共通鍵暗号の発展 —MISTY1をめぐる創造と破壊

Evolution of Symmetric-Key Cryptosystems
—Creation and destruction over MISTY1

藤堂洋介 Yosuke TODO

アブストラクト 大量の情報を取り扱う昨今、暗号は必要不可欠な技術となった。とりわけ高速に暗号化及び復号が可能な共通鍵暗号は幅広く利用されている。一方で共通鍵暗号の安全性は非常に発見的な方法で保たれている。すなわち多くの暗号学者が様々な角度から暗号解析を試み、誰も解読できなかったならば安全という考え方だ。これは逆を言えば、安全と信じられていた暗号がある日突然解読されることもあり得ることを意味する。本稿では共通鍵暗号の発展の裏にある創造と破壊の歴史を紹介するとともに、ブロック暗号『MISTY1』に対する世界初の理論解読法で利用された新技術を概観する。

キーワード 暗号理論、共通鍵暗号、ブロック暗号、暗号解析、Integral 攻撃、Division Property

Abstract Cryptosystems are one of the most important tools for information security, and symmetric-key ciphers are widely used. Cryptographers have developed and applied various cryptanalysis techniques to guarantee security. If no one can attack a symmetric-key cipher, the cipher is regarded as secure. In other words, it is possible that a symmetric-key cipher will suddenly be broken. In this article, we introduce the history of the creation and destruction of symmetric-key ciphers. We also review a new cryptanalytic tool that was used to theoretically break the symmetric-key cipher MISTY1.

Key words Cryptology, Symmetric-key cipher, Block cipher, Cryptanalysis, Integral attack, Division property

1. はじめに

重要な情報を取り扱う昨今、暗号は必要不可欠な技術となった。暗号理論では一般に暗号化されるメッセージを平文、復号されるメッセージを暗号文と呼ぶ。暗号には大きく分けて公開鍵暗号と共通鍵暗号がある。公開鍵暗号では始め復号側が鍵生成を実行し秘密鍵と公開鍵を生成する。平文は公開鍵を利用して暗号化され、この暗号文は対応する秘密鍵を用いてのみ復号できる。公開鍵はその名の通り一般に公開可能であり、公開鍵暗号を利用することで暗号化側と復号側が事前に鍵共有を行うことなく秘匿情報を共有できる。公開鍵暗号では高い機能性を実現するために高度な数学の技術が利用され、暗号化や復号の処理において数学的演算を必要とする。このような演算は少量の情報の処理では問題にならないが、大容量の情報の処理では多くの時間を要してしまう。したがって大容量の情報を取り扱う際には、公開鍵暗号よりも共通鍵暗号が利用されている。

共通鍵暗号の歴史は非常に古く紀元前まで遡る。例として古代ローマの政治家ガイウス・ユリウス・カエサルによって使われたとされるシーザー暗号は有名である。また推理小説などに登場する暗号も共通鍵暗号と言える。暗号学者は現代共通鍵暗

号と区別してこれらの暗号を古典暗号と呼ぶ。古典暗号と現代暗号の大きな違いは暗号化及び復号のための計算法 (アルゴリズム) を公開してよいか否かである。多くの古典暗号はアルゴリズムが公開されると安全性を維持できない。一方、現代暗号はアルゴリズムに入力される鍵のみを秘匿しアルゴリズムそのものは公開する。このようにすることでアルゴリズムの安全性を広く議論できるようになり、学問としての暗号研究が発展した。

1.1 創造と破壊による発展

かつて暗号は各国により最重要機密として管理されていた。したがって暗号の歴史は非常に古い。学問としての暗号は現代暗号以降に始まる。

現代共通鍵暗号は 1977 年に制定された旧米国政府標準暗号 Data Encryption Standard (DES) から始まる⁽¹⁾。以降、共通鍵暗号は創造と破壊を繰り返しながら発展した。暗号学者は時に創造主となり新しい暗号を設計し、時に破壊者となって既存暗号を破壊する。暗号学者による破壊は安全な暗号を設計するための設計理論に昇華され、更に優れた暗号の設計へと繋がる。この典型例として差分攻撃⁽²⁾と線形攻撃⁽³⁾による創造と破壊がある。差分攻撃と線形攻撃は共通鍵暗号の二大攻撃法として知られ、これらの攻撃により DES は解読^(注1)された⁽³⁾⁽⁴⁾。そ

藤堂洋介 学生員 日本電信電話株式会社 NTT セキュアプラットフォーム研究所
E-mail todo.yosuke@lab.ntt.co.jp
Yosuke TODO, Student Member (NTT Secure Platform Laboratories, NIPPON TELEGRAPH AND TELEPHONE CORPORATION, Musashino-shi, 180-8585 Japan).

電子情報通信学会 基礎・境界サイエティ
Fundamentals Review Vol.10 No.1 pp.23-33 2016 年 7 月
©電子情報通信学会 2016

(注1): 暗号学者は秘密鍵を利用して暗号文から平文を得ることを復号と呼び解読とは呼ばない。解読とは秘密鍵を利用せずに暗号文から平文を得ること、及び未知の秘密鍵を得ることを指す。また、ここで言う解読は鍵の全探索よりも効率良く秘密鍵及び平文が暴けることを意味し、必ずしも現実的な環境で解読できるとは限らないことに注意されたい。

の後、二大攻撃法に関する理論研究が進み⁽⁵⁾⁽⁶⁾、1997年に線形攻撃の提案者である松井は二大攻撃法に対する安全性を証明したブロック暗号として MISTY1 を提案した⁽⁷⁾。

1.2 MISTY1 の解読

二大攻撃法に対して安全なブロック暗号が提案される中、これらを解読できる新しい暗号解読技術の研究が進んだ。しかしながら、これらの解読技術は MISTY1 を解読するには至らず、約 20 年間その安全性は維持された。CRYPTO 2015 で MISTY1 はついに解読されることになる⁽⁸⁾。利用されたのは Integral 攻撃⁽⁹⁾と呼ばれる 2002 年に提案された攻撃であり、特段新しい概念の解読技術が発見されたわけではなかった。それでは、なぜ今更になって MISTY1 が解読されたのだろうか？これは Integral 攻撃の性能を最大限に引き出す術が知られていなかったからにほかならない。MISTY1 の解読に先立って提案された Division Property⁽¹⁰⁾と呼ばれる新技術は Integral 攻撃の性能を大幅に引き上げ、これが MISTY1 解読へのブレークスルーとなった。

2. ブロック暗号とその作り方

2.1 共通鍵暗号とブロック暗号

共通鍵暗号の目的は共有した鍵を用いて平文・暗号文を高速に暗号化・復号することにある。共通鍵暗号は共通鍵暗号プリミティブを用いて構成され、ブロック暗号は最も一般的な共通鍵暗号プリミティブである。

定義 1 (ブロック暗号)。固定長の平文と固定長の鍵を入力とし固定長の暗号文を生成する関数。

図 1 にブロック暗号を示す。ここで n ビット平文と k ビット秘密鍵がブロック暗号の入力であり、出力は n ビット暗号文である。このとき、このブロック暗号は k ビット安全な n ビットブロック暗号と呼ばれる。

ブロック暗号単体では共通鍵暗号として不十分である。なぜならブロック暗号は任意長の入出力を受け付けないためだ。そこでブロック暗号の使い方を定める暗号利用モードという技術を用いて任意長の入出力に対応する。このとき暗号利用モードではブロック暗号が安全ならば安全という安全性証明を付加することが一般的である。暗号利用モードもまた共通鍵暗号研究における重要な研究分野の一つであるが、本稿では特にブロック暗号に注目する。

