BAN論理からProtocol Composition Logicへ
（セキュリティ・プロトコルの論理的分析法）

長谷部 浩二
産総研システム検証研究センター
k-hasebe@aist.go.jp

岡田 光弘
慶応大学文学部哲学科

本講演の目的

- プロトコルの形式的安全性検証法の紹介
- 特に論理的分析法を紹介
- 近年の計算量的証明手法と形式的(論理的)手法との関係についての研究も(簡単に)紹介

本講演の概要

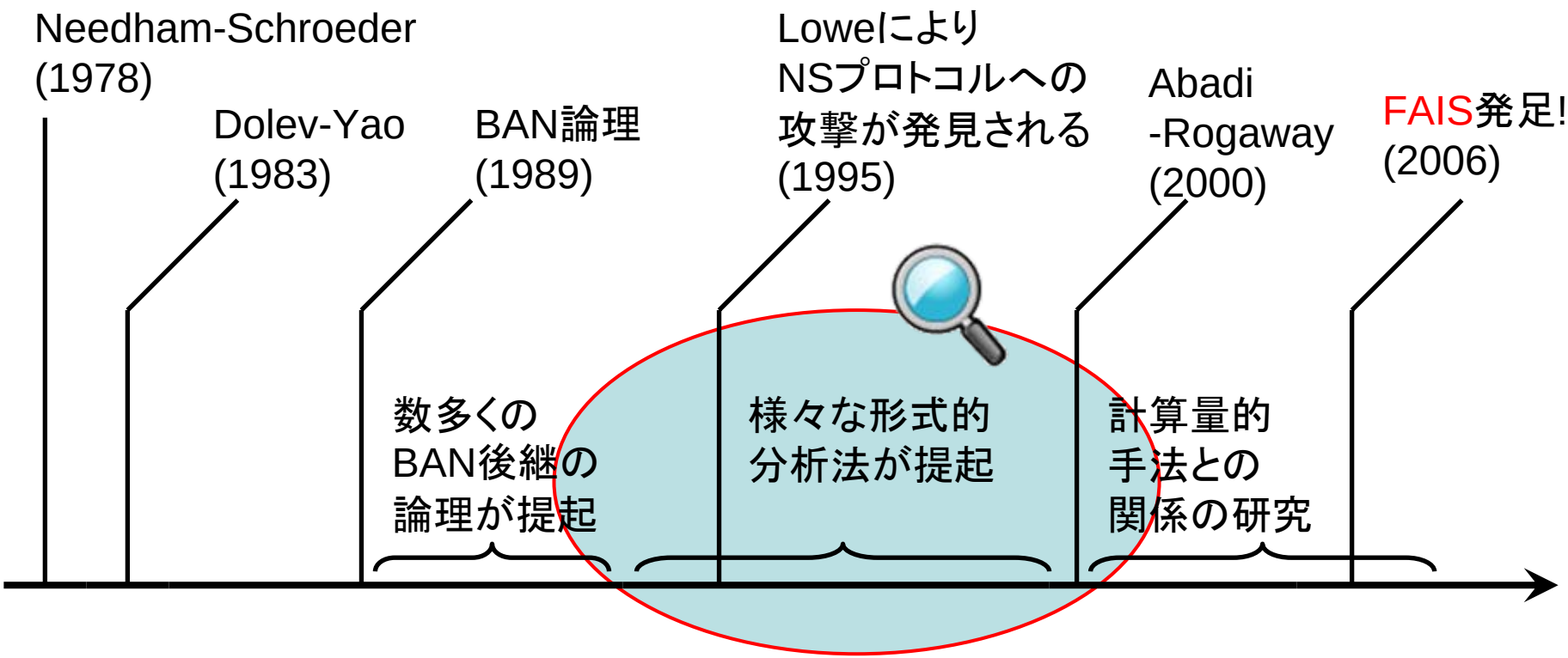
- プロトコルの形式的分析手法の概観
  - 歴史
  - 特徴による分類
- 論理的分析手法の紹介
  - BAN論理
  - Protocol Composition Logic（PCL）
  - Basic Protocol Logic（BPL）
  - （その他の論理的手法については論文の中で紹介予定）
- 計算量的分析手法との関係についての研究の紹介

