

IP フラグメントテーションを悪用した キャッシュポイズニング攻撃と対策

DNS Summer Day 2020

中京大学大学院 工学研究科 太田 健也

自己紹介

- 名前: 太田 健也
- 所属: 中京大学大学院 工学研究科
- 研究テーマ: キャッシュポイズニング
 - DNS 第一フラグメント便乗攻撃の追検証と対策の検討
 - A survey on the status of measures against IP fragmentation attacks on DNS

IP フラグメンテーション攻撃 発表の流れ

- 攻撃概要
- 攻撃ベクタ
- 対策
- TLD 対策状況の調査
- まとめ

攻擊概要

IP フラグメンテーションアタック 攻撃概要

- Herzberg, Shulman が 2012 年に論文発表
 - "Fragmentation Considered Poisonous" [1-3]
 - ▶ 第一フラグメント便乗攻撃とよばれることも
- フラグメントした 2 番目以降のパケットを偽物に差し替え
 - EDNS, DNSSEC などが影響
- Path MTU Discovery の偽装によりフラグメンテーションを誘発
 - RIPE 67 で Hlavacek が発表 [4]
 - ▶ 実際の Path MTU より小さいサイズでも攻撃可能
- ソースポートランダムマイゼーションなどの対策は無効

[1] <https://arxiv.org/abs/1205.4011>

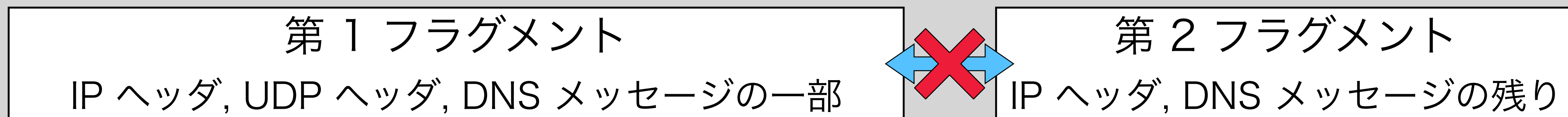
[2] <https://u.cs.biu.ac.il/~herzbea/security/13-03-frag.pdf>

