東京大学
情報理工学系研究科 電子情報学専攻
修士論文

ファイル単位のバックアップを用いた ランサムウェア攻撃に対する リアクティブなデータ保護手法

Reactive Data Protection against Ransomware Attacks Using File-Level Backup

48-236427
手塚 尚哉
Naoya Tezuka

指導教員　落合秀也 准教授

2025 年 1 月

概要

ランサムウェアの脅威に対応するためには，ランサムウェアの活動を迅速に検知して被害の拡大を防ぐだけでなく，仮に被害を受けた場合でもデータを復旧することができる手法が必要となる．定期的なスナップショットによる復旧は一般的な手法だが，バックアップの粒度の粗さから頻繁な取得は難しく，その結果データ損失が発生するおそれがある．本研究ではランサムウェアのファイル侵害の直前にデータを隔離領域へ退避させることでデータ復旧を実現するシステムを提案する．提案手法はファイル単位のバックアップをリアクティブに取得することでスナップショット方式の課題を克服し，誤検知時のコストも軽減する．本稿では提案手法の設計を行い，ランサムウェアのファイル侵害方法に応じた実装方針を示した．さらに eBPF を用いた実装を行い，様々なファイルサイズにおけるデータ保護性能とオーバーヘッドを評価した．これにより，ランサムウェアからデータを保護するシステムとして提案手法が実用的であることを示した．

Abstract

To address the threat of ransomware, it is essential not only to detect ransomware activities quickly to prevent further damage, but also to have methods for recovering data in case the attack succeeds. While recovery using periodic snapshots is a common approach, their coarse granularity makes frequent backups impractical, increasing the risk of data loss. In this study, we propose a system that ensures data recovery by evacuating data to an isolated storage area just before ransomware compromises files. It reactively performs file-level backups, addressing the limitations of snapshot-based approaches while reducing the cost of false positives. We presented the design of our proposed system and its implementation strategies tailored to different methods of ransomware file compromise. Furthermore, we implemented it using eBPF, and evaluated its data protection performance and overhead across various file sizes. conducted evaluation experiments. The results demonstrate that our proposed system is effective and practical as a data protection system against ransomware.

目次

図目次

表目次

第 1 章

序論

1.1 背景

ランサムウェアは年々その脅威を増しており，個人や組織の活動を阻害し，社会全体に大きな経済的損失をもたらしている．特に，ランサムウェア攻撃の対象は個人から高価値な組織へと移行しつつあり [4, 11]，その影響は組織内にとどまらず社会全体に波及する可能性がある．たとえば，Covid-19 パンデミック下の医療機関を狙った攻撃 [12] や，物流インフラを標的とした攻撃 [13] は，その象徴的な事例である．また，Ransomware as a Service（RaaS）モデルの普及により，攻撃者は金銭を対価にランサムウェアを配布したり，攻撃を実施したりすることが組織的に行われている．さらに，Bitcoin に代表される暗号通貨の存在が，攻撃者に匿名での身代金受け取りを可能にし，ランサムウェア攻撃の増加を助長している．こうした背景の中，2023 年にはランサムウェア攻撃者に支払われた身代金の総額が 11 億ドルに達したと報告されており [14]，SOPHOS 社の調査 [4] によれば，2024 年には 59% の組織がランサムウェア攻撃を経験している．

ランサムウェアの脅威に対応するためには，その存在を迅速に検知して被害の拡大を防ぐことが重要である．しかし，被害状況の拡大を鑑みると，検知のみによって全ての被害を未然に防ぐことは難しいといえる．したがって，ランサムウェアの活動を未然に防げなかった場合でも，攻撃者に身代金を支払わずに被害からの復旧を実現する手法が必要となる．復旧の手法としてシステムの定期的なスナップショットの取得が存在するが，スナップショット方式ではバックアップ取得からランサムウェア被害までの間に発生するデータ更新が失われるリスクがある [15]．これは，スナップショットがディスクやファイルシステムの単位で取得されるので，ディスク I/O スループットの限界やストレージ消費量の問題により頻繁な取得が難しいためである [15, 16]．

本研究では，ランサムウェアによるファイル侵害からデータを保護するための新たな手法である Fuga を提案する．Fuga はランサムウェアによる侵害の直前に，ファイル単位でリアクティブにバックアップを取得する．これにより，各ファイルのデータがランサムウェアによる侵害直前の状態で保存され，バックアップ取得から攻撃までの間に発生するデータ更新の損失を防ぐことができる．さらに，バックアップの単位がファイルであるため，誤検知によって無

駄なデータ退避が発生した場合でもストレージ消費量は比較的小さい．

1.2　本研究の貢献

本研究の貢献を以下に示す．

1. ランサムウェアによるファイル侵害に対し，リアクティブにファイル単位でデータを保護するシステム Fuga を提案した．
2. 標準的な暗号化ライブラリを使用するランサムウェアを想定し，eBPF を用いた Fuga の実装を行なった．
3. Fuga のファイルデータ保護性能とパフォーマンスを評価した．保護性能では，暗号化対象ファイルにおける退避に成功したデータの割合を，パフォーマンスでは Fuga のオーバーヘッドとデータ退避のスループットを計測し，ランサムウェアの暗号化速度に対して十分なスループットを確認した．

1.3　構成

本論文は以下の通り構成される．第 2 章では本研究の対象としているランサムウェアを概観し，ランサムウェアの歴史から特徴に基づく分類，近年の傾向を紹介する．第 3 章にて既存のランサムウェア対策手法を整理し，その上でランサムウェア被害からの復旧を実現する既存手法の課題を考察する．それを踏まえ，第 4 章では課題に対するアプローチとして Fuga を提案し，第 5 章にて Fuga の設計を示す．第 6 章では Fuga の実装について述べる．第 7 章では Fuga の評価を論じる．第 8 にて Fuga の拡張性や限界を議論し，既存手法との比較を行う．第 9 で本研究をまとめ，今後の課題を示す．

第 2 章

ランサムウェア

2.1 概要

ランサムウェアとはマルウェアの一種であり，攻撃者が要求した金額が支払われるまで，システムやデータへのアクセスを制限する．言い換えると，データや計算資源，サービスなどのリソースを人質に取って被害者を脅迫することで身代金を要求するマルウェアがランサムウェアである．

ランサムウェアはリソースへのアクセスを制限する方法に基づいて暗号化ランサムウェアとロッカーランサムウェアに分類される [17]．暗号化ランサムウェアは感染先ホストのファイルやデータを暗号化し，元のファイルを削除または上書きする．ロッカーランサムウェアは暗号化を行わず，デスクトップのスクリーンやブラウザをロックすることで被害者がシステムを利用できないようにする．本研究は暗号化ランサムウェアを対象としているため，本稿では暗号化ランサムウェアを単に「ランサムウェア」と呼ぶことにする．

図 2.1 に示すように，AIDS Trojan [18] は 1989 年に最初のランサムウェアとして登場した．AIDS Trojan は被害者に郵送されたフロッピーディスクを介して感染し，Windows システムを対象としていた．その後インターネットの普及に伴い，ランサムウェアによる被害が増加し始めた．2005 年に登場した GPCode [19] はフィッシングメールを介して感染し，独自の暗号化アルゴリズムによってファイルを暗号化した．

現代のランサムウェアはますます高度化している．ランサムウェアの進化における重要な要素を以下に列挙する．

- AES などの対称鍵暗号化アルゴリズムや RSA，楕円曲線暗号などの非対称鍵暗号化アルゴリズムを使用して暗号化を行うようになっている [1]．これにより，復号鍵を入手することができなければデータの復号はほぼ不可能となった．
- Windows だけでなく，Linux，macOS，Android などの他の OS を対象としたランサムウェアも登場するようになった．
- ビットコインに代表される仮想通貨が普及したことで身代金の支払いが匿名で行えるようになり，攻撃者の特定が難しくなった．

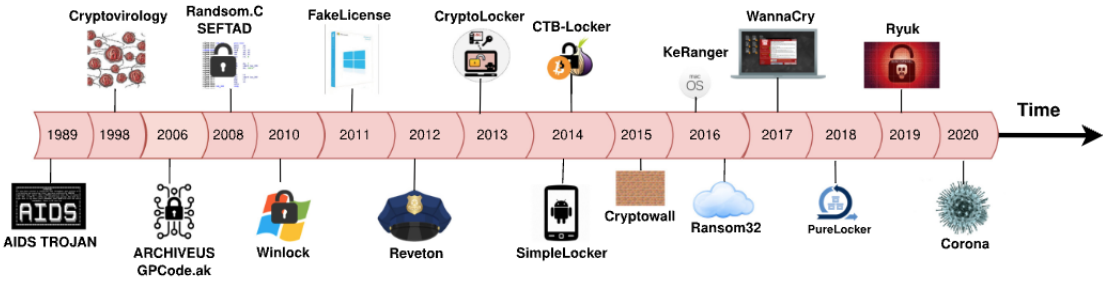


図 2.1: Development of major ransomware families (1989–2021). The first know ransomware, AIDS Trojan, was introduced in 1989. [1].

- ランサムウェアの開発と配布を有料で行うサービスである Ransomware as a Service (RaaS) が登場し，専門知識が無くとも容易に攻撃を実施することができるようになった．
- 無差別的な攻撃から，特定の高価値な組織 (政府機関や大企業など) を対象とした高度な攻撃に移行しつつある [11].

2.2　ランサムウェアの分類

2.2.1　悪意ある振る舞いに基づく分類

2.1 節で述べたように，ランサムウェアは被害者が身代金を支払うまでリソースへのアクセスを制限するが，アクセスを制限する方法には多様性が見られる．本稿では Oz らの分類 [1] を参照し，その方法として**暗号化**，**データ破壊**，**データ窃取**を扱う．

暗号化：ランサムウェアは暗号化鍵を用いてデータを暗号化し，元のデータを削除するか，暗号化後のデータで上書きする．この時使用する鍵はランサムウェアの実行ファイルに埋め込まれているか，感染先ホスト上で生成されるか，C2 サーバとの通信から取得されるかのいずれかである．ファイルを暗号化するランサムウェアの中には，暗号化の対象とするファイルを限定するものも存在する．例えば CTB-Locker [20] は，被害者にとってより高価値なファイルのみを暗号化するために，.pdf や.zip などの拡張子を持つファイルを暗号化対象としている．また，Jigsaw [21] は 10MB 以下のファイルのみを暗号化する．このように，ランサムウェアの一部は暗号化の対象とするファイルを限定することで，ランサムウェアの活動が検出されるリスクを緩和している [10] と考えられる．

データ破壊：破壊活動を目的としているがランサムウェアに擬態して攻撃者の意図を隠蔽しようとするマルウェアが確認されている．例えば，2017 年に発見された NotPetya [22] は，ハードディスク全体を暗号化した後，ビットコインの送金先として無効なアドレスを提示していた．このアドレスはランダムに生成されており，攻撃者が金銭を回収する意図がないことから，NotPetya は破壊活動を目的として作成されたと考えられる [22]．同様の攻撃として，暗

号化を行わず，ランダムなデータでファイルを上書きするマルウェアを作成し使用することも可能である．なお，このタイプのマルウェアの被害者は身代金を支払ってもリソースを復旧することができないが，本研究ではランサムウェアとして扱う．

データ窃取：ランサムウェアは機密文書や顧客の個人情報などの重要データを摂取する可能性がある．データの暗号化または破壊とデータの窃取を組み合わせて脅迫を行うランサムウェアを「二重脅迫ランサムウェア」と呼ぶ．二重脅迫ランサムウェアは，データの復旧のために一回，窃取したデータの公開を防ぐためにもう一回，被害者に身代金を要求する．二重脅迫ランサムウェアによる被害は近年増加しており，SOPHOS 社が発表したレポート [4] によると，2023 年に発生したランサムウェアインシデントのうち 32% においてデータの摂取も発生している．加えて，データの窃取のみによって脅迫を行う「ノーウェアランサム」[23] と呼ばれる手法も確認されている．

2.2.2 暗号化アルゴリズムに基づく分類

データを暗号化するランサムウェアは，ISO/IEC [24] などの標準化団体が採択した標準的なアルゴリズムを使用する場合と，攻撃者によって独自に設計された暗号化アルゴリズムを使用する場合がある．Begovic ら [2] が調査した，1991 年から 2021 年までに確認された著名なランサムウェア変種の暗号化アルゴリズムの使用状況を**図 2.2** に示す．**図 2.2** によると 8.2% のランサムウェアが独自の暗号化アルゴリズムを使用しているが，近年のランサムウェアは AES や RSA といった標準的な暗号化アルゴリズムを使用する傾向が強いことがいくつかの先行研究 [1, 25] にて指摘されており，この数値には初期のランサムウェアが多く含まれていると考えられる．より具体的には，攻撃者が独自に設計した暗号化アルゴリズムは強度が不十分で暗号解読者による解読が容易であることが多い [25] ため，2000 年代後半から 2010 年代前半にかけて，十分に評価され強度が高い暗号化アルゴリズムが採用されるようになっていった [1].

ランサムウェアは**対称鍵暗号化**，**非対称鍵暗号化**，**ハイブリッド暗号化**のいずれかの暗号化技術を採用することができる．

対称鍵暗号化：対称鍵暗号化では，暗号化と復号のために 1 つの鍵のみが使用される．非対称鍵暗号化よりも高速に暗号化を行うことができるが，被害者が鍵を入手してファイルを復号することができる可能性がある．例えば，PayBreak [7] は，暗号化機能を提供する Windows API の関数をフックして暗号化に使用される共通鍵を取得することで復号を可能にしている．そのため攻撃者は，鍵が被害者からアクセスできないようにする必要がある．**図 2.2** より，ランサムウェアが採用する対称鍵暗号化アルゴリズムとしては AES が最も人気であることがわかる．

非対称鍵暗号化：非対称鍵暗号化では，暗号化鍵 (公開鍵) と復号鍵 (秘密鍵) の 2 つの鍵が使用される．被害者が公開鍵を入手しても暗号化されたデータを復号することはできないため，対称鍵暗号化に比べて暗号化速度は劣るが，暗号化鍵の保護を行う必要がない．常に同一の鍵ペアを使用する場合，一度秘密鍵が漏洩 (または，ある被害者が身代金を支払って秘密鍵を取

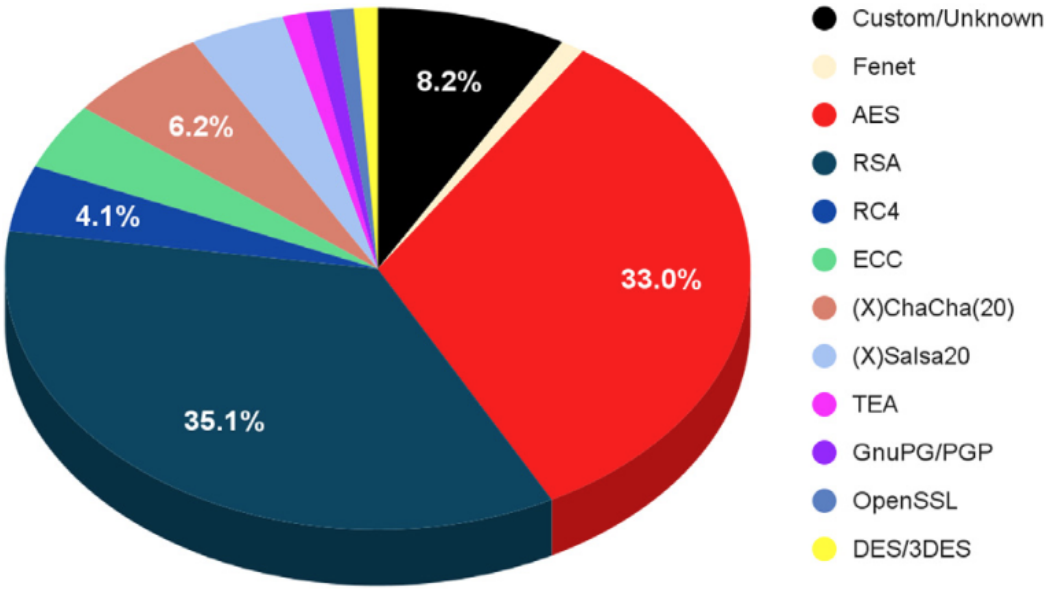


図 2.2: Breakdown of encryption algorithms used by major ransomware families (1989–2021). [2]

得) すると，その鍵ペアで暗号化されたデータは全て解読可能となる．そのため CryptoLocker [26] などの一部のランサムウェアは，被害者ごとに異なる鍵ペアを生成する戦略を採用している．RSA が最も頻繁に，楕円曲線暗号が次いで使用されていることが**図 2.2** よりわかる．

ハイブリッド暗号化：ハイブリッド暗号化では，対称鍵暗号を用いてデータを暗号化した後，その暗号化鍵を非対称鍵暗号化アルゴリズムを用いて暗号化する．これにより大量のデータの暗号化を効率よく実行しつつ，対称鍵暗号化における問題点であった鍵の保護を解決することができる．近年の著名なランサムウェアはハイブリッド暗号化を採用しているものが非常に多い [2]．代表例としては WannaCry [27] や CTBLocker [20] が挙げられる．

