手法では、リアルタイム性が考慮されていない。攻撃者にとって、秘匿手法によって小分けされたデータが情報という意味のあるものになったタイミングで情報流出という目的は達成される。すなわち、情報流出の本質的な対策には、検知に基づく事後対応ではなく未然に抑止することが求められる。

3. 提案システム

本章では，DNS トンネリングの発生抑止を目的に設計した名前解決システム DNS-TD(DNS for Tunneling Deterrence) を説明する．

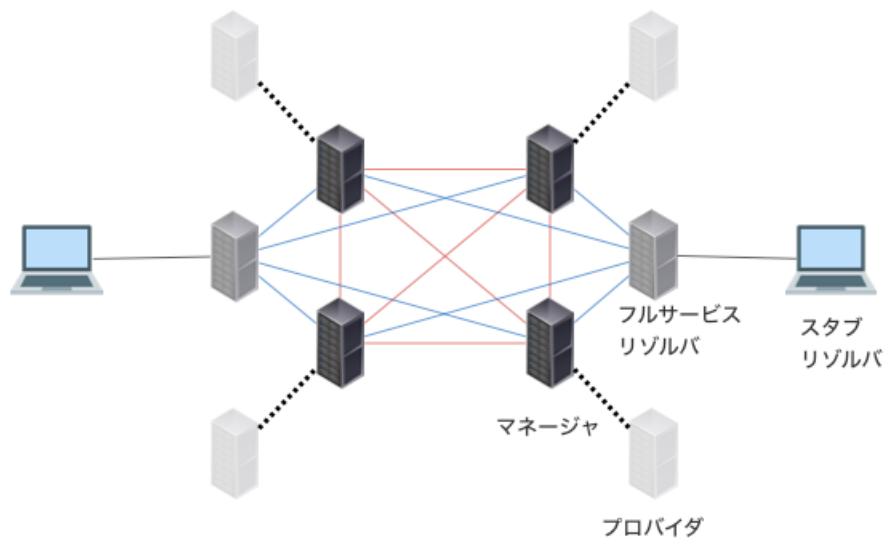


図 8 提案システムの概略図

3.1 概要

現在の DNS の名前解決の仕組みにおいて，名前空間が委譲の仕組みに基づきドメインごとにゾーンで分割されているため，名前解決クエリは目的ドメインの権威サーバまで転送される必要がある．また，リソースレコードはドメイン名に関係ない任意の情報を関連づけることができる設計になっている．この 2 つの特性に起因して，DNS トンネリングは機能する．すなわち，再帰問い合わせに基づく名前解決の仕組みとドメイン名に関連づけるレコード情報に高い自由度を排除することによって，DNS トンネリングの発生抑止を実現することができる．一方で，名前解決システムとしての機能を維持するために，以下に示す 2 つの性質を満たす必要がある．

名前解決

ドメイン名に IP アドレスなどの情報を関連づけることができ、それを解決することができる

スケーラビリティ

ドメイン名の増加および関連づけられるレコード情報の増加に対応することができる

以上から、期待される名前解決システムの要件は、上記 2 つの性質を満たしながら先の特性を排除することである。そこで、提案システム DNS-TD では、不足が無視できる程度に大規模の名前空間と範囲に基づくゾーン分割によって名前解決とスケーラビリティを実現し、再帰問い合わせの特性を排除させ、認証システムによってリソースレコードの自由度を下げることで上記の要件を満たす。以降では、その要件を満たすための手法および仕組みを概観する。

不足が無視できる程度に大規模の名前空間

DNS-TD は、ドメイン名とレコード情報の組みには識別子を付与され、この識別子は 672bit(84bytes) の有限名前空間上の一意に写像されたものを使用する。識別子は、ドメイン名とそのレコードタイプの文字列和をメッセージとするハッシュ関数から算出されるダイジェストである。例えば、ドメイン名が “www.example.com” でレコードタイプが “A” のペアを考える。この場合、メッセージが “www.example.comA”, 識別子がこのメッセージをハッシュ関数に与えたダイジェスト “例:86ff(... 中略...)8485” となる。

範囲に基づくゾーン分割

識別子の名前空間について、ソートされた空間の特定範囲に基づいてゾーンが分割される。提案システムにおけるサーバは、このようにして分割されたゾーンをそれぞれ担当することによって、分散的な管理システムとして協調することで名前解決機能を実現する。提案システムにおけるサーバ機能は、一部を除いた^{*8}gTLD

^{*8}ccTLD とブランド TLD は SLD として扱われ、それぞれ “cc” と “brand” という TLD に接続される。

によって集約される。すなわち，SLD 以降の権威サーバにサーバ機能はなく，ドメイン名とレコードタイプの作成と更新の機能のみを担う。既存の SLD 以降の権威サーバは，gTLD サーバにドメイン名の階層構造の序列を維持した状態で連結し，コンテンツ情報の操作を通じて gTLD にサーバ機能を委任する。このように既存システムの権威サーバの機能を，サーバ機能とコンテンツ作成などの操作機能に分類することによって，クライアントからの権威サーバへの透過性を防ぎ，DNS Exfiltration を抑止する。

認証システム

DNS-TD では，認証の仕組みを導入することでレコード情報の真正性を確保する設計をとっている。既存システムでは，ドメイン名に関連づける情報はゾーンファイルにて定義されるが，ゾーンファイルを編集する主体が権威サーバであるため任意の情報を含めることができる設計になっている。提案システムでは，先に述べるようにコンテンツの管理機能と編集機能とを分離させる。コンテンツの編集機能は，サーバに階層的に接続されるノード，プロバイダが担う。プロバイダを起点として行われるコンテンツへの操作は，認証機関を介在した後でサーバで実行される設計になっている。この認証プロセスでは，依頼者（プロバイダ）情報およびレコード情報とその関連先となるドメイン名について真正性について検証される。例えば，アドレスなどの情報であれば接続性が検証され，その他の情報であればレコード情報をドメイン名に関連づける正当性などが検証される。この認証プロセスをパスし，証明書が発行されたコンテンツのみが，サーバによって管理される。この認証プロセスによって，不審な情報がドメイン名に関連づけられることを未然に対処する。

以降では，上記 3 つのアプローチについて詳細に説明する。また，DNS-TD で使う用語を表 6 にてまとめて示す。

表 6 DNS-TD における用語

表記	意味または機能
コンテンツ	・ 識別子に関連づけられたレコード情報の実体
コンテンツ ID	・ 識別子
ドメイン ID	・ 識別子 (コンテンツ ID が重複した際に使用)
レコード情報	・ リソースレコードの具体的な値 (例 IP アドレス)
リソースレコードタイプ	・ オブジェクトに関連づけるリソースレコードの型 (例 A, AAAA, MX)
オブジェクト	・ 問い合わせる対象 (ドメイン名もしくは IP アドレス)
スタブリゾルバ	・ 名前解決クライアント
フルサービスリゾルバ	・ スタブリゾルバからのクエリハンドリング ・ 識別子の作成
マネージャ	・ フルサービスリゾルバからのクエリハンドリング ・ ゾーン管理 ・ コンテンツの保持
プロバイダ	・ コンテンツの作成・更新・削除操作

3.2 システムアーキテクチャ

本節では，DNS-TD のシステムアーキテクチャについて説明する．現在，DNS はインターネットの根幹に位置づく技術であり，ほぼ全てのクライアントノードは既存システムが提供するアーキテクチャおよびプロトコルに依存している背景がある．このため，システムのアーキテクチャの再構成において，エッジノードに対して変更が加えられるのは，導入負荷が高くなることが予想される．現在の DNS による名前解決は，フルサービスリゾルバを介在させながら，スタブリゾルバをクライアント，権威サーバをサーバとするクライアントサーバアーキテクチャで構成されている．DNS-TD では，導入フェーズで予想されるクライアントに対する名前解決処理システムの負荷を軽減することを目的として，従来同様のクライアントサーバアーキテクチャを踏襲する．サーバ群は，図 9 で示すように，相互で接続されたフルメッシュなネットワークで構築される．

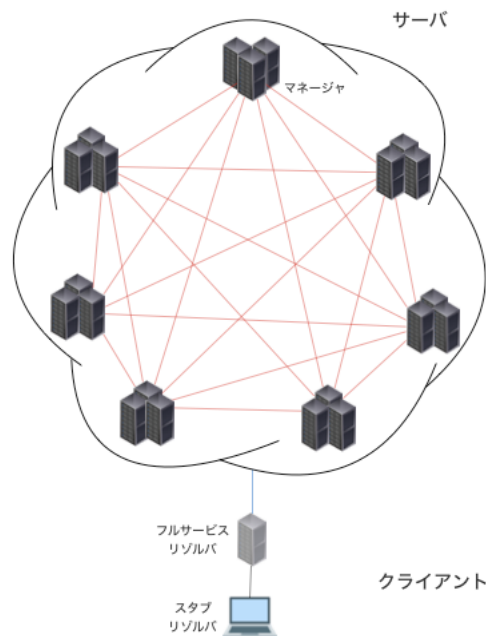


図 9 DNS-TD におけるクライアントサーバアーキテクチャ

3.3 サービスノード

本節では、DNS-TD における各サービスノードの機能と他のサービスとの関わりについて詳細に説明する。DNS-TD の名前解決ネットワークにおいて、クライアントがスタブリゾルバ、サーバの機能はマネージャが担当する。