1．形式的分析法の概観

形式的分析法の歴史(年表)

参考文献

- Clark-Jacob, A Survey of Authentication Protocol Literature, 1997
- Ryan-Schneider, Modelling and Analysis of Security Protocols, 1998
- Boyd-Mathuria, Protocols for Authentication and Key Establishment, 2003



形式的分析法の歴史

論理的アプローチ:

BAN論理
- AT論理
- GNY論理
- SvO論理

Inductive method

Protocol Composition Logic (PCL)

NRL protocol analyzer

Casper+FDR

Strand Spaces
Athena

MultiSet Rewriting (MSR)

意味論的アプローチ:

証明論 vs. 意味論

構文論（syntax）:

形式的推論体系

$$\dfrac{\dfrac{B\ believes\ \ PK(A,K_A) \qquad B\ received\ \ \{T_A,N_A\}_{KA^{-1}}}{B\ believes\ \ A\ said\ \ \langle T_A,N_A\rangle} \qquad B\ believes\ \ fresh(T_A)}{B\ believes\ \ A\ believes\ \ N_B}$$

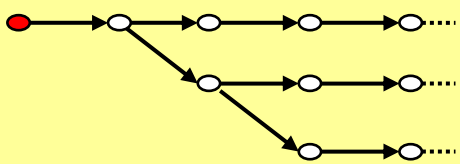
$[A \rightarrow B : \{T_A, N_A\}_{KA^{-1}}]$

論理的アプローチ:

Traces に関する abstract な推論を行う

意味論（semantics）:

Traces（プロトコルの実行プロセス）の集合



意味論的アプローチ:

効率的なアルゴリズムを用いて、全ての traces の中から攻撃のプロセスを探索

証明論 vs. 意味論

構文論（syntax）:

形式的推論体系

$$\frac{B \text{ believes } PK(A, K_A) \qquad B \text{ received } \{T_A, N_A\}_{KA^{-1}}}{\dfrac{B \text{ believes } A \text{ said } \langle T_A, N_A \rangle \qquad B \text{ believes } fresh(T_A)}{B \text{ believes } A \text{ believes } N_B}} \quad [A \rightarrow B : \{T_A, N_A\}_{KA^{-1}}]$$

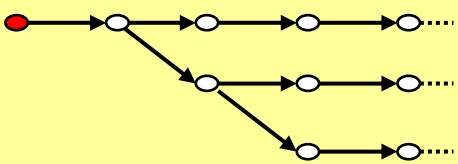
健全性

完全性

両者の対応関係を示すことにより、Syntax での推論が traces の上でも成り立つことを保証

意味論（semantics）:

Traces（プロトコルの実行プロセス）の集合



論理的アプローチと意味論的アプローチの特徴

- 論理的（証明論的）アプローチ（Theorem proving）
  - 証明が簡潔
  - 安全性の証明に利用
  - 証明の再利用が可能（compositionality）
  - Intruder の行動を潜在的に扱う
- 意味論的アプローチ（Model checking）
  - 安全性の証明よりも、危険なプロセス（攻撃）の発見に向く
  - Intruder の行動を顕在的に扱う

2. BAN論理の紹介

BAN論理

- Burrows-Abadi-Needham により提起
  - A Logic of Authentication (1989)
  - (Cf.) The Logic of Authentication Protocols (Syverson-Cervesato, 1999)
- プロトコル分析のための論理推論体系
- 信念（belief）の概念を導入（ただし「信念論理」ではない）
- 数多くの後継の論理に影響

BAN論理による分析の流れ

（1）Idealization

$1.\ A \to B : \{N_A, A\}_{KB}$
$2.\ B \to A : \{N_A, N_B\}_{KA}$
$3.\ A \to B : \{N_B\}_{KB}$