2.2.3　暗号化の対象に基づく分類

ランサムウェアは OS 上でユーザが扱うデータファイル (e.g. .docx, .xlsx, .jpg) を暗号化することが一般的であるが，ファイル以外の単位で暗号化を行うランサムウェアも存在する．Mamba [28] はハードディスク全体を暗号化したのちマスターブートレコード (MBR) を書き換えて OS の正常な起動を阻害し，OS 起動時にランサムノートが表示されるようにする．また，Petya [28] は Windows システムのマスターファイルテーブル (MFT) [*1] を暗号化することでファイルのアクセスを不可能にする．DarkSide [29] ランサムウェアは VMWare ESXi [30] のホストマシン上で実行される．DarkSide は実行中の仮想マシン (VM) を強制終了さ

[*1] MFT は Windows システム内に存在するファイルの物理的な位置，ファイル名，作成者などのメタデータを管理するデータ構造である．

せ，VM の仮想ディスクなどの関連ファイルを暗号化する．これらのファイルは，典型的には`/vmfs/volumes`ディレクトリ以下のファイルであるが，仮想マシンからは認識できない．

今日のクラウドサービスの隆盛に伴い，クラウド環境を対象としたランサムウェア攻撃が増加している．ALIBABA Cloud の仮想ストレージサービスは 2023 年の第三四半期のみで 1000 件以上の被害報告をユーザから受けており，2021 年と比較して 118% の増加率を示している [15]．さらに Zscaler 社 は，クラウドサービスやクラウド上のワークフローに最適化されたランサムウェアが開発されることを予測 [31] しており，新しいタイプのランサムウェアの出現に備える必要がある．

2.3 ランサムウェアの影響

2.3.1 データ損失

PGPCode [19] に代表される原始的なランサムウェアの一部は，強度が不十分な独自の暗号化アルゴリズムを採用していた，鍵の保護が不十分だったなどの理由から，暗号解読者によって解読されるケースが存在した．しかし 2.2.2 節で述べたように，近年のランサムウェアは標準的な暗号化アルゴリズムを利用してデータを暗号化することが一般的であり，暗号化されたデータを独力で復号することは現実的ではない．したがって身代金を支払わない場合，ランサムウェア被害者は暗号化されたデータを失うことになる．

ランサムウェアによって利用不可能になったデータは，攻撃者に身代金を支払ったとしても復旧される保証はない．SpyCloud 社のレポート [3] (**図 2.3**) によると，2024 年にランサムウェア攻撃者に対して身代金を支払った組織のうち，暗号化されたデータを完全に復旧することができたのは約 50% である．

身代金を支払わない場合，あるいは攻撃者によって復旧の手段が提供されない場合でも，定期的なバックアップを取得していればデータ損失を緩和することが可能である．そこで身代金を支払うインセンティブを高めるために，近年の攻撃者はバックアップデータの侵害を試みることが多い [3]．2023 年にランサムウェア被害を報告した組織の 94% がバックアップへの侵害も試行され，さらにバックアップ侵害の試行の 57% が成功している [4]．例えば，CryptoWall や CTB-Locker といったランサムウェアは Windows OS のスナップショットを削除する機能を持っている [32] ことで知られる．またクラウドストレージによるバックアップは，暗号化されたローカルのデータがクラウドと同期された時点で利用不可能になる恐れがある．さらに，クラウドサービスにおける認証認可に使用するデバイスデータも暗号化することでクラウドストレージへのアクセスを不可能にするランサムウェアが増加していることが指摘されている [33]，

バックアップを安全に作成および運用できている場合でも，ランサムウェア被害によるデータ損失を完全に回避することは困難である．なぜなら，最新のバックアップからランサムウェア攻撃が発生するまでの間に更新されたデータは失われるからである．したがってバックアップの取得間隔はなるべく短いことが望ましいが，頻繁なバックアップ取得の課題としてスト

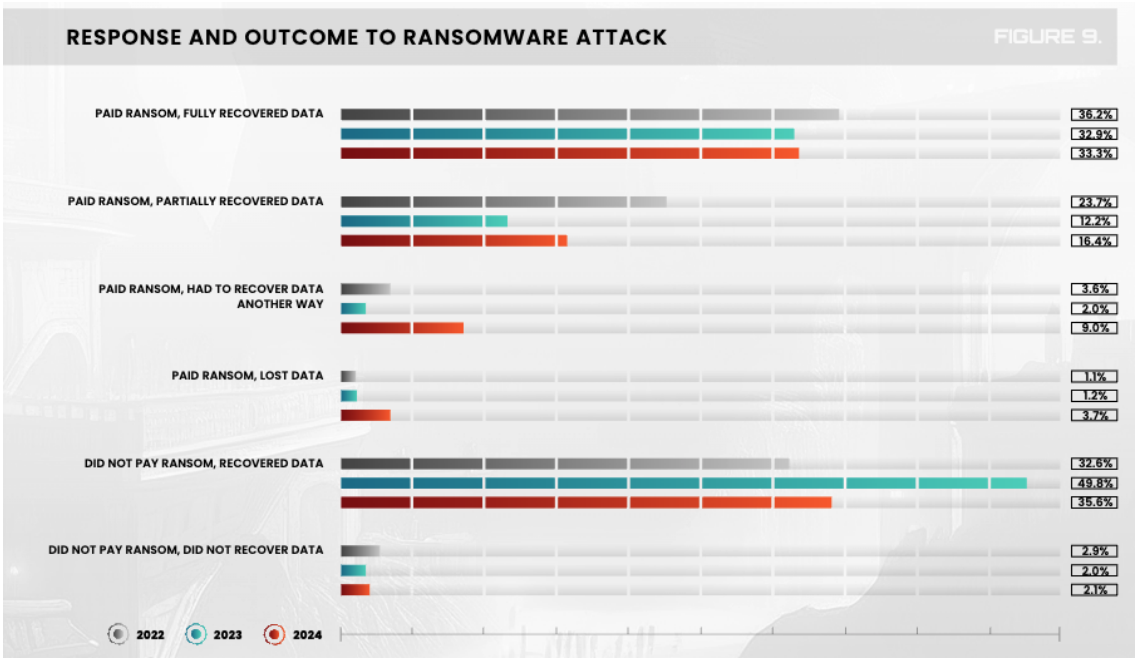


図 2.3: The outcomes of ransomware attacks based on whether victims paid the ransom and the success rate of data recovery. [3]

レージ容量の圧迫や運用コストの増加が挙げられる [15].

2.3.2　金銭的損失

攻撃者に支払う身代金がコストとして発生する．さらに，システムダウンやデータアクセスの制限により，業務が停止することで本来のサービスが提供できなくなるためサービスのダウンタイム中に機会損失が発生するほか，復旧作業の費用 (データ復旧，セキュリティ対策や調査の人件費，デバイスやネットワークの修理費用など) も生じる．

ランサムウェア攻撃の対象は無差別な個人から高価値な組織へと移行しつつあり，それに伴って身代金額も増加している．SOPHOS 社のレポート [4] によると，要求される身代金の中央値が 200 万 USD，63% が 100 万 USD 以上であり，30% が 500 万 USD 以上であった．同レポートの調査対象において身代金の中央値と平均値が最も高かったのはアメリカ合衆国中央政府であった．

図 2.4 に示すように，身代金の支払いを除く復旧コストは 2024 年に大幅な増加が確認された．復旧コストの平均値は 2023 年の 182 万 USD から 273 万 USD に増加し [4, 3]，**図 2.4** では年間の収益が中程度のグループにおいて復旧コストの増加が顕著である一方，収益が高いグループではコストは微増または減少している．

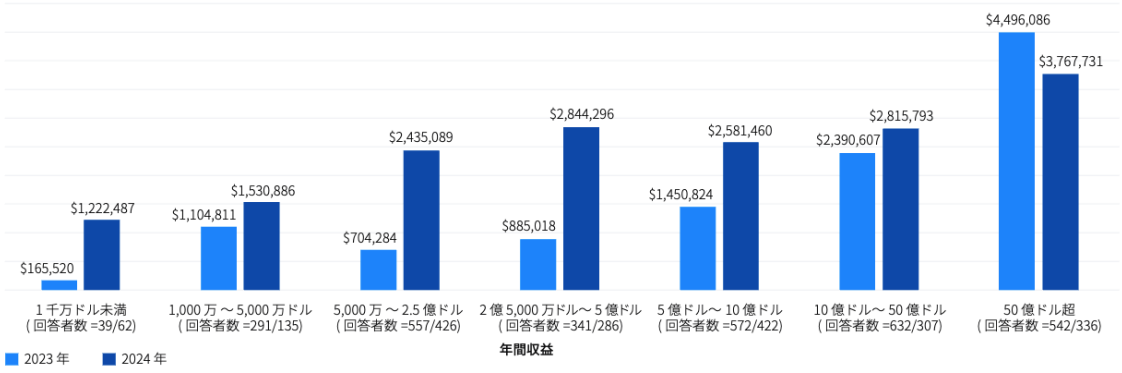


図 2.4: Recovery costs from the most severe ransomware attacks in 2023 and 2024. The cost includes downtime, labor, device and network costs, and lost revenue. [4]

2.3.3 信頼性の低下

ランサムウェア攻撃を受けた企業は，データの保護やセキュリティへの投資が不十分であるとの印象を顧客や取引先に与えることがある．これにより既存の顧客や取引先との取引関係が損なわれ, 逸失利益が発生する可能性がある．**図 2.4** に示される復旧コストには逸失利益も含まれていることに注意する．また非営利の組織であっても，メディア報道によってネガティブなイメージが拡散された結果組織の活動に支障が出るおそれもある．

2.3.4 長期的なリスク

CyberReason 社の調査 [34] によると，ランサムウェア攻撃を受けて身代金を支払った企業は，その 8 割が再度ランサムウェア攻撃を受ける．したがって身代金支払いによって一度の攻撃に対処したとしても，その後も継続的に攻撃の対象となるリスクがある．

2.4 主要なランサムウェアインシデント

2.4.1 選定基準

- 2015 年 (本稿の執筆時点から 10 年前) 以降に発生したインシデントであること．
- インシデントのタイムラインや被害状況などの情報が広く公開されていること．
- インシデントの規模が大きく，社会的影響が大きかったこと．

2.4.2 WannaCry の事例 (2017 年)

ランサムウェア WannaCry による攻撃は 2017 年 5 月に発生したランサムウェアインシデントである，WannaCry は Windows サーバの任意コード実行脆弱性 (CVE-2017-0143) を利

用して，Microsoft による脆弱性修正パッチが適用されていない Windows7 マシンを中心として感染を広げた．

スペインの大手通信事業者であるテレフォニカが最初の標的であり，その後ヨーロッパ諸国および世界中で感染が拡大して最終的には 100 カ国以上で被害が発生した [35]．英国における NHS (National Health Service，国民保健サービス) の被害は特筆すべきものであり，NHS 全体で 19,000 件以上の来院予約のキャンセルと 9200 万ポンドの損失が生じ，手術や診察の中止により人名にかかわる被害も報告された [36]．

2.4.3　コロニアル・パイプライン社への攻撃 (2021 年)

RaaS を提供する犯罪者グループである DarkSide [*2]は，VPN システムの認証の不備をついてコロニアル・パイプライン社のネットワークに侵入し，ランサムウェア攻撃を展開してデータの窃取と暗号化を行った [37]．コロニアル・パイプライン社はランサムウェア攻撃を受けて一時的にパイプラインの操業を停止した．同社はアメリカ合衆国の東海岸にて石油製品のパイプラインを運営しており，インシデント発生当時には東海岸にて 45% の燃料供給を担っていたため，操業停止の発表によってパニック的なガソリンの買い占めが発生し，一部の給油所で備蓄が枯渇した．このインシデントで影響を受けたのは同社の社内 IT システムのみであったため輸送パイプラインは 1 週間以内に稼働を再開することができたが，パイプライン制御システムが攻撃されていた場合操業停止が長引いて燃料のサプライチェーンに深刻な影響を及ぼす可能性があった．

2.4.4　名古屋港への攻撃 (2023 年)

2023 年 7 月 4 日に，名古屋港のコンテナターミナルシステムを対象としたランサムウェア攻撃が発生し，名古屋港の全ターミナルが約 3 日間作業停止となる障害が発生した [13]．名古屋港は総貨物取扱量や貿易額などの項目で日本一 [38] であり，復旧までに約 2 万本のコンテナの輸出入に影響が発生した．

本インシデントではコンテナターミナルシステムが稼働するすべての物理マシンおよび仮想マシン上のデータが暗号化され，システムバックアップによる復旧が行われた．ただしログはバックアップの対象外であり復旧作業中にログが消失したため，感染経路や感染の原因は特定されていない．

2.4.5　株式会社 KADOKAWA への攻撃 (2024 年)

株式会社 KADOKAWA は 2024 年 6 月にランサムウェア攻撃を受けたことを発表し，動画配信サービスをはじめとする主要サービスの一部が一時的に停止した [39]．この攻撃の対象は株式会社ドワンゴが使用するファイルサーバであり，ファイルの暗号化のみならずデータ窃取

[*2] DarkSide という名前は犯罪者グループだけでなく，彼らが作成したランサムウェア [29] も指すが，本節では犯罪者グループを指す．

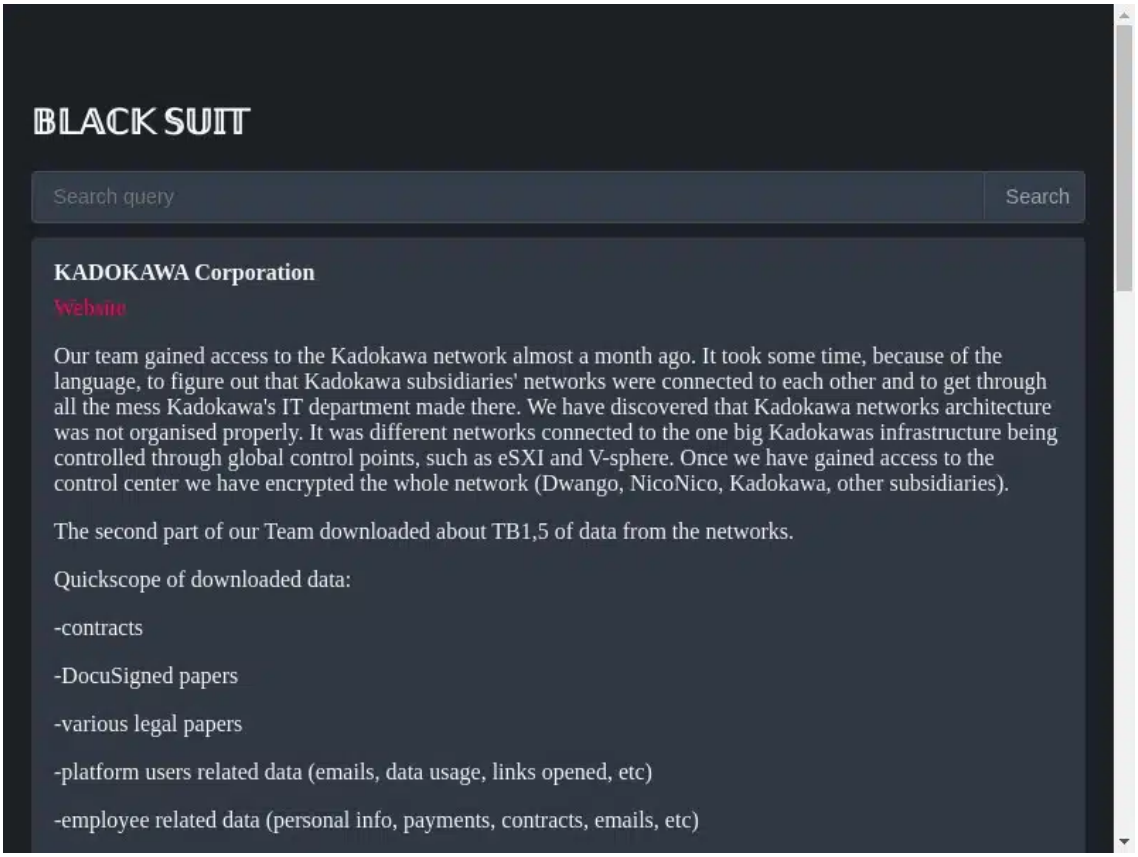


図 2.5: A post by BlackSuit detailing their alleged access to KADOKAWA’s networks, encryption of the infrastructure, and theft of 1.5TB of data. [5]

も行われた．その結果，株式会社ドワンゴの従業員やユーザなど，合計で 25 万人以上の個人情報が流出したとされる．この個人情報データは BlackSuit というランサムウェア犯罪グループによってダークネット上のリークサイトに公開された [5].