図 1 ブロック暗号

2.2 ブロック暗号に求められる安全性

ブロック暗号の構造は二入力ー出力関数という非常に単純なものであるが、その求められる安全性要件は非常に厳しい。これはブロック暗号が様々な暗号技術の構成要素であり、ブロック暗号をどのように利用したとしても問題が生じないようにするためである。以下にブロック暗号を解析する上で一般的な攻撃者の仮定を挙げる。

暗号文単独攻撃 攻撃者は複数の暗号文を観測し、平文の統計情報などを用いた上で、対応する平文または秘密鍵を解読する。
既知平文攻撃 攻撃者は複数の平文と暗号文のペアを観測し、秘密鍵を解読する。

選択平文攻撃 攻撃者は任意に平文を選択し、対応する暗号文を得られる。このように生成される平文と暗号文のペアを観測し、秘密鍵を解読する。

少なくとも暗号文単独攻撃に対して安全でなければならないことを疑う者はいないだろう。暗号学者はブロック暗号のあらゆる利用を想定し、更に既知平文攻撃や選択平文攻撃に対しても安全であることを求めている。上述の攻撃は単一鍵攻撃（一つの秘密鍵を用いて生成された平文や暗号文を観測しその秘密鍵を解読する攻撃）と呼ばれる。現在では関連鍵攻撃⁽¹¹⁾や既知鍵攻撃⁽¹²⁾など、ブロック暗号に求められる安全性要件は日に日に高まっている。

ブロック暗号が解読されたとはどういうことを意味するのだろうか？暗号学者の言う“解読”と一般的な解読には大きな乖離があることに注意されたい。例として k ビット安全なブロック暗号を考える。攻撃者は 2^k 通りの秘密鍵を網羅的に評価することで、必ず秘密鍵の解読が可能である。これは総当たり攻撃（ブルートフォース攻撃）と呼ばれ、この計算量は 2^k である。暗号学者の言う解読とはブルートフォース攻撃よりも少ない計算量で解読できることを指す。現在では $k = 128$ であるブロック暗号が頻用されているが、この場合 2^{128} 未満の計算量で秘密鍵を解読できれば、暗号学者は“ブロック暗号は解読された”と言う。現在の一般的なコンピュータが計算できる計算量は 2^{45} 程度であり、これは仮にスーパーコンピュータを利用したとしても 2^{65} 程度である。したがって暗号学者による解読は直ちに実利用に影響を与えない。だからと言って、暗号学者による解読は無視されてはいけなない。なぜなら暗号のマイグレーションには多くの時間を要するためだ。暗号学者により解読されたブロック暗号は、攻撃が洗練されることで解読に要する計算量が小さくなり、将来的には実利用においても解読される危険性が高くなる。すなわち暗号学者による解読は実利用に対する警鐘の第一報として捉えるべきであり、これを目安に暗号のマイグレーションを慎重に考え始めていくことが現実的な被害を防ぐことに寄与する。

図 2 繰返し型暗号

2.3 ブロック暗号の作り方

多くのブロック暗号は繰返し型構造を用いて設計される。繰返し型構造ではラウンド関数と呼ばれる小さなブロック暗号を初めに設計する。ラウンド関数は効率良く計算できるが、単体ではブロック暗号としての安全性を備えていない。またラウンド関数の鍵はラウンド鍵と呼ばれ、秘密鍵を鍵スケジュールに入力することで生成される。ブロック暗号は、このラウンド関数を異なるラウンド鍵を用いながら任意回繰り返すことで構成される。図 2 に r 段ブロック暗号を示す。繰返し回数 r が大きくなればなるほどブロック暗号の安全性は向上するが計算効率は悪化する。したがって十分な安全性を保持しながら繰返し回数を最小化することを暗号設計者は求められる。

2.4 MISTY1

MISTY1 は 128 ビット安全な 64 ビットブロック暗号であり推奨パラメータは 8 段 FL5 層である⁽⁷⁾。MISTY1 は様々な機関で標準化されており、例として CRYPTREC の推奨候補暗号リスト⁽¹³⁾、ISO/IEC 18033-3⁽¹⁴⁾、NESSIE 推奨暗号⁽¹⁵⁾に選ばれている。また RFC 2994⁽¹⁶⁾でも MISTY1 が記述されている。本稿では MISTY1 解説の概要のみを示すため MISTY1 の詳細な仕様を解説しない。詳細な仕様に関しては提案論文を参照されたい⁽⁷⁾。

3. 現代共通鍵暗号の歩み

暗号は人の手によって造られ、人の造りし物は得てして欠陥を持つ。人が暗号を創造し、その後、人の手によって破壊され、この破壊がもたらした新たな知識を持って新たな暗号を創造する。共通鍵暗号は創造と破壊を繰り返しながら発展した。図 3 に大まかな現代共通鍵暗号の歴史を整理した。

図 3 現代共通鍵暗号の歩み

3.1 現代共通鍵暗号の夜明け

現代共通鍵暗号は旧米国政府標準暗号 Data Encryption Standard (DES) から始まる⁽¹⁾。DES は IBM が設計し、1977 年に FIPS PUB46 として公表された。また、NTT はマイクロプロセッサで高速に動作し、DES の代替となることを目的に FEAL を 1987 年に提案した⁽¹⁷⁾。当時、共通鍵暗号に対する攻撃法はほとんど公知になっていなかった。したがって当時の暗号の安全性は設計者の経験と直感に委ねられていた。

3.2 二大攻撃法による破壊

DES や FEAL が共通鍵暗号研究にもたらした貢献は非常に大きい。これらの暗号に対してどれだけ強力な攻撃法であるかがベンチマークとなり、以降、暗号解析に関する研究が盛んに行われた。そのような中で発見された暗号解析手法が Eli Biham と Adi Shamir による差分攻撃⁽²⁾と松井による線形攻撃⁽³⁾である。差分攻撃と線形攻撃はその汎用性の高さから共通鍵暗号に対する二大攻撃法として知られている。FEAL 設計者にとって二大攻撃法は未知の技術であり、結果として FEAL は二大攻撃法によって解読された⁽¹⁸⁾⁽¹⁹⁾。DES 設計者は差分攻撃を独自に発見しており、DES は差分攻撃に対して比較的安全になるよう設計されていた。しかしながら、より効率の良い差分攻撃の発見⁽⁴⁾や線形攻撃の発見により、結果として DES もまた二大攻撃法によって解読された。

3.3 二大攻撃法がもたらした新たな創造と破壊

1990 年代中盤に入り暗号学者の新たなモチベーションは二大攻撃法に対して安全な暗号を設計することへ移った。差分攻撃と線形攻撃の本質は何なのかが盛んに研究され、これらの解析に対して安全であることを保証できる設計理論も提案された⁽⁵⁾⁽⁶⁾。そのような中で設計された暗号の一つが MISTY1 である⁽⁷⁾。MISTY1 の提案者は線形攻撃を発見した松井であり、その松井が二大攻撃法に対して安全であることを理論的に保証した暗号ということで、MISTY1 は世界中の暗号学者の注目を集めた。更に 1990 年代後半にはブルートフォース攻撃でも DES が解読され始め、アメリカ国立標準技術研究所 (NIST) は新たな共通鍵暗号の公募を開始した。これは AES コンテストと呼ばれ、現在世界中で最も利用されているブロック暗号 Advanced Encryption Standard (AES)⁽²⁰⁾が誕生するに至ったコンテストである。AES に選ばれた Rijndael もまた二大攻撃法に対して十分に安全であることが保証されている⁽²¹⁾。