スタブリゾルバ

スタブリゾルバは、既存システムと変わらない。これは第 3.2 節で述べるように、名前解決の仕組みの変化に伴ってクライアントに接続障害が発生する可能性がある。既存の DNS に依存したクライアントの存在を踏まえて、接続性に影響を与えないためにスタブリゾルバは現行通りの方法で目的のリソース情報を解決することができる設計になっている。すなわち、スタブリゾルバは、IP アドレスをはじめとしたオブジェクトに関連づけられたレコード情報を問い合わせ、目的サービスを提供するサーバのリソースにアクセスするクライアントノードである。既存システム同様、スタブリゾルバのクエリはフルサービスリゾルバに転送され、キャッシュにヒットした場合には即座にレコード情報の応答結果を取得する。ヒットしなかった場合には、フルサービスリゾルバがスタブリゾルバに変わって、サーバにクエリを転送し、応答結果をスタブリゾルバに返す。

マネージャ

マネージャは、2 つの機能を担うサービスノードである。それは、クライアントからの問い合わせに応答する機能と他のマネージャに操作リクエストを転送する機能である。マネージャは、既存システムにおける権威サーバから分離した機能の一部であり、その残りの機能はプロバイダが担当している。はじめに、マネージャとドメインおよびプロバイダの関係について説明する。

DNS-TD では、既存のドメインの階層構造は引き継がれ、マネージャ・プロバイダそれぞれが独自のドメインを持っている。プロバイダは、マネージャと親子関係にあるノードであり、マネージャが上位ドメイン、プロバイダが下位ドメインという構成である。マネージャは、既存システムにおける TLD に相当するドメインを保持する。現在、TLD には国や地域に割り当てられる ccTLD と分野別の

gTLD の 2 つに大別することができる。DNS-TD では、コンテンツはその ID に基づき管理する主体が決定する。このため、ccTLD がマネージャである場合、国家間が抱えるナショナリズムや政治に起因して、名前解決システムの全体の運用に支障を来す事態が発生する可能性がある。このことを回避するために、DNS-TD の設計ではマネージャが保有できる TLD を gTLD に限定している。ccTLD は、“country” をドメインに持つマネージャにサーバ機能を委譲し、プロバイダとしてレコード情報の操作を行うことで現在の TLD と同等の位置づけを保つ。これは、ドメインが “jp.country” となるのではなく、サーバ機能を “country” をドメインに持つマネージャに委ねるということである。他方で現在、gTLD にはコミュニティ以外に “google” をはじめとした企業 TLD がある。先の国や地域に基づくシナリオであったように、民間企業の勝手な判断でインターネット全体に影響が波及するような接続性の断絶は起きうる。そこで、企業やブランドを表す TLD は、“brand” というドメインにもつマネージャにサーバ機能を委譲し、プロバイダとして存在を継続させる。その他のクラスとして分類することが困難な “foo” といった TLD については、“misc” というドメインを持つマネージャにサーバ機能を委譲させる。このように、DNS-TD では、ドメインの名前空間を継続しながら、サーバとしての機能を再定義する。

以上のことを踏まえて、マネージャの機能について説明する。1 つ目は、ドメイン名とそれに関連づけられたレコード情報を保持し、フルサービスリゾルバからの問い合わせに応答する機能である。マネージャは、レコード情報を管理するためにデータベースを用いる。マネージャが保持するコンテンツは、そのドメイン名とレコードタイプによって決まる。必ずしも自身のドメインを含むコンテンツを保持するわけではない。例えば、“www.example.com” の A レコードについて考える。この組のコンテンツ ID が “47d8(中略^{*9})cb6” であるとする。他方で、“com” マネージャのゾーンは、“a000(中略)000” から “bzzz(中略)zzz” を担当しているとする。また、“org” マネージャが “4000(中略)000” から “5zzz(中略)zzz” を担当しているとする。この時、“www.example.com” は com という TLD をもつが “com” マネージャではなく、“org” マネージャが保持する。このようにして、コンテンツの

^{*9}224bit のハッシュ値を表す。

管理は、ドメインに基づいて管理されるのではなくコンテンツ ID の値とハッシュ値の範囲に基づいて決まる。

表 7 マネージャが使用する関数と保持する情報

表記	意味
<code>parser()</code>	クエリパケットをデータ構造に分解する関数
<code>db_accesser()</code>	データベースにクエリする関数
<code>benigh_responce()</code>	正常応答用のペイロードを作成する関数
<code>error_responce()</code>	不在応答用のペイロードを作成する関数
<code>payload.pack()</code>	パケットの DNS のデータ構造にパックする関数
<code>sendto()</code>	クライアントに結果を応答する関数
<code>record_value</code>	レコード情報

アルゴリズム 1. マネージャにおける名前解決問い合わせ処理

```
handler(query_data):  
    content_id, qtype ← parser(query_data)  
    record_value ← db_accesser(content_id)  
    if value :  
        payload ← benigh_response(content_id, qtype, ttl, record_value)  
    else:  
        payload ← error_response(content_id, qtype)  
    payload ← payload.pack()  
    sendto(payload, client_address)
```

2つ目は、プロバイダからコンテンツに対するの操作リクエストを受け付け、コンテンツ ID を算出し担当のマネージャに操作リクエストを転送する機能である。フルサービスリゾルバから問い合わせが発生した際、はじめにアルゴリズム 1 で示すようにクエリパケットからコンテンツ ID を取得する。次に、レコード情報

を取得するために、コンテンツ ID をキーとしてデータベースから対応するコンテンツを探索する。コンテンツの存在の有無に従い、存在した場合にはレコード情報が応答され、実在しなかった場合には不在として応答される。

アルゴリズム 2. マネージャにおけるコンテンツ操作問い合わせ処理

プロバイダからのコンテンツ操作リクエストハンドリング

handler(*request_data*):

```
data, provider_addr ← parser(request_data)
content_id, domain_id ← calculate_id(data.object, data.rtype)
manager_addr ← find_manager(start, end, content_id)
sendto(data, manager_addr)
```

コンテンツ ID とドメイン ID の算出

calculate_id(*qname*, *rtype*):

```
content_id ← hash.sha3_224(qname + rtype)
domain_id ← hash.sha3_224(qname) / 2
return content_id, domain_id
```

コンテンツ ID が含まれるゾーンを保持するマネージャアドレスの解決

find_manager(*start*, *end*, *content_id*):

```
for i, j in map_start, map_end :
    if i ≤ content_id ≤ j :
        p ← map_start.index(i)
        manager_addr ← map.addr[p]
        return manager_addr
```


最後に、マネージャにおいて保存されるコンテンツのデータフォーマットについて説明する。データは、図 11 で示す通り、JSON データフォーマットである。データベースでは、コンテンツ ID とドメイン ID をドットで区切った文字列をキー、ドメイン名やレコードタイプなどの情報をバリューとする KVS モデルでコンテンツは保存される。

```
{
  "key": "content_id.domain_id",
  "value": ["domain_name", "rr_type", "ttl", "rr_data", "certification"]
}
```

図 10 コンテンツのデータフォーマット

フルサービスリゾルバ

フルサービスリゾルバは、サーバからの応答をキャッシュするを持つサービスノードである。また、コンテンツ ID およびドメイン ID を算出し、コンテンツを保持するマネージャに問い合わせる機能を担う。全てのフルサービスリゾルバは、マネージャとそのマネージャのゾーンに関する対応表のファイルを保持している。この対応表は、ICANN から提供される “Root.hints” ファイルのようにウェブ上で公開され、入手することができる。フルサービスリゾルバは、アルゴリズム 3 で示すように、スタブリゾルバからのクエリに含まれるドメイン名とレコードタイプに基づきコンテンツ ID とドメイン ID を導き出す。コンテンツを保持するマネージャは、コンテンツ ID が含まれるゾーンを探索することで一意に決定される。名前解決には、“コンテンツ ID.ドメイン ID” のようにドット区切りで ID を組み合わせたものを識別子としてマネージャに問い合わせる。レコード情報もしくは不在情報に関する応答パケットをマネージャから受け取ると、フルサービスリゾルバは既存システム同様に応答情報をキャッシュした後、スタブリゾルバに応答する。

表 8 フルサービスリゾルバが使用する関数と保持する情報

表記	意味
query_manager()	マネージャに問い合わせる関数
response_client()	結果をクライアントに応答する関数
hash.sha3_224()	54bytes の sha3 ハッシュ関数
start	ゾーンにおける範囲の開始アドレス
end	ゾーンにおける範囲の終了アドレス
client_address	クライアントの IP アドレスとポートのタプル
answer.rcode	マネージャにおける応答コード
answer.rdata	レコード情報
map_start	ゾーンにおける範囲の開始アドレスのリスト
map_end	ゾーンにおける範囲の終了アドレスのリスト