第 3 章

ランサムウェア対策

3.1 感染リスクの緩和

現実世界の攻撃を戦術と使用技術の観点から分類したフレームワークである MITRE ATT&CK [40] によると，ランサムウェアのデータ侵害は，攻撃の最終段階である Impact ステージの Data Destruction，Data Encrypted for Impact，Data Manipulation のいずれかに分類される．つまり，ランサムウェアによるデータ侵害は Initial Access (初期アクセス) や Privilege Escalation (権限昇格) などのステージを完了した後に発生するといえる．したがって，Impact より前のステージにおけるセキュリティ強化もランサムウェア対策の重要な要素である．なお，本研究の提案手法はランサムウェアの Impact ステージの活動に対する対策であるため，本節の内容はスコープ外であることに注意する．

本節では，すべてのランサムウェアが通過するステージである Initial Access ステージに焦点を当て，感染リスクの緩和について述べる．SpyCloud 社 [3] によると，ランサムウェアの Initial Access に利用される手法として 2023 年に最も多く報告されたものはフィッシング，サードパーティアプリケーションの IAM 設定の不備（e.g. 過剰な権限付与），cookie 窃取によるセッションハイジャックであった．これらの手法に対する一般的な対策を**表 3.1** に示す．

3.2 ランサムウェア検知

3.2.1 検知に使用するデータ

本稿において，あるアプリケーションがランサムウェアであるかどうかを判断するための入力データを，実行ファイルの解析から得られる静的データと，実行ファイルを実行した際にプロセスの振る舞いから得られる動的データに分類する．[41] では検知のための入力データを local static (バイナリファイルの構造的特徴)，local dynamic (プログラム実行時の振る舞いから得られるデータ)，network based (実行中のプログラムが送信または受信するネットワークトラフィック) の 3 種類に分類しているが，プログラム実行中に収集されるデータであることから，本稿ではネットワークトラフィックを動的データに含める．[1] が調査した，ランサ

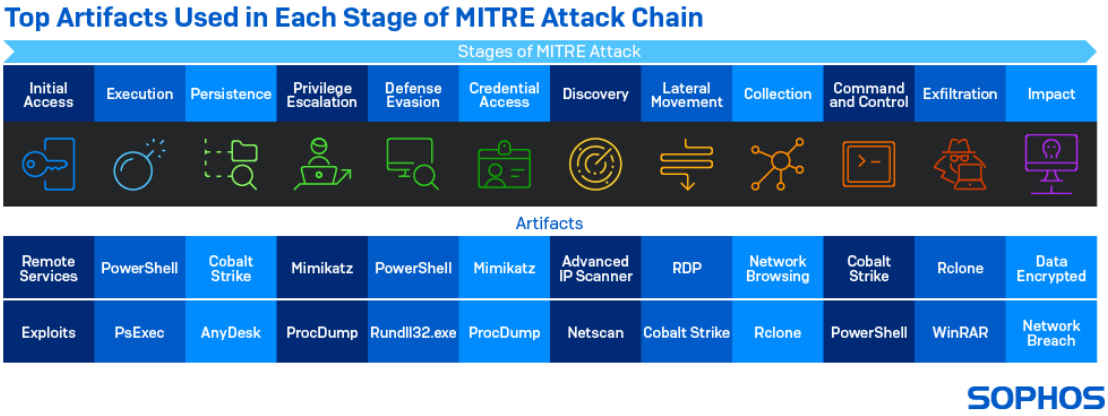


図 3.1: Overview of each stage in MITRE ATT&CK framework. Some stages such as Reconnaissance are omitted for simplicity. [6]

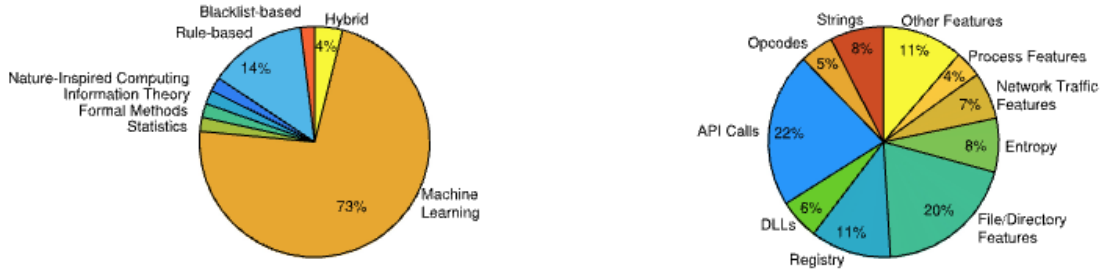
表 3.1: Techniques for Initial Access and general countermeasures

Initial Access の手法	**対策**
フィッシング	メールフィルタリングを強化する 組織構成員の教育を行う
IAM 設定の不備	多要素認証を導入する
Cookie 窃取によるセッションハイジャック	Secure 属性や HTTPOnly 属性を強制する 多要素認証を導入する

ムウェア検知の先行研究において採用された技術および入力データの統計を**図 3.2** に示す．

典型的な静的データはファイルのハッシュ値，文字列，ライブラリの API 呼び出しなどである．文字列としては”ransom”や”bitcoin”などのランサムノートに頻出する文字列，過去にランサムウェアが使用していたドメイン文字列や IP アドレスなどが検知に利用されることが多い [41]．しかし，静的データは一般に難読化や圧縮などの手法に弱く，さらに新種のランサムウェアに対して有効ではないことが多いという問題が指摘されている [42]．API 呼び出しは，暗号化やファイルアクセスといった操作の有無をもとに，ランサムウェアと良性アプリケーションを区別するために利用されることがある [1]．API 呼び出しの情報は，実行ファイルが使用するシステムライブラリから取得される．これにはライブラリの情報が動的リンクまたは静的リンクとして実行ファイルに埋め込まれている場合を含む．また，実行ファイルに含まれるオペコードも静的解析の対象となることがある [43]．

動的検知では実行中のプロセスの振る舞いを分析する．典型的なランサムウェアは特定のディレクトリ以下のファイル一覧を取得して各ファイルを暗号化する挙動を繰り返し行うことから，ファイルシステム上の操作，暗号化ライブラリや API の呼び出しが使用されることが多い [1]．またランサムウェアがファイルに書き込むデータは暗号化されており情報学的エントロピーが高いため，書き込まれるデータのエントロピーを利用する手法も複数存在する



(a) Detection Techniques　　(b) Detection Features

図 3.2: Distribution of detection techniques and detection features used in previous ransomware detection studies for PC/workstation. [1]

[44, 45]．ただし書き込みデータのエントロピーはファイル圧縮などの正常アプリケーションにおいても高くなるので，エントロピーはその他の特徴量と組み合わせて使われる傾向がある [41]．一部のランサムウェアは暗号化が完了したファイルの拡張子を変更する挙動を示すため，ファイル拡張子の変更も動的データとして利用されることがある [46]．ネットワークトラフィックは，主にランサムウェアと C2 サーバとの通信を検知するために使用可能である．送信元や宛先の IP アドレス，ポート番号，プロトコル，ドメイン名が使用されることが多い [1]．

3.2.2　代表的な検知手法

機械学習による検知

図 3.2 が示すように，ランサムウェア検知のために機械学習が広く利用されている．[47] は 2017 年から 2022 年までに提案された機械学習ベースの検知手法を調査しており，本稿ではこの調査結果をもとに機械学習による検知手法を紹介する．

Baek ら [48] は SSD 上のデータのランサムウェアによる上書きのパターンを検知するために，SSD 上にランサムウェア検知器を導入した．筆者らはリクエストデータそのものではなく軽量な I/O リクエストヘッダから検知を行うことで検知器のオーバーヘッドを改善している．I/O リクエストヘッダには論理ブロックアドレス，リクエストタイプ (read or write)，データサイズのみが含まれており，これらの情報から 6 種類の特徴量を作成して決定木に入力する．SSD-Insider はランサムウェアサンプルによる実験でほぼ 0% の誤検知率および見逃し率を達成し，ランサムウェアに類似した高頻度の書き込みが行われるシナリオにおいても誤検知率は 5% 未満に抑えられた．

機械学習ベースの検知手法では静的データと動的データを組み合わせることで検知精度の向上が得られることが多い [47]．たとえば Wan ら [49] はユーザプロセスのパケットデータをフローに要約した動的データと実行ファイル内の文字列やメタデータといった静的データを組み合わせて特徴量を作成し，これをもとに決定木を用いてランサムウェア検知を行った．

ルールベースの検知

Medhat ら [50] はマルウェアの特徴を記述する文字列である YARA [51] ルールを自動生成してランサムウェア検知を行うシステムを提案した．提案手法では実行ファイルの暗号ライブラリおよびファイル操作の API 呼び出し，文字列を静的に解析することで，解析対象のファイルに悪意スコアを割り当てる．一方 Redemption [45] は，プロセスの振る舞いに基づく特徴量とアクセスされたファイルコンテンツに基づく特徴量を利用して MSC (Malice Score Calculation, 悪意スコア計算) 関数を使用してランサムウェア検知を行う．ユーザプロセスの悪意スコアは MSC 関数によって計算され，閾値を超えた場合に対象のプロセスがランサムウェアと判定される．

デコイファイルによる検知

デコイファイルとは，正常なアプリケーションがアクセスしないように作成されたダミーファイルのことである．あるプロセスがデコイファイルを上書きした場合，そのプロセスはランサムウェアである可能性が高いと考えられる．RWGuard [52] はプロセスおよびファイルの監視とデコイファイルを組み合わせた検知手法であり，ランサムウェア検知におけるデコイファイルの効果を評価している．具体的には，事前定義されたファイルのみ暗号化するためデコイファイルにはアクセスしないランサムウェアや，デコイファイルの配置を認知している内部犯を想定して，デコイファイルを使用する場合と使用しない場合の実験を行った．その結果，デコイファイルはランサムウェアの検知を高速化するために有効であることが示された．

3.2.3 検知レイテンシ

動的検知あるいはハイブリッド検知において，ランサムウェアが実行されてから検知されるまでの時間を本稿では検知レイテンシと呼ぶ．検知レイテンシはランサムウェア攻撃を迅速に終了させられるかどうかという観点において重要な指標である．

RATAFIA [53] はオートエンコーダを用いた検知手法で，WannaCry を含む変種を最大 5.3 秒で検知した．また，RWGuard [52] はデコイファイル，プロセス監視，ファイル監視を組み合わせてレイテンシの削減を目指した手法であり，評価実験ではランサムウェアのプロセスを 9 秒未満で特定した．Brownor ら [54] は提案した検知手法の検知レイテンシを CPU 使用率ごとに測定し，使用率が 90% の設定でも評価に用いたランサムウェアサンプルを 3 秒未満で検知することができた．

検知レイテンシは検知手法の有効性を評価する上で重要な指標であるが，検知レイテンシの評価を行っている研究が少ないことが指摘されている [53]．例えばいくつかの研究では，提案手法の検知精度を最大化するために，30 日間などの非常に長い期間での評価を行っているものがある [42]．

3.3　ランサムウェア被害からの復旧

ランサムウェア被害からの復旧とは，ランサムウェアによって侵害されたデータを，**身代金を支払わずに**攻撃前の状態に戻すことを指す．復旧手法を適用するには，手動での操作または自動的なランサムウェア検知によるトリガーが必要である．

3.3.1　スナップショットによる復旧

スナップショットとは，特定の時点でのファイルシステムやデータの状態を記録する機能である．ランサムウェア攻撃が発生する前に取得したスナップショットを用いることで，攻撃前の状態にデータを復元することができる．そのため一定間隔でスナップショットを取得し，隔離されたストレージに保存しておくことはランサムウェア対策として広く採用されている [15]．

ZFS [55] や Btrfs [56] はファイルシステムとしてネイティブにスナップショット機能を提供している．ZFS は差分スナップショット方式を採用しており，スナップショット取得後に更新されたファイルのみを COW (Copy-On-Write) によってコピーする．そのためスナップショット作成の操作自体は高速に完了する．また，更新されたファイルのみをコピーするため，全てのファイルをコピーするバックアップよりもストレージ容量を節約することができる．ZFS のスナップショットはファイルシステム単位で作成され，スナップショットを取得したファイルシステム上に保存される．BtrFS も ZFS と同様に差分スナップショット方式を採用しているが，スナップショットはサブボリューム単位で作成される．サブボリュームはファイルシステム上でディレクトリとして扱えるデータ領域で，ユーザが作成・削除することができるため ZFS よりも柔軟なスナップショット管理が可能である．

一部の商用 OS はスナップショット機能を提供している．Windows の VSS (Volume Shadow Copy Service) [57] はファイルシステムのスナップショットを取得する機能であり，MacOS の Time Machine [58] はファイルシステムに加えてアプリケーションや環境設定なども 1 時間ごとの差分バックアップにて保存する機能である．なお，Locky などのランサムウェアは VSS によるスナップショットを削除することでデータ復旧を妨害することがある [1]．

ハイパーバイザの機能を利用して仮想マシンまたは仮装ディスクのスナップショットを取得することもできる．例えば Xen Hypervisor [59] ではネットワークインタフェースなどの VM の設定情報を含むスナップショットを作成する機能を提供しており，作成したスナップショットをもとに VM を新規作成したり，スナップショットをマージすることでデータを復元したりすることができる．Azure [60] などの主要なクラウドサービスプロバイダもユーザが使用する仮想マシンの OS および仮装ディスクのスナップショット取得機能を提供している．近年のクラウドサービスを対象としたランサムウェア攻撃の増加 [31] を受け，ランサムウェア対策に特化したスナップショット機能を提供するクラウドストレージサービスも登場している [61]．

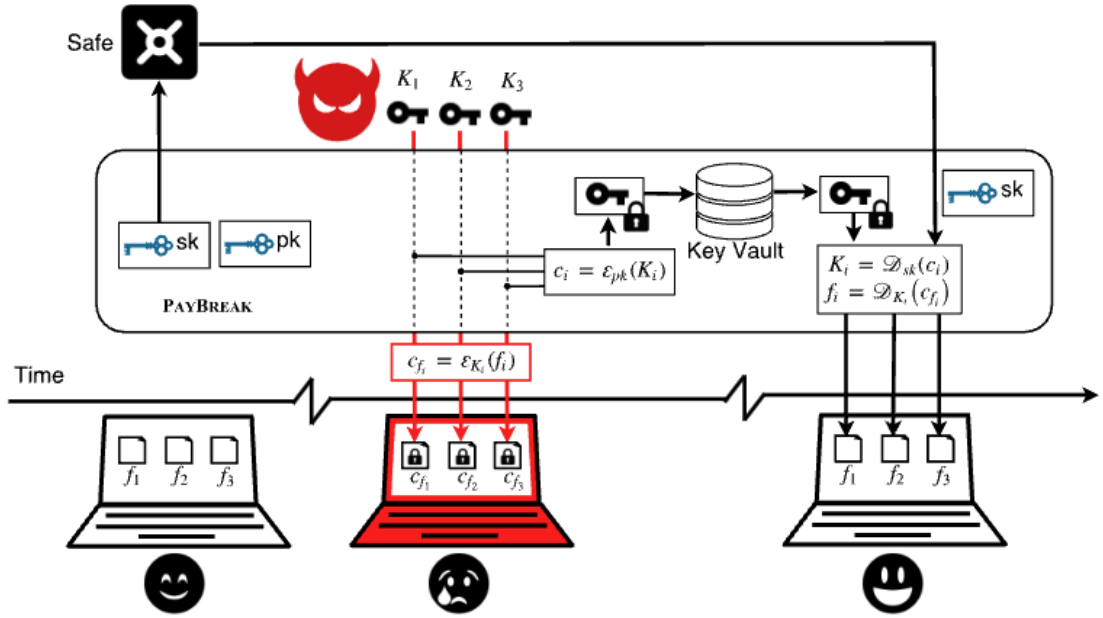


図 3.3: Overview of PayBreak. [7]

3.3.2　暗号化鍵の取得による復旧

2.2.2 節で述べたように，共通鍵暗号では暗号化と復号に同じ鍵を使用する．そのため共通鍵暗号を利用するランサムウェアに対しては，暗号化に使用される鍵を取得できればデータの復号が可能となる．PayBreak [7] はこの点に着目して開発された手法で，OS が提供する暗号化ライブラリをフックし，引数の暗号化鍵を取得する仕組みを持つ．取得した鍵は事前にユーザが登録した公開鍵によって暗号化され，追記のみが可能なデータストアに安全に保存される．PayBreak は暗号化ライブラリの動的リンクと静的リンクの両方に対応し，さらに新しい暗号化ライブラリが登場した場合でも，マルウェア解析を通じて暗号化関数を特定することができれば，その関数をフック対象として容易に追加することができる柔軟性を持つ．ただし，PayBreak は非対称鍵暗号を利用するランサムウェアには対応していない．

3.3.3　SSD の特性を利用した復旧

SSD の特性を活用してランサムウェアにより侵害されたデータを復旧する手法が提案されている．HDD と SSD はブロックデバイスとしての抽象化により論理的には同一の I/O 操作を受け付けるが，ハードウェアレベルではデータ上書き時の挙動が異なる．HDD では物理的な上書きが即時実行される (in-place 書き込み) 一方で，SSD では物理的な上書きが遅延され，複数回の論理的な上書きに対してまとめて実行されるこれは SSD 上で物理ページを消去する際のレイテンシが大きいためであり，論理的に上書きされた古いデータは一時的に保持され

る．この古いデータは一定期間が経過した後，GC (Garbage Collection) によって削除される．したがって，SSD は上書きされたファイルや削除されたファイルのコピーを GC の実行まで保持する特性を持つ．

FlashGuard [10] は上記の SSD の特性を利用したデータ復旧手法であり，SSD のファームウェアとして実装された．FlashGuard はランサムウェアによって上書きまたは削除された可能性のある物理ページに「GC によって回収しない」というフラグを設定することで，SSD 上にそのデータを保持して復旧に使用できるようにする．1,477 個のランサムウェアサンプルを用いた評価では，FlashGuard がランサムウェアによって暗号化されたファイルを効率的に復元可能であり SSD に与える性能劣化も最小限であることを示した．