差分攻撃や線形攻撃では新たな暗号を解読することはできない。そこで暗号学者たちの新たなモチベーションはこれらの暗号を解読できる新たな攻撃法の発見へと移った。高階差分攻撃⁽²²⁾、不能差分攻撃⁽²³⁾、Integral 攻撃⁽⁹⁾、無相関攻撃⁽²⁴⁾などがその例である。差分攻撃や線形攻撃を発展させた攻撃法から全く新しい観点の攻撃法まで、多岐にわたる新しい攻撃法が提案された。

3.4 ブロック暗号 冬の時代

確かに多くの攻撃法が提案され、それらは二大攻撃法よりも強力な攻撃法になり得た。しかしながら暗号学者の努力もむなしく、これらの新しい手法は MISTY1 をはじめ数多くの著名暗号を解読するに至らなかった。以降、ブロック暗号に関する設計や解読の研究は途切れずに提案されるが、AES 選定以前と比較すると、その量は激減した。

ブロック暗号の研究が一段落ついたことから、共通鍵暗号に関する新たな研究が起こった。例として暗号利用モードに関する研究がある。AES が標準化されることから、その利用方法を定める暗号利用モードに注目が集まり、多くの研究成果が報告された^{(25) (26)}。また、しばしばブロック暗号と対を成して考えられるストリーム暗号の研究が進んだ。ヨーロッパの ECRYPT は eSTREAM プロジェクトにてストリーム暗号の設計コンテストを進めた。ストリーム暗号に関する研究は以前の本誌で詳しく取り上げられているため、そちらを参照されたい⁽²⁷⁾。

3.5 ハッシュ関数時代

2004 年の CRYPTO Rump Session で提案されたハッシュ関数の衝突攻撃に関する発表は共通鍵暗号業界に大きな衝撃を与えた⁽²⁸⁾。この報告以降、ハッシュ関数の研究が共通鍵暗号研究のメインストリームとなり、NIST もまた 2007 年から 2012 年にかけてハッシュ関数設計コンテスト (SHA-3 コンテスト) を進めた。ハッシュ関数に関する研究も以前の本誌で詳しく取り上げられているため、そちらを参照されたい⁽²⁹⁾。

3.6 目的特化型時代

ここ数年の共通鍵暗号研究を俯瞰してみると、時代は目的特化型へと移ってきたように思える。この流れは 2007 年に提案された軽量ブロック暗号 PRESENT に始まる⁽³⁰⁾。汎用的な利用を想定したブロック暗号ではなく、今後の IoT 社会を見据え軽量実装に特化したブロック暗号が多数提案された^{(31)~(35)}。

軽量暗号の他にも改ざん検知暗号 (Authenticated Encryption) の研究も盛んに行われるようになった^{(36)~(40)}。通常の共通鍵暗号は暗号化及び復号機能を備えるが、メッセージの改ざんを検知することができない。改ざん検知暗号は暗号としての通常の機能にプラスしてメッセージの改ざんを検知する機能を有する。改ざん検知暗号に関しては現在 CAESAR コンテスト⁽⁴¹⁾が進められている。

4. MISTY1 に対する Integral 攻撃と高階差分攻撃

MISTY1 の解読には二大攻撃法以外の方法が必要不可欠であり、前世紀末から数多くの新しい方法が提案され、それらの方法が MISTY1 に適用されてきた。にもかかわらず、MISTY1 はその安全性を保持し続けた。

本章では MISTY1 に対する強力な攻撃法として知られていた Integral 攻撃⁽⁹⁾と高階差分攻撃⁽²²⁾をそれぞれ解説する。両攻撃は全く異なる定式化がなされているにもかかわらず、多くの場合で同一視される。恐らく共通鍵暗号を専門とする暗号学者でさえ両攻撃の違いを正確に把握している者は少ない。本章では両者の攻撃を比較し、Integral 攻撃と高階差分攻撃の違いに関して解説する。

4.1 Integral 攻撃

Integral 攻撃という名前が提案されたのは 2002 年だが、同様の原理を用いた攻撃法は 1997 年に提案された⁽⁴²⁾。これは解析論文ではなく SQUARE と呼ばれるブロック暗号の提案論文だった。SQUARE は後に AES となる Rijndael の基となったブロック暗号であり、ブロック暗号設計においても非常に重要な暗号の一つである。

Integral 攻撃は初め SQUARE に対する専用解析手法として提案された。専用解析手法として示されたにもかかわらず、この解析アイデアはブロック暗号に対して広く適用可能であり、以降、多くの解析論文で利用された^{(43)~(47)}。しかしながら SQUARE 提案論文では攻撃名が定められていなかったこと、また攻撃のフォーマライズが不十分だったことから、追従研究の攻撃名は多岐に渡った。最もよく使われた名前は Square 攻撃^{(43)~(45)}であり、その他にも Saturation 攻撃⁽⁴⁶⁾や Multiset 攻撃⁽⁴⁷⁾などの名称が利用された。2002 年、Knudsen と Wagner は一連の攻撃を定式化し、これを Integral 攻撃と冠した⁽⁹⁾。共通鍵暗号を専門とする暗号学者ですら困惑するのだが、Square 攻撃、Saturation 攻撃、Multiset 攻撃、Integral 攻撃は今では同一の攻撃法とみなす方が自然である。

図 4 に Integral 攻撃のアウトラインを示す。攻撃者は初めに Integral 特性の探索を行う。Integral 特性とは特定の明文集合に属する全ての明文を複数段暗号化した中間状態の (一部の) 和が全ての鍵に対して 0 になる特性を指す。すなわち全てのとり得る rk において

図 4 Integral 攻撃の概要

$$\sum_{p \in \mathbb{X}} T(E_{rk}(p)) = 0 \quad (1)$$

を満足する平文集 \$\mathbb{X}\$ を探索する．ここで \$T\$ は観測関数であり，通常は \$n\$ ビットから任意のビットを切り出す関数などが利用される．理想的なブロック暗号において式 (1) を満足する確率は非常に小さい．すなわち攻撃者は Integral 特性を構築することで，理想的なブロック暗号と実際の暗号を識別する Integral 識別子を構成できる．

実際の暗号解析のシナリオでは鍵回復を Integral 特性に付加することで Integral 攻撃を実行する．ブロック暗号が \$r\$ 段 Integral 特性を持つと仮定し，\$(r+s)\$ 段ブロック暗号の解析を試みる．攻撃者は最終 \$s\$ 段で使われるラウンド鍵を推測し \$r\$ 段中間状態の和を評価する．もし推測したラウンド鍵が正しい場合，式 (1) は必ず満たされる．したがって式 (1) を満たさないとき，推測したラウンド鍵は誤っていることが分かる．この手順を繰り返すことで，攻撃者は最終 \$s\$ 段で使われたラウンド鍵を正しく解読することができ，最終的にこれらの情報から秘密鍵を解読する．

4.2 高階差分攻撃

Integral 攻撃を語る上で外せないもう一つの重要な攻撃法に高階差分攻撃がある⁽²²⁾．高階差分攻撃が提案されたのは 1994 年であり，Square 攻撃からは 3 年，Integral 攻撃からは実に 8 年も前である．高階差分攻撃の基本的な考え方は一種の差分攻撃の一般化である．ある \$n\$ ビットブロック暗号 \$E_K\$ に対して差分攻撃は

$$\Delta_{\alpha} E_K(x) = E_K(x + \alpha) - E_K(x)$$

を考え，\$\alpha\$ と \$\Delta_{\alpha} E_K(x)\$ の関係性を解析して秘密鍵 \$K\$ を解読する．これに対して高階差分攻撃は

$$\Delta_{\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_i}^{(i)} E_K(x) = \Delta_{\alpha_i}(\Delta_{\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{i-1}}^{(i-1)} E_K(x))$$