[3] <https://ieeexplore.ieee.org/document/6682711>

[4] <https://ripe67.ripe.net/presentations/240-ipfragattack.pdf>

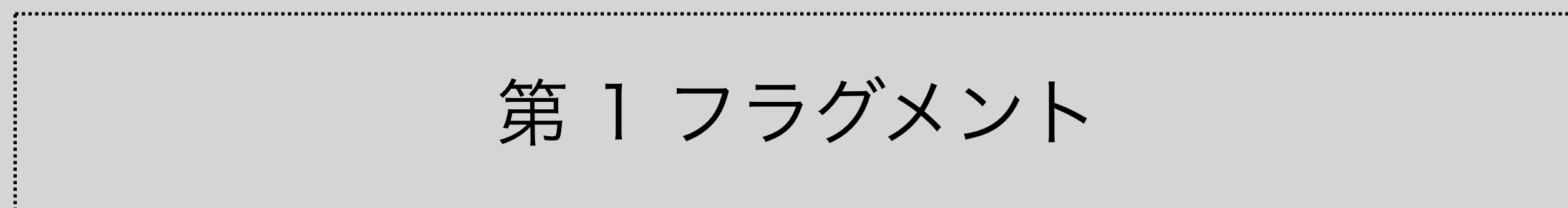
IP フラグメンテーション攻撃 イメージ

正規の権威サーバが送信するパケット

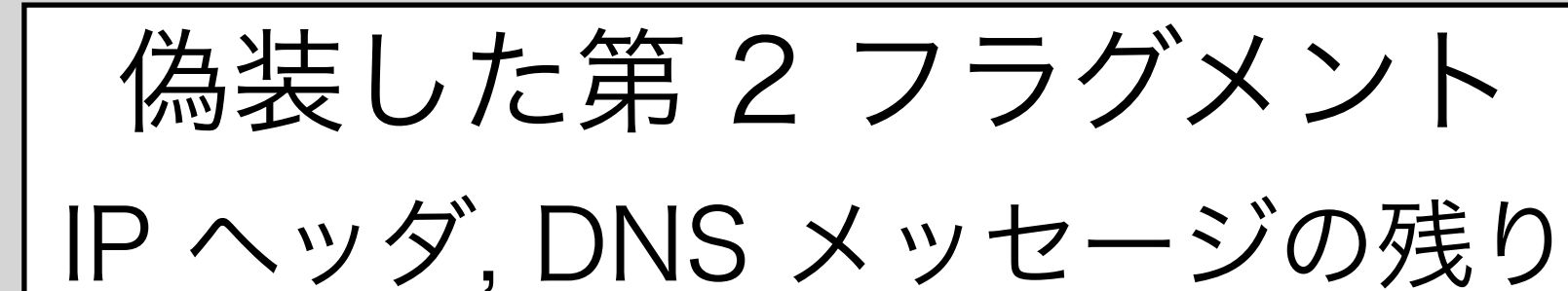


攻撃者が送信するパケット

偽装したフラグメント
とリアセンブルさせて
偽の応答を生成

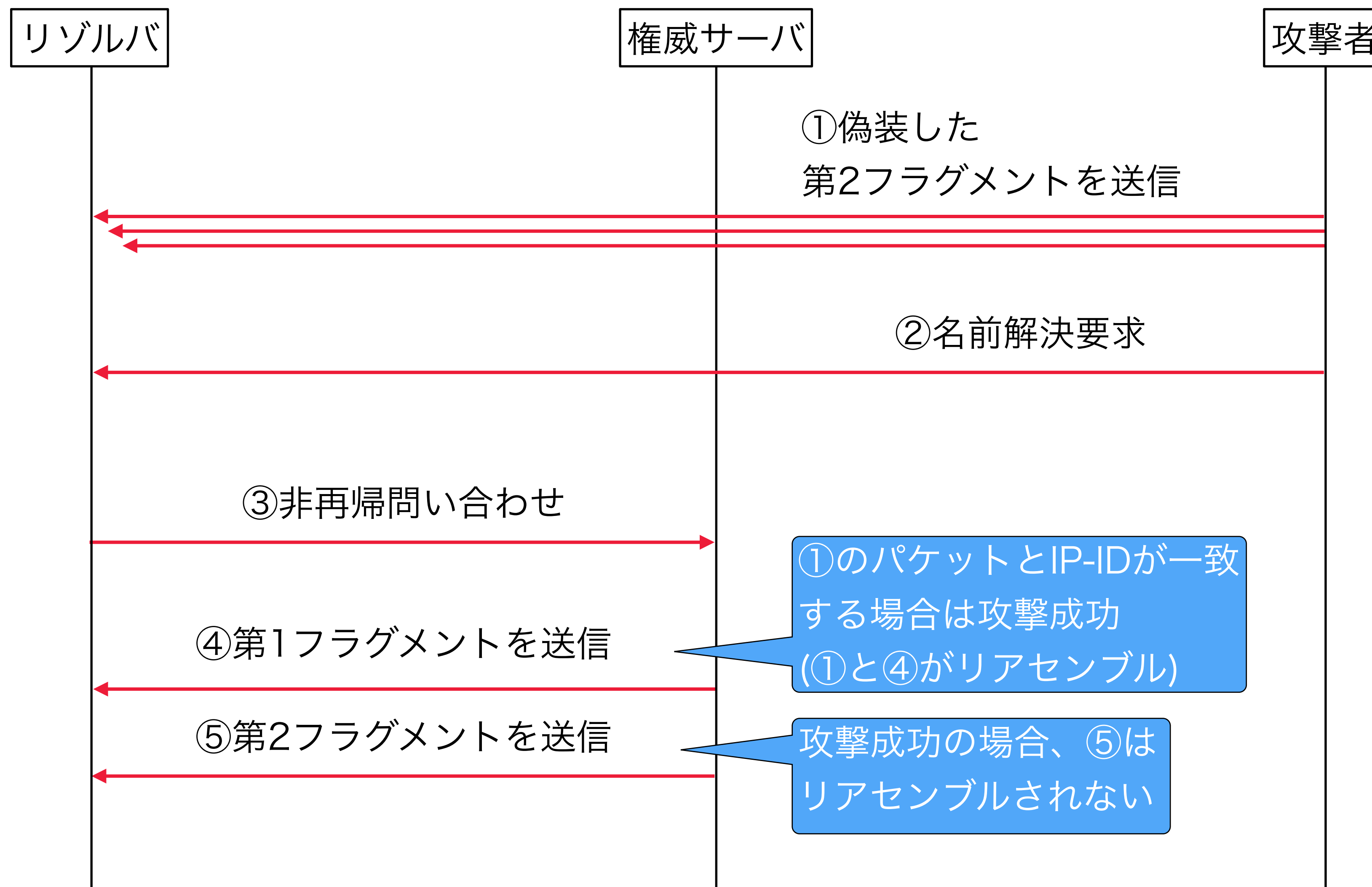


攻撃者は送信しない
(正規の応答をそのまま使用)