プロバイダ

プロバイダは、既存システムの権威サーバの機能のうち、レコード情報を操作する機能を担当するノードである。すなわち、既存システムの SLD 以降のドメイン情報に関して、作成・更新および消去といったレコード情報の操作を担当する。メインの階層構造に上位のドメインを保持するマネージャが、プロバイダが保持するドメインのサーバ機能を担当する。プロバイダは、認証局にてコンテンツ情報の真正性を評価されたのちに、プロバイダの上位に位置づくマネージャがそのコンテンツを担当するマネージャに依頼することでレコード情報を操作する。プロバイダが認証局に転送する情報には以下の 4 つである。

- ドメイン名
- レコードタイプ
- TTL(Time To Live)
- レコード情報

アルゴリズム 3. フルサービスリゾルバにおける問い合わせ転送処理

クエリハンドリング

handler(*query_data*, *rtype*):

```
content_id, domain_id ← calculate_id(query_data, rtype)  
manager_addr ← find_manager(start, end, content_id)  
answer ← query_manager(manager_addr, content_id, domain_id)  
response_client(client_address, qname, answer.rcode, answer.rdata)
```

認証局

認証局は、レコード情報の真正性を検証する信頼された第3者機関である。DNSを用いた既存の名前解決システムでは、ドメイン名に任意の情報を関連づけることができることに起因して、DNS トンネリングとして利用される課題があった。この課題に対して DNS-TD では、ドメイン名に関連づけるレコード情報について、第3者機関からの認証を介在させることによって、不審な情報がドメイン名に関連づけられることを抑止する。認証局を用いた認証プロセスでは、プロバイダからのドメイン名へのレコード情報を関連づけるリクエストをきっかけとする。認証局に転送されるリクエストパケットについて、認証局は内容と依頼元の情報に基づいたデータの真正性を検証する。この検証フェーズで認証されたコンテンツは、リクエストしたプロバイダの上位に位置づくマネージャに証明書を付与して転送される。認証されなかった場合には、リクエストは破棄され、結果がリクエストしたプロバイダに応答される。

例えば、ドメイン名が“www.example.com”で、このドメイン名に“uname -ax”という文字列を TXT レコードに関連づけることを考える。プロバイダは、認証局を宛先としてコンテンツの真正性に関する検証評価を依頼する。依頼には、関連づける目的を合わせて要求する。認証局は、関連づけたい内容と目的とを評価する。この場合、“uname -ax”は Linux コマンドであり不審なデータとして評価され、リクエストは破棄される。関連づける情報が、IP アドレスであった場合には、接続性が評価された後、証明書を付与したコンテンツをマネージャに転送す

る。これが認証における一連のプロセスであり，これによって不審なデータがドメインに関連づけられることを抑止する。

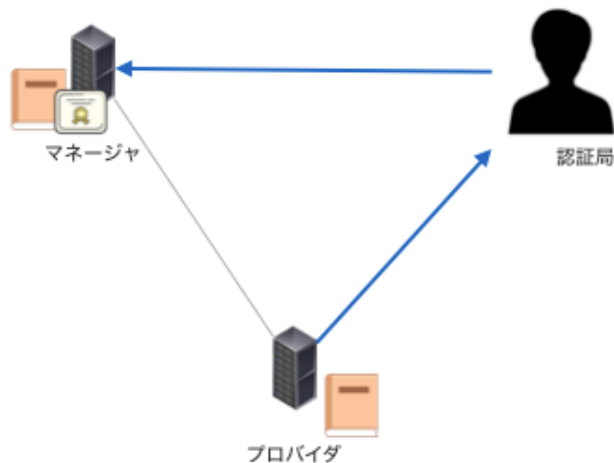


図 11 レコード情報操作におけるプロセスの概略図

3.4 識別子

本節では，コンテンツに付与する識別子について説明する．DNS における名前解決では，ドメイン名とレコードタイプの情報をサーバに問い合わせ，サーバは保持するゾーンファイルから該当するレコード情報が応答される仕組みになっている．他方，DNS-TD では，ドメイン名とレコードタイプに基づき算出されるコンテンツ ID とドメイン ID を識別子としてサーバに問い合わせ，サーバは識別子をキーとする対応するバリューを応答させることで名前が解決する仕組みになっている．ドメイン名とレコードタイプの全ての組み合わせをフラットな名前空間上に対応づける設計において，名前空間の大きさは数の不足を無視できる程度に大きくなくてはならない．既存の DNS のプロトコルフォーマットが広く一般化している点に留意し，提案システムではプロトコルへの変更を加えない設計デザインに思想としている．このため，既存の DNS の Question Section などにおけるサイズの制約を満たす必要がある．ドメイン名が格納される Qname は，255bytes である．また，DNS のラベルの最大長は 63bytes である．この識別子は，ドメイ

ン名とレコードタイプをメッセージとするハッシュ関数から算出されるメッセージダイジェストである。コンテンツ ID は、ドメイン名とレコードタイプの文字列の和を引数とするメッセージダイジェストである。ドメイン ID は、ドメイン名を引数とするメッセージダイジェストである。

3.4.1 ハッシュアルゴリズム

本項では、コンテンツ ID とドメイン ID に使用されるハッシュアルゴリズムについて詳しく説明する。DNS-TD で使用するハッシュアルゴリズムには、以下のような制約がある。

1. 名前空間は不足を無視できる程度に大きくなくてはならない
2. アルゴリズムは一方方向性の性質を備えなくてはならない
3. ラベル長は最大 63byte, ドメイン長は最大 253byte である

ドメイン名とリソースレコードタイプの組をハッシュ値の引数とするため、コンテンツ ID は、レコード情報の数に比例して増加する特性がある。

また、識別子の引数の一つにドメイン名が含まれていることから、識別子から元のメッセージが導き出ることが困難な性質を備えていなくてはならない。この性質を満たすことで、なんらかの方法で識別子を悪意の第三者が取得された際に DNS Exfiltration としてデータを転送されることを抑止することができる。以上から、DNS-TD では、56byte の名前空間をもつ sha3 のアルゴリズムを採用する。

メッセージダイジェストは、コリジョンが無視できる程度に大きな名前空間と分布を備えたハッシュ関数を備えなくてはならない。以降では、コリジョンが発生した対処法として採用する分離連鎖法と 2 重ハッシュ法について説明する。DNS-TD では、コンテンツのストアリングフェーズで ID にコリジョンが発生した場合、分離連鎖法に基づきストアされるハッシュテーブルに連結リストという形式でコンテンツがストアされる。リスト構造で延長するコンテンツの識別には、ドメイン ID を識別子として利用する。ドメイン ID は、コンテンツ ID と同様のハッシュアルゴリズムを用いて算出されるメッセージダイジェストの先頭 32bit で表現される、ドメイン名を引数として生成される識別子である。例え

ば、ドメイン名を “www.example.com” とする場合、そのメッセージダイジェストが “86ff20100c058b857bae9785bf0267e6c6afb740c18b8e9a87258485” であるとする
と、“86ff20100c058b857bae9785bf02” がドメイン ID となる具合である。このよ
うに算出されたドメイン ID は、DNS の Question Section のうち、それぞれ 16bit
分の領域を持つタイプとクラスの領域に埋め込まれる。上記の仕組みによって、
コリジョンが発生した際には、ドメイン ID をキーとしてコンテンツを識別する。

メッセージダイジェストの出力長はそれぞれ、コンテンツ ID が 56byte、ドメイ
ン ID が 28byte である。ここで、ドメイン名が “www.example.com” で A のレコー
ドタイプの組み合わせを考える。コンテンツ ID は、“www.example.comA” のよう
に文字列和をメッセージとする。ドメイン ID は、ドメイン名 “www.example.com”
がメッセージとなる具合である。

3.4.2 ゾーン分割

本項では、ゾーンの分割方法およびマネージャノードのアドレスとそのゾーン
の範囲に関する対応表について説明する。はじめに比較のために、従来のシステ
ムの場合について説明する。従来のシステムでは、ドメインの階層構造に従い、
ドメインの管理ノードを下位のドメイン管理ノードに委譲することでゾーンが分
割される。この仕組みでは、ゾーン内の全てのレコード情報はゾーンファイルに
画一的にまとめられ、そのゾーンを管理する権威サーバがレコード情報の保持機
能とクライアントから応答するという二つの機能を担う。このゾーン分割メソッ
ドでは、レコード情報の帰属が明確であり、ドメインの管理ノードがトラストア
ンカーとしての役割を同時に担うことができるメリットがある。一方の DNS-TD
では、識別子を算出する際に使用するハッシュ関数によって構成される名前空間
に基づき、ソートされたハッシュの名前空間の連続した範囲で分割する。この分
割された連続した範囲に基づきゾーンがマネージャに割り当てられることで、既
存システム同様にレコード情報全体を分散的に管理する。

上記で説明するように、マネージャが管理するゾーンは、ハッシュの名前空間
の連続した一部の範囲である。従って、レコード情報は、ハッシュの名前空間上
で識別子をソートした際に、帰属する範囲を管理するマネージャによって保持さ

れる。マネージャのアドレスを解決する方法には、ゾーンとしてハッシュ値の範囲とそのマネージャおよびマネージャのアドレスに関する対応表 9 によって解決される。DNS-TD では、全てのサービスノードがこの対応表を保持できることを想定しており、ノードは識別子に基づきどのマネージャがコンテンツを保持しているのかを一意に特定する。

表 9 マネージャの情報とそのマネージャが管理するゾーンが記載された対応表の例

ゾーン	マネージャ アドレス	ドメイン
(000...00, 2zz...zz)	192.35.51.30	com.
...
(500...00, 6zz...zz)	192.5.6.30	net.
...
(b00...00, czz...zz)	199.249.112.1	org.
...
(n00...00, mzz...zz)	199.254.31.1	info.
...
(y00...00, zzz...zz)	194.0.0.53	arpa.

