# FCS-ARSPA-WITS,CSF,FCC'08参加報告
# 自動検証と形式的証明について

Reynald Affeldt
産業技術総合研究所 情報セキュリティ研究センター

川本 裕輔
東京大学大学院情報理工学系研究科

JSIAM-FAIS
平成20年9月18日

# FCS-ARSPA-WITS,CSF,FCC'08参加報告
# 自動検証と形式的証明について
## 講演予稿集の論文のまとめ

- 自動検証
  - より高度な安全性
    - *Type-checking Zero-knowledge*
    - 電子投票の安全性: coercion-resistanceなど.
      (*Automated Verification of Remote Electronic Voting Protocols in the Applied Pi-Calculus*)
    - 誤検知のないプロトコル検証に向けて (*A Note on First-order Logic*)
    - *Statically Detecting Message Confusions in a Multi-protocol Setting*
  - 実際のシステム
    - プロトコルの実装 (*Refinement Types for Secure Implementations*)
    - 産業標準 (*Formal Analysis of PKCS#11)*
- 形式的証明
  - 計算論的モデルの形式化
    - ゲームベースの安全性証明
      (*Formal Certification of Code-based Cryptographic Proofs,*
      *A Formal language for Cryptographic Pseudocode*)
  - 記号モデルに対するresult certification
    - 形式的証明の自動検証
      (*Towards Producing Formally Checkable Security Proofs, Automatically;*
      *Certificates for Tree Automata Completion*)

# 概要

- Result certificationについて
  - *Towards Producing Formally Checkable Security Proofs, Automatically*
    Goubault-Larrecq
- Applied-pi計算の応用
  - *Composition of Password-based Protocols*
    Delaune, Kremer, Ryan
- 具体的なプロトコルの解析
  - *Formal Analysis of PKCS#11*
    Delaune, Kremer, Steel

# 一階論理を用いたプロトコル検証

- 定式化:
  - 暗号プロトコル = 節集合
    - $I([x]_y) \wedge I(y) \rightarrow I(x)$ (復号) のような論理式
  - 検証の目標 = 導出可能でないファクト
    - 例: $\neg I(Secret)$
- 検証:
  - 導出可能なファクトの全数探索
    - $\bot$ が導出可能であれば, 潜在的な攻撃が存在する
    - $\bot$ が導出可能でなければ, プロトコルが安全である
      - 集合 $\{I([x]_y) \wedge I(y) \rightarrow I(x), \ldots, \neg I(Secret)\}$ が*整合的*

# プロトコル検証の形式的証明

- 問題点:
  - 検証ツールはyes/noを出力する
  - どうやってバグがないことを保証するのか？
- 解決法:
  - 定理証明支援系を用いた形式的証明
    - Naïve な手法:
      - 検証ツールのバグがないことを機械的に証明する

      ⇒ 現実的でない
    - Result certification:
      - 検査可能な安全性証明

      ⇒ どのようなものを与えればよいのか?

      ⇒ どのように既存のツールに基づいて形式的証明すればよいのか?

# 整合性とモデル

- 論理式集合が“モデル”を持つとき, 整合的であるという
  - モデルとは
    - 領域 (= 何らかの要素の集合, 無限集合でも良い)
    - 関数記号と述語記号の解釈
  - 例:
    - 論理式 $P(a) \wedge \neg P(b)$ がモデル $\mathcal{M}$ を持つ
      - 記法: $\mathcal{M} \models P(a) \wedge \neg P(b)$
      - モデル $\mathcal{M}$ の例: $\mathcal{M}$ の領域を集合 {0,1} とし, $a$ を 0 , $b$ を 1, $P$ を {0} と解釈するモデル
- 検証ツールが見つけるモデルは役立たないかも
  - *lfp* $T_{S_\infty} \models S$ が成り立つかどうかは決定不能

$\Rightarrow$ result certificationにとって適切でないモデルもある

# 有限モデルを用いたResult Certification

- そもそも
  - ほとんどの安全なプロトコルは有限モデルを持つ
- そこで,
  - プロトコルモデル $S$ が与えられたときに,
  - 有限モデル $\mathcal{M}$ を生成し,
    - Paradox や h1のような既存のツールを用いる
  - 定理証明支援系で $\mathcal{M} \models S$ を検査する方法を与える