別の内容に書き換えたパケットを送信

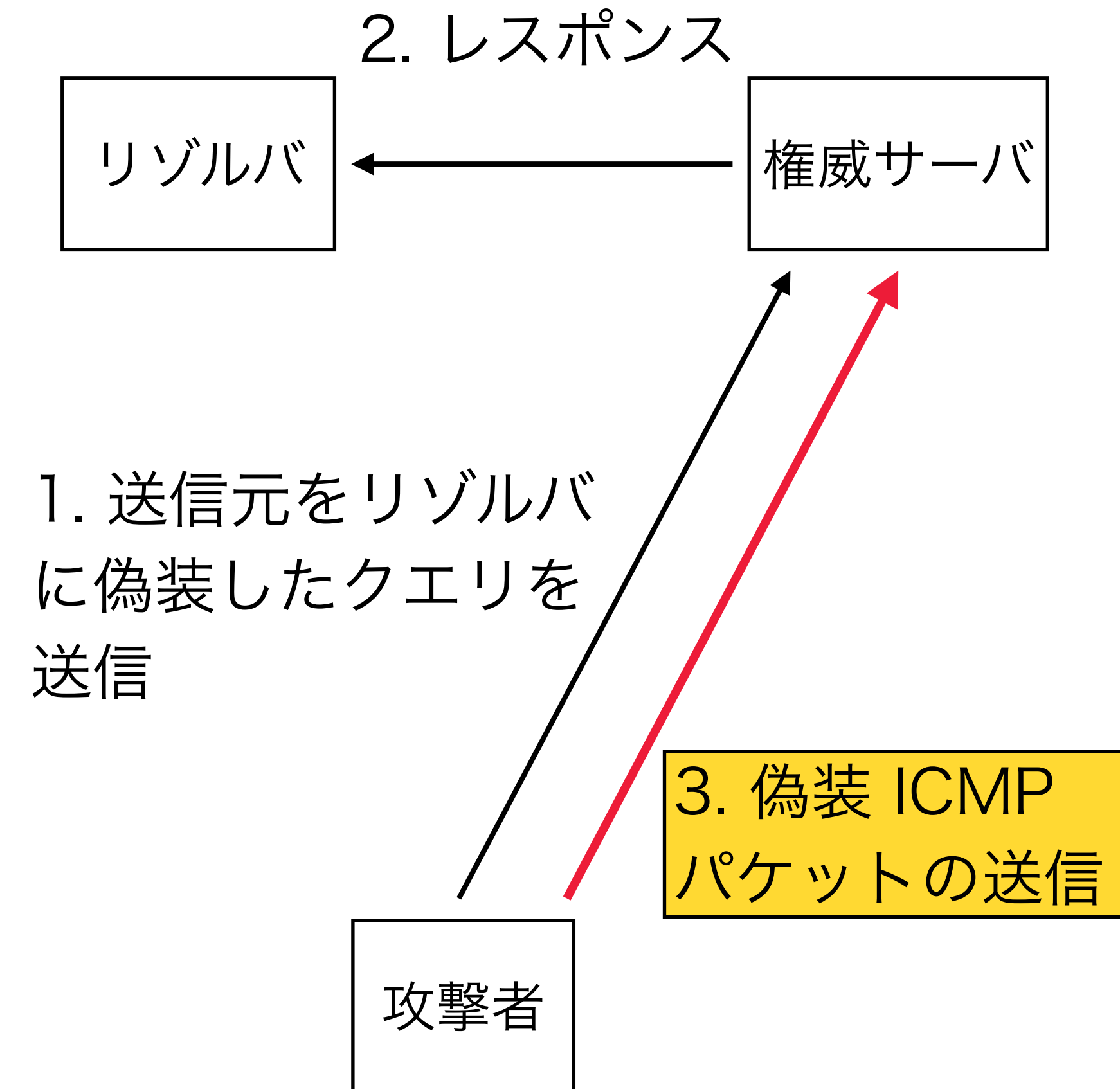
IP フラグメンテーション攻撃 攻撃手順



攻撃のポイント

Path MTU Discovery

- 経路上の MTU を探索し、送信元でフラグメント
 - 経路途中でのフラグメンテーションを抑制
 - IPv6 では経路途中でのフラグメンテーションは行わない
- 外部から偽装した ICMP パケットを送信可能
 - IPv4 における影響
 - ▶ Linux: あり (Kernel 5.6.5 で確認)
 - ▶ FreeBSD 12.0: なし



攻撃のポイント

MTU とフラグメント位置

- MTU
 - IPv4 は 68 バイト以上、IPv6 は 1280 バイト以上
 - Linux カーネルデフォルトの IPv4 Path MTU 最小値は 552 バイト
- IP のペイロード (UDP ヘッダの位置) から 8 バイト単位でフラグメント
 - Path MTU が 552 バイトなら 548 バイトのパケットが送信
- qname で微調整