3.5 レコードタイプ

本項では、DNS-TD で使用するリソースレコードのタイプについて説明する。

はじめに、DNS-TD における DNSSEC の位置づけについて述べる。DNSSEC [42] は、権威サーバからの応答パケットの偽装を検知することを目的として、データの作成元の確認とデータの完全性および、不在情報応答情報の証明する DNS の拡張仕様である。これは、主として DNS の応答パケットを偽装できる程度のパラメータであることに起因する。他方で、DNS-TD では、応答パケットに 224bit のメッセージダイジェストが含まれるため、悪意のある応答パケットをフルサービスリゾルバに意図的にキャッシュすることは極めて困難である。以上の理由から、DNS-TD では DNSSEC の目的にそぐわないため、リソースレコードとして使用されない。

次に、DNSSEC 以外のリソースレコードについて説明する。第 2.2.2 項で示すように、既存の名前解決システムでドメインに関連づけることができるリソースレコードのいくつかのタイプは、DNS Infiltration として機能することができる。DNS Infiltration を抑止するリソースレコードであることの必要条件は、ドメインに関連のない任意の文字列がレコード情報に含められないことである。既存の DNS のリソースレコードのタイプのうち、任意の文字列を含めることができるのタイプは以下の通りである。

表 の DNS Infiltration として機能する可能性のあるリソースレコードのタイプのうち、IP アドレスを偽装して情報を転送するものについては、第 ?? 項で述べた認証基盤によってレコード情報の正当性評価で排除することができる。NULL・TXT・CNAME のレコードタイプも認証基盤における正当性の評価に基づいて、目的にそぐわない内容を含む場合には署名の作成を破棄することで DNS Infiltration の発生を抑止する。

4. 評価

本章では，提案システムの DNS トンネリング抑止の機能としての効果について，実装したプロトタイプ実装上で擬似トンネリング通信の動作させることによるシミュレーションテストに基づき明らかにする．次に，提案システムの特性についての要件に基づき評価した結果を示し，トラフィック量の削減と高速な名前解決システムとして有用であること明らかにする．

4.1 プロトタイプ実装とシミュレーション環境

提案システムのトンネリングの抑止機能の評価には，Docker による仮想環境上でシミュレーションテストに基づいて行った．マネージャやフルサービスリゾルバなどの各サービスノードを Python3 を用いて実装し，プログラムを各 docker コンテナとして動作させることによって，擬似的に名前解決基盤を構築した．プロトタイプの実装には，主として DNS の機能を提供する dnslib を用いた [43]．dnslib は，DNS クエリパケットのパース機能と DNS パケットを作成するのに用いた．また，マネージャにおけるコンテンツの管理には，データベースを用いている．データベースには，インメモリで永続性機能を持つ Redis を使用した．

次に，Docker 環境上に構成したネットワーク構成について説明する．組織内においては，OP53B が適用されており，スタブリゾルバからの名前解決には内向きのフルサービスリゾルバのみが使用されるものとしている．フルサービスリゾルバは，組織外のネットワーク (インターネット) に設置されたマネージャに接続

表 10 使用したライブラリと環境

ソフトウェア	バージョン
Python	3.7.5
Docker	19.03.5
dnslib	0.9.10
Redis	3.3.11

されている。図 12 に示す通り，提案システムではルートを経由した再帰問い合わせではなく，コンテンツを保持するマネージャとフルサービスリゾルバは直接接続される。

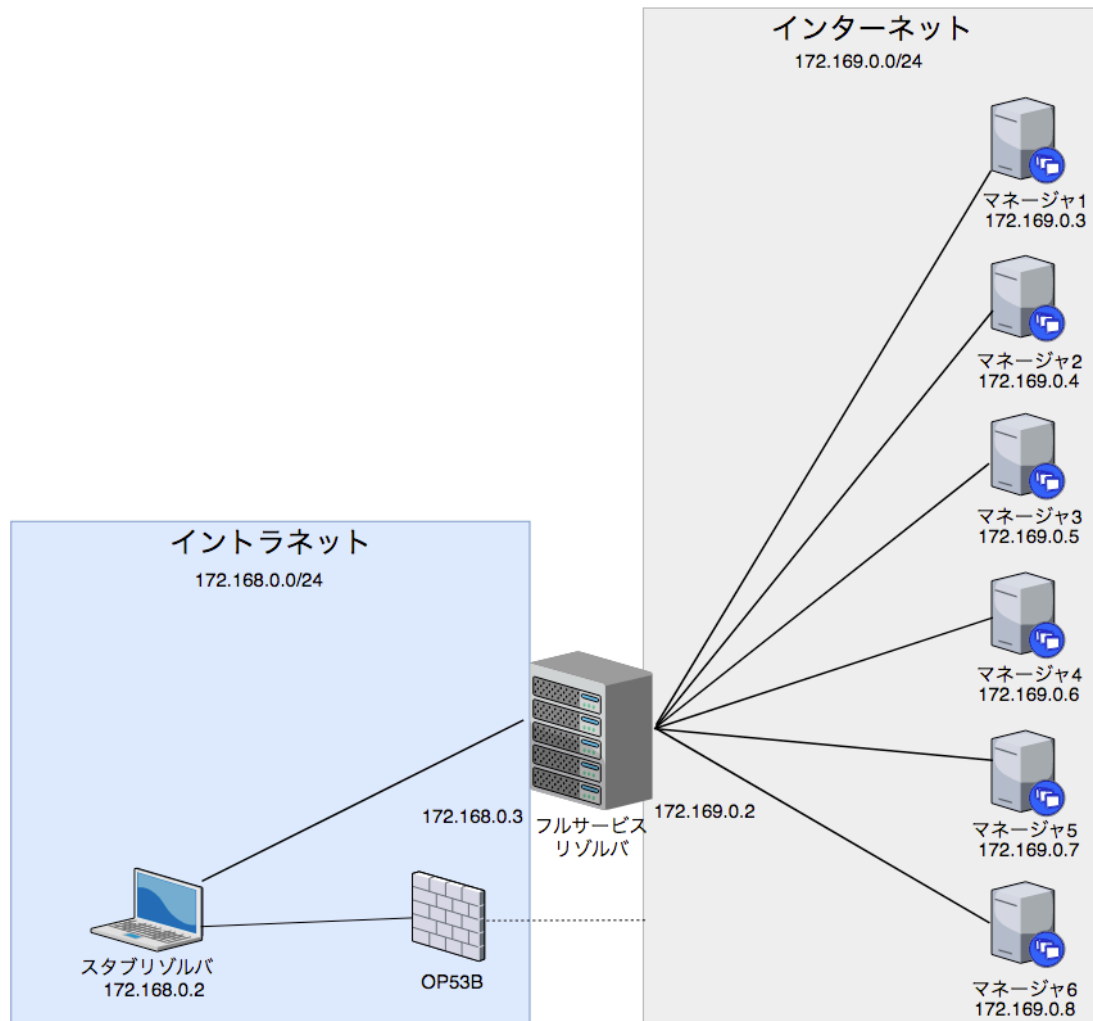


図 12 Docker 環境内におけるネットワークトポロジー

4.2 提案システム上での DNS トンネリング

本節では、提案システムにおける DNS Exfiltration 抑止機能について、擬似 DNS トンネリングの通信を提案システム上で発生させるシミュレーションに基づいて評価した結果を示す。シナリオは、DNS Exiltration の手法に基づいて、スタブリゾルバから “exfil.com” を宛先に DNS クエリが発せられることを想定する。擬似的な DNS トンネリングの問い合わせに用いるドメイン名には、1 文字から 63 文字の間の長さでランダムな文字列からなるラベルの集合として 5000 個を用意し、宛先が “exil.com” となるようにそのラベルをサブドメインとして組み合わせたドメイン名を作成した。DNS Exfiltration では、問い合わせるリソースレコードのタイプの種類は問われないため、全て A レコードを設定した。実験では、用意した 5000 個のドメイン名を問い合わせるスクリプトを用意し、スタブリゾルバから実行した。図 13 で示すように、クエリは既存システム同様に、組織内部のフルサービスリゾルバにはじめに転送される。フルサービスリゾルバは、問い合わせられたドメイン名とレコードタイプからドメイン ID とコンテンツ ID を算出し、コンテンツを保持するマネージャのアドレスをコンテンツ ID に基づいて決定する。図 14 で示すように、Question セクションの Qname には、識別子である “コンテンツ ID. ドメイン ID” が含まれている。