を考え，\$(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_i)\$ と \$\Delta_{\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_i}^{(i)} E_K(x)\$ の関係性を解析して秘密鍵 \$K\$ を解読する．これは \$i\$ 階差分と呼ばれ，例えば 2 階差分は

$$\begin{aligned} \Delta_{\alpha_1, \alpha_2}^{(2)} E_K(x) &= \Delta_{\alpha_2}(E_K(x + \alpha_1) - E_K(x)) \\ &= E_K(x + \alpha_1 + \alpha_2) - E_K(x + \alpha_2) \\ &\quad - E_K(x + \alpha_1) + E_K(x) \end{aligned}$$

となる．Lai は高階差分を取ることで暗号の複雑さ指標の一つである次数を減少させることができることを指摘した．より具体的には次数が \$d\$ である暗号において，\$d+1\$ 階差分は 0 となることを指摘した．これは \$k\$ ビット安全なブロック暗号は，少なくとも次数が \$k-1\$ 以上にならなければならないことを示唆している．また 1994 年，Knudsen は高階差分攻撃を Toy Cipher (理論を整理するために導入される簡易なブロック暗号のこと) に適用した結果を報告した⁽⁴⁸⁾．

4.3 Integral 攻撃と高階差分攻撃は同じ？

Integral 攻撃と高階差分攻撃は明らかに異なる定義を持つ．しかしながら，この差を明確に区別している暗号学者は恐らく少ない．これはブロック暗号の構造の特殊性に起因する．ブロック暗号は \$n\$ ビット入力 \$n\$ ビット出力で計算される都合上，各演算は論理演算で定義されることが多い．このとき Integral 攻撃の加算や高階差分攻撃の差分は共に排他的論理和 (\$\oplus\$) となる．例として 2 階差分は

$$\begin{aligned} \Delta_{\alpha_1, \alpha_2}^{(2)} E_K(x) &= E_K(x \oplus \alpha_1 \oplus \alpha_2) \oplus E_K(x \oplus \alpha_1) \\ &\quad \oplus E_K(x \oplus \alpha_2) \oplus E_K(x) \\ &= \bigoplus_{p \in V[\alpha_1, \alpha_2]} E_K(p) \end{aligned}$$

と変形でき，ここで \$V[\alpha_1, \alpha_2]\$ は \$(\alpha_1, \alpha_2)\$ を線形独立な \$n\$ 次元ベクトルとし，これによって張られる部分空間である．すなわち排他的論理和における Integral 攻撃と一致する．

高階差分攻撃はその特徴上，線形独立なベクトルで張られる部分空間をメッセージ集合として利用する．一方で Integral 攻撃は任意のメッセージ集合を利用できる．すなわち排他的論理和における Integral 攻撃は高階差分攻撃よりも広い概念の攻撃とみなせる．しかしながらブロック暗号の構成要素の入出力もまた計算効率の向上のためビット表現されることから，既存のほぼ全ての Integral 攻撃は結局のところ線形独立なベクトルで張られる部分空間をメッセージ集合として利用する．すなわち，両攻撃を区別していた要素は一般的なブロック暗号に適用した途端消滅し，結局のところ Integral 攻撃は高階差分攻撃と同一の攻撃となる．

4.4 どのようにして Integral 特性を発見するのか？

Integral 攻撃にしる，高階差分攻撃にしる，課題はいかにして Integral 特性を探索するかである．したがって，Integral 特性をどのように発見するかに着目し，4.4.1 の方法の場合は Integral 攻撃，4.4.2 の方法の場合は高階差分攻撃，の名前を使う研究者が多い．

4.4.1 Integral Property を用いた Integral 特性探索

Knudsen と Wagner は Integral 攻撃の提案論文にて，Integral 特性を探索する汎用的な手法を示した⁽⁹⁾．これは Integral Property^(注2) の伝搬特性評価と呼ばれ，今では Integral 特性を探索する上で最も利用される手法である^{(33) (45) (49) (50)}．この手法では入力の部分集合に対して以下に示す四つの Integral Property を付与し，その伝搬を評価する．

- ALL (\$\mathcal{A}\$) : 全ての値が同一回出現する集合
- BALANCE (\$\mathcal{B}\$) : 全ての値の総和が 0 になる集合

(注2) : Integral Property と Integral 特性は異なることに注意されたい．Integral 特性は暗号全体に対する性質であり，英語では Integral Characteristic と表記される．

図5 4段 AES の Integral 特性

- CONSTANT (C): 全ての値が固定となる集合
- UNKNOWN (U): ランダムと識別不可能な集合

Knudsen と Wagner は Integral Property の伝搬を用いて AES の 4 段 Integral 特性を示した⁽⁹⁾。図5 はその Integral 特性を示す。始め攻撃者は対角成分を連結した 32 ビット値が A となるような 2^{32} 個の選択平文を用意する。1 段暗号化した中間状態は左上の 1 バイトが A となり残りが C となる集合が 2^{24} セット作られる状態となる。2 段暗号化した中間状態は左 1 列の各バイトが A となり残りが C となる集合が 2^{24} セット、3 段暗号化した中間状態は各バイトが A となる集合が 2^{24} セット作られる状態となる。結果として 4 段暗号化した中間状態の各バイトは B となる。

4.4.2 度数見積りによる Integral 特性

Integral 特性を探索するもう一つの手法は度数の見積りである⁽²²⁾⁽⁴⁸⁾。この手法を用いた解析は Integral 攻撃というよりは高階差分攻撃と呼ぶ方が自然である。

この手法の最大の課題は度数の上界を求めることが極めて難しいことにある。文献(51)では数式処理システム REDUCE を用いて簡易版 MISTY1⁽⁷⁾の度数を見積もりその 7 階差分特性を発見した。この手法は正確な度数を見積もれる一方で階数の高い高階差分特性を発見することは計算量的に困難である。

効率的に繰返し暗号の度数の上界を導出する手法は Canteaut らによって提案され⁽⁵²⁾、この上界は後に Boura らによって改良され KECCAK⁽⁵³⁾と Luffa⁽⁵⁴⁾の Integral 特性が示された⁽⁵⁵⁾。しかしながら、この手法によって導出される上界は依然として緩いものであり、多くの場合で Integral Property の伝搬特性の方が優位な Integral 特性を発見する。

5. なぜ MISTY1 は破られたのか？

2015 年、20 年間解読されることがなかった MISTY1 がついに解読された⁽⁸⁾。解読に用いられたのは Integral 攻撃であり、特段新しい攻撃法というわけではなかった。それではなぜ、今更になって MISTY1 が Integral 攻撃によって解読されたのだろうか？ それは従来の Integral 攻撃は、その性能を最大限に引き出せていなかったからにほかならない。MISTY1 の解読に先立って提案された Division Property と呼ばれる新技術は Integral 攻撃の性能を大幅に引き出すことを可能にし⁽¹⁰⁾、これが MISTY1 解読へのブレークスルーとなった。