攻撃のポイント

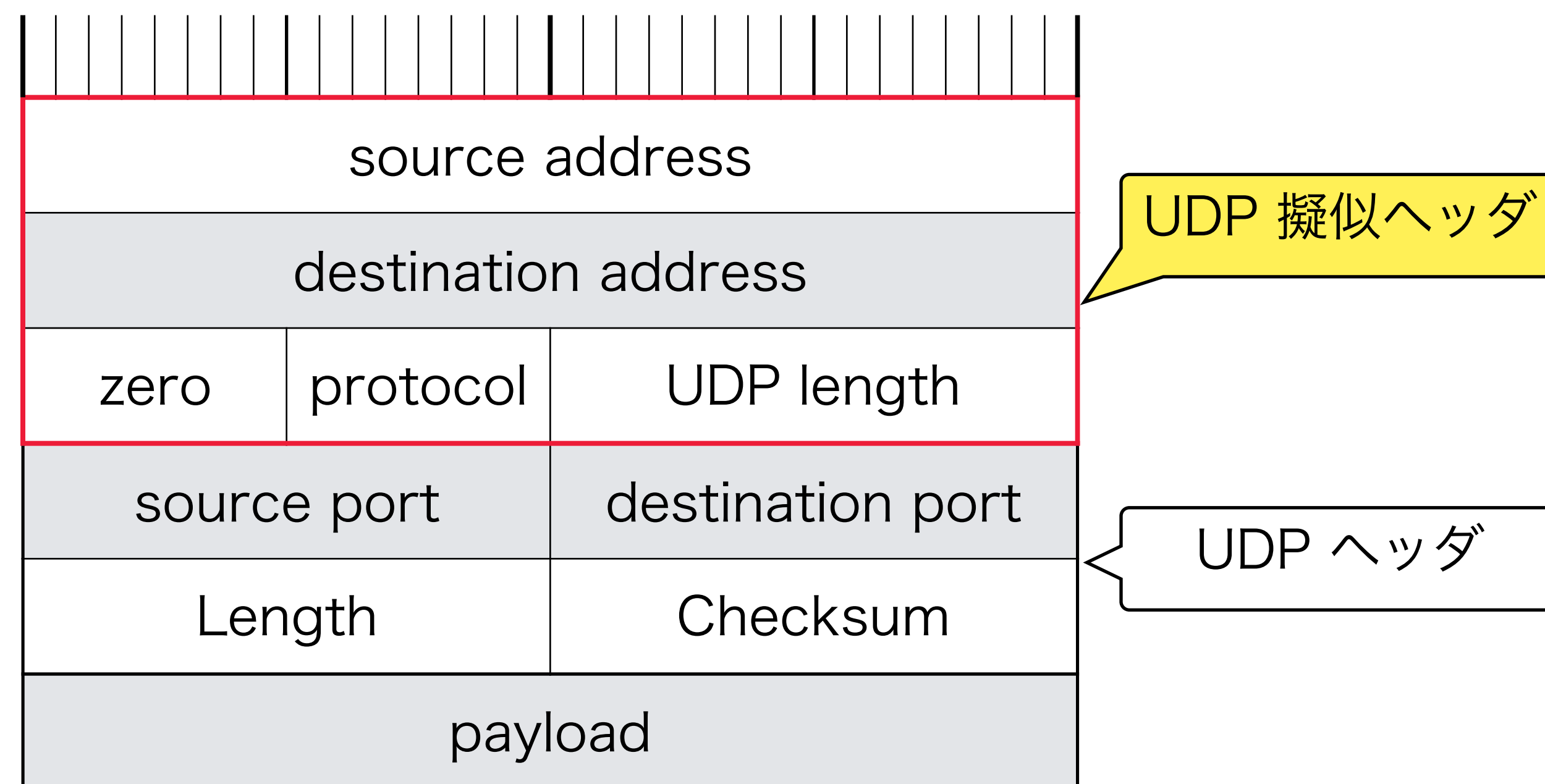
フラグメントパケットの偽装

- UDP ヘッダ、DNS Header セクションは最初のフラグメントに存在
 - ソースポートや TXID は変更できない
 - 最初のフラグメントは正規のものを使用するため無視できる
 - ▶ ソースポートランダムイゼーションや TXID ランダムイゼーションは無効
- 主に次の項目の整合性をとる
 - UDP チェックサム
 - IP Identification
 - 各セクションの RR 数

攻撃のポイント

UDP チェックサム

- UDP 擬似ヘッダ、UDP ヘッダ、ペイロードから計算
- 2 バイトずつ順に加算して
 - 1 の補数和の 1 の補数を求める
 - バイト長が奇数なら偶数になるようにゼロパディング
 - 繰り上がり分は最下位ビットに加算



攻撃のポイント

UDP チェックサムの偽装

- クエリごとにチェックサムは変化
- 応答内容とフラグメント位置が不変なら、2 番目以降のフラグメントのペイロードは不変
- フラグメントごとに補数和の計算が一致すればよい
- 2 バイトのフィールドがあれば調整可能
 - TTL を操作
- あらかじめ正規の応答を用意して偽装ペイロードを調整

$$Csum = Csum_1 + Csum_2$$

$$Csum' = Csum_1 + Csum'_2$$

$$Csum_2 = Csum'_2 \text{ ならば } Csum = Csum'$$

($Csum$: 1 の補数和)