このような仕組みで、コンテンツを操作するプロバイダにはスタブリゾルバからのクエリは転送されず、スタブリゾルバとマネージャ間のトランザクションで完結する名前解決のメカニズムによって、DNS Exfiltration として機能できないことが確認できる。

No.	Source	Destination	Proto	Lang	Info
1	172.168.0.2	172.168.0.3	DNS	116	Standard query 0xded2 A 9u4d5tab40d6kjt29ekhn5.exfil.com OPT
2	172.168.0.3	172.168.0.2	DNS	93	Standard query response 0xded2 No such name A 9u4d5tab40d6kjt29ekhn5.exfil.com
3	172.168.0.2	172.168.0.3	DNS	138	Standard query 0x047f A pi99l5o04r9ks29qklvcs3vt427bxzg769zujxj2mkbvk.exfil.com OPT
4	172.168.0.3	172.168.0.2	DNS	115	Standard query response 0x047f No such name A pi99l5o04r9ks29qklvcs3vt427bxzg769zujxj2mkbvk.exfil.com
5	172.168.0.2	172.168.0.3	DNS	136	Standard query 0xf9cc A kddi7g6z6gi1fm1ks2v3m69eo3e2od9grks49zlfqj3.exfil.com OPT
6	172.168.0.3	172.168.0.2	DNS	113	Standard query response 0xf9cc No such name A kddi7g6z6gi1fm1ks2v3m69eo3e2od9grks49zlfqj3.exfil.com
7	172.168.0.2	172.168.0.3	DNS	134	Standard query 0x8d8e A 3hd1z4u22gifciu0i7lxftrbl8pyy0rndvd2y6n50.exfil.com OPT
8	172.168.0.3	172.168.0.2	DNS	111	Standard query response 0x8d8e No such name A 3hd1z4u22gifciu0i7lxftrbl8pyy0rndvd2y6n50.exfil.com
9	172.168.0.2	172.168.0.3	DNS	106	Standard query 0x69ed A hu8j5y4zu8pv.exfil.com OPT
10	172.168.0.3	172.168.0.2	DNS	83	Standard query response 0x69ed No such name A hu8j5y4zu8pv.exfil.com
11	172.168.0.2	172.168.0.3	DNS	156	Standard query 0x1321 A 5rp3ees2xzdjhg9nt3h8puhw4p9zlgkc0fp2w4elkbsly3vj12juzkgmvkhu9xf.exfil.com OPT
12	172.168.0.3	172.168.0.2	DNS	133	Standard query response 0x1321 No such name A 5rp3ees2xzdjhg9nt3h8puhw4p9zlgkc0fp2w4elkbsly3vj12juzkgmvkhu9xf.exfil.com
13	172.168.0.2	172.168.0.3	DNS	106	Standard query 0x6515 A kq46ww47kqbwu.exfil.com OPT
14	172.168.0.3	172.168.0.2	DNS	83	Standard query response 0x6515 No such name A kq46ww47kqbwu.exfil.com
15	172.168.0.2	172.168.0.3	DNS	108	Standard query 0x3168 A wextmpz5kngj5hc.exfil.com OPT
▶ Frame 1: 116 bytes on wire (928 bits), 116 bytes captured (928 bits) ▶ Ethernet II, Src: 02:42:ac:a8:00:02 (02:42:ac:a8:00:02), Dst: 02:42:ac:a8:00:03 (02:42:ac:a8:00:03) ▶ Internet Protocol Version 4, Src: 172.168.0.2, Dst: 172.168.0.3 ▶ User Datagram Protocol, Src Port: 46071, Dst Port: 19953 ▼ Domain Name System (query) Transaction ID: 0xded2 Flags: 0x0120 Standard query Questions: 1 Answer RRs: 0 Authority RRs: 0 Additional RRs: 1 ▼ Queries ▶ 9u4d5tab40d6kjt29ekhn5.exfil.com: type A, class IN ▶ Additional records [Response In: 2]					

図 13 スタブリゾルバからフルサービスリゾルバにおける通信

No.	Source	Destination	Proto	Lang	Info
1	172.169.0.2	172.169.0.4	DNS	145	Standard query 0x5194 A 9988e2b1a8527a240adcc6330fa15a331a0773ee2697fa50b9d1781.c91eccd9acb4a1ac28b05ff6e6a7
2	172.169.0.4	172.169.0.2	DNS	145	Standard query response 0x5194 No such name A 9988e2b1a8527a240adcc6330fa15a331a0773ee2697fa50b9d1781.c91eccd9acb4a1ac28b05ff6e6a7
3	172.169.0.2	172.169.0.3	DNS	145	Standard query 0x60a8 A 0e67fae6a04fc50677eae799069c976dba0bfd01db2a192c4724badd.79ab4d82f1cee427d991f2a39bb5
4	172.169.0.3	172.169.0.2	DNS	145	Standard query response 0x60a8 No such name A 0e67fae6a04fc50677eae799069c976dba0bfd01db2a192c4724badd.79ab4d82f1cee427d991f2a39bb5
5	172.169.0.2	172.169.0.5	DNS	145	Standard query 0xa8b4 A b61abb83ff3a770fb2afed2daed9f7c09504de70740677a5303343a0.8cb4807a8f4c068fdffdb3b0b82a
6	172.169.0.5	172.169.0.2	DNS	145	Standard query response 0xa8b4 No such name A b61abb83ff3a770fb2afed2daed9f7c09504de70740677a5303343a0.8cb4807a8f4c068fdffdb3b0b82a
7	172.169.0.2	172.169.0.4	DNS	145	Standard query 0xba6f A 55935d8a10845b17021a29a94c1567b273c0835796cc0c8ec351e7f.ca1a48bd96459335dce71f42b256
8	172.169.0.4	172.169.0.2	DNS	145	Standard query response 0xba6f No such name A 55935d8a10845b17021a29a94c1567b273c0835796cc0c8ec351e7f.ca1a48bd96459335dce71f42b256
9	172.169.0.2	172.169.0.5	DNS	145	Standard query 0xb6c8 A fa19621b1997a789b36756b12b57abe0b246af7fe0b660b19cc5166d.09a55336007f08abb36285fcf398
10	172.169.0.5	172.169.0.2	DNS	145	Standard query response 0xb6c8 No such name A fa19621b1997a789b36756b12b57abe0b246af7fe0b660b19cc5166d.09a55336007f08abb36285fcf398
11	172.169.0.2	172.169.0.3	DNS	145	Standard query 0x1bbe A 4eeefc6807da62df2b726943ca734c811bf7a6b2c8338a794d5c3b5c.1e64cf369e130513d2c393a09adc
12	172.169.0.3	172.169.0.2	DNS	145	Standard query response 0x1bbe No such name A 4eeefc6807da62df2b726943ca734c811bf7a6b2c8338a794d5c3b5c.1e64cf369e130513d2c393a09adc
13	172.169.0.2	172.169.0.3	DNS	145	Standard query 0x6c70 A 0b4f3e1ca7ddf57d56f6c7fe0b94a0e01aabed767428ded229dc5319.1d97d5b5ef92abec4a1e06b5b046
14	172.169.0.3	172.169.0.2	DNS	145	Standard query response 0x6c70 No such name A 0b4f3e1ca7ddf57d56f6c7fe0b94a0e01aabed767428ded229dc5319.1d97d5b5ef92abec4a1e06b5b046
15	172.169.0.2	172.169.0.3	DNS	145	Standard query 0xb18e A 0072e343d063972a04c8325dc2786687494b19b4245be4336a724031.4d8fc50718f1212a700b99759277
▶ Frame 1: 145 bytes on wire (1160 bits), 145 bytes captured (1160 bits) ▶ Ethernet II, Src: 02:42:ac:a9:00:02 (02:42:ac:a9:00:02), Dst: 02:42:ac:a9:00:04 (02:42:ac:a9:00:04) ▶ Internet Protocol Version 4, Src: 172.169.0.2, Dst: 172.169.0.4 ▶ User Datagram Protocol, Src Port: 56516, Dst Port: 10053 ▼ Domain Name System (query) Transaction ID: 0x5194 Flags: 0x0500 Standard query Questions: 1 Answer RRs: 0 Authority RRs: 0 Additional RRs: 0 ▼ Queries ▶ 9988e2b1a8527a240adcc6330fa15a331a0773ee2697fa50b9d1781.c91eccd9acb4a1ac28b05ff6e6a7: type A, class IN [Response In: 2]					

図 14 フルサービスリゾルバからマネージャにおける通信

4.3 特性評価

提案システムは、既存システムと比較するとき、表 11 に示すような特性が現れる。本節では、既存システムと比べて提案システムがトラフィック量が少なくなる点と名前解決の高速が期待される点について説明する。また、ICN における名前解決システムの要件に基づき評価したそのほかの特性についても説明する。

表 11 DNS と DNS-TD の特性比較

DNS		DNS-TD
ドメイン長	変長 (最大 253byte)	固定長 (84byte) (コンテンツ ID(56) & ドメイン ID(28))
問い合わせ回数	委譲された回数	1
RTT	全ての権威サーバ との RTT 総和	マネージャとの RTT のみ
ゾーンファイル	ファイル	インメモリデータベース
オーバーヘッド	再帰問い合わせ	・ コンテンツ ID の計算 ・ ドメイン ID の計算 ・ マネージャ探索処理