しかし，FlashGuard は保守的にデータの保持を行うため，実際には不要な古いデータまで保持してしまうという問題がある．この問題に対処するため，SSD-Insider [48] ではブロック I/O リクエストのヘッダ情報を参照し，データがランサムウェアによって侵害されたかどうかを判定する機能を追加している．

SSD の特性を活用したこれらの手法は，ランサムウェア検知がデータ復旧のトリガとなるが，検知において誤検知や見逃しが頻繁に発生する点が先行研究で指摘されている [62]．そのため本来必要のない復旧が発生してデータが消失したり，ランサムウェア攻撃を見逃してデータが侵害されたりするリスクがある [63]．さらに，これらの手法は大規模な展開が難しいという課題も指摘されている [15]．特殊なハードウェアまたはプロトタイプ的なハードウェアに依存していること，ランサムウェアの進化に追随してファームウェアを頻繁に更新することが非現実的であるからだ．

3.3.4　ファイルシステムの拡張による復旧

いくつかの先行研究では，ファイルシステムを拡張することでランサムウェアによるデータ侵害からの復旧を実現している．ShieldFS [8] は OS のネイティブなファイルシステムにカーネルモジュールを適用し，任意のプロセスのファイル書き込みまたは削除の I/O リクエストに対して COW を行うデータ保護システムである．概要を**図 3.4** に示す．ShiledFS はすべてのプロセスの低レベルの I/O リクエスト，および不審なプロセスの暗号化処理を監視してプロセスごとの悪意スコアを計算するモジュールを持つ．あるプロセスの悪意スコアが閾値を超えた場合，COW のコピー元となっているファイルを用いて，そのプロセスによって更新されたファイルを復旧する．Redemption [45] は ShiledFS と類似した手法で，ファイルシステムへの書き込みおよび削除の I/O リクエストをインターセプトし，保護領域に作成されるコピーファイル (「リフレクションファイル」と呼ばれる) にリクエストをリダイレクトする．リフレクションファイルは変更履歴が保持されており，ランサムウェアによるファイルの暗号化や削除を検知した場合，リフレクションファイルを用いてファイルを復元する．ShieldFS は悪意ある暗号化に対してデータの復旧を行うため，SSD の特性を利用した復旧手法と同様にデータ消失のリスクがある．また，ShiledFS はファイルシステムの専門的な知識が必要であり，実装の複雑さが課題となる．

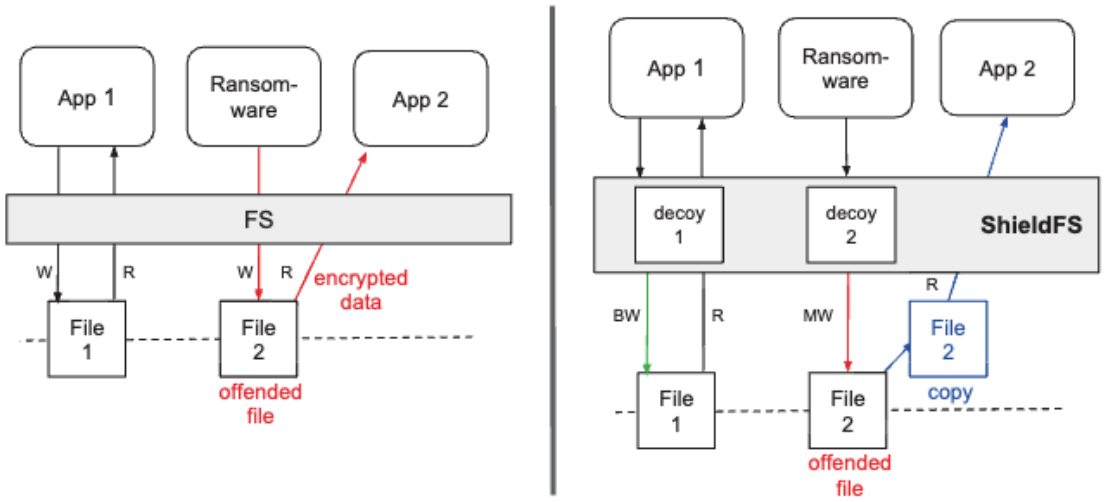


図 3.4: On the right ShieldFS shadowing a file offended by ransomware malicious write (MW), in comparison to standard filesystems (on the left). [8]

Matos らは RockFS [33] を提案し，悪意ある第三者によるファイルデータの侵害からの復旧を行うシステムの設計と実装を行なった．ランサムウェアなどがクラウドバックアップサービスのクライアントデバイス上に保存されているデータを侵害すると，データの更新がクラウドに同期されるため，バックアップが利用不可能になってしまう．RockFS は既存のクラウドバックアップサービスに存在するこの問題に注目し，クライアントデバイス上のファイルシステム操作のログをクラウドストレージ上に保存するというアプローチを取っている．ランサムウェア攻撃が発覚した場合に，ログ上の正常な操作のみをファイルの初期バージョンに適用することでデータを復元する．攻撃者がクラウドストレージへのアクセス情報を窃取してログを改ざんすることを防ぐために，RockFS はログの完全性を保証する技術を採用している．さらに RockFS は操作ログを複数のクラウドストレージに分散して保存する仕組みを提供しており，攻撃者はログを改竄するために複数のクラウドサービスに侵入する必要がある．この特性により，ログ改竄の難易度を高められるとしている．しかし筆者らは，ファイルが頻繁に更新される環境においては，更新ログによるストレージ消費量が無視できないほど大きくなる問題を認めている [33].

3.4 既存の復旧手法の課題

3.4.1 スナップショットによる復旧の限界

取得しておいたスナップショットを利用してデータをランサムウェア攻撃前の状態に復旧するためにはスナップショットを一定以上の頻度で取得しておく必要があるが，高頻度の取得には課題が伴う．まず，金銭的なコストが大きくなる．Wang ら [15] が ALIBABA Cloud において実施した試算によると，仮想ディスクのスナップショット取得サービスを 1 時間ごとに

利用する場合，発生するコストは仮想ディスク使用料金の 2.5 倍に相当する．このコストはスナップショット取得による追加のストレージ容量および処理時間によるものであるため，クラウドサービスを利用せずオンプレミスでスナップショットを取得する場合でも同様のコストが発生する．

さらに，スナップショット方式による復旧ではデータ損失が発生する可能性が高いことが指摘されている [15]．第一に，最新のスナップショット取得後からランサムウェア攻撃発生までの間に更新されたデータは復旧されない．特に，データの更新頻度が高い環境では，この時間ギャップが原因となり，バックアップされずに失われるデータ量が増大する．第二に，3.3.1 節で述べたように，スナップショットはファイルシステム，OS，ディスク全体を対象に取得されるため，正常なデータ更新とランサムウェアによる侵害が区別されずに保存される．よって，ランサムウェアの活動がスナップショット間の更新内容に含まれると，復旧時にもデータ侵害が含まれる可能性がある．

3.4.2　復旧のトリガとなる検知の課題

ランサムウェア検知手法は，一般に誤検知と見逃しのトレードオフに悩まされる [1, 41, 42]．データの復旧が不可能になるリスクを回避するため，見逃し率は可能な限り小さくする必要がある．しかし見逃し率を小さくするとトレードオフにより誤検知率が高くなり，正常なアプリケーションがランサムウェアとして判定される可能性が高まる．その結果，システムの可用性が低下するおそれがある．特に 3.3.3 節で述べた SSD ベースの手法 [10, 48] においては，誤検知による誤ったデータ復旧によってデータが消失する危険性が指摘されている [63]．

実行時の振る舞いからランサムウェアを検知する手法では，一定時間ランサムウェアの活動を許容せざるを得ない．この間に発生するファイル侵害は避けられないため，検知までの時間，検知レイテンシを短縮することが重要となる．しかし，短時間での検知では誤検知率および見逃し率が増加すると考えられる [42]．これは，あるプロセスがランサムウェアであるかどうかを判定するための情報が短時間では十分に収集できないことや，ランサムウェアが実行後すぐにデータ暗号化などの特徴的な挙動を示すとは限らないためである．

第 4 章

提案手法

本章では，ランサムウェアによるファイル侵害からファイルデータを保護する新しい手法である **Fuga**[*1]を提案する．ここでいう「ファイルの侵害」とは暗号化，上書き，削除などの操作によってファイルを利用不可能にすることを指す．Fuga は，ランサムウェアのファイル侵害に対してリアクティブに，侵害されるファイル単位でバックアップを取得し，侵害直前の状態でデータを保護する．これにより被害からの速やかな復旧を可能にする．

Fuga はランサムウェアのオンライン検知手法を利用し，ランサムウェアの疑いがあるユーザプロセスを特定する．検知手法は閾値を調整するなどしてランサムウェアの見逃しを削減するように設定する．そして特定されたプロセスが実行する，事前定義されたファイル侵害の処理をフックする．フックされた処理が実行されると，その処理のエントリーポイントにおいて侵害対象のファイルはランサムウェアから隔離された領域にコピーされる．これによりランサムウェアによって侵害される直前の状態でファイルのデータが保護されるため，ランサムウェア被害からの復旧が可能となる．

4.1 既存手法の課題への対応

3.4 節で述べた課題を Fuga が緩和または解決する方法を示す．

4.1.1 スナップショットによる復旧の課題への対応

Fuga は，理想的にはランサムウェアによって侵害されるデータのみをバックアップし，正常なアプリケーションによって更新されたデータはバックアップしない．これによりバックアップデータによるストレージ容量の圧迫を軽減することができる．さらに，複数のスナップショットを取得してバックアップを行う場合，重複して保存されているデータがストレージ容量を消費するが，Fuga においては重複データは発生しない．これは，Fuga を用いるとランサムウェアによる侵害の直前のデータが保護され，バックアップデータは単一かつ最新に保たれるからである．

[*1] ふーが．フーガ．

Fuga はスナップショット方式において問題となるデータ損失を回避することができる．第一に，Fuga ではファイル侵害の直前にバックアップを取得するため，最新のバックアップ取得後から攻撃発生までの間という時間的なギャップが存在しない．したがってスナップショット方式にて発生する，この時間的なギャップに起因するデータ損失を回避することができる．第二に，Fuga はバックアップが必要なデータのみを保護する仕組みであるため，ランサムウェアによって侵害された後のデータと正常なアプリケーションによって更新されたデータがバックアップに混在することがない．

実際には誤検知と見逃しの両方を完全に排除することは現実的ではなく，Fuga が採用するランサムウェアのオンライン検知手法が誤検知を行った場合に無駄なデータバックアップが作成される．しかし依然として，Fuga はバックアップによるストレージ容量の消費を軽減し，上述したデータ損失を防ぐことができる．

4.1.2　検知の課題への対応

Fuga では，見逃し率を抑えてデータ損失を防ぐ「保守的な検知」ポリシーを採用する．保守的な検知では，ユーザプロセスがランサムウェアである可能性が低くても，侵害のリスクを回避するために早期に検知を行う．これにより，実際にランサムウェアであるプロセスを見逃す可能性を減らし，検知レイテンシも短縮される．検知レイテンシの短縮は，プロセスの「ランサムウェアらしさ」（たとえば Redemption [45] において計算される悪意スコア）が十分に確からしくない段階でも，「ランサムウェアである」と判断するためである．

保守的な検知の設定により誤検知は増加するが，Fuga では誤検知による影響を最小限に抑えている．具体的には，誤検知が発生しても余計にバックアップされるファイルが増えるだけであり，ストレージ容量への影響は小さい．また，データのバックアップを取得している間に，フック対象のプロセスの「ランサムウェアらしさ」がさらに明確になることが期待される．「ランサムウェアらしさ」が高くなった場合には該当プロセスを停止すればよく，低くなった場合にはバックアップ対象から除外することで，効率的なデータ保護が可能となる．

第 5 章

Fuga の設計

5.1 概要

Fuga の設計を**図 5.1** に示す．本システムは，ランサムウェアの侵害を検知し，侵害の影響を受ける直前のデータを退避させることを目的としており，**Detector**，**Process Monitor**，**Evacuation Module**，**Data Shelter** の 4 つのコンポーネントで構成される．まず，Detector はランサムウェアの疑いがあるユーザプロセスを特定し，そのプロセスの識別子を Process Monitor に通知する．Process Monitor は Detector から通知を受け取り，指定されたプロセスを監視する．そして監視対象のプロセスが実行する暗号化関数や関連するシステムコールにフックを挿入する，このフックにより，暗号化前のファイルコンテンツデータの取得とファイルメタデータの収集が行われる．取得されたコンテンツデータとメタデータは，Process Monitor によって Evacuation Module に送信され，Evacuation Module によって適切な形式に加工された後，ランサムウェアから隔離されたストレージである Data Shelter に退避される．

5.2 各コンポーネントの設計

5.2.1 Detector

Detector はユーザ空間で実行されるプロセスで，自身以外のユーザプロセスを監視して保守的なランサムウェア検知を行う．ランサムウェアの可能性が閾値よりも高いプロセスを発見した際に，そのプロセスの識別子を Process Monitor に通知する．一度監視対象となったがその後正常なプロセスであると判定された場合も，同様に通知を行う．なお，3.2 節で述べたように，ランサムウェアの検知手法は先行研究が多数存在する．したがって本研究において Detector の機能は利用可能であるという前提を置き，その内部実装は本研究のスコープ外とする．

Detector がランサムウェア検知を保守的に行う方法は採用する検知手法に依存する．機械学習による検知手法 [47, 33, 49] では，機械学習モデルの出力と比較される閾値を小さくすればよい．悪意スコアを計算する検知手法 [45] でも同様である．ルールベースの検知手法では，

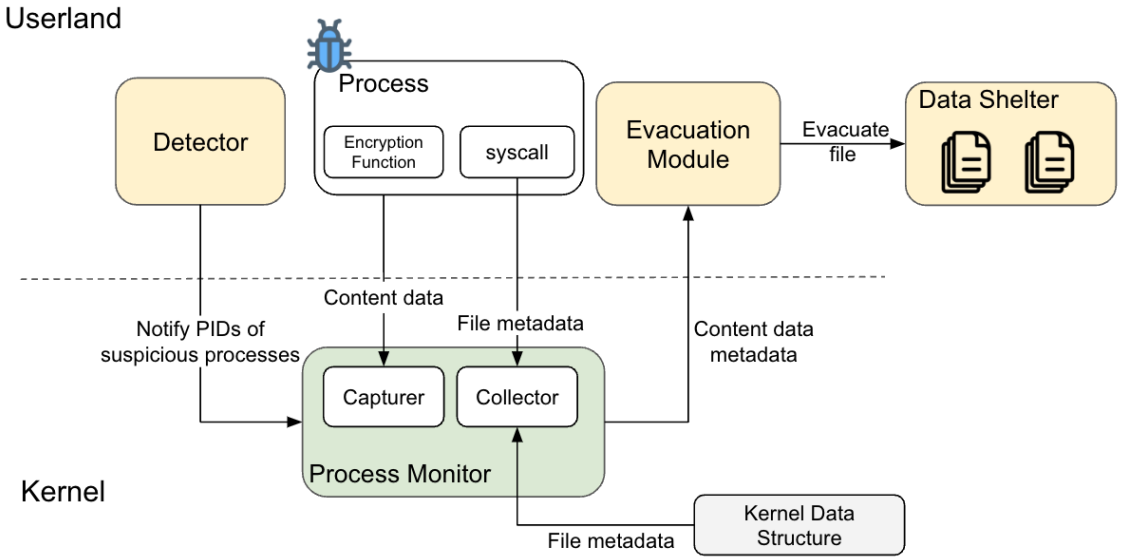


図 5.1: The overview of Fuga, the proposed system.