攻撃のポイント

UDP チェックサムの偽装

正規応答の例

```
0250 00 1b af 80 00 00 03 84 c0 18 00 2e 00 01 00 00
0260 03 84 00 97 00 06 08 01 00 01 51 80 72 bd 0b ff
0270 5a 49 7a 00 a3 fb 03 65 78 70 00 62 b4 5e df 2d
0280 27 9c 04 c5 89 34 c4 78 f5 c1 26 2b 46 f5 34 25
0290 5a 9e 22 fa ee 64 bf ce 7f 9e 5b d7 80 88 19 b3
02a0 16 ef 0e 56 f1 32 d1 c2 fa d8 cd d0 80 f2 43 76
02b0 c8 c9 0c a5 09 5f 5a a5 2f ee 1d 31 75 a9 c2 21
02c0 58 1d 1d 0f 8a 8a cd c8 ff ba b6 49 ba 33 b9 ba
02d0 54 0d c6 f7 2e 22 b6 77 01 7e 4e eb 8d 50 d9 eb
02e0 e1 f8 f0 cd cc 56 3f 4a b7 4a 68 2f 10 2c 4d bb
02f0 a5 17 49 d4 f9 c9 40 b5 08 10 1f 00 00 29 10 00
0300 00 00 80 00 00 00
```

Frame (208 bytes)

Reassembled IPv4 (774 bytes)

2 バイトずつ加算した合計値: 0x22F5F3

1 の補数和: 0xF615

偽装応答の例

```
0250 00 1b af 80 00 00 03 84 c0 18 00 02 00 01 00 00
0260 03 84 00 0f 02 6e 73 06 70 6f 69 73 6f 6e 03 6e
0270 6f 6d 00 00 00 29 10 00 00 00 80 00 00 88 00 0c
0280 00 84 6f 84 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00
0290 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00
02a0 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00
02b0 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00
02c0 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00
02d0 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00
02e0 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00
02f0 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00 00
0300 00 00 00 00 00 00
```

Frame (634 bytes)

Reassembled IPv4 (774 bytes)

2 バイトずつ加算した合計値: 0x3F612

1 の補数和: 0xF615

攻撃のポイント

IP Identification

- IPv4: 16 ビット
- 決定方法は実装依存
- 攻撃者が予測する必要がある

Version				IHL				Type of Service				Total Length										
Identification				0	D	M	Fragment Offset								F				F			
Time to Live				Protocol				Header Checksum														
Source Address																						
Destination Address																						
Options												Padding										

IPv4 ヘッダ

アタックベクタ

アタックベクタ

攻撃例

- 委譲応答の差し替え
- sibling domain の glue レコードの差し替え
- 否定応答の差し替え

アタックベクタ

委譲応答の差し替え

- 署名ゾーンから未署名ゾーンへの委譲応答を攻撃
 - 署名検証有効時でも攻撃可能なケースも
 - ▶ NSEC3 Opt-Out が有効なゾーンの Opt-Out 区間への委譲
 - ▶ 署名ツールに依存
- 対象ゾーンがキャッシュに存在しない場合に有効
- 大量の NS を持つ場合や NS のラベルが長い場合はより危険
 - NSEC3/RRSIG がなくてもフラグメントさせられる可能性

アタックベクタ

否定応答の差し替え

- メジャーな OSS 実装は対策済み
 - BIND, Knot Resolver は影響なし (BIND 9.11.5-P1, Knot Resolver 3.1.0 で確認)
 - Unbound 1.8.2 [5], PowerDNS Recursor 4.2.0 [6] で修正
- 署名ゾーンへ DO ビットをオンにして問い合わせる場合を想定
- 影響
 - 署名未検証: ドメインハイジャック
 - 署名検証時: NSEC3 Opt-Out 区間へサブドメインインジェクションできる可能性
- 連続攻撃が可能