4.3.1 トラフィック量

表 11 で示すように、提案システムではサーバへの問い合わせは一回で済む。DNS では、コンテンツを保持するサーバまで再帰的に問い合わせることを踏まえると、提案手法の方がトラフィック数は少なくなることが予想される。一方で、DNS は任意のドメイン名が使用されるのに対して、提案システムでは常に固定長の 84bytes のドメイン名が使用される。本項では、上記の違いに関して、それぞれシステムにおける名前解決で発生するトラフィック量を比較評価した結果を示す。

トラフィック量の評価においては、クエリパケットのみに焦点を当てた。既存システムにおける再帰問い合わせでは、ルートから TLD, SLD と権威サーバのアドレスが Authority セクションに含まれて応答されるが、ドメイン毎に権威サーバの数が異なる。さらに、権威サーバのアドレスとして含めることができるアドレスは一つでないため、応答パケットのサイズにはドメイン毎にランダムである特性がある。このように応答パケットのサイズはドメイン依存であるため推定することが困難である。以上から、トラフィック量の推定には、クエリパケットのみを焦点に当てた。また、既存システムと提案システムのスタブリゾルバからフルサービスリゾルバまでの通信は両者とも共通であるため、評価するトラフィックはフルサービスリゾルバとサーバ(権威サーバもしくはマネージャ)間の通信を評価した。長さの異なるドメイン名として、1文字(ルート)から最大長の253文字まで全253種類のドメイン名を用意した。評価では、長さの異なる253種類のドメイン名をスタブリゾルバからクエリし、フルサービスリゾルバから権威サーバ(提案システムではマネージャ)までのクエリパケットのサイズを対象とした。既存システムでは、権威サーバへの問い合わせの方法には、2つの種類がある。1つ目は、ルート権威サーバやTLD権威サーバ問わずにFQDNで問い合わせる方法である。この場合、権威サーバを宛先とするパケットは、常に同じパケットサイズとなる。2つ目は、Qname Minimization [44] と呼ばれる手法で、宛先となる権威サーバにはその次の権威サーバのドメイン名のみを問い合わせるという方法である。Qname minimization は、権威サーバに問い合わせる Question セクションのドメイン名が最小限に留められる。例えば、“www.example.com”について考える。フルサービスリゾルバにおいてQname minimization の設定が有効になっている場合、ルート権威サーバには“com”のNSレコード情報が問い合わせられる。同様にして、“com”権威サーバには、“example.com”のNSレコード情報が問い合わせられるという具合である。

はじめに、ルートのAレコードタイプに関するクエリパケットのサイズを収集した。次に、全てのTLDのドメイン名を収集し、TLDのAレコードタイプに関するクエリパケットのサイズを収集した。また、全てのドメインの長さパターンにおけるパケットサイズのデータを収集した。Qname Minimization を使用しな

表 12 パケット構成する要素とそのサイズ

表記	意味	サイズ (bytes)
R	ラベルの長さを示す領域	1
r	Root を表す “.” をストアする領域	1
O	Qname 以外のクエリパケットサイズ	68
Rtype	レコードタイプ	1(A) 2(NS)

い場合、名前解決に伴うクエリの総トラフィックサイズは、以下の計算式で求めることができる。

$$(n \text{ Label's Traffic}) = (R + (\text{Label Length}) + r + \text{Rtype} + O) \times n \quad (5)$$

$$= (1 + (\text{label Length}) + 1 + 1 + 68) \times n \quad (6)$$

$$= (71 + (\text{Label Length})) \times n \quad (7)$$

図 15 が、DNS と DNS-TD における名前解決にて発生するクエリパケットの総トラフィック量の比較である。x 軸が、スタブリゾルバから問い合わせられたドメイン名の長さで、y 軸が総トラフィック量である。

図 15 から、Qname Minimization を使用しない場合では、提案システムのような固定長の方が再帰的に問い合わせるよりもトラフィック量は抑えられることが確認できる。

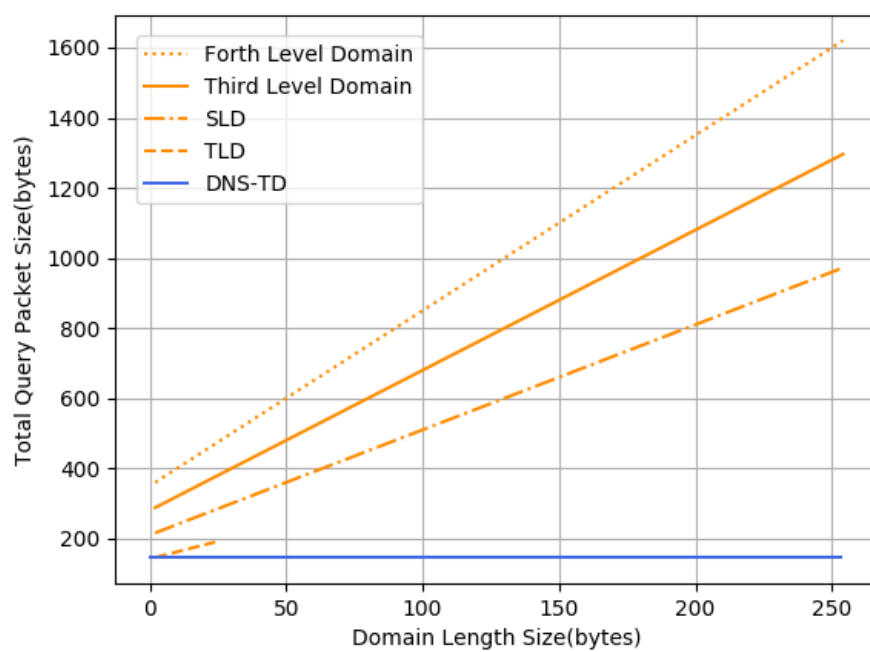


図 15 DNS-TD と DNS における名前解決に使用されるクエリパケットサイズの比較

4.3.2 オーバーヘッド

提案システムの名前解決メカニズムでは，名前解決問い合わせの都度，コンテンツ ID とドメイン ID を算出する必要がある．ハッシュ関数に基づいたこの 2 つの識別子を算出する処理は，名前解決処理におけるオーバーヘッドになることが予想される．本項では，識別子の算出処理に伴う時間的なオーバーヘッドについて，検証実験に基づいて評価した結果を示す．

評価では，はじめに“exfil.com”を宛先とするランダムに作成した 5000 個のドメイン名とリソースレコードのタイプの組を用意した．その組からコンテンツ ID とドメイン ID を算出するのにかかった時間の記録をとった．この操作を 4 回繰り返し，組ごとのダイジェスト算出にかかった時間の平均をとったのが，表 16 である．処理時間を抽出には，Time ライブラリの“perf_counter”メソッドを用いた．検証環境は，表 13 の通りである．

表 13 識別子算出のパフォーマンステスト環境

要素	値
OS	MacOS(10.14.6)
CPU	1.6GHz Intel Core i5
メモリ	8GB 1600GHz DDR3

図 16 で示す検証の結果から，識別子の組を算出するのにかかる時間は約 0.003 ミリ秒の分布する．名前解決にかかる時間は，ルート権威サーバを例にとると図 17 で示すように，0 から 1000 ミリ秒と振り幅はあるものの明らかに識別子にかかる時間は無視できる程度に小さいことが確認できる．以上から，提案システムにおける識別子算出にかかる時間的オーバーヘッドは無視できるものと捉えられる．

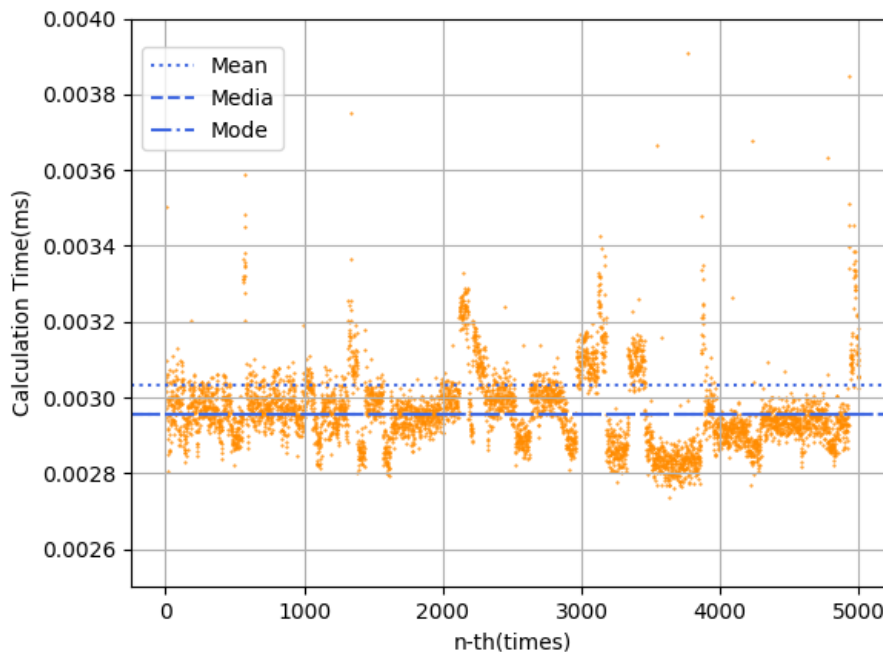


図 16 コンテンツ ID とドメイン ID 算出にかかる計算時間のオーバーヘッド

4.3.3 名前解決速度

提案システムでは、コンテンツを保持するサーバはコンテンツ ID から一意に決まる。一方、既存システムでは、ルートから階層的にコンテンツを保持するサーバを探索した後に決まるため、提案システムの方が高速に名前解決できることが期待される。この特性を踏まえて、本項では、既存システムとの秘匿に基づいて名前解決速度について評価する。