ルールセットの一部を無視することで保守的な検知を行うことができる．

Detector をユーザ空間で実行されるプログラムとして設計した理由は，既存のランサムウェア検知手法の利用を容易にするためである．単純なルールベースの検知手法であれば，カーネル空間のプログラムとして実装することも可能であるが，機械学習を用いた手法などは，カーネル空間での実装は不可能ではないにせよ技術的に困難である．

5.2.2　Process Monitor

Process Monitor はカーネル空間で実行されるプログラムであり，Detector が指定したユーザプロセスを監視している．Process Monitor は，暗号化前の平文データを取得する **Capturer** モジュールと，ファイルのメタデータを収集する **Collector** モジュールで構成される．Capturer が取得した平文データと Collector が収集したメタデータは，一つのデータ構造に格納されて Evacuation Module に送信される．

Capturer は監視対象のプロセスが実行する暗号化関数をフックし，関数の引数に渡される平文データのポインタをキャプチャする．その後ポインタが指すバッファのデータを対象のユーザプロセスのメモリ空間からカーネルメモリ空間へとコピーすることで平文データを取得する．

Collector は Capturer と連携し，ファイルの復旧に必要なメタデータ，具体的にはファイルパスとコンテンツデータのオフセットを以下のように収集する．

ファイルパスの取得：ファイルを開くシステムコールをフックし，ファイルの相対パスをシステムコールの引数から取得する．さらに，カーネル内構造体にアクセスして対象プロセスの現在の作業ディレクトリ（Current Working Directory: CWD）を取得する．システムコールにはファイルの絶対パスが引数として渡されることがあるが，この場合は CWD の取得は不

要となる．

オフセットの取得：あるファイルが監視対象プロセスによって開かれたら，そのファイルのオフセットを管理する変数を初期化する．ファイルのコンテンツデータをメモリ上に読み込むシステムコール，およびファイルの現在のオフセットを操作するシステムコールをフックし，各ファイルのオフセットの変化量を取得する．この値を用いてファイルのオフセットを管理する変数を動的に更新する．

Process Monitor をカーネル空間で実行されるプログラムとして設計した理由は，ユーザ空間でのプロセス間のデータコピーが技術的およびセキュリティ上の制約により困難であるためである．共有メモリや明示的なプロセス間通信を利用すればデータの受け渡しは可能だが，ランサムウェアのプロセスが Process Monitor とそのような通信プロトコルを形成することはありえない．また，カーネル空間で動作するプログラムを利用したランサムウェア対策には，ランサムウェアによって無効化される可能性が極めて低いという利点がある [42]．権限昇格を行う高度なランサムウェアが Process Monitor を無効化する可能性は残るものの，Process Monitor の無効化はランサムウェアの活動として検知されやすいため，攻撃者にとってリスクが高いといえる．

Process Monitor をカーネル空間で実行されるプログラムとして設計した理由は，あるユーザプロセスから別のユーザプロセスへのデータコピーを実現することが非常に困難なためである．共有メモリや明示的なプロセス間通信を利用すればデータの受け渡しは可能であるが，Fuga において監視されるユーザプロセスがそのような合意を Process Monitor と形成することはできない．加えて，カーネル空間のプログラムを用いたランサムウェア対策は，ランサムウェアによって無効化される可能性が非常に低い [42] という利点がある．権限昇格を行うランサムウェアには Process Monitor を無効化する可能性もあるが，Process Monitor の無効化はランサムウェアの特徴であるため，検知される可能性が高い．

5.2.3 Evacuation Module

Evacuation Module はユーザ空間で実行されるコンポーネントである．このコンポーネントはまず，Process Monitor からコンテンツデータおよびメタデータを受け取る．この際，Process Monitor と Evacuation Module との間でデータの表現形式が異なる場合は，必要に応じてデータ形式を適切に変換する．そしてこれらのデータを用いて，侵害されるファイルのデータを退避する処理を実行する．具体的な処理の内容は，Data Shelter の形態によって決定される．処理の概要を**図 5.2** に示す．詳細は後述するが，Data Shelter の形態としてはローカルストレージ，NAS (Network Attached Storage)，またはリモートホストなどが考えられる．

Evacuation Module は，その実装が Data Shelter の形態に依存することを考慮し，ユーザ空間で実行されるプログラムとして設計されている．この設計により，実装やデバッグ，修正がカーネル空間プログラムよりも容易に行える．新に，Data Shelter の新しい形態への対応も簡便化される．たとえば，リモートホストを Data Shelter として使用する場合，既存の API

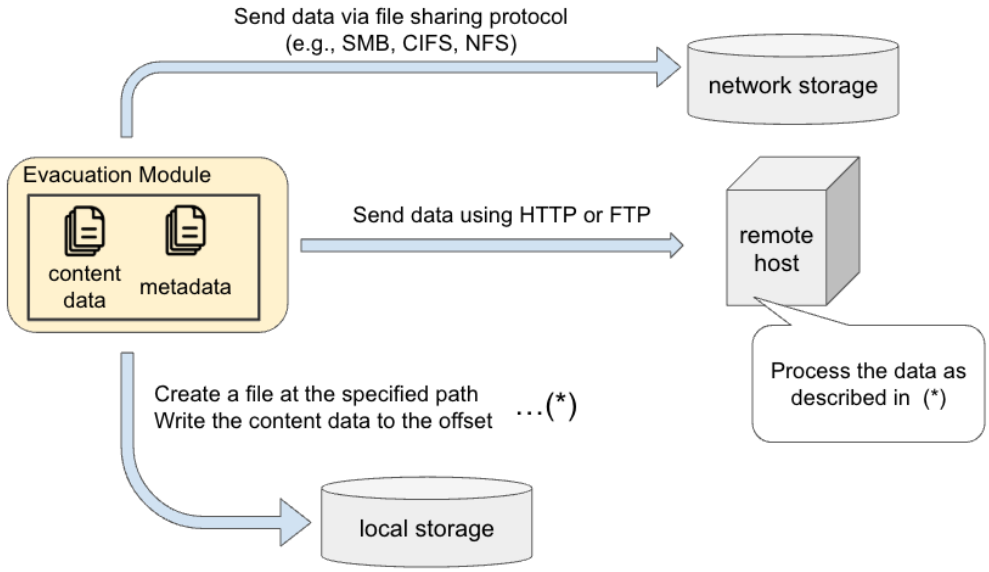


図 5.2: The Evacuation Module processes and transfers content data and metadata to a Data Shelter, which may be a local storage, network storage, or remote host, depending on its configuration.

やライブラリを利用することで，新しい通信プロトコル（e.g. HTTP，FTP）へのサポートを迅速かつ省力的に追加できる．同様に，ローカルストレージを Data Shelter として使用する場合も，複数のファイルシステムを柔軟にサポートできる．一方で，Evacuation Module をカーネル空間プログラムとして設計することも可能ではあるが，カーネルプログラミングは，システムクラッシュやセキュリティ脆弱性のリスクが高く，バグの影響が深刻になる可能性がある．そのため，ユーザ空間での設計は，開発の安全性や柔軟性を確保しながら，必要な機能拡張に対応しやすい選択肢である．

5.2.4　Data Shelter

ランサムウェアによる侵害から隔離されたデータ領域を，本稿では Data Shelter と呼ぶ．Fuga の利用者は，ランサムウェア攻撃が発覚した後，Data Shelter に退避されたファイルを取得し，侵害されたファイルを復旧することができる．

図 5.2 に示すように，Data Shelter はローカルストレージ，NAS，またはリモートホストなどの形態で構成可能である．特に，リモートホストを Data Shelter として利用する場合，Evacuation Module 側でファイルを作成して転送する方法と，Evacuation Module が送信したデータを元に Data Shelter 側でファイルを作成する方法のいずれかを選択することができる．**図 5.2** では後者の処理を示している．後者の場合，Data Shelter となるリモートホスト上でスナップショットを作成したり，ファイル保存時にシャーディング [64] やその他の冗長性向上手法を適用したりすることで，データバックアップをさらに堅牢にすることができる．

第 6 章

Fuga の実装

5 章で述べた設計をもとに Fuga を実装した．本稿の実装は OpenSSL を利用して暗号化を行うランサムウェアを対象としている．カーネル空間のプログラムは eBPF [9] を利用して，ユーザ空間のプログラムは Go 言語を用いて実装した．本稿の執筆時点において eBPF は実用上 Linux 環境のみで利用可能であるため，Linux 環境にて実装を行った．実装に使用したシステムの環境を**表 6.1** に示す．

6.1 各コンポーネントの実装

本節では Fuga の実装特有の詳細を説明する．Detector の実装は本研究のスコープ外であることに注意する．

6.1.1 Process Monitor

Capturer

Capturer は，OpenSSL 内の暗号化関数を uprobe でフックする eBPF プログラムとして実装した．暗号化関数には引数として平文データが格納されているバッファへのポインタが渡されるため，eBPF プログラム内でこのポインタをキャプチャしユーザ空間からカーネル空間へ平文データをコピーする．コピーされた平文データは，関連するメタデータとともに暗号化イベントを表す構造体（**コード 6.1**）に格納され，eBPF map のリングバッファを介して Evacuation Module に送信される．なお，本稿で示す実装においては OpenSSL の暗号化関数のみを対象としているが，OpenSSL 以外の暗号化ライブラリにも容易に同じ手法を適用することができる．

Collector

ファイル f の先頭から off バイト目からデータ d が読み込まれた時，f を d に対する**元ファイル**，off を元ファイル上の**オフセット**と呼ぶ．Collector は Capturer が取得した平文データに対して，元ファイルの絶対パスと元ファイル上のオフセットを取得する機能を持つ．

表 6.1: Implementation environment for the proposed method.

Linux カーネル	6.3.0-060300-generic
CPU アーキテクチャ	amd64
clang	14.0.0-1ubuntu1.1
Go コンパイラ	go1.22.5 linux/amd64

上述したように Collector がアクセスできるのは平文データのポインタのみであり，ポインタから絶対パスやオフセットを直接取得することはできない．そこで本研究では，FD (File Descriptor) を仲介して必要なデータを取得する方法を採用した．`read(2)` システムコールは FD とバッファのポインタを引数として受け取るため，`read(2)` をフックすることでポインタと FD の対応関係を取得することができる．この対応関係を参照し，`open(2)` システムコール (FD を返り値として戻す) のフックから相対または絶対パスを，`lseek(2)` および `read(2)` システムコール (FD を引数に取り，FD に紐づくファイルのオフセットを更新する) のフックからオフセットを取得可能である．`open(2)`, `read(2)`, `lseek(2)` の関数シグネチャを**コード 6.2** に示す．より詳細には，以下の手順で FD の値から元ファイルの絶対パスとオフセットを取得する．

元ファイルの絶対パス: `open(2)` のフックにより FD とファイルパスの関係が得られるので，FD を key とし，ファイルパスを value とするハッシュマップにこの関係を保存する．`open(2)` に渡された引数が相対パスであった場合，プロセスの CWD (Current Working Directory) と結合して絶対パスを取得する．CWD は Linux カーネルにおいて各ユーザプロセスの状態を管理するカーネル内変数である `task_struct` を介して取得する．
元ファイル上のオフセット: `lseek(2)` および `read(2)` システムコールをフックする．これらのシステムコールは FD を引数に取り，`lseek(2)` はシステムコール完了時のオフセットを，`read(2)` はシステムコールによって読み込まれたバイト数を返す．この性質を利用して，FD を key とし，オフセットを value とするハッシュマップにオフセットを保存する．`open(2)` のフックによりファイルが開かれた際にハッシュマップに key = 0, value = FD のエントリを追加しておき，`lseek(2)` および `read(2)` が実行された際に value を更新しておく．

Listing 6.1: Data structure that represents data encryption by a user process.

```
1  struct enc_data_event_t {
2    unsigned char data[MAX_DATA_LEN]; // plaintext data
3    int data_len;
4    char filename[MAX_FILENAME_LEN];  // relative path
5    char cwd[MAX_PATH_LEN];
6    long offset;
7  };
```

Listing 6.2: Signatures of the related system calls. The comment lines indicate the return value on success / error.

```
1  // a file descriptor / -1
2  int open(const char *pathname, int flags, ...
3        /* mode_t mode */ );
4
5  // the number of bytes read / -1
6  ssize_t read(int fd, void buf[.count], size_t count);
7
8  // the resulting offset location in bytes / -1
9  off_t lseek(int fd, off_t offset, int whence);
```

6.1.2 Evacuation Module

Evacuation Module は，Capturer によってリングバッファにデータが書き込まれるたびに呼び出しを行い，平文データ，元ファイルの相対パスと CWD，オフセットを取得する．その後絶対パスを構成し，絶対パスで指定されるファイルが Data Shelter 内に存在しなければ設計で示したようにファイルを作成する．そしてオフセットで指定される位置に平文データを書き込む．

eBPF プログラムである Capturer がリングバッファにデータを書き込むと，本稿の実装において Evacuation Module は以下の 3 つの処理を順に行う．

- Read：data availability notification をカーネル空間から受信し，リングバッファからバイナリデータを読み込む．
- Decode：リングバッファから取得したバイナリデータを，平文データ，元ファイルの相対パスと CWD，オフセットにデコードする．
- Write：平文データを元ファイルの絶対パスとオフセットを用いて Data Shelter に書き込む．

先行研究 [65] では上記の処理を逐次的に実行していたが，実験結果からランサムウェアのデータ暗号化の速度に対して Evacuation Module のデータ退避スループットが不十分であることがわかった．さらに予備実験から，上記 3 つの処理の中で Decode 処理がボトルネックとなっていることが判明した．これらの実験結果は 7.1.2 節で報告している．

本研究では，処理のパイプライン化と並列化によって Evacuation Module の性能を向上させることを目指した．**図 6.1** に高速化を施した Evacuation Module の実装を示す．まず Read，Decode，Write の各処理を個別のスレッドで実行しスレッド間で処理すべきデータを授受するように実装して，パイプライン処理を実現した．なお，ここでいうスレッドは OS のスレッドではなく，Evacuation Module の実装に使用した Go 言語の機能である goroutine

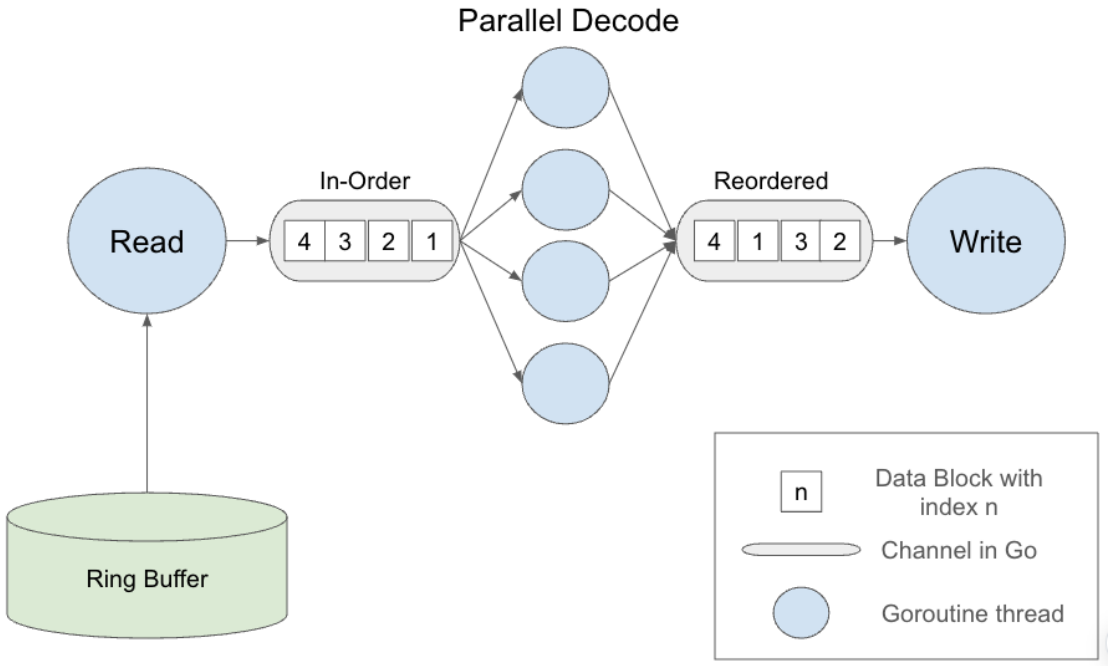


図 6.1: Implementation of the Evacuation Module with parallelization and pipelining. The indices shown in the diagram are used only for illustrative purposes to indicate the order of data blocks and to visualize the reordering process. In the actual implementation, such indices are not explicitly assigned.

[66] のスレッドを指す．スレッド間の通信には Go 言語の機能である channel を用いた．パイプライン処理によって，Evacuation Module のスループットはボトルネックである Decode 処理に律速される．予備実験では Decode 処理が Read 処理や Write 処理と比較して 4 倍程度の時間を要していたため，Decode 処理を並列化することでボトルネックの解消を行った．並列化によって Decode1 回あたりの実行的な処理時間を短縮させた．

図 6.1 にて示したように，Decode 処理の並列化によってデータはリングバッファから読み出された順番で Write 処理に渡されることが保証されない．つまりデータのリオーダが発生するため，Write 処理のスレッドが Decode 処理のスレッドから受け取ったデータをそのままの順番で Data Shelter に書き込むとファイルデータが正しく復元されない．本研究の実装では Write 処理において平文データの元ファイル上のオフセットが利用可能であるため，オフセットで指定される位置にファイルポインタを移動してからデータを書き込むことでこの問題に対処した．

6.1.3　Data Shelter

本研究の実装では，root 権限をもつユーザのみ読み書きできるディレクトリをローカルストレージのファイルシステム上に作成し，これを Data Shelter として扱った．ユーザ権限で

実行されるランサムウェアはこのディレクトリのファイルにアクセスできないため，ランサムウェアから一定レベルの隔離が実現されている．

第 7 章

評価

ランサムウェアによる暗号化からデータを保護する性能と，Fuga 稼働時のオーバーヘッドを評価した．評価はすべて**表 7.1** に示す物理マシン上で行った．

7.1 データ保護性能の評価

7.1.1 実験シナリオ

指定されたパスのファイルを `read` し，OpenSSL 内の関数で暗号化したのち新規ファイルに `write` するプログラムを C 言語で実装した．暗号化方式は AES256 を使用し，鍵長と IV 長はそれぞれ 32B と 16B とした．`read` などの処理は 4096B のバッファに対して行うようにした．このプログラムをこれ以降「**暗号化プログラム**」と称する．

OpenSSL が提供するコマンドを使用して，指定したバイト長の擬似乱数を含むファイルを生成する．そして生成したファイルに対して以下の手続きを行う．

1. 実装した Fuga を実行する．
2. 暗号化プログラムでファイルを暗号化する．
3. 元のファイルと，Data Shelter 内に作成されたファイルを用いて評価を行う．

Data Shelter 内に作成されるファイルを「**退避ファイル**」と呼ぶ．

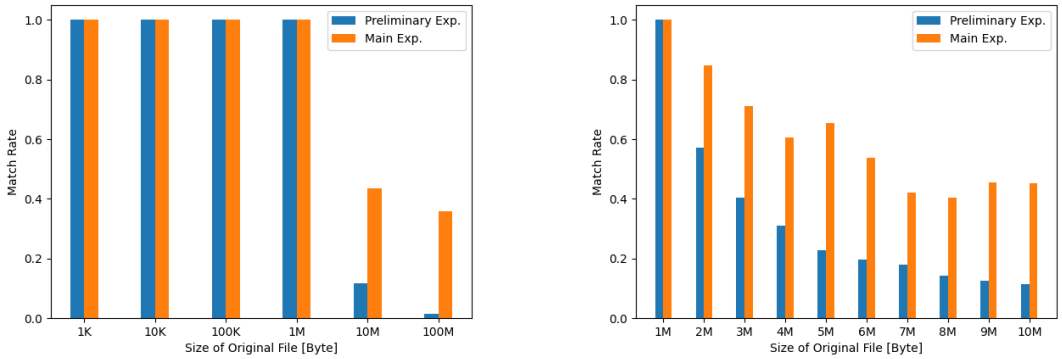
この実験におけるデータ保護性能の評価指標として，**一致率**を定義した．一致率は，退避ファイルと元ファイルがどの程度一致しているかを表す指標である．元ファイルと退避ファイルのデータをバイト値の配列とみなし，先頭から配列の値を調べて一致している個数を数え，その個数を元ファイルのバイトサイズで割ると一致率が求められる．元ファイルが `[1, 2, 3, 4, 5]`，退避ファイルが `[1, 2, 4]` の場合，先頭の 1 と 2 が一致しているのでこの時の一致率は $\frac{2}{5} = 0.4$ である．

表 7.1: Environment of the physical machine used for the evaluation.