# Coqで $\mathcal{M}$ |= $S$ を検査する方法は?

- 小さな有限モデル (要素数が5以下) に対して
  - 領域をCoqにおける帰納的型とする
  - 関数記号と述語記号の解釈をCoqにおける関数とする
  - $S$ の各節 $C$ に対して, 変数に対する要素の割り当てをすべて検査する
- より大きな有限モデル (h1 で見つけられるようなもの) に対して
  - h1 が *alternating tree automaton* $S_{prod}$ を返す
  - Det($S_{prod}$) |= $S$ が成り立つかどうか確かめる
    - Det($S_{prod}$) が決定性ツリーオートマトンである
      - 有限モデルの表現方法のひとつ
    - Det($S_{prod}$) |= $S$ が *lfp* $T_{S_{prod}}$ |= $S$ と同値である
  - $S$ の各節 $C$ に対して, |- $C$ が成り立つことを確かめる
    - |- とは, (Coq で実装された) モデル検査器
    - $S$ の任意の節$C$に対して |- $C$ であるとき, Det($S_{prod}$) |= $S$ (Coqで証明)

# 概要

- Aesult certificationについて
  - *Towards Producing Formally Checkable Security Proofs, Automatically*
    Goubault-Larrecq
- Applied-pi計算の応用
  - *Composition of Password-based Protocols*
    Delaune, Kremer, Ryan
- 具体的なプロトコルの解析
  - *Formal Analysis of PKCS#11*
    Delaune, Kremer, Steel

# 合成プロトコルの安全性

- 一般に
  - プロトコル $P_1$ と $P_2$ が秘密 $w$ を共有するとき, $\nu w.P_1$ と $\nu w.P_2$ が安全ならば, $\nu w.(P_1|P_2)$ は安全か?
- この論文では
  - 共有される秘密 = ユーザが選んだパスワード
  - 安全性 = guessing attacks への耐性

# Guessing Attackの例: Handshakeプロトコル

- $A$ と $B$ が 鍵 $w$ を共有し, $A$ が $B$を認証しようとしている

$$A \ \text{—} \ \text{senc}(n,w) \ \rightarrow B$$

$$A \ \leftarrow \text{senc}(f(n),w) \ \text{—} \ B$$

- Guessing attack:

  攻撃者は次のメッセージを観測

  $x_1 = \text{senc}(n,w)$ $\quad$ $x_2 = \text{senc}(f(n),w)$

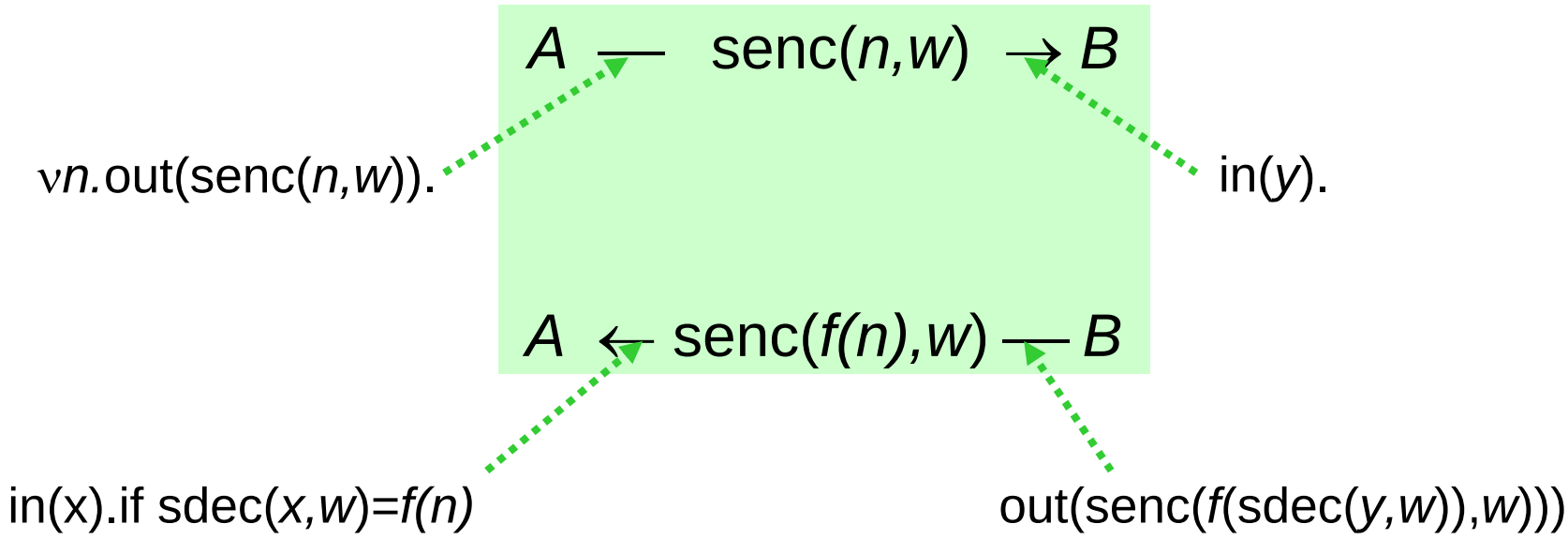
  受動的に $x$ を推測しようとする

  $f(\text{sdec}(x_1,x)) =^{?} \text{sdec}(x_2,x)$

# Applied pi計算での Handshakeプロトコル

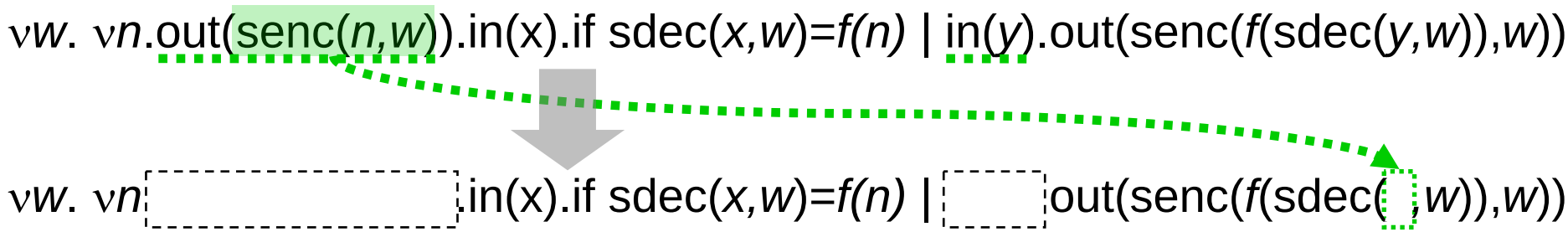
プロセス A　　プロセス B

$\nu w.\ \nu n.\text{out}(\text{senc}(n,w)).\ \text{in}(x).\text{if sdec}(x,w)=f(n) \mid \text{in}(y).\ \text{out}(\text{senc}(f(\text{sdec}(y,w)),w)))$



# Applied pi計算におけるフレーム

- フレーム = 攻撃者によって観測されるメッセージ
  - プロトコル実行に現れるメッセージ
- 例:



# Applied pi計算におけるフレーム

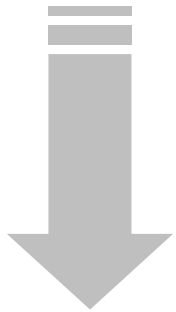
- フレーム = 攻撃者によって観測されるメッセージ
  - プロトコル実行に現れるメッセージ
- 例:

$\nu w.\ \nu n.\text{out}(\text{senc}(n,w)).\text{in}(x).\text{if sdec}(x,w)=f(n) \mid \text{in}(y).\text{out}(\text{senc}(f(\text{sdec}(y,w)),w))$

$\nu w.\ \nu n.\ \text{in}(x).\text{if sdec}(x,w)=f(n) \mid \text{out}(\text{senc}(f(\text{sdec}(\text{senc}(n,w),w)),w))$

$\mid \{\text{senc}(n,w) / x_1\}$

Activeな代入



フレーム

$\nu w.\ \nu n.\ \{\text{senc}(n,w) / x_1\} \mid \{\text{senc}(f(n),w) / x_2\}$

# Guessing Attacks への耐性

- 次のフレームを考える ($w'$ はfreshな名前)
  - $\phi =$ $\nu w.\ \nu n.\ \{senc(n,w) / x_1\} \mid senc(f(n),w) / x_2 \mid \{w / x\}$
  - $\phi' = \nu w'.\ \nu w.\ \nu n.\ \{senc(n,w) / x_1\} \mid senc(f(n),w) / x_2 \mid \{w' / x\}$

$f(sdec(x_1,x)) =^? sdec(x_2,x)$ が成り立つ, $\phi$ と $\phi'$ が識別できてしまう

$\Rightarrow$ $\phi$ と $\phi'$ は *静的同値でない*

$\Rightarrow$ Handshakeプロトコルは guessing attacks に対して安全でない

- 一般的な定義:
  $\phi = \nu w.\phi'$ が $w$へのguessing attackに対して安全であるとは

$$\nu w.(\phi' \mid \{w / x\}) \approx \nu w'.\nu w.(\phi' \mid \{w' / x\})$$

$w'$ は fresh な名前, $x$ は"fresh"な変数

# 合成について

- well-tagged プロセス
  - プロセスが ***w*** に関して $\alpha$-well-tagged であるとは,
    *w* の全ての出現が hash($\alpha$,*w*) の形をしていることとする.
  - $\nu w.P$ から $\nu w.P\{\text{hash}(\alpha,w)/w\}$ への変換は,
    *w* へのguessing attackに対する安全性を保存する.
- 定理:
  - $P_1$ と $P_2$ が***w***に関して $\alpha$-*well-tagged*かつ$\beta$-well-tagged ($\alpha \neq \beta$) とする.
    $\nu w.P_1$ と $\nu w.P_2$ が *w* へのguessing attackに対して安全であれば,$\nu w.(P_1|P_2)$ も *w* へのguessing attackに対して安全である.