名前解決速度の評価には、フルサービスリゾルバによる問い合わせに対する権威サーバからの応答までの時間に基づいて評価する。提案システムにおいて、マネージャサービスは既存システムにおける TLD が担当する。図 17 で示すように、ルート権威サーバまでの RTT は 50 ミリ秒周辺が最も多く、平均すると 100 ミリ秒に収束する。他方で、図 18 で示すように、TLD 権威サーバまでの RTT は 13 ミリ秒周辺が最も多く、平均すると 50 ミリ秒に収束することがわかった。既存シ

システムでは、問い合わせるドメイン名のゾーン構成に従い、最終的な権威サーバまでの RTT が加算される。他方で、提案システムでは、TLD を想定するマネージャにフルサービスリゾルバから 1 ホップの問い合わせで名前解決が実現される。以上のことから、少なくとも SLD 以降の権威サーバにかかる RTT 分高速に名前解決できることがわかる。

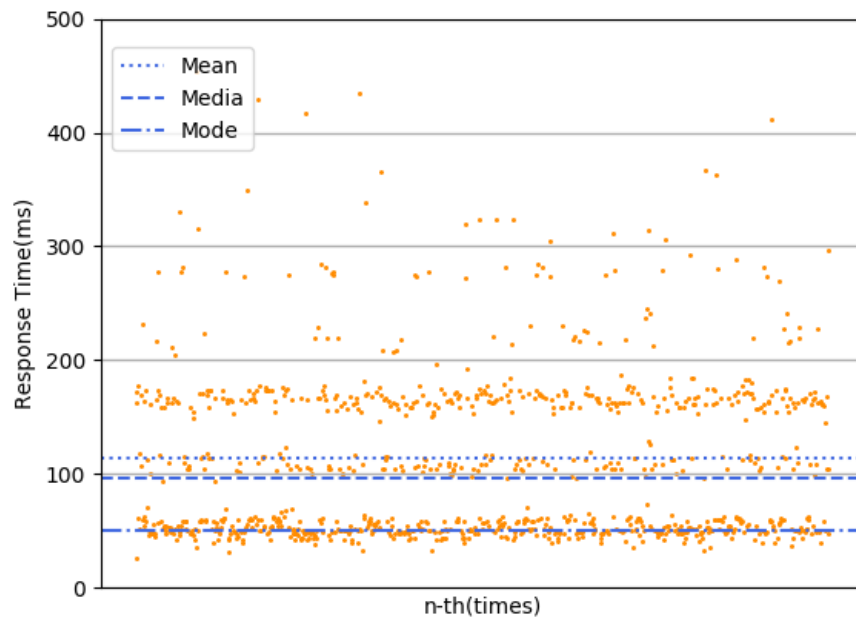


図 17 Root 権威サーバにおける RTT の分布

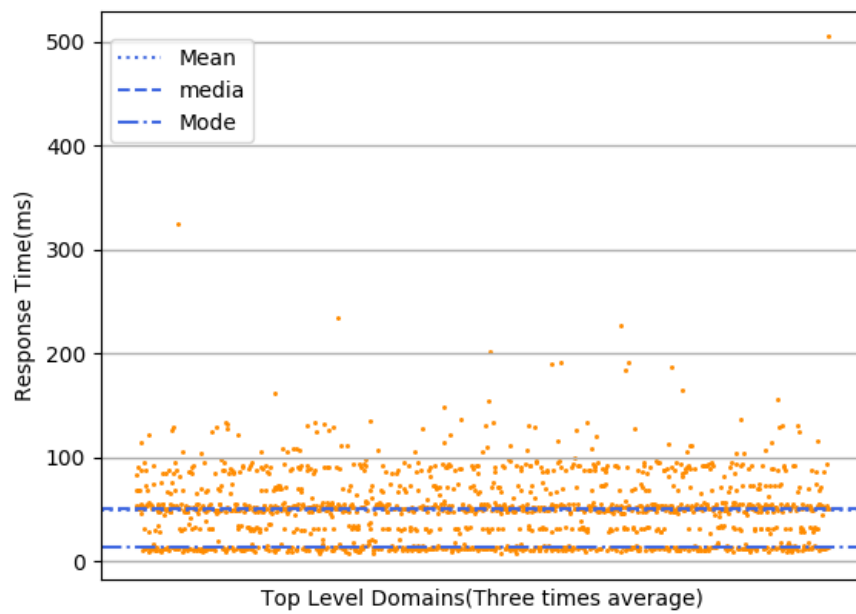


図 18 TLD 権威サーバにおける RTT の分布

5. 考察

第4章で示す通り、提案システムにおける権威サーバの機能の分離と識別子に基づくマネージャの探索手法によって、トンネリングを抑止しながら既存の名前解決システムの基盤を踏襲できることを明らかにした。また、比較に基づく特性評価から、提案システムはトラフィック量の削減と名前解決の高速化が期待されることを示した。本章では、提案システムにおける課題と有用性について考察する。

5.1 提案システムをバイパスするトンネリング手法

提案システムでは、権威サーバの機能を分離させ、コンテンツを提供するサーバをユーザのアクセスできる範囲から離すことによって、トンネリングの発生を抑止させている。しかし、スタブリゾルバからのクエリがマネージャに転送されているため、細工したDNSクエリなどなんらかの手法によってマネージャのクエリログにアクセスされた場合にトンネリングとして悪用される潜在的な脅威はある。このような脅威シナリオに対して、DNSクエリのパーサーアルゴリズムと以降で述べるDoS攻撃に対処することが重要である。現在のところ、ユーザがマネージャにアクセスできない限り、既存システムにおけるトンネリング手法のようにデータ転送する手法は、クライアントからの問い合わせをマネージャが処理する機構に基づいて困難である。

5.2 マイグレーション

5.3 ハッシュ関数の寿命とシステムの継続性

提案システムでは、コンテンツIDおよびドメインIDにはKeccakアルゴリズムに基づいたsha3ハッシュ関数によって算出されるメッセージダイジェストを用いている。ハッシュ関数は、一方向性の性能は計算時間の長さに基づいて担保されている。当然、計算リソースの向上に伴い提案システムのハッシュアルゴリズムが解析される可能性は十分にある。副次的に、フルサービスリゾルバとサーバ

とのネットワークにおけるクエリパケットの秘匿化に寄与する効果があるが、提案システムにおける利用目的は他にある。提案システムにおけるハッシュ関数の利用は、元のメッセージから相関のないダイジェストが算出される性質を主として利用している。このため、元のメッセージを衝突する解析が可能になることと提案システムにおける名前解決の機能およびトンネリング抑止の機能に影響が及ぶことはない。

5.4 課題

他方で、提案システムでは、マネージャというサービスノードへの信頼に基づいて、ドメイン名とレコードタイプのペアに識別子を付与し、複数のマネージャが識別子が帰属する名前空間の範囲を協調的に管理することでコンテンツが管理される。この設計では、マネージャに障害が発生した際には極めて広範囲に影響が及ぶことが懸念される。特に、ユーザとの接続点が名前解決クエリにあるので、DoS 攻撃^{*10}への耐性を備えることが極めて重要となると予想される。この DoS 攻撃の脅威に対することは、今後の課題である。

^{*10}DoS 攻撃: サービス不全攻撃。大量のクエリによってサーバの計算リソースを消費させることによってサービス提供を不全にする。

6. 結論

本論文では、DNS トンネリングを抑止する名前解決システムを提案した。DNS トンネリングが動作する仕組みについて分析し、スタブリゾルバからコンテンツを操作する権威サーバまで問い合わせパケットが転送される点に着目した。提案システム DNS-TD では、権威サーバの機能をコンテンツを保持しクライアントからの問い合わせに応答する機能とコンテンツを編集する機能を2つサービスノードに分割させる。この設計によって、スタブリゾルバからの問い合わせパケットを受信するノードを作成することが防ぐことで、トンネリング通信の発生を抑止する。また、提案システムの機能特性について評価を行い、既存システムよりも少ないトラフィックでなおかつ高速な名前解決を実現できるという優位性を持っていることを示した。DNS は現在のインターネットの根幹技術であり、基盤システムに根付いているため、既存システムから完全に移行することは困難である。この点を踏まえて、提案システムでは、フルサービスリゾルバと権威サーバにおけるトランザクションのみの変更を抑えることで、既存システムからの移行を実現しやすいものに設計した。

今後の課題として、最適なマネージャノードの数を推定することがある。これには、マネージャが保持するコンテンツの数とその計算負荷の関わりについて評価する必要がある。また、現在の DNS のルート権威サーバに適用されるような Anycast 技術を用いることで、地理的制約を解消し少ないマネージャ数で運用できる可能性がある。この課題について検討を行っていく。

謝辞

ご指導ご鞭撻賜りありがとうございました.