5.1 MISTY1 は安全なはずだった？

5.1.1 Pre-MISTY

MISTY1 の設計者である松井は MISTY1 の提案以前に俗に Pre-MISTY と呼ばれる暗号を提案している⁽⁶⁾。Pre-MISTY から MISTY1 への仕様変更の際に、松井は度数が上昇しやすくなるような細工を加えている。松井は後に「度数が小さいのは明らかにぜい弱性を生む危険性があるため、計算効率は劣化するが安全性を考慮して変更した」と述べている。当時、高階差分攻撃は既知の技術だったとは言え、それほど強力な攻撃という認識はまだなかった。それにもかかわらず Pre-MISTY から仕様変更を施したことは松井の設計センスのなせる技であり、これは MISTY1 が 20 年間破られなかったことに大きく貢献したと考えられる。

繰り返すが、結局のところ MISTY1 は Integral 攻撃により解読されたのであり、結果的には MISTY1 での仕様変更でも不十分だったことになる。しかし、これには Integral 攻撃の本来の性能を大幅に引き出すことを可能にした Division Property の発見が必要不可欠だった。

5.1.2 日進月歩な高階差分攻撃

Division Property の発見以前からも MISTY1 に対する解析のメインストリームは Integral 攻撃だった^(注3)。MISTY1 と Integral 攻撃の歴史は 1999 年に始まる⁽⁵¹⁾。ここで田中らは数式処理システム REDUCE を用いて MISTY1 の度数を厳密に評価し、簡易版 3 段 MISTY1 の 7 階差分特性を発見した。この 7 階差分特性の代数的性質は Babbage ら⁽⁵⁶⁾及び Canteaut ら⁽⁵²⁾によってそれぞれ調査されている。その後、7 階差分特性を拡張することで 3 段 MISTY1 の 14 階差分特性が導出され、5 段 MISTY1 が解読された⁽⁵⁷⁾。更に 14 階差分特性を拡張することで 4 段 MISTY1 の 46 階差分特性が導出され、6 段 MISTY1 が解読された⁽⁵⁸⁾。後に、46 階差分特性は 44 階差分特性へと改良され⁽⁵⁹⁾、これにより攻撃段数は変わらないが、より効率良く攻撃を実行できるようになった。2015 年に、Bar-On は 44 階差分特性を用いて 7 段 MISTY1 を解読できることを示した⁽⁶⁰⁾。

5.2 MISTY1 を解読したブレイクスルー技術

MISTY1 の解読可能な段数は日進月歩に伸びてきた。しかし Bar-On による最新の結果⁽⁶⁰⁾ではあらゆる既存技術が組み合わさり、今後、攻撃に必要な計算量やメッセージ数を少なくすることはできても、仕様段数である 8 段を解読できるのは随分先になるだろう、と思われていた。それにもかかわらず 2015 年に MISTY1 が突然解読されたのは Division Property の発見があったからにほかならない。Division Property は Integral 特性を発見する新しい方法であり、MISTY1 を解読する際に用

(注3): 最も基本的な Integral 特性が度数の見積りによるもののため多くは高階差分攻撃の名を冠して提案されている。

図 6 概念と手法の関係性

いられた Integral 特性は全ての既存研究が利用してきた特性とは全く異なる方法で導出されたものだった。

5.2.1 発 想

Division Property は“Integral 攻撃と高階差分攻撃は結局のところ同じ攻撃法だ”という発想から始まっている。もちろん、厳密なことを言えば両者の攻撃は異なる。しかし、多くの場合は排他的論理和を、そして線形独立なベクトルで張られる部分空間をメッセージ集合として利用するため、両者の差は消失している。それにもかかわらず Integral Property の伝搬特性は次数を直接的には利用していなかった。Division Property は Integral 攻撃と高階差分攻撃が重なる領域に注力し、4.4 で示した二つの探索手法の長所を融合させたものである。具体的には 4.4.1 で示した Integral Property を次数も利用できるよう一般化したものが Division Property である。

図 6 に従来の Integral 攻撃、高階差分攻撃、そして Division Property を用いた解析の関係性を整理した。始めに攻撃概念としての違いを整理すると、Division Property を用いた解析は Integral 攻撃と高階差分攻撃が重なる領域に特化している。すなわち Division Property を用いた解析は Integral 攻撃のサブセットでもあり高階差分攻撃のサブセットでもある。これは攻撃の概念としては Division Property を用いた解析は絶対に高階差分攻撃や Integral 攻撃を上回ることができないことを意味する。

5.2.2 なぜ Division Property は従来よりも優れているのか？

概念としては従来攻撃のサブセットであるにもかかわらず、なぜ Division Property は従来よりも優れているのだろうか？少なくとも、Division Property を用いた解析は“完璧な高階差分特性”と比較すると必ず劣る特性であり、その性能が上回ることはあり得ない^(注4)。重要なのは“完璧な高階差分特性”を発見することは、現在の人類の知識と計算能力では不可能であることにある。

数式処理システムを用いて次数の上界を正確に導出した場合、

(注4)：同様の考察は金子によってなされており、ここで Division Property により得られる最良の Integral 特性は高階差分特性に一致することが証明されている⁽⁶¹⁾。

図 7 従来の高階差分特性と Division Property

その手法で発見された高階差分特性は“完璧な高階差分特性”である。しかしながら、結局のところ“完璧な高階差分特性”を発見することは事実上不可能である。MISTY1 を例として考える。MISTY1 は始め 7 階差分特性を数式処理システムを用いて導出している。したがって、この高階差分特性は“完璧”である。しかし、数式処理システムでは階数の大きな高階差分特性は評価できない。したがって、この“完璧な高階差分特性”を拡張することで階数の大きな高階差分特性を構成してきた。この拡張は完璧から程遠いものであり、結果的に攻撃に利用される高階差分特性は“完璧”から程遠いものだった。一方で Division Property は“完璧な高階差分特性”を発見できる保証はないが、それに限りなく近い特性を発見できる。更に数式処理システムと異なり、階数が大きな範囲でも Division Property の伝搬特性は評価可能である。図 7 に従来の高階差分特性と Division Property による Integral 特性の“完璧さ”と階数の関係性を整理した。数式処理システムで計算が終了するような階数が小さな範囲では Division Property は従来手法よりも優れた手法ではない。しかしながら、実際のブロック暗号解析では階数が大きな Integral 特性のみを通常利用するため、多くの環境で Division Property は従来手法よりも優れた Integral 特性を発見する。

5.2.3 Division Property の原理

Division Property の原理を簡単に説明する。Division Property は Integral Property を次数が利用できるよう一般化したものであるため、初めに Integral Property の数学的特徴を再整理する。

$\mathbb{X}$ を各要素が n ビットである多重集合として $\mathbb{X}$ は Integral Property $\mathcal{A}$ を満足すると仮定する。すなわち $\mathbb{X}$ は n ビットの各値がそれぞれ同一回出現する多重集合と仮定する。初めに n ビットから任意の 1 ビットを選択し $\mathbb{X}$ の全要素に対して選択したビットの排他的論理和を考える。このとき $\mathbb{X}$ は $\mathcal{A}$ を満足するため排他的論理和は必ず 0 となる。また n ビットから任意の $n-1$ ビットを選択し $\mathbb{X}$ の全要素に対して選択されたビットの AND 値の排他的論理和を考える。このとき排他的論理和は同様に必ず 0 となる。最後に全 n ビットを選択し $\mathbb{X}$ の全要素に対して全ビットの AND 値の排他的論理和を考える。このとき排他