[5] <https://www.nlnetlabs.nl/news/2018/Dec/04/unbound-1.8.2-released/>

[6] <https://github.com/PowerDNS/pdns/pull/7258>

アタックベクタ

否定応答の差し替え

```
guest@debian-ex1: ~ — ssh guest@192.168.56.101 — 111x35
; <<>> DiG 9.11.5-P1 <<>> @192.168.11.1 +dnssec +norec a8b835fo4s6.exp
; (1 server found)
;; global options: +cmd
;; Got answer:
;; ->>HEADER<<- opcode: QUERY, status: NXDOMAIN, id: 23244
;; flags: qr aa; QUERY: 1, ANSWER: 0, AUTHORITY: 6, ADDITIONAL: 1

;; OPT PSEUDOSECTION:
; EDNS: version: 0, flags: do; udp: 4096
;; QUESTION SECTION:
;a8b835fo4s6.exp.                IN      A

;; AUTHORITY SECTION:
hco0ek0ujkbvuu09846n8qoho79qkcip.exp. 900 IN NSEC3 1 1 12 AABBCDD OILLLC5NVP0TIEAMVC7GTV7T0R4TQ8GT NS DS RRSIG
hco0ek0ujkbvuu09846n8qoho79qkcip.exp. 900 IN RRSIG NSEC3 8 2 900 20301231235959 20180101000000 41979 exp. ejy3X
iaALD3AGXquB0HVfWSR79QtcJXNK6p1zFhpcf2so/0iIBu/ARYN nrq8KORMFpeD33Sgp1wqYCV1PscGT3WkXABvQxVaIKyZMehTb3eyxkCg VA
022Con81WblvwW/6bqAWVcAqbXk9RTNO+T1BTH2Uu9axy62idA+mnz 3YI=
oilllc5nvp0tieamvc7gtv7t0r4tq8gt.exp. 900 IN NSEC3 1 1 12 AABBCDD HCO0EK0UJKBVU009846N8Q0H079QKCIP NS SOA RRSI
G DNSKEY NSEC3PARAM
oilllc5nvp0tieamvc7gtv7t0r4tq8gt.exp. 900 IN RRSIG NSEC3 8 2 900 20301231235959 20180101000000 41979 exp. ejy3X
S1QTHKTav1gznMYxr7ngD6eG7F9J75gZ60kHHJ0sxCHZDrY3zLy d/D2mQHP/BQEMxz0KFSdu7Nx8jIG
yDMS0UzoPxsWCBcu3uBPGXo6LHgPUMFmqK0VECiBgHQ/tSy1EWuWdv 40I=
exp.                900      IN      SOA      z.dns.exp. t315014.m.chukyo-u.jp. 2018010100 3600 900 181440
0 900

exp.                900      IN      RRSIG    SOA 8 1 86400 20301231235959 20180101000000 41979 exp. YrRe3y0n
nATFiTTEePXBJitG9TQlWp4i+u5kv85/nlvXgIgzsbvDlxb MtHC+tjN0IDyQ3bIyQylCV9apS/uHTF1qcIhWB0dD4qKzcyj/urZJuj05 ulQNx
vcuIrZ3AX50641Q2evh+PDNzFY/SrdKaC8QLE27pRdJ1PnJQLUI EB8=

;; Query time: 28 msec
;; SERVER: 192.168.11.1#53(192.168.11.1)
;; WHEN: Tue Jan 15 19:52:41 JST 2019
;; MSG SIZE rcvd: 766

[root@resolver:~ #
root@resolver:~ #
```

差し替え対象のレコード

正規応答

对策

対策

権威・リゾルバ双方の対策

- 完璧な対策は困難
 - MTU の小さい経路での副作用が心配
- EDNS buffer size を小さくする
 - 指定したサイズより大きい応答は TCP フォールバック
 - DNS flag day 2020 では 1232 バイトを推奨
 - ▶ より小さいサイズでフラグメントする可能性
 - 筆者らは 512 バイトを推奨
 - ▶ Linux における Path MTU の偽装を考慮
 - ▶ パフォーマンスに影響

対策

権威・リゾルバ双方の対策

- DNSSEC への"完全な"対応
 - NSEC3 Opt-Out も無効に
 - 普及途上が危険
 - ▶ リゾルバの DO ビットが有効だと未署名ゾーンへの委譲応答に NSEC3/RRSIG が付加
 - ▶ Shulman ら [1] の指摘

"incremental DNSSEC deployment is vulnerable to our cache poisoning attacks, and complete adoption of DNSSEC may take considerable time, since it depends on adoption by both name server and resolver."

対策

権威側

- PMTUD の結果を無視
 - Linux Kernel 3.15 以降の IP_PMTUDISC_OMIT ソケットオプションを有効に
 - OS と権威サーバ実装両方の対応が必要
 - ▶ BIND 9.9.10/9.10.5/9.11.1 以降 [7]
 - ▶ NSD 4.1.27 以降 [8]
 - ▶ Knot DNS 2.8.2 以降 [9]
 - ▶ PowerDNS 4.2.0-rc2 以降 [10]

[7] <https://www.isc.org/blogs/bind-april-2017/>

[8] <https://www.nlnetlabs.nl/projects/nsd/download/#nsd-4-1-27>

[9] <https://www.knot-dns.cz/2019-06-05-version-282.html>

[10] <https://doc.powerdns.com/authoritative/changelog/4.2.html#change-4.2.0-rc2>

対策

リゾルバ側

- フラグメントした UDP パケットをドロップ
- 署名検証しない場合は DO ビットをオフに
 - RRSIG や NSEC3 は不要
 - メッセージサイズを削減

対策

その他の緩和策

- QNAME minimisation
 - Empty Non-Terminal など副作用あり
- 各ゾーンの NS + A/AAAA レコードを Authoritative Answer としてキャッシュ
 - より高い信頼度の応答を得る
 - ▶ RFC 2181 section 5.4.1 Ranking data
 - キャッシュの上書きを防止

TLD 対策状況の調査

調査

TLD の対策状況

- 対象: 2019 年 8 月時点でルートゾーンに DS が登録されている TLD
 - IPv4 のみ調査
- 調査期間: 2019 年 8 月、10 月
- 調査内容
 - PMTUD により以下の応答がフラグメントするかどうか
 - ▶ ICMP の echo reply
 - ▶ NXDOMAIN になるドメイン名の問い合わせ
 - EDNS buffer size の設定値

調査

TLD と権威サーバの変化

- 8 月: 1387 ドメイン
 - 合計 3151 アドレスの権威サーバ
- 10 月: 1384 ドメイン
 - 合計 3127 アドレスの権威サーバ
- IP アドレスの変化
 - 減少: 44 アドレス
 - 増加: 20 アドレス