参考文献

- [1] M. Att&ck, “Custom command and control protocol.” <https://attack.mitre.org/techniques/T1094/>. (accessed at 2020-1-5).
- [2] KrebsSecurity, “Deconstructing the 2014 sally beauty breach.” <https://krebsonsecurity.com/2015/05/deconstructing-the-2014-sally-beauty-breach/>, May 2015. (accessed at 2020-1-5).
- [3] IronNet, “Chirp of the poisonfrog.” <https://ironnet.com/blog/chirp-of-the-poisonfrog/>, 2019. (accessed at 2020-1-5).
- [4] N. Hoffman, “Bernhardpos.” <https://securitykitten.github.io/2015/07/14/bernhardpos.html>, 2015. (accessed at 2020-1-5).
- [5] FireEye, “Multigrain – point of sale attackers make an unhealthy addition to the pantry.” https://www.fieeye.com/blog/threat-research/2016/04/multigrain_pointo.html, 2016. (accessed at 2019-11-30).
- [6] P. alto Networks, “New wekby attacks use dns requests as command and control mechanism.” <https://unit42.paloaltonetworks.com/unit42-new-wekby-attacks-use-dns-requests-as-command-and-control-mechanism/>, May 2016. (accessed at 2019-11-30).
- [7] Kaspersky, “Use of dns tunneling for c&c communications.” <https://securelist.com/use-of-dns-tunneling-for-cc-communications/78203/>, 2017. (accessed at 2019-11-30).
- [8] C. Talos, “Spoofed sec emails distribute evolved dnsmessenger.” <https://blog.talosintelligence.com/2017/10/dnsmessenger-sec-campaign.html>, 2017. (accessed at 2019-11-30).
- [9] Cylance, “Threat spotlight: Inside udpos malware.” https://threatvector.cylance.com/en_us/home/threat-spotlight-inside-udpos-malware.html, 2018. (accessed at 2019-11-30).

- [10] K. Born and D. Gustafson, “Ngviz: Detecting dns tunnels through n-gram visualization and quantitative analysis,” in *Proceedings of the Sixth Annual Workshop on Cyber Security and Information Intelligence Research*, CSIIRW ’10, (New York, NY, USA), p. 4, Association for Computing Machinery, 2010.
- [11] C. Qi, X. Chen, C. Xu, J. Shi, and P. Liu, “A bigram based real time dns tunnel detection approach,” *Procedia Computer Science*, vol. 17, pp. 852 – 860, 2013. First International Conference on Information Technology and Quantitative Management.
- [12] J. Liu, S. Li, Y. Zhang, J. Xiao, P. Chang, and C. Peng, “Detecting dns tunnel through binary-classification based on behavior features,” in *2017 IEEE Trustcom/BigDataSE/ICSS*, pp. 339–346, Aug 2017.
- [13] A. Nadler, A. Aminov, and A. Shabtai, “Detection of malicious and low throughput data exfiltration over the dns protocol,” in *Computers and Security*, vol. 80, pp. 36 – 53, 2019.
- [14] J. Steadman and S. Scott-Hayward, “Dnsxd: Detecting data exfiltration over dns,” in *2018 IEEE Conference on Network Function Virtualization and Software Defined Networks (NFV-SDN)*, pp. 1–6, Nov 2018.
- [15] J. Ahmed, H. H. Gharakheili, Q. Raza, C. Russell, and V. Sivaraman, “Monitoring enterprise dns queries for detecting data exfiltration from internal hosts,” *IEEE Transactions on Network and Service Management*, pp. 1–1, 2019.
- [16] E. Ekman, “iodine.” <http://code.kryo.se/iodine/>. (accessed at 2020-1-5).
- [17] R. Bowes, “dnscat2.” <https://github.com/iagox86/dnscat2>. (accessed at 2020-1-5).

- [18] P. Mockapetris, “Domain names - concepts and facilities.” <https://www.rfc-editor.org/info/std13>, November 1987. RFC1034.
- [19] P. Mockapetris, “Domain names - implementation and specification.” <https://www.rfc-editor.org/info/std13>, November 1987. RFC1035.
- [20] J. Klensin, “Internationalized domain names for applications (idna): Definitions and document framework.” <https://www.rfc-editor.org/info/rfc5890>, August 2010. RFC5890.
- [21] O. Pearson, “Bugtraq mailing list archives dns tunnel - through bastion hosts.” <https://seclists.org/bugtraq/1998/Apr/79>. (accessed at 2019-1-4).
- [22] M. V. Horenbeeck, “Dns tunneling.” <http://web.archive.org/web/20060709044338/www.daemon.be/maarten/dnstunnel.html>. (accessed at 2020-1-5).
- [23] D. Kaminsky, “Ozymandns.” <https://dankaminsky.com/2004/07/29/51/>. (accessed at 2020-1-5).
- [24] D. Kaminsky, “Reverse dns tunneling staged loading shell-code.” https://www.blackhat.com/presentations/bh-usa-08/Miller/BH_US_08_Ty_Miller_Reverse_DNS_Tunneling_Shellcode.pdf. (accessed at 2020-1-5).
- [25] A. Revelli and N. Leidecker, “Heyoka.” <http://heyoka.sourceforge.net/>. (accessed at 2020-1-5).
- [26] Tim, “Tcp-over-dns.” <http://analogbit.com/software/tcp-over-dns/>. (accessed at 2020-1-5).
- [27] R. Bowes, “dnscat.” <https://wiki.skullsecurity.org/Dnscat>. (accessed at 2020-1-5).

- [28] M. Dornseif, “Denise.” <https://github.com/mdornseif/DeNiSe>. (accessed at 2020-1-5).
- [29] SensePost, “Dns-shell.” <https://github.com/sensepost/DNS-Shell>. (accessed at 2020-1-5).
- [30] Sturt, “Dnsbotnet.” <https://github.com/magisterquis/dnsbotnet>. (accessed at 2020-1-5).
- [31] F. Ceratto, “Dnscapy.” <https://github.com/FedericoCeratto/dnscapy>. (accessed at 2020-1-5).
- [32] iceman, “dohtunnel.” <https://github.com/jansect/dohtunnel/blob/master/doh/doh.go>. (accessed at 2020-1-5).
- [33] SensePost, “godoh.” <https://github.com/sensepost/goDoH>. (accessed at 2020-1-5).
- [34] SpiderLabs, “Dohc2.” <https://github.com/SpiderLabs/DoHC2>. (accessed at 2020-1-5).
- [35] MagicTunnel, “magictunnelandroid.” <https://github.com/MagicTunnelM/magicTunnelAndroid>. (accessed at 2020-1-5).
- [36] “dns2tcp.” <https://github.com/alex-sector/dns2tcp>. (accessed at 2020-1-5).
- [37] L. Nussbaum, “Tuns.” <https://github.com/lnussbaum/tuns>. (accessed at 2020-1-5).
- [38] S. Josefsson, “The base16, base32, and base64 data encodings.” <https://www.rfc-editor.org/info/rfc4648>, October 2006. RFC4648.
- [39] 森下泰宏 and 尾崎勝義, “Dns 運用の「見抜く」を探る～インシデント事例の紹介と必要な要素・項目～ランチのおともに dns.” <https://jprs.jp/tech/material/iw2016-lunch-L3-01.pdf>. (accessed at 2020-1-13).

- [40] V. Paxson, M. Christodorescu, M. Javed, J. Rao, R. Sailer, D. L. Schales, M. Stoecklin, K. Thomas, W. Venema, and N. Weaver, “Practical comprehensive bounds on surreptitious communication over DNS,” in *Presented as part of the 22nd USENIX Security Symposium (USENIX Security 13)*, (Washington, D.C.), pp. 17–32, USENIX, 2013.
- [41] D. Herrmann, C. Banse, and H. Federrath, “Behavior-based tracking: Exploiting characteristic patterns in dns traffic,” *Comput. Secur.*, vol. 39, p. 17–33, Nov. 2013.
- [42] R. Arends, R. Austein, M. Larson, D. Massey, and S. Rose, “Dns security introduction and requirements.” <https://www.rfc-editor.org/info/rfc4033>, March 2005. RFC4033.
- [43] paulc, “dnslib.” <https://github.com/paulc/dnslib>. (accessed at 2020-1-18).
- [44] S. Bortzmeyer, “Dns query name minimisation to improve privacy.” <https://www.rfc-editor.org/info/rfc7816>, 2016. RFC7816.

付録

A. 発表リスト (口頭発表)

1. 高須賀 昌烈, 妙中 雄三, 門林 雄基, “非実在ドメインに対するネガティブキャッシュの拡張と再帰問い合わせハッシュ化の提案”, 電子情報通信学会情報ネットワーク研究会, 2019-10-ICTSSL-IN, 2019 年 10 月.