$1.\ A \to B : \{N_A\}_{KB}$
$2.\ B \to A : \{\langle A \xleftrightarrow{N_A} B \rangle_{NA}\}_{KA}$
$3.\ A \to B : \{\langle A \xleftrightarrow{N_A} B \rangle_{NA}, B \models \langle A \xleftrightarrow{N_B} B \rangle_{NA}\}_{KB}$

（2）プロトコルの仮定

$A\ \ believes\ \ PK(A, K_A)$
$A\ \ believes\ \ PK(B, K_B)$

（3）プロトコルの各ステップごとに推論

（プロトコルの仮定）　$[A \to B : \{N_A\}_{KB}]$（実行後に成り立つこと）　論理推論

（結論1）　$[B \to A : \{\langle A \xleftrightarrow{N_A} B \rangle_{NA}\}_{KA}]$（実行後に成り立つこと）　論理推論

（結論：プロトコル実行後に成り立つこと）

BAN論理の言語

- $P \models X$: P は X であることを信じている。
- $P \lhd X$: P は X を受け取った。
- $P \mid\sim X$: P はかつて X を送った。
- $\#(X)$: X は fresh である。
- $P \overset{K}{\longleftrightarrow} Q$: 鍵 K は P と Q で share されている。
- $\mapsto_K P$: 鍵 K は P の公開鍵である（秘密鍵は K^{-1} で表す）。
- $\{X\}_K$: X は鍵 K で暗号化されている。

読みにくいので……

BAN論理の言語

- $P\ believes\ X$: P は X であることを信じている。
- $P\ received\ X$: P は X を受け取った。
- $P\ said\ X$: P はかつて X を送った。
- $fresh\ X$: X は fresh である。
- $P \overset{K}{\longleftrightarrow} Q$: 鍵 K は P と Q で share されている。
- $PK(P,K)$: 鍵 K は P の公開鍵である（秘密鍵は K^{-1} で表す）。
- $\{X\}_K$: X は鍵 K で暗号化されている。

※ ここで P，Qは名前であるが、X はメッセージそのものである場合も論理式である場合もあり得る。

BAN論理の推論規則（例）

- Message Meaning:

$$\frac{P \text{ believes } PK(Q,k) \qquad P \text{ received } \{X\}_{K^{-1}}}{P \text{ believes } Q \text{ said } X}$$

（仮定1）k は Q の公開鍵である。
（仮定2）P は $\{X\}_{K\text{-}1}$ を受け取った。

（結論）Q はかつて X を送った。

- Nonce Verification:

$$\frac{P \text{ believes } fresh(X) \qquad P \text{ believes } Q \text{ said } X}{P \text{ believes } Q \text{ believes } X}$$

（仮定1）X は fresh である。
（仮定2）Q はかつて X を送った。

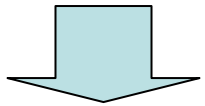
（結論）Q は現在の session で X を送った。

BAN論理による分析例
（CCITT X.509プロトコル，1987）

（1）プロトコルのidealization

- オリジナルのプロトコル：

$$1.\ A \rightarrow B : \underline{A}, \{T_A, N_A, \underline{B}\}_{KA^{-1}}$$
$$2.\ B \rightarrow A : \underline{B}, \{T_B, N_B, \underline{A}, N_A\}_{KB^{-1}}$$
$$3.\ A \rightarrow B : \underline{A}, \{N_B\}_{KA^{-1}}$$



Idealization

- Idealize されたプロトコル：

$$1.\ A \rightarrow B : \{T_A, N_A\}_{KA^{-1}}$$
$$2.\ B \rightarrow A : \{T_B, N_B, N_A\}_{KB^{-1}}$$
$$3.\ A \rightarrow B : \{N_B\}_{KA^{-1}}$$

BAN論理による分析例
（CCITT X.509プロトコル，1987）

（2）プロトコルの仮定を枚挙

- 暗号鍵についての仮定：

$$A\ believes\ \ PK(A,K_A) \qquad B\ believes\ \ PK(B,K_B)$$
$$A\ believes\ \ PK(B,K_B) \qquad B\ believes\ \ PK(A,K_A)$$