調査

IP アドレスごとのスキャン結果

- ICMP フラグメンテーション
 - 8 月: 2123 (=1792+328+3) アドレス (67.4%) がフラグメント
 - 10月: 2096 (=1759+334+3) アドレス (67.0%) がフラグメント
 - フラグメントした際のパケットサイズはすべて 548 バイト

ICMP frag	DNS fragmentation					
	2019/08			2019/10		
	Yes	No	noreply	Yes	No	noreply
Yes	1792	328	3	1759	334	3
No	52	896	0	52	902	1
noreply	0	75	5	0	71	5

調査

IP アドレスごとのスキャン結果

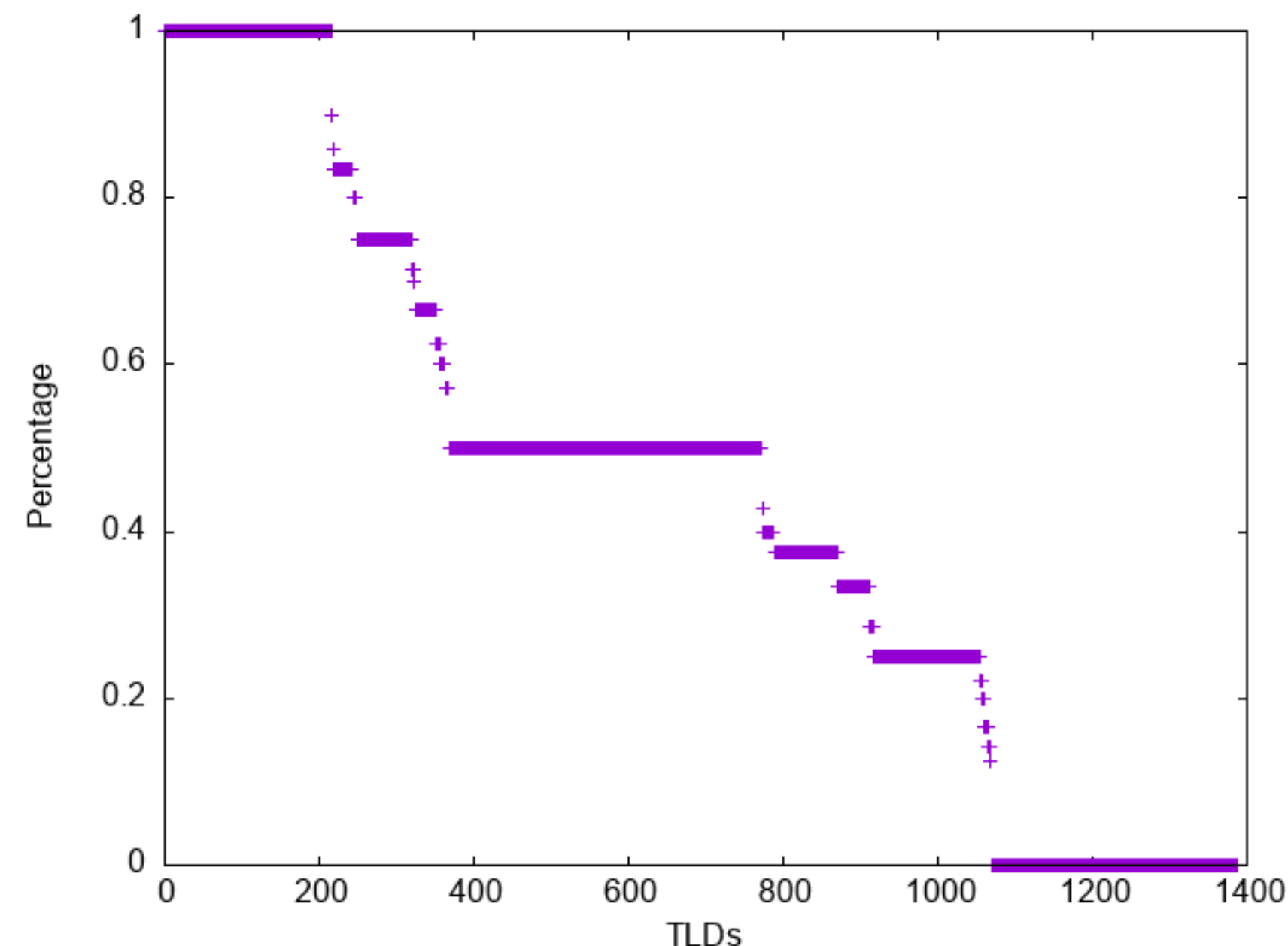
- DNS フラグメンテーション
 - 8 月: 1844 (=1792+52+0) アドレス (58.5%) がフラグメント
 - 10月: 1811 (=1759+42+0) アドレス (57.9%) がフラグメント

ICMP frag	DNS fragmentation					
	2019/08			2019/10		
	Yes	No	noreply	Yes	No	noreply
Yes	1792	328	3	1759	334	3
No	52	896	0	52	902	1
noreply	0	75	5	0	71	5