OS	Ubuntu 22.04.4 LTS
ファイルシステム	ext4
カーネル	6.3.0-060300-generic
CPU	Intel Xeon Silver 4314 @ 2.400GHZ × 64
RAM	512GiB

7.1.2 予備実験の結果

先行研究 [65] で示した実装を用いて，一致率を予備実験で評価した．結果を**図 7.1a** および**図 7.1b** に示す．Evacuation Module が実行する 3 つの処理 Read，Decode，Write のそれぞれの処理時間の分布を**図 7.2** に示す．



(a) Match rates by original file size of 1KB, 10KB, . . ., 100MB.

(b) Match rates by original file size of 1MB, 2MB, . . ., 10MB.

図 7.1: Match rates by original file size, comparing results from the preliminary and main experiments. The horizontal axis in the left figure uses a common logarithmic scale.

7.1.3 元ファイルのサイズに対する一致率の変化

本稿では先行研究 [65] と同様に，1KB，10KB，. . .，100MB のサイズの元ファイルに対して実験を行い，一致率を計算した．Decode 処理の並列度は 4 に，リングバッファのサイズは 1MiB に設定した．その結果を**図 7.1a** に示す．また，1MB から 10MB まで 1MB 刻みのサイズのファイルを生成し実験を行った．並列度とリングバッファの設定は同一である．結果を**図 7.1b** に示す．先行研究 [65] で示された一致率からの向上が確認され，高速化，すなわち Evacuation Module のパイプライン化とデコード処理の並列化，が保護性能の改善に寄与し

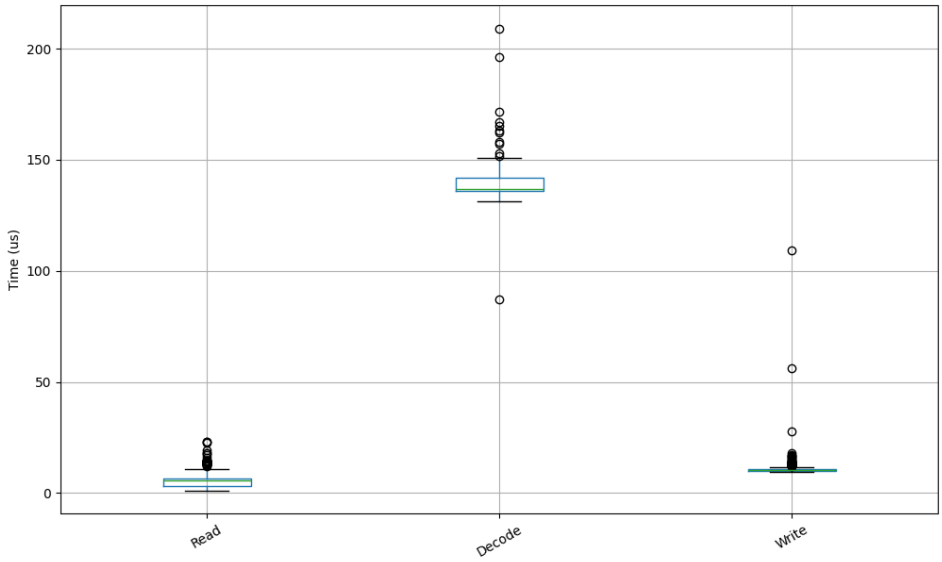


図 7.2: Boxplot of processing times for the three operations in the Evacuation Module: Read, Decode, and Write. Entries with processing times exceeding 1000 µs were excluded; only 2 out of 976 total entries were removed.

たことがわかった．性能改善の程度は元ファイルのサイズが大きいほど顕著であり，100MB の元ファイルに対しては 20 倍以上の差が見られた．

7.1.4　パラメータの変更に対する一致率の変化

本稿で示した実装は，デコード処理の並列度（$= p$）とリングバッファのサイズ（$= |RB|$）をパラメータとして持つ．2 つのパラメータのうち一方を固定しもう一方を変化させて実験を行い，各パラメータが一致率に与える影響を調査した．

p を固定し $|RB|$ を 2MiB から 2 倍ずつ大きくした時の一致率の変化を**図 7.3** に示す．$|RB|$ より小さいファイルは完全に保護することができるが，$|RB|$ より大きいファイルに対しては各 $|RB|$ 間で類似した傾向で保護性能が低下する．

$|RB|$ を固定し p を様々な値に設定した時の一致率の変化を**図 7.4** に示す．p を増加させるほど，完全に保護可能なファイルのサイズは増加する傾向が見られる．元ファイルのサイズの増加に対して一致率は単調に減少すると期待されるがそうなっておらず，並列処理スレッドのスケジューリングの状況に依存して性能が変化する可能性がある．

パラメータ p を大きくすると多数のスレッドが生成されるため高いコア数が求められ，CPU 使用率が増加する．一方，$|RB|$ を増やすことはカーネル空間のメモリ消費を伴うが，32MiB 程度の設定は現実的であり，計算リソースに対する保護性能の向上効果が大きいと我々は考え

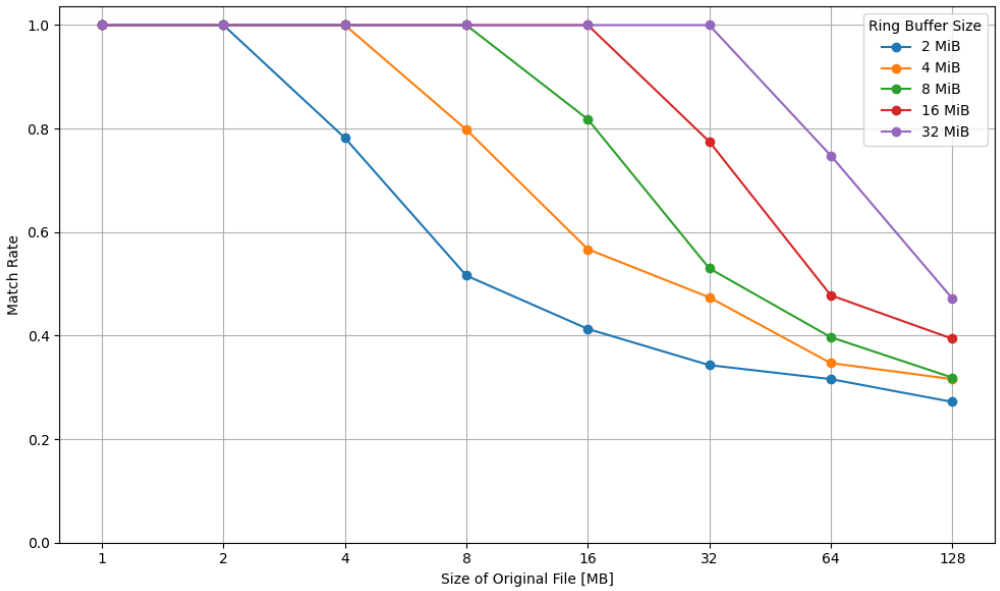


図 7.3: Variation of match rate by file size for different ring buffer sizes. The horizontal axis uses a logarithmic scale (base 2).

る．もちろん p と $|RB|$ の両方を同時に大きくすることも可能である．

しかしながら，パラメータを調整しても 100MB〜数 GB オーダーの大きさのファイルを完全に保護することは現実的ではない．頻繁に更新されないファイルならば定期的なスナップショットを利用してバックアップを確保することが望ましく，保護したいファイルの大きさに応じて適切な戦略が異なるといえる．

7.2 オーバーヘッドの評価

7.2.1 CPU 使用率と I/O wait

本稿で示す実装では，Data Shelter として使用されているディレクトリに大量にデータの書き込みが発生する．また，ランサムウェアが高速にファイルを暗号化する場合，Process Monitor および Evacuation Module は高い頻度でデータを処理する必要がある．したがって Fuga は CPU 使用率およびディスク I/O にオーバーヘッドを発生させることが予想されるため，これらのメトリクスを計測した．

メトリクスの取得には `iostat` を利用した．`iostat` はユーザ空間およびカーネル空間の CPU 使用率の平均値，I/O wait 率の平均値，ブロックデバイスごとの read/write の量などを出力するコマンドである，本研究では 1 秒ごとにデータを記録する設定を用いた．汎用的なマクロベンチマークのセットである sysbench [67] の `fileio` ベンチマークを使って 16MiB のファイルを 128 個生成し，暗号化プログラムによって各ファイルを暗号化することでワークロードを発生させた．暗号化プログラムによる暗号化を開始した時点を $t = 0$ とし，30 秒の

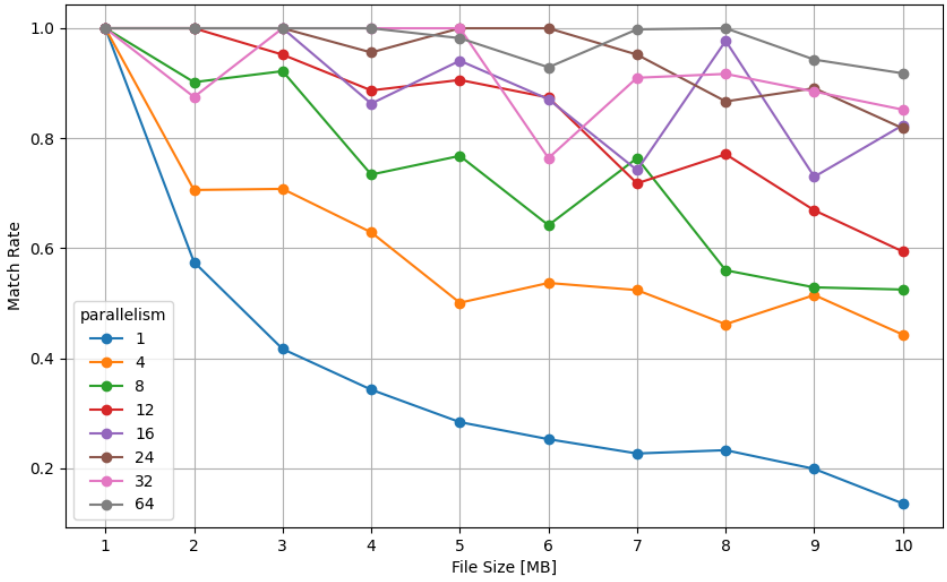


図 7.4: Variation of match rate by original file size for different degrees of parallelism p.

間 `iostat` の出力を続けた．

システム全体のベースライン (A)，Fuga を使用せずに暗号化を行なった場合 (B)，Fuga を使用して暗号化を行なった場合 (C) の 3 パターンで計測を行った．計測間のばらつきを抑えるために，計測は各パターンで 5 回ずつ行い平均値を計算した．

CPU 使用率の推移を**図 7.5** に，I/O wait 率の推移を**図 7.6** に示す．CPU 使用率は 1.5% 増加しており，Fuga のデータ退避処理が CPU リソースを多く消費することがわかる．一方 I/O wait 率については，一時的な増加は見られるものの増加幅は最大でも 0.05% 程度であり，Fuga がディスク I/O に与えるオーバーヘッドは非常に小さい．全体として，Fuga では CPU が主なボトルネックであると考えられる．

7.2.2　データ退避スループットの推定

前節で述べたパターン (C) では Fuga による書き込みが発生するが，パターン (B) では発生しない．したがってパターン (B) および (C) での書き込みスループットの差を取ることで，Fuga がファイルを退避させるスループットを推定することができる．30 秒ごとの `iostat` の出力を 5 回取得し，統計値を計算した．

表 7.2 に示す結果から，本稿で示した Fuga の実装は 19MB/s 程度のスループットでデータを退避させることができると示唆される．ここで，ランサムウェアがデータを暗号化するスループットを推定し，Fuga のスループットと比較する．Huang ら [10] が行ったランサムウェア対策の開発の事前調査を参照すると，ランサムウェアによるファイル暗号化のスループットは 1MB/s から 4MB/s 程度であると計算される．[10] から引用したデータ，および筆者によ

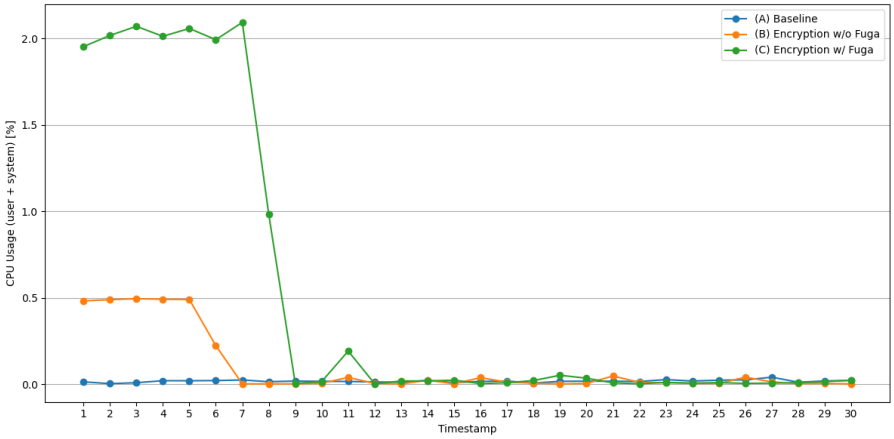


図 7.5: The transition of CPU usage.

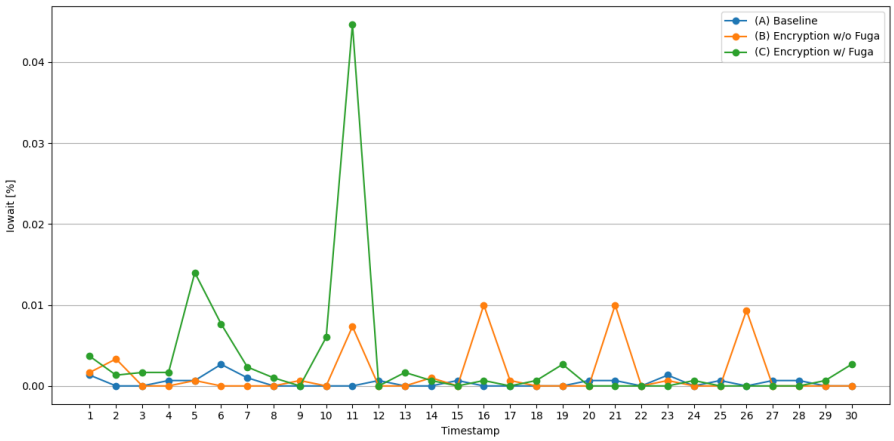


図 7.6: The transition of I/O wait.

る計算結果を**表 7.3** に示す．したがって Fuga はランサムウェアによる暗号化よりも高速にデータを退避することができ，ランサムウェアのプロセスが検知技術によって特定および停止されるまでの間ファイルデータを保護する性能を持つといえる．

表 7.3 のデータは，本研究の実験環境（**表 7.1**）と比較して計算資源が限られた環境で取得されたものである．このため，ランサムウェアの暗号化スループットは，本研究の実験環境にて計測した場合，より高い数値が得られる可能性がある．しかし，Fuga は依然としてランサムウェアに対して十分な性能を持つと考える．その理由は，**表 7.2** の結果が $p = 4$ および $|RB| = 1\text{MiB}$ の設定で得られたものであり，仮にランサムウェアの暗号化スループットが**表 7.3** の数値を上回る環境であっても，Fuga のパラメータを適切に調整することでスループットの向上が可能だからである．

表 7.2: Estimated performance metrics in MB/s.

Metric	Value [MB/s]
Mean	18.65
Median	117.53
Std Dev	825.78

表 7.3: Ransomware families and their encryption performance. The throughput column is calculated independently by the author, whereas the data for the other columns are cited from [10].