図 8 Division Property と Integral Property

的論理和が 0 になるか 1 になるかは不定となる^(注5)。すなわち初めに n ビット値 u において、多重集合の全要素 $x \in \mathbb{X}$ に対する $\pi_u(x) = \prod_{i=1}^n x[i]^{u[i]}$ のパリティ ($\bigoplus_{x \in \mathbb{X}} \pi_u(x)$) を計算する。ここで $x[i]$ 及び $u[i]$ は x 及び u の i 番目のビットを表す。このときハミング重み $w(u)$ が n 未満の場合パリティは even となり、 $w(u)$ が n と一致する場合パリティは不定となる。

次に $\mathbb{X}$ は Integral Property B を満足すると仮定する。初めに n ビットから任意の 1 ビットを選択し $\mathbb{X}$ の全要素に対して選択したビットの排他的論理和を考える。このとき $\mathbb{X}$ は B を満足するため排他的論理和は必ず 0 となる。次に n ビットから任意の 2 ビットを選択し $\mathbb{X}$ の全要素に対して選択されたビットの AND 値の排他的論理和を考える。このとき $\mathbb{X}$ が B を持つという条件のみでは排他的論理和が 0 になるか 1 になるかは不定となる。すなわち多重集合の全要素 $x \in \mathbb{X}$ に対して $\pi_u(x)$ のパリティ ($\bigoplus_{x \in \mathbb{X}} \pi_u(x)$) は $w(u) < 2$ を満足する全ての u において even であり、 $w(u) \geq 2$ を満足する全ての u において不定となる。

A と B の再定義では同一の表記法が用いられている。具体的には全ての u において多重集合の全要素 $x \in \mathbb{X}$ に対する $\pi_u(x)$ のパリティを計算し、次に $w(u)$ に着目することでパリティが even となる u の部分集合と不定となる u の部分集合に分割する。これらを一般化することで Division Property は以下のよう定義される。

定義 2 (Division Property). $\mathbb{X}$ を各要素が n ビットの値を持つ多重集合とする。また k は 0 から n までの値を取るとする。多重集合 $\mathbb{X}$ が Division Property $\mathcal{D}_k^n$ を持つとは下記条件を満足することをいう。

$$\bigoplus_{x \in \mathbb{X}} \pi_u(x) = \begin{cases} \text{unknown} & \text{if } w(u) \geq k, \\ 0 & \text{otherwise.} \end{cases}$$

Division Property は $\bigoplus_{x \in \mathbb{X}} \pi_u(x)$ が不定か 0 かに注目して u の集合を分割することで定義される。Division Property は Integral Property を細分化した形になっている。図 8 に Division Property と Integral Property の関係性を示す。Integral Property の A, B, U はそれぞれ $\mathcal{D}_n^n, \mathcal{D}_2^n, \mathcal{D}_1^n$ に対応する。Division Property では新たに $\mathcal{D}_3^n$ から $\mathcal{D}_{n-1}^n$ を導入しており、この細分化が度数と Integral Property の併用利用に寄与する。

Division Property は以下に示す単純な伝搬特性ルールを持つ。

(注5): もし $\mathbb{X}$ の全ての値が同偶数回出現するならば排他的論理和は 0 になる。一方もし $\mathbb{X}$ の全ての値が同奇数回出現するならば排他的論理和は 1 になる。本稿における A の定義は各値が同数回出現する多重集合であるため、 $\mathbb{X}$ が A を持つという条件のみでは排他的論理和が 0 になるか 1 になるかは不定となる。

命題 1 (Division Property の伝搬特性). s を次数の上限が d である n ビット入力 n ビット出力な非線形関数とする。 $\mathbb{X}$ は各要素が n ビット値をとる非線形関数の入力集合であり、 $\mathcal{D}_k^n$ を満足する。 $\mathbb{Y}$ は非線形関数の出力集合であり各要素は全ての $x \in \mathbb{X}$ に対して $s(x)$ で計算される。このとき $\mathbb{Y}$ は $\mathcal{D}_{\lfloor \frac{k}{d} \rfloor}^m$ を満足する。また非線形関数が置換であり、 $\mathbb{X}$ が $\mathcal{D}_n^n$ ならば $\mathbb{Y}$ もまた $\mathcal{D}_n^n$ を満足する。

実際にどのように Division Property の伝搬を MISTY1 に適用するかは、更に複雑な評価が必要になる。したがって詳細は CRYPTO 2015 の論文を参照されたい⁽⁸⁾。

5.2.4 MISTY1 の解読

従来知られていた最も強力な特性は 4 段 44 階 Integral 特性であり、MISTY1 は 8 段であるため全体の半分を覆う特性だった。この 4 段 Integral 特性に鍵回復を付加することで、7 段まで解析されていた⁽⁶⁰⁾。前節で示したように、Division Property を用いることで階数が大きくても正確な Integral 特性を導出できるようになった。その結果、6 段 63 階 Integral 特性 (図 9) が新たに発見され、新しい Integral 特性は従来の Integral 特性と比較すると 2 段改良されている。MISTY1 は 8 段であるため、鍵回復は比較的容易に付加でき、最終的に 8 段の仕様段数の解読が可能になった。

CRYPTO 2015 の Rump Session にて、MISTY1 に対する更なる改良攻撃手法が Bar-On によって示された⁽⁶²⁾。これは Division Property を用いて発見された Integral 特性を利用し、更に鍵回復部分を最適化した攻撃法である。結果、現在の

図 9 新しく発見された MISTY1 の Integral 特性

MISTY1 の安全性レベルは²⁷⁰ 程度まで低下している。

5.3 Division Property は更に発展するのか？

筆者は Division Property に関して二つの方向性を持って発展していくことを期待する。

一つは新しい攻撃手法の一つとしての応用展開である。既に Zhang らは一般化 Feistel 構造への応用と軽量暗号 TWINE⁽³⁴⁾ 及び LBlock⁽³³⁾への応用を示している⁽⁶³⁾。Division Property を用いた解析では、暗号構造をどのように表現して解析するかが非常に重要となる。適切な表現法は攻撃対象である暗号ごとに様々であり、不適切な表現は Division Property の伝搬評価を不可能にすることもあれば、発見できる Integral 特性の正確さが非常に悪いものとなることもある。今後、これらを適用暗号ごとに一つ一つ検証・検討・適用していく必要がある。

もう一つの方向性は理論としての拡張である。Division Property の提案者である筆者自身も FSE2016 で Bit-Based Division Property と呼ばれる新しい派生型を提案した⁽⁶⁴⁾。また、金子は Division Property と Reed-Muller 符号の関係性を示している⁽⁶¹⁾。Division Property の周辺に位置する理論研究も今後発展すると期待する。

6. おわりに

本稿では共通鍵暗号の歴史を整理するとともに、MISTY1 を理論解説する際に利用された新技術『Division Property』を概観した。ブロック暗号解析は前世紀末に非常に盛んに取り組まれた研究分野である。Integral 攻撃をはじめ多くの攻撃法が当時提案されたにもかかわらず、これらは著名な暗号を解読するに至らなかった。これは差分攻撃や線形攻撃と比較して、新しい攻撃法に関する暗号学者の知識が依然として不足しているためであると感じる。今回、Integral 攻撃に関して、その本来の性能を大幅に引き出す技術が新たに開発され、結果として著名暗号の一角である MISTY1 が解読された。今後、Division Property の更なる応用を期待するとともに、Integral 攻撃以外の攻撃に関してその本来の性能を引き出す技術が提案されていくことを期待する。