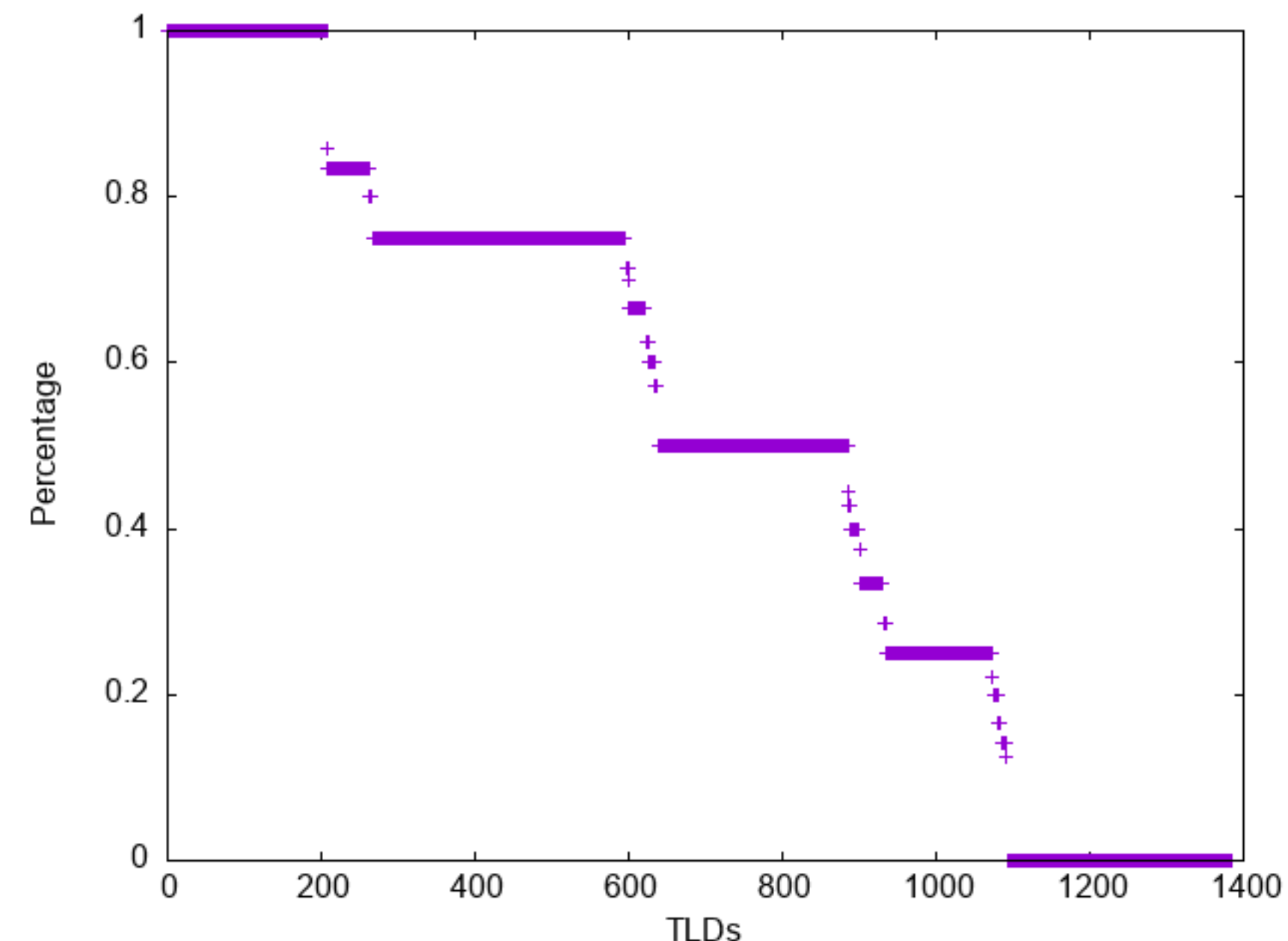
調査

TLD ごとの DNS 応答のフラグメント結果

- 各 TLD の全 NS にしめるフラグメント応答を返す NS の割合
 - 過半数の TLD がフラグメント応答を返す NS を半数以上使用
 - ▶ 8 月は 55.7%、10 月は 64.0% が該当



2019/08



2019/10

調査

EDNS buffer size の設定

- 4096 バイトが最多
 - buffer size の削減は進んでいない

bufsize	count			
	2019/08		2019/10	
	all	frag	all	frag
512	35	0	35	0
1220	15	0	15	0
1232	30	0	65	0
1280	20	5	20	5
1432	18	10	15	10
1450	5	1	5	1
1472	3	0	2	0
1480	5	0	5	0
1680	5	5	5	5
4096	15540	5663	15393	5619
32768	5	0	5	0

まとめ

IP フラグメンテーション攻撃 まとめ

- IP フラグメンテーションしたパケットの一部を差し替える攻撃
- アタックベクタ、実装により影響は変化
- EDNS buffer size を小さくする、フラグメントパケットをドロップするなどの対策
 - TCP 対応は必須