Family	Encrypted Data Size (GB)	T (min)	Throughput (MB/s)
CTB-locker	1.9	14	2.23
Jigsaw	3.2	16	3.33
Mtobef	2.2	16	2.29
Maktub	4.0	22	3.03
Stampado	2.3	27	1.42
Cerver	3.7	37	1.67
Locky	4.1	43	1.59
7ev3n	4.0	44	1.52
TeslaCrypt	3.5	44	1.33
HydraCrypt	4.1	70	0.98
CroptoFortress	3.9	75	0.87
CryptoWall	4.0	75	0.89

第 8 章

議論

8.1 ランサムウェアの多様性への対応

2.2.1 節で述べたように，ランサムウェアは暗号化を中心に様々な形態で被害を引き起こす．ランサムウェアがファイルを侵害する方法は 2.2.1 節の内容を踏まえて以下の 3 つに分類することができる．

1. システムが標準的に提供する暗号化機能を利用する
2. 独自の暗号化実装を使用する
3. 暗号化を行わず，ファイルの上書きや削除を行う [*1]

5 章および 6 章では Fuga が（1）のタイプのランサムウェアに対してデータ保護を実現する方法を論じたが，本節では（2）および（3）のタイプのランサムウェアに対しても Fuga を適用するための設計を検討する．

独自の暗号化処理を実装するタイプ

ランサムウェアのサンプルが入手できるという前提をおく．サンプルを動的解析することで暗号化関数を特定し，前節と同様に Capturer を設計する．なお，独自の暗号化処理を実装するランサムウェアは，2.2.2 節で述べたように近年稀である．

暗号化以外の侵害を行うタイプ

このケースでは Capturer は役割を持たず，Collector が収集するファイルメタデータのみによってファイルを退避させる必要がある．一例として．Collector が取得したファイルパスを Evacuation Module に送信し，Evacuation Module が該当ファイルを Data Shelter にコピーする設計が考えられる．しかしこの設計では，Data Shelter への書き込みの負荷が非常に高くなることが懸念される．

[*1] 厳密には暗号化ランサムウェアではないが，便宜上含める．

8.2　Fuga のカバレッジ分析

Fuga は，ファイル以外を侵害するランサムウェアには対応できない．例としては OS を含むディスク全体を暗号化する Mamba [28] や，Windows システムのマスターブートレコードとファイルシステムを暗号化する Petya [28] などが挙げられる．このタイプのランサムウェアには，ファイルシステムまたは OS イメージのスナップショットの取得による対策が必要である．

Fuga はファイルの侵害からの復旧を実現するシステムであり，二重脅迫やノーウェアランサム [23] におけるデータ窃取は Fuga のスコープ外である．しかしランサムウェアのインシデントにおいてデータ窃取が行われる割合は増加傾向にある [4]．したがって，NDR などの技術を活用したデータ窃取対策を検討する必要がある．

評価の結果が示すように，侵害されるファイルのサイズが大きくなると，Fuga はファイルを完全には保護できないという問題がある．しかし一般的なエンドユーザ向けコンピュータ上のファイルのサイズ分布 [68] によると，32KB 以下のファイルが全ファイル数の 60% 以上を占め，100MB 以上のファイルは全ファイル数の 1% 未満しか存在しない．よって，Fuga によって保護できないような大容量のファイルが存在する場合でも，それによる被害はシステム全体で見れば限定的であると考えられる．

8.3　既存手法と Fuga の比較

3.3 節で説明したランサムウェア被害からの復旧手法を Fuga と比較する．

8.3.1　スナップショットを利用した復旧

Fuga は**高頻度の**スナップショット取得によるデータ復旧の課題を解決する手法であり，スナップショットを利用したデータバックアップを完全に置換するものではない．むしろ，スナップショットと Fuga は補完的に組み合わせることができる．動画などのサイズが大きいファイルはスナップショットによるバックアップを用いて保護し，サイズが小さく頻繁に更新されるファイルは Fuga によってデータ更新を捕捉することで効果的なデータ保護が期待できる．

8.3.2　暗号化鍵の取得による復旧

PayBreak [7] は，ランサムウェアがデータの暗号化に使用する暗号化パラメータをキャプチャし，後に復号に使用する手法である．この手法は暗号化されたデータのサイズに依存せず復旧を実現できる点で，Fuga よりも優れている側面がある．しかし，PayBreak は原理的に共通鍵暗号方式を採用するランサムウェアに対してのみ有効である．一方 Fuga は，暗号化方式に依存せず平文データ自体を保護するため，より汎用性が高いといえる．また，ランサムノー

トを提示した後に一定時間ごとに暗号化済みファイルを削除することで身代金の支払いを促すランサムウェア (e.g. Jigsaw [21]) に対しては，Fuga の方がデータ損失のリスクを効果的に抑えられる．

8.3.3 SSD の特性を利用した復旧

このタイプの手法 [10, 48] にはいくつかの課題が指摘されている [15]．まず，SSD のファームウェアを拡張する必要があるため，ランサムウェアの急速な進化に対応するためにはファームウェアの頻繁な更新が求められる．さらに，これらの手法は特殊なハードウェアまたは実験的なハードウェアに依存しており大規模な展開が困難である．一方で，Fuga はソフトウェアを用いたアプローチであるため，新種のランサムウェアへの対応やシステムへの導入は比較的容易であるといえる．

8.3.4 ファイルシステムの拡張による復旧

ShiledFS [8] のようにローカルファイルシステムにデータ復旧機能を追加する手法は，正常なアプリケーションによる暗号化の誤検知や攻撃者による検知回避といった課題への対応が不十分であると指摘されている [62, 63]．そのため，誤検知による誤った復旧や攻撃見逃しによるデータ損失のリスクが懸念される．これに対し，Fuga は保守的な検知によって見逃しを削減することでデータ損失のリスクを軽減する．また，誤検知が発生した場合でも無駄なバックアップが作成されるだけでデータ損失は発生しない．なお，ローカルファイルシステムのクラウドバックアップを保護する手法 [33] は，Fuga とは保護する対象が異なるアプローチであるため，本稿では比較を行わない．

第 9 章

結論

9.1 まとめ

本研究では，今日ますます増大するランサムウェアの脅威に対する防御を提供するために，ランサムウェアによる侵害からデータを保護する手法として Fuga を提案した．Fuga ではランサムウェア攻撃の見逃しを減らす方針で調整された検知手法を利用してランサムウェアの疑いがあるユーザプロセスを特定する．そして，Fuga はそのプロセスの挙動に対して，ファイル単位でリアクティブにデータのバックアップを作成しランサムウェアから隔離された領域に退避させる．このアプローチにより，従来のスナップショット方式の課題であった運用コストとデータ損失を解決する．Fuga の実装には eBPF を活用し，Linux 上で動作するアプリケーションとして開発を行った．実装の際には予備実験にて特定したボトルネックの高速化を実施した．そして，ランサムウェアの機能を模した簡易なプログラムを用いて，Fuga のデータ保護性能と性能上のオーバーヘッドを評価した．評価結果から，Fuga の実装がランサムウェアの暗号化スピードに対して十分なデータ退避性能をもち，Fuga を動作させるホストマシンへの性能上の影響が軽微であることを確認した．

9.2 今後の課題

本研究では，Fuga の設計に基づき，Linux 環境を想定した実装を行なった．ランサムウェア攻撃の 7 割以上が Windows OS を標的としている [69] ことを考慮すると，Windows 環境における実装の検討は，Fuga の実用性の向上に寄与すると考えられる．保護対象のファイルを条件設定可能にすることで，有用性とデータ退避性能の向上が期待される．例えば，特定のパスやディレクトリ以下のファイルのみを保護対象とするフィルタリングを導入すれば，スナップショットによる全体保存と高頻度に更新されるファイルの効率的な保護を両立できる．また，大容量ファイルを保護対象から除外することで，他のファイルの保護性能への影響を軽減できる．

Fuga の設計では, ランサムウェアによる侵害から隔離されたデータ領域である Data Shelter を想定した．本稿で示した実装では，Data Shelter を管理者権限を持つユーザのみがアクセス

可能なディレクトリとして構築したが，これは Data Shelter の唯一の実装方法ではない．例えば，初回の書き込み以降の変更を許可しないファイルシステムを用いる方法や，ローカルストレージではなくリモートホストにネットワーク経由で退避データを送信するといった方法が考えられる．特にリモートホストを利用する方法では，ランサムウェアに感染したホストと退避先のホストを物理的に分離することができるため Data Shelter の信頼性を向上させることができる．ただし，ホスト間の通信のスループットや遅延がデータ保護性能に影響を与える可能性があり，その影響を評価する必要がある．

発表文献と研究活動

(1) 手塚尚哉, 宮本大輔, 明石邦夫, 落合 秀也, ”ファイルの侵害をフックすることによるランサムウェアからのデータ保護システム”. CSS2024, https://conferenceservice.jp/registration/css2024/mypage/proceedings/IPSJCSS-2024150.pdf. 2024.10.24.

参考文献

[1] Gourav Nagar. The evolution of ransomware: Tactics, techniques, and mitigation strategies. *Valley International Journal Digital Library*, pp. 1282–1298, 2024.

[2] Kenan Begovic, Abdulaziz Al-Ali, and Qutaibah Malluhi. Cryptographic ransomware encryption detection: Survey. *Computers & Security*, Vol. 132, p. 103349, 2023.

[3] SpyCloud. 2024 malware & ransomware defense report — spycloud. https://spycloud.com/resource/2024-malware-ransomware-defense-report/. (Accessed on 12/09/2024).

[4] SOPHOS. 2024 Ransomware Report: Sophos State of Ransomware. https://www.sophos.com/en-us/content/state-of-ransomware. (Accessed on 11/21/2024).

[5] camparitech. Ransomware group blacksuit adds kadokawa corporation to its data leak site - 1.5tb of data allegedly stolen - comparitech, 7 2024. [Online; accessed 2024-12-10].

[6] Sophos Ltd. Mitre att&ck - mdr documentation, 1 2023. [Online; accessed 2024-12-17].

[7] Eugene Kolodenker, William Koch, Gianluca Stringhini, and Manuel Egele. Paybreak: Defense against cryptographic ransomware. In *Proceedings of the 2017 ACM on Asia conference on computer and communications security*, pp. 599–611, 2017.

[8] Continella Andrea, et al. ShieldFS: A Self-healing, Ransomware-aware Filesystem. 2016.

[9] eBPF.io. What is eBPF? An Introduction and Deep Dive into the eBPF Technology. https://ebpf.io/what-is-ebpf/. (Accessed on 11/19/2024).

[10] Jian Huang, Jun Xu, Xinyu Xing, Peng Liu, and Moinuddin K Qureshi. Flashguard: Leveraging intrinsic flash properties to defend against encryption ransomware. In *Proceedings of the 2017 ACM SIGSAC conference on computer and communications security*, pp. 2231–2244, 2017.

[11] Mingcan Cen, Frank Jiang, Xingsheng Qin, Qinghong Jiang, and Robin Doss. Ransomware early detection: A survey. *Computer Networks*, Vol. 239, p. 110138, 2024.

[12] EUROPOL. Covid-19: Ransomware — Europol. https://www.europol.europa.eu/covid-19/covid-19-ransomware. [Online; accessed 2025-01-06].

[13] 国土交通省. 名古屋港コンテナターミナルのサイバー攻撃におけるインシデント対応について, 7 2023. [Online; accessed 2024-12-10].

[14] Chainalysis. Ransomware Hit $1 Billion in 2023. https://www.chainalysis.com/blog/ransomware-2024/. (Accessed on 11/09/2024).

[15] Zhongyu Wang, Yaheng Song, Erci Xu, Haonan Wu, Guangxun Tong, Shizhuo Sun, Haoran Li, Jincheng Liu, Lijun Ding, Rong Liu, et al. Ransom Access Memories: Achieving Practical Ransomware Protection in Cloud with {DeftPunk}. In *18th USENIX Symposium on Operating Systems Design and Implementation (OSDI 24)*, pp. 687–702, 2024.

[16] S Veena, D John Aravindhar, L Sudha, and KB Aruna. An incremental snapshot system using smart backup for persistent disks in cloud. 2021.

[17] Harun Oz, Ahmet Aris, Albert Levi, and A Selcuk Uluagac. A survey on ransomware: Evolution, taxonomy, and defense solutions. *ACM Computing Surveys (CSUR)*, Vol. 54, No. 11s, pp. 1–37, 2022.

[18] Virus Bulletin. Trojan horse: Aids information introductory diskette version 2.0. https://www.virusbulletin.com/uploads/pdf/magazine/1990/199001.pdf. (Accessed on 12/08/2024).

[19] Wikipedia. Pgpcoder - wikipedia. https://en.wikipedia.org/wiki/PGPCoder. (Accessed on 12/08/2024).

[20] SOPHOS. The current state of ransomware: Ctb-locker – sophos news. https://news.sophos.com/en-us/2015/12/31/the-current-state-of-ransomware-ctb-locker/, 2015. (Accessed on 12/08/2024).

[21] Dermot Byrne and Christina Thorpe. Jigsaw: an investigation and countermeasure for ransomware attacks. In *European Conference on Cyber Warfare and Security*, pp. 656–665. Academic Conferences International Limited, 2017.

[22] Cloudflare. What are Petya and NotPetya? — Ransomware attacks — Cloudflare. https://www.cloudflare.com/learning/security/ransomware/petya-notpetya-ransomware/. (Accessed on 11/22/2024).

[23] 警視庁. 令和５年におけるサイバー空間をめぐる脅威の情勢等について. https://www.npa.go.jp/publications/statistics/cybersecurity/data/R5/R05_cyber_jousei.pdf. (Accessed on 11/23/2024).

[24] ISO. ISO/IEC 27001:2022 - Information security management systems. https://www.iso.org/standard/27001, 2022. (Accessed on 12/09/2024).

[25] Pranshu Bajpai, Aditya K Sood, and Richard Enbody. A key-management-based taxonomy for ransomware. In *2018 APWG Symposium on Electronic Crime Research (eCrime)*, pp. 1–12. IEEE, 2018.

[26] Kevin Liao, Ziming Zhao, Adam Doupé, and Gail-Joon Ahn. Behind closed doors:

measurement and analysis of CryptoLocker ransoms in Bitcoin. In *2016 APWG symposium on electronic crime research (eCrime)*, pp. 1–13. IEEE, 2016.

[27] Maxat Akbanov, Vassilios G Vassilakis, Ioannis D Moscholios, and Michael D Logothetis. Static and dynamic analysis of WannaCry ransomware. In *Proc. IEICE Inform. and Commun. Technol. Forum ICTF 2018*, 2018.

[28] Qublai K Ali Mirza, Martin Brown, Oliver Halling, Louie Shand, and Abu Alam. Ransomware analysis using cyber kill chain. In *2021 8th International Conference on Future Internet of Things and Cloud (FiCloud)*, pp. 58–65. IEEE, 2021.

[29] TrendMicro. DarkSide on Linux: Virtual Machines Targeted — Trend Micro (US). https://www.trendmicro.com/en_us/research/21/e/darkside-linux-vms-targeted.html, May 2021. (Accessed on 12/09/2024).

[30] VMware. VMware vSphere — Virtualization Platform. https://www.vmware.com/products/cloud-infrastructure/vsphere. (Accessed on 12/09/2024).

[31] Zscaler. 2023 ThreatLabz State of Ransomware Report — Zscaler. https://info.zscaler.com/resources-industry-reports-2023-threatlabz-ransomware-report, 2023. (Accessed on 12/09/2024).

[32] Mattias Weckstén, Jan Frick, Andreas Sjöström, and Eric Järpe. A novel method for recovery from crypto ransomware infections. In *2016 2nd IEEE International Conference on Computer and Communications (ICCC)*, pp. 1354–1358. IEEE, 2016.

[33] David R Matos, Miguel L Pardal, Georg Carle, and Miguel Correia. RockFS: Cloud-backed file system resilience to client-side attacks. In *Proceedings of the 19th International Middleware Conference*, pp. 107–119, 2018.

[34] CyberReason. Ransomware: True cost to business 2024. https://www.cybereason.com/blog/ransomware-true-cost-to-business-2024. (Accessed on 12/09/2024).

[35] The Guardian. Massive ransomware cyber-attack hits nearly 100 countries around the world — cybercrime — the guardian, 2017. [Online; accessed 2024-12-10].

[36] Kaspersky. Ransomware WannaCry: All you need to know. [Online; accessed 2024-12-10].

[37] CloudGate. コロニアル・パイプライン社へのランサムウェア攻撃、その背景とは ｜ セキュリティニュース ｜ cloudgate クラウドゲート. [Online; accessed 2024-12-12].

[38] 名古屋港管理組合. 日本一の名古屋港｜名古屋港管理組合公式ウェブサイト. [Online; accessed 2024-12-10].

[39] KADOKAWA Corporation. Notification and Apology Concerning Information Leakage caused by the Ransomware Attack, 7 2024. [Online; accessed 2024-12-10].

[40] MITRE. MITRE ATT&CK®. https://attack.mitre.org/. [Online; accessed 2024-12-17].

[41] Eduardo Berrueta, Daniel Morato, Eduardo Magaña, and Mikel Izal. A survey on

detection techniques for cryptographic ransomware. *IEEE Access*, Vol. 7, pp. 144925–144944, 2019.

[42] Timothy McIntosh, ASM Kayes, Yi-Ping Phoebe Chen, Alex Ng, and Paul Watters. Ransomware mitigation in the modern era: A comprehensive review, research challenges, and future directions. *ACM Computing Surveys (CSUR)*, Vol. 54, No. 9, pp. 1–36, 2021.