謝 辞

本稿を執筆するに際し、多くの助言を頂いた三菱電機の松井充氏に感謝致します。

文 献

- (1) National Bureau of Standards, “Data Encryption Standard (DES),” Federal Information Processing Standards Publication 46, 1977.
- (2) E. Biham and A. Shamir, “Differential cryptanalysis of DES-like cryptosystems,” CRYPTO, A. Menezes and S.A. Vanstone, eds., LNCS, vol.537, pp.2–21, Springer, 1990.
- (3) M. Matsui, “Linear cryptanalysis method for DES cipher,” EUROCRYPT, T. Helleseeth, ed., LNCS, vol.765, pp.386–397, Springer, 1993.
- (4) E. Biham and A. Shamir, “Differential cryptanalysis of the full 16-round DES,” CRYPTO, E.F. Brickell, ed., LNCS, vol.740, pp.487–496, Springer, 1992.
- (5) K. Nyberg and L.R. Knudsen, “Provable security against a differential attack,” J. Cryptol., vol.8, no.1, pp.27–37, 1995.
- (6) M. Matsui, “New structure of block ciphers with provable security against differential and linear cryptanalysis,” FSE, D. Gollmann, ed., LNCS, vol.1039, pp.205–218, Springer, 1996.
- (7) M. Matsui, “New block encryption algorithm MISTY,” FSE, E. Biham, ed., LNCS, vol.1267, pp.54–68, Springer, 1997.
- (8) Y. Todo, “Integral cryptanalysis on full MISTY1,” CRYPTO Part I, R. Gennaro and M. Robshaw, eds., LNCS, vol.9215, pp.413–432, Springer, 2015.
- (9) L.R. Knudsen and D. Wagner, “Integral cryptanalysis,” FSE, J. Daemen and V. Rijmen, eds., LNCS, vol.2365, pp.112–127, Springer, 2002.
- (10) Y. Todo, “Structural evaluation by generalized integral property,” EUROCRYPT Part I, E. Oswald and M. Fischlin, eds., LNCS, vol.9056, pp.287–314, Springer, 2015.
- (11) E. Biham, “New types of cryptanalytic attacks using related keys (extended abstract),” EUROCRYPT, T. Helleseeth, ed., LNCS, vol.765, pp.398–409, Springer, 1993.
- (12) L.R. Knudsen and V. Rijmen, “Known-key distinguishers for some block ciphers,” ASIACRYPT, K. Kurosawa, ed., LNCS, vol.4833, pp.315–324, Springer, 2007.
- (13) CRYPTREC, “Specifications of e-government recommended ciphers,” available at <http://www.cryptrec.go.jp/english/method.html>, 2013.
- (14) ISO/IEC, “JTC1: ISO/IEC 18033: Security techniques – encryption algorithms – part 3: Block ciphers,” 2005.
- (15) NESSIE, “New european schemes for signatures, integrity, and encryption,” available at <https://www.cosic.esat.kuleuven.be/nessie/>, 2004.
- (16) H. Ohta and M. Matsui, “A description of the MISTY1 encryption algorithm,” available at <https://tools.ietf.org/html/rfc2994>, 2000.
- (17) A. Shimizu and S. Miyaguchi, “Fast data encipherment algorithm FEAL,” EUROCRYPT, D. Chaum and W.L. Price, eds., LNCS, vol.304, pp.267–278, Springer, 1987.
- (18) E. Biham and A. Shamir, “Differential cryptanalysis of Feal and N-Hash,” EUROCRYPT, D.W. Davies, ed., LNCS, vol.547, pp.1–16, Springer, 1991.
- (19) M. Matsui and A. Yamagishi, “A new method for known plaintext attack of FEAL cipher,” EUROCRYPT, R.A. Rueppel, ed., LNCS, vol.658, pp.81–91, Springer, 1992.
- (20) U.S. Department of Commerce/National Institute of Standards and Technology, “Specification for the Advanced Encryption Standard (AES),” Federal Information Processing Standards Publication 197, 2001.
- (21) J. Daemen and V. Rijmen, The Design of Rijndael: AES - The Advanced Encryption Standard, Information Security and Cryptography, Springer, 2002.
- (22) X. Lai, “Higher order derivatives and differential cryptanalysis,” Communications and Cryptography, The Springer International Series in Engineering and Computer Science, vol.276, pp.227–233, 1994.
- (23) E. Biham, A. Biryukov, and A. Shamir, “Cryptanalysis of Skipjack reduced to 31 rounds using impossible differentials,” EUROCRYPT, J. Stern, ed., LNCS, vol.1592, pp.12–23, Springer, 1999.
- (24) A. Bogdanov and V. Rijmen, “Linear hulls with correlation zero and linear cryptanalysis of block ciphers,” Des. Codes Cryptogr., vol.70, no.3, pp.369–383, 2014.
- (25) P. Rogaway, M. Bellare, J. Black, and T. Krovetz, “OCB: a block-cipher mode of operation for efficient authenticated encryption,” ACM CCS, M.K. Reiter and