# 概要

- Result certificationについて
  - *Towards Producing Formally Checkable Security Proofs, Automatically*
    Goubault-Larrecq
- Applied pi計算の応用
  - *Composition of Password-based Protocols*
    Delaune, Kremer, Ryan

具体的なプロトコルの解析

  - *Formal Analysis of PKCS#11*
    Delaune, Kremer, Steel

# 動機

- PKCS#11
  - アプリケーションと暗号デバイス(smartcardsなど)の間のインタ ーフェイス
- 問題:
  - 何度も安全性が破られてきた
  - よく知られていない次善策
- この論文では:
  - 鍵管理に対する形式的モデルを定義
  - 到達可能性の決定可能性を証明
  - 効果的な自動化を実現

# 安全性が破られた例: Key Separation Attack

- 基本的な定義:
  - 鍵は「ハンドル」を介してアクセスされる
    - 記法: h(n,k) は鍵k に対するノンス n によるハンドル
    - ハンドル handle h(n,k) から鍵 k を直接取り出せない
    - 鍵 kから 新しいハンドル h(n,k) を直接作れない
  - 鍵は「属性」を与えられている (*wrap*, *decrypt*, *sensitive*など)
    - 正確に言うと,ハンドルにおけるノンスが属性を与えられている

- 攻撃者はハンドル $h(n_1,k_1)$ と $h(n_2,k_2)$ を知っている
- $n_1$ は 属性 *sensitive* と *extract* を持ち,
  $n_2$ は 属性 *wrap* と *decrypt* を持つ.
- 攻撃:

1. Wrap: $h(n_2,k_2)$, $h(n_1,k_1)$ $\rightarrow$ $senc(k_1,k_2)$
2. SDrecrypt: $h(n_2,k_2)$, $senc(k_1,k_2)$ $\rightarrow$ $k_1$

$\Rightarrow$ *sensitive*なのに, $k_1$ が取り出せてしまう

# 形式的モデル

- 状態 (S,V)
  - S は, 攻撃者の知識を表す基底項の集合
  - V は, 属性を割り当てる付値
  - 例:
    - $S_0 = \{ h(n_1,k_1), h(n_2,k_2) \}$
    - $V_0$ s.t. $V_0(wrap,n_2)$, $V_0(decrypt,n_2)$, $V_0(sensitive,n_1)$, $V_0(extract,n_1)$ hold
- API 規則 T;L — new **n** → T';L'
  - T,T' は項の集合, L,L' は命題の集合, **n** は名前の集合
  - 例:
    - Wrap(Sym/Sym): $h(x_1, y_1), h(x_2, y_2); wrap(x_1),extract(x_2) \rightarrow senc(y_2,y_1)$
    - SDecrypt: $h(x_1,y_1), senc(y_2,y_1); decrypt(x_1) \rightarrow y_2$
- クエリ (T,L)
  - (T,L) が充足される: ある θと(S,V)が存在し,Tθ ⊆ SかつV(Lθ) を満たす
  - 例:({ h(x,y),y },*sensitive*(x))はcompromizedなsensitiveな鍵に対するクエリ

# 決定可能性について

- Mode
  - 型と似ている
    - 例: h : Nonce×Key→Handle, senc : key×key→Cipher)
  - ill-modedな項
    - 例: 攻撃者が項 senc(senc($k_1$,$k_2$),$k_1$) を導出できる
- 定理:
  - well-modedな規則によって生成されるシステムにおいて, well-modedなクエリの充足可能性を調べるときは, well-modedな項だけを考慮すればよい
- 系:
  - 次のとき, クエリの充足可能性決定問題が決定可能である
    - 名前の集合が有限
    - well-modedな規則がメッセージ長の制約を意味する

# 実験

- NuSMVモデル検査器へのencoding:
  - それぞれの項と属性は, 命題変数としてencodeされる
    - 有界個の鍵とハンドル ⇒
      攻撃者の知識における可能な項の有限集合
  - 各 API 規則は, groud instanceでencodeされる
- 方法論:
  - 対称鍵から始める
  - 攻撃が見つかったら, 攻撃を防ぐように API を制限する
  - 非対称鍵を加えて, 以上の操作を繰り返す
- 結果:
  - 既知の攻撃を再発見できた
  - PKCS#11 の古いバージョンに新たな攻撃を見つけた
  - 新しいバージョンの PKCS#11 には攻撃が見つからなかった

*blank slide*