[43] James Baldwin and Ali Dehghantanha. Leveraging support vector machine for opcode density based detection of crypto-ransomware. *Cyber threat intelligence*, pp. 107–136, 2018.

[44] Amin Kharaz, Sajjad Arshad, Collin Mulliner, William Robertson, and Engin Kirda. {UNVEIL}: A {Large-Scale}, automated approach to detecting ransomware. In *25th USENIX security symposium (USENIX Security 16)*, pp. 757–772, 2016.

[45] Amin Kharraz and Engin Kirda. Redemption: Real-time protection against ransomware at end-hosts. In *Research in Attacks, Intrusions, and Defenses: 20th International Symposium, RAID 2017, Atlanta, GA, USA, September 18–20, 2017, Proceedings*, pp. 98–119. Springer, 2017.

[46] May Medhat, Samir Gaber, and Nashwa Abdelbaki. A new static-based framework for ransomware detection. In *2018 IEEE 16th Intl Conf on Dependable, Autonomic and Secure Computing, 16th Intl Conf on Pervasive Intelligence and Computing, 4th Intl Conf on Big Data Intelligence and Computing and Cyber Science and Technology Congress (DASC/PiCom/DataCom/CyberSciTech)*, pp. 710–715. IEEE, 2018.

[47] Amjad Alraizza and Abdulmohsen Algarni. Ransomware detection using machine learning: A survey. *Big Data and Cognitive Computing*, Vol. 7, No. 3, p. 143, 2023.

[48] SungHa Baek, Youngdon Jung, Aziz Mohaisen, Sungjin Lee, and DaeHun Nyang. Ssd-insider: Internal defense of solid-state drive against ransomware with perfect data recovery. In *2018 IEEE 38th International Conference on Distributed Computing Systems (ICDCS)*, pp. 875–884. IEEE, 2018.

[49] Yu-Lun Wan, Jen-Chun Chang, Rong-Jaye Chen, and Shiuh-Jeng Wang. Feature-selection-based ransomware detection with machine learning of data analysis. In *2018 3rd international conference on computer and communication systems (ICCCS)*, pp. 85–88. IEEE, 2018.

[50] May Medhat, Samir Gaber, and Nashwa Abdelbaki. A new static-based framework for ransomware detection. In *2018 IEEE 16th Intl Conf on Dependable, Autonomic and Secure Computing, 16th Intl Conf on Pervasive Intelligence and Computing, 4th Intl Conf on Big Data Intelligence and Computing and Cyber Science and Technology Congress (DASC/PiCom/DataCom/CyberSciTech)*, pp. 710–715. IEEE, 2018.

[51] YARA. Welcome to YARA's documentation! — yara 4.4.0 documentation. https://yara.readthedocs.io/en/stable/. [Online; accessed 2025-01-04].

[52] Shagufta Mehnaz, Anand Mudgerikar, and Elisa Bertino. Rwguard: A real-time detection system against cryptographic ransomware. In *International Symposium on Research in Attacks, Intrusions, and Defenses*, pp. 114–136. Springer, 2018.

[53] Manaar Alam, Sarani Bhattacharya, Swastika Dutta, Sayan Sinha, Debdeep Mukhopadhyay, and Anupam Chattopadhyay. Ratafia: Ransomware analysis using time and frequency informed autoencoders. In *2019 IEEE International Symposium on Hardware Oriented Security and Trust (HOST)*, pp. 218–227. IEEE, 2019.

[54] Calvin Brownor, Patrick Andersen, Zachary Fischer, and Gabriel Osterberg. Ransomware detection using dynamic anomaly matrix for accurate and real-time threat identification. 2024.

[55] OpenZFS. openzfs/zfs: OpenZFS on Linux and FreeBSD. https://github.com/openzfs/zfs. [Online; accessed 2024-12-22].

[56] The Linux Kernel. Btrfs — the linux kernel documentation. https://docs.kernel.org/filesystems/btrfs.html. [Online; accessed 2024-12-22].

[57] Microsoft. Volume Shadow Copy Service (VSS) — Microsoft Learn. https://learn.microsoft.com/en-us/windows-server/storage/file-server/volume-shadow-copy-service, 8 2024. [Online; accessed 2025-01-04].

[58] Apple. Back up your Mac with Time Machine - Apple Support. https://support.apple.com/en-us/104984. [Online; accessed 2025-01-04].

[59] ZenServer Product Documentation. VM snapshots — Citrix Hypervisor 8.2. https://docs.xenserver.com/en-us/citrix-hypervisor/dr/snapshots.html. [Online; accessed 2024-12-22].

[60] Microsoft. Create an Azure snapshot of a virtual hard disk - Azure Virtual Machines — Microsoft Learn. https://learn.microsoft.com/en-us/azure/virtual-machines/snapshot-copy-managed-disk?tabs=portal, 12 2024. [Online; accessed 2024-12-22].

[61] HUAWEI. Ransomware Protection Storage Solution — Huawei Enterprise. https://e.huawei.com/en/solutions/storage/oceanprotect/ransomware,. [Online; accessed 2024-12-23].

[62] Jaehyun Han, Zhiqiang Lin, and Donald E Porter. On the effectiveness of behavior-based ransomware detection. In *Security and Privacy in Communication Networks: 16th EAI International Conference, SecureComm 2020, Washington, DC, USA, October 21-23, 2020, Proceedings, Part II 16*, pp. 120–140. Springer, 2020.

[63] 榎本秀平ほか. ランサムウェアに対する破壊的書き込みの監視による仮想ディスク保護機構. コンピュータセキュリティシンポジウム 2024 論文集, pp. 1109–1116, 2024.

[64] MongoDB. Database Sharding: Concepts & Examples — MongoDB. [Online; accessed 2025-01-13].

[65] 手塚尚哉ほか. ファイルの侵害をフックすることによる ランサムウェアからのデータ保

護システム. コンピュータセキュリティシンポジウム 2024 論文集, pp. 1117–1125, 2024.

[66] Go. The Go Memory Model - The Go Programming Language. https://go.dev/ref/mem, 6 2022. [Online; accessed 2024-12-27].

[67] akopytov. akopytov/sysbench: Scriptable database and system performance benchmark. https://github.com/akopytov/sysbench. (Accessed on 11/19/2024).

[68] Jesse David Dinneen and Ba Xuan Nguyen. How big are peoples' computer files? file size distributions among user-managed collections. *Proceedings of the Association for Information Science and Technology*, Vol. 58, No. 1, pp. 425–429, 2021.

[69] TRENDMICRO. Calibrating expansion2 2024 annual cybersecurity report. https://documents.trendmicro.com/images/TEx/articles/Calibrating-Expansion_2023-Annual-Cybersecurity-Report.pdf. [Online; accessed 2024-12-30].

[70] Steven McCanne and Van Jacobson. The BSD Packet Filter: A New Architecture for User-level Packet Capture. In *USENIX winter*, Vol. 46, pp. 259–270. Citeseer, 1993.

[71] Isovalent. Learning eBPF. [Online; accessed 2024-12-12].

謝辞

本研究を遂行するにあたり，多くの方にご指導，ご協力いただきました．誠にありがとうございます．指導教官として多大なご指導をいただいた落合秀也先生に心より感謝いたします．落合先生は私が学部生の頃から熱心に指導してくださり，研究室の合宿やミーティングを通じて自分では気づけなかった課題や方向性を指摘していただきました．江崎浩先生にも深くお礼申し上げます．WIDE プロジェクトや Interop などの活動への参加を快く支援していただき，私はそれらの活動から多くのことを学ぶことができました．宮本大輔先生と明石邦夫先生にもたいへんお世話になりました．宮本先生は研究でのご指導はもちろんのこと，精神的な面でもかけがえのないご助力をいただきました．私は精神的に不安定な時期も多々ありましたが，そのような苦難を乗り越えられたのは，ひとえに宮本先生のおかげです．また，優れた研究者や技術者の方々との交流の機会を与えていただき，多くのことを学ぶことができました．心より御礼申し上げます．明石先生には研究の正しい進め方や技術的な議論の面で多大なご支援をいただきました．研究に行き詰まっている私に度々示唆を与えてくださったことに深く感謝いたします．

諸事務を通じて研究生活を支えてくださった岩井愛映子秘書ならびに高橋富美秘書に心よりお礼申し上げます．切磋琢磨し，ともに語らい，日々の研究室生活に彩りを与えてくださった同期の伊藤吉彦氏，菊池龍翔氏，櫻井晴基氏，朱志海氏，杉崎勇介氏，鈴木健吾氏，西端陸氏．松澤力氏，山口竜平氏．吉村厚紀氏に深謝いたします．また，学部生の時に研究室同期であった江口航志氏，長屋健太郎氏にも感謝いたします．特に伊藤吉彦氏，鈴木健吾氏は研究室のインフラ管理や研究室運営，WIDE プロジェクトでの活動において苦楽を共にした仲間であり，私の精神的支えでありました．私が彼らにとっても支えとなる存在であったことを願っています．研究室の運営において，共に試行錯誤しながら多くの作業に取り組んでくれた後輩の皆さんに深く感謝申し上げます．先輩方から受けたご恩を，少しでも後輩の皆さんに還元できていれば幸いです．基礎からご指導いただき，ネットワーク関連の活動への参画において背中を押してくださった先輩方である金谷光一郎氏，伊藤広記氏，山本桃歌氏に心より感謝いたします．

これまで惜しみない愛を注いでくださった家族に深く感謝いたします．臆病で後ろ向きな私を励まし，やりたいことをやらせてくれた両親と，これまでの人生の大部分を共に過ごし，私の人生に欠かせない存在であるきょうだいに心より感謝いたします．

最後に，研究生活のみならず，これまでの学生生活を支えてくださった全ての方々に，深く感謝いたします．

付録 A

eBPF

A.1 歴史的背景

A.1.1 Berkeley Packet Filter

Steven と Van [70] は 1993 年に，Unix 系の OS 上でパケットキャプチャを効率的に行うためのアーキテクチャである Berkeley Packet Filter を提案した．これ以降，Berkeley Packet Filter を「BPF」と表記する．BPF が登場する以前のパケットキャプチャでは，カーネル空間で取得したパケットをすべてユーザー空間にコピーしてからフィルタリングしていて，これが無駄なオーバーヘッドの原因となっていた．[70] では特殊な 32 ビットの命令セットを解釈してパケットフィルタリングを行う擬似マシン (BPF pseudo-machine) を提案し，この擬似マシンをカーネル空間で動作させることでオーバーヘッドを軽減することを目指した．

BPF は Linux カーネルの v2.1.75 にて Linux Socket Filter として導入され，`tcpdump` コマンドの高速化に利用された．既存のシステムとの比較では，BPF は最大で 20 倍程度高速にパケットキャプチャを行うことができた．

A.1.2 eBPF: extended BPF

BPF は Linux カーネルの v3.18 にて大幅に拡張が行われ，extended BPF すなわち eBPF と呼ばれるようになった．eBPF 以前の BPF を明確に区別するために cBPF (classical BPF) と呼ぶことがある．拡張された項目は多岐にわたるが，代表的な項目を以下に示す．

- BPF 命令セットが 32 ビットから 64 ビットに書き直され，実行効率が向上した．
- eBPF map というデータ構造が導入され，ユーザ空間とカーネル空間の間でのデータ共有や，eBPF プログラム内のデータ保存またはプログラム間でのデータ共有が可能になった．
- eBPF プログラムが安全に実行できることを検証する eBPF verifier が追加された．

上述した拡張に加えて，eBPF はその適用範囲を大きく拡大してきた．ネットワーク分野においては，Linux ネットワークスタック内の様々なレイヤー，例えばトランスポート層 (e.g.

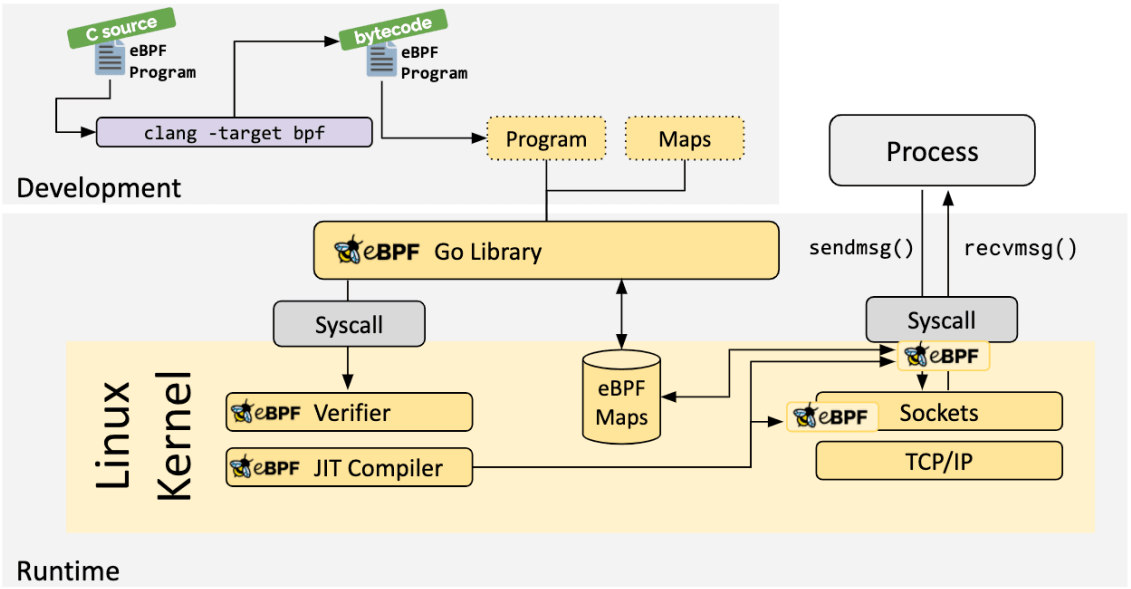


図 A.1: Overview of eBPF system. [9]

TCP/UDP) やデータリンク層 (e.g. ネットワークデバイスドライバ) などを対象に処理を記述することが可能となった．さらに eBPF はパフォーマンストレーシングやセキュリティ機能の向上にも活用されるようになっている．これに伴い，「BPF」という用語は元々の「Berkeley Packet Filter」という意味を超えて，独立したフレームワークを指す言葉として認識されるようになった．

A.2　eBPF のアーキテクチャ

eBPF システムの概要を**図 A.1** に示す．特殊な C 言語で記述された eBPF プログラムは BPF バイトコードにコンパイルされ，`bpf` システムコールを通じてカーネルにロードされる．ロードされた eBPF プログラムは eBPF verifier によって検証され，安全性が確認された後に JIT コンパイルされ，カーネル内で実行される．本研究における提案手法の実装に関連性の高い要素について詳述する．

A.2.1　イベント駆動型アーキテクチャ

eBPF はイベント駆動型のアーキテクチャを採用している．すなわち，開発者はカーネル空間またはユーザ空間で発生する特定のイベントを eBPF プログラムでフックし，イベント発生時にプログラムが実行されるようにカーネルの動作を拡張することができる．eBPF プログラムでイベントをフックすることを「eBPF プログラムをアタッチする」と表現するが，プログラムのロードおよびアンロード，アタッチおよびデタッチは動的に行えるように実装されている．

eBPF にはフックポイントという概念があり，eBPF プログラムが特定のイベントに応じて動作するために接続されるカーネルやユーザスペースの機能的なエントリポイントを指す．本研究における提案手法の実装では以下のフックポイントを利用している．

- **uprobe**：ユーザ空間プログラムが実行する関数のエントリ
- **fentry/fexit**：カーネル関数のエントリ/終了

こられのフックポイントではフックする先の関数を eBPF プログラム内に記述する．指定した関数が呼び出されると，その関数のエントリや終了時に eBPF プログラムが実行される．

A.2.2 eBPF Verifier

eBPF verifier はバイトコードに変換された eBPF プログラムを入力として受け付けて，そのプログラムがカーネル上で安全に実行できることを検証するプログラムである．verifier の検査項目としては，プログラムのメモリアクセス違反，正常終了性 (無限ループする可能性があるかどうか)，スタックサイズや命令数の上限の超過などが挙げられる[*1]．eBPF プログラムは verifier による安全性の検証を通過しない限り実行されないという点において，eBPF は一定レベルの安全性が保障されている．

A.2.3 eBPF Map

eBPF map (以下，map) は eBPF プログラムおよびユーザ空間の両方からアクセス可能なデータ構造である．map は複数の eBPF プログラム間でデータを共有したり，eBPF プログラムとユーザ空間プログラム間でデータを授受したりするために利用される．典型的なユースケースは以下の通り [71].

- ユーザ空間にて設定情報を書き込み，eBPF プログラムがそれを取得する．
- ある eBPF プログラムがステートを保存し，後に同一プログラムまたは別のプログラムが参照する．
- eBPF プログラムがメトリクスを map に書き込み，ユーザ空間プログラムが map から取得して可視化を行う．

配列やキューなど複数のデータ構造が map として提供されているが，本研究においては**ハッシュテーブル**と**リングバッファ**を利用している．eBPF におけるリングバッファは，eBPF プログラムからユーザ空間への高頻度なデータ転送に適している．

[*1] 命令の上限数は，cBPF において 4096，eBPF において 100 万である．