- P. Samarati, eds., pp.196–205, ACM, 2001.
- (26) D.A. McGrew and J. Viega, “The security and performance of the galois/counter mode (GCM) of operation,” INDOCRYPT, A. Canteaut and K. Viswanathan, eds., LNCS, vol.3348, pp.343–355, Springer, 2004.
 - (27) 森井昌克, 寺村亮一, “ストリーム暗号の現状と課題,” 信学 FR 誌, vol.2, no.3, pp.66–75, Jan. 2009.
 - (28) X. Wang, D. Feng, X. Lai, and H. Yu, “Collisions for hash functions MD4, MD5, HAVAL-128 and RIPEMD,” 2004, Rump Session at CRYPTO 2004. <https://eprint.iacr.org/2004/199.pdf>
 - (29) 安田 幹, 佐々木 悠, “暗号学的ハッシュ関数 –安全神話の崩壊とあらたなる挑戦,” 信学 FR 誌, vol.4, no.1, pp.57–67, 2010.
 - (30) A. Bogdanov, L.R. Knudsen, G. Leander, C. Paar, A. Poschmann, M.J.B. Robshaw, Y. Seurin, and C. Vikkelsoe, “PRESENT: an ultra-lightweight block cipher,” CHES, P. Paillier and I. Verbauwhede, eds., LNCS, vol.4727, pp.450–466, Springer, 2007.
 - (31) J. Guo, T. Peyrin, A. Poschmann, and M.J.B. Robshaw, “The LED block cipher,” CHES, B. Preneel and T. Takagi, eds., LNCS, vol.6917, pp.326–341, Springer, 2011.
 - (32) K. Shibutani, T. Isobe, H. Hiwatari, A. Mitsuda, T. Akishita, and T. Shirai, “Piccolo: An ultra-lightweight blockcipher,” CHES, B. Preneel and T. Takagi, eds., LNCS, vol.6917, pp.342–357, Springer, 2011.
 - (33) W. Wu and L. Zhang, “LBlock: A lightweight block cipher,” ACNS, J. Lopez and G. Tsudik, eds., LNCS, vol.6715, pp.327–344, Springer, 2011.
 - (34) T. Suzaki, K. Minematsu, S. Morioka, and E. Kobayashi, “TWINE : A lightweight block cipher for multiple platforms,” SAC, L.R. Knudsen and H. Wu, eds., LNCS, vol.7707, pp.339–354, Springer, 2012.
 - (35) R. Beaulieu, D. Shors, J. Smith, S. Treatman-Clark, B. Weeks, and L. Wingers, “The SIMON and SPECK families of lightweight block ciphers,” IACR Cryptology ePrint Archive, vol.2013, p.404, 2013, <http://eprint.iacr.org/2013/404>
 - (36) E. Andreeva, A. Bogdanov, A. Luykx, B. Mennink, E. Tischhauser, and K. Yasuda, “Parallelizable and authenticated online ciphers,” ASIACRYPT Part I, K. Sako and P. Sarkar, eds., LNCS, vol.8269, pp.424–443, Springer, 2013.
 - (37) T. Iwata, K. Minematsu, J. Guo, and S. Morioka, “CLOC: authenticated encryption for short input,” FSE, C. Cid and C. Rechberger, eds., LNCS, vol.8540, pp.149–167, Springer, 2014, Submission to CAESAR competition.
 - (38) Y. Sasaki, Y. Todo, K. Aoki, Y. Naito, T. Sugawara, Y. Murakami, M. Matsui, and S. Hirose, “Minalpher v1,” 2014, Submission to CAESAR competition.
 - (39) E. Andreeva, B. Bilgin, A. Bogdanov, A. Luykx, F. Mendel, B. Mennink, N. Mouha, Q. Wang, and K. Yasuda, “PRIMATEs v1.02,” 2014, Submission to CAESAR competition.
 - (40) V.T. Hoang, T. Krovetz, and P. Rogaway, “Robust authenticated-encryption AEZ and the problem that it solves,” EUROCRYPT Part I, E. Oswald and M. Fischlin, eds., LNCS, vol.9056, pp.15–44, Springer, 2015.
 - (41) “CAESAR: Competition for authenticated encryption: Security, applicability, and robustness,” 2014, <https://competitions.cr.yyp.to/caesar.html>
 - (42) J. Daemen, L.R. Knudsen, and V. Rijmen, “The block cipher Square,” FSE, E. Biham, ed., LNCS, vol.1267, pp.149–165, Springer, 1997.
 - (43) P.S.L.M. Barreto, V. Rijmen, J.N. Jr., B. Preneel, J. Vandewalle, and H.Y. Kim, “Improved SQUARE attacks against reduced-round HIEROCRYPT,” FSE, M. Matsui, ed., LNCS, vol.2355, pp.165–173, Springer, 2001.
 - (44) K. Hwang, W. Lee, S. Lee, S. Lee, and J. Lim, “Saturation attacks on reduced round Skipjack,” FSE, J. Daemen and V. Rijmen, eds., LNCS, vol.2365, pp.100–111, Springer, 2002.
 - (45) Y. Yeom, S. Park, and I. Kim, “On the security of CAMELLIA against the Square attack,” FSE, J. Daemen and V. Rijmen, eds., LNCS, vol.2365, pp.89–99, Springer, 2002.
 - (46) S. Lucks, “The saturation attack - A bait for Twofish,” FSE, M. Matsui, ed., LNCS, vol.2355, pp.1–15, Springer, 2001.
 - (47) A. Biryukov and A. Shamir, “Structural cryptanalysis of SASAS,” EUROCRYPT, B. Pfitzmann, ed., LNCS, vol.2045, pp.394–405, Springer, 2001.
 - (48) L.R. Knudsen, “Truncated and higher order differentials,” FSE, B. Preneel, ed., LNCS, vol.1008, pp.196–211, Springer, 1994.
 - (49) Y. Li, W. Wu, and L. Zhang, “Improved integral attacks on reduced-round CLEFIA block cipher,” WISA, S. Jung and M. Yung, eds., LNCS, vol.7115, pp.28–39, Springer, 2011.
 - (50) M.R. Z’aba, H. Raddum, M. Henricksen, and E. Dawson, “Bit-pattern based integral attack,” FSE, K. Nyberg, ed., LNCS, vol.5086, pp.363–381, Springer, 2008.
 - (51) H. Tanaka, K. Hisamatsu, and T. Kaneko, “Strength of MISTY1 without FL function for higher order differential attack,” AAECC-13, M.P.C. Fossorier, H. Imai, S. Lin, and A. Poli, eds., LNCS, vol.1719, pp.221–230, Springer, 1999.
 - (52) A. Canteaut and M. Videau, “Degree of composition of highly nonlinear functions and applications to higher order differential cryptanalysis,” EUROCRYPT, L.R. Knudsen, ed., LNCS, vol.2332, pp.518–533, Springer, 2002.
 - (53) J. Daemen, G. Bertoni, M. Peeters, and G.V. Assche, “The Keccak reference version 3.0,” 2011.
 - (54) C.D. Cannière, H. Sato, and D. Watanabe, “Hash function *Luffa* - a SHA-3 candidate,” 2008, Available at http://hitachi.com/rd/yr1/crypto/luffa/round1archive/Luffa_Specification.pdf.
 - (55) C. Boura, A. Canteaut, and C.D. Cannière, “Higher-order differential properties of Keccak and *Luffa*,” FSE, A. Joux, ed., LNCS, vol.6733, pp.252–269, Springer, 2011.
 - (56) S. Babbage and L. Frisch, “On MISTY1 higher order differential cryptanalysis,” ICISC, D. Won, ed., LNCS, vol.2015, pp.22–36, Springer, 2000.
 - (57) Y. Hatano, H. Tanaka, and T. Kaneko, “Optimization for the algebraic method and its application to an attack of MISTY1,” IEICE Trans. Fundamentals, vol.E87-A, no.1, pp.18–27, Jan. 2004.
 - (58) Y. Tsunoo, T. Saito, M. Shigeri, and T. Kawabata, “Higher order differential attacks on reduced-round MISTY1,” ICISC, P.J. Lee and J.H. Cheon, eds., LNCS, vol.5461, pp.415–431, Springer, 2008.
 - (59) Y. Tsunoo, T. Saito, T. Kawabata, and H. Nakagawa, “Finding higher order differentials of MISTY1,” IEICE Trans. Fundamentals, vol.E95-A, no.6, pp.1049–1055, June 2012.
 - (60) A. Bar-On, “Improved higher-order differential attacks on MISTY1,” FSE, G. Leander, ed., LNCS, vol.9054, pp.28–47, Springer, 2015.
 - (61) 金子敏信, “高階差分攻撃と積分攻撃,” 信学技報, ISEC2015-58, pp.23–29, Dec. 2015.
 - (62) A. Bar-On, “A 2^{70} attack on the full MISTY1,” IACR Cryptology ePrint Archive, vol.2015, p.746, 2015. <http://eprint.iacr.org/2015/746>
 - (63) H. Zhang and W. Wu, “Structural evaluation for generalized Feistel structures and applications to LBlock and TWINE,” INDOCRYPT, A. Biryukov and V. Goyal, eds., LNCS, vol.9462, pp.218–237, Springer, 2015.
 - (64) Y. Todo and M. Morii, “Bit-based division property and application to Simon family,” IACR Cryptology

ePrint Archive, vol.2016, p.285, 2016. (Accepted to FSE 2016). <https://eprint.iacr.org/2016/285>

(ISEC 研究会提案, 平成 28 年 3 月 18 日受付)

藤堂洋介 (学生員)

NTT セキュアプラットフォーム研究所研究員・修士(工学)・国際暗号学会 (IACR) 会員・2010 神戸大・工・電気電子卒・2012 同大学院工学研究科電気電子工学専攻了・2012NTT 入社・2015 から神戸大大学院工学研究科電気電子工学専攻博士後期課程在学・SCIS 論文賞 (2015), CRYPTO Best Paper Award(2015), CRYPTO Best Young Researcher Award(2015) 各受賞・暗号理論の研究に従事・