- Freshness についての仮定：

$$A\ believes\ \ fresh(N_A) \qquad A\ believes\ \ fresh(N_B)$$
$$A\ believes\ \ fresh(T_B) \qquad A\ believes\ \ fresh(T_A)$$

BAN論理による分析例

（CCITT X.509プロトコル，1987）

（3）論理推論によりプロトコルに関して成り立つことを導出

K_A は A の公開鍵（仮定）

Bは最初のメッセージを受け取った。

T_A は fresh

A はそのメッセージを送った

「B は A が現在のセッションで N_B を送ったと信じている」

$$\frac{B\ believes\ PK(A,K_A) \qquad B\ received\ \{T_A,N_A\}_{KA^{-1}}}{B\ believes\ A\ said\ \langle T_A,N_A\rangle}\ \text{MM}$$

$$\frac{B\ believes\ A\ said\ \langle T_A,N_A\rangle \qquad B\ believes\ fresh(T_A)}{B\ believes\ A\ believes\ N_B}\ \text{NV}$$

$$\frac{A\ believes\ PK(B,K_B) \qquad A\ received\ \{T_B,N_B,N_A\}_{KB^{-1}}}{A\ believes\ B\ said\ \langle T_B,N_B,N_A\rangle}\ \text{MM}$$

$$\frac{A\ believes\ B\ said\ \langle T_B,N_B,N_A\rangle \qquad A\ believes\ fresh(N_A)}{A\ believes\ B\ believes\ N_A}\ \text{NV}$$

※ 論理結合子は∧（かつ）だけなので、推論は一本道。

BAN論理による分析例
（CCITT X.509プロトコル，1987）

- 分析の結果：
  1. Authentication の成立が形式的に証明出来た。

BAN論理による分析例
（CCITT X.509プロトコル，1987）

- 分析の結果：
  1. Authentication の成立が形式的に証明出来た。
  2. 「T_B のチェックはオプショナルで良い」ことの正しさが説明出来る。

N_A の代わりに T_B でも freshness をチェック出来る。

$$\dfrac{\dfrac{A\ believes\ \ PK(B,K_B) \qquad A\ received\ \ \{T_B,N_B,N_A\}_{KB^{-1}}\ [B \rightarrow A:\{T_B,N_B,N_A\}_{KB^{-1}}]}{A\ believes\ \ B\ \ said\ \ \langle T_B,N_B,N_A\rangle}\ \text{MM} \qquad A\ believes\ \ fresh(N_A)}{A\ believes\ \ B\ believes\ \ N_A}\ \text{NV}$$

BAN論理による分析例
（CCITT X.509プロトコル，1987）

- 分析の結果：
  1. Authentication の成立が形式的に証明出来た。
  2. 「T_B のチェックはオプショナルで良い」ことの正しさが説明出来る。
  3. 「 T_A のチェックはオプショナルで良い」ことの誤りが説明出来る。

T_A の freshness を使わないと NV が適用出来ない。

$$\dfrac{\dfrac{B\ believes\ PK(A,K_A) \qquad [A \rightarrow B : \{T_A, N_A\}_{KA^{-1}}]\ \ B\ received\ \{T_A, N_A\}_{KA^{-1}}}{B\ believes\ A\ said\ \langle T_A, N_A \rangle}\ \mathrm{MM} \qquad B\ believes\ fresh(T_A)}{B\ believes\ A\ believes\ N_B}\ \mathrm{NV}$$

BAN論理の問題点

- Idealization の問題
  - 手続きが不明確
  - Idealize の過程で有用な情報が消去
- 表現力の弱さ（PCLとの比較において）
- 意味論の問題
- 信念の概念が本当に必要なのか？

BAN後継の論理

- AT 論理 (Abadi-Tuttle, 1990)
- GNY 論理 (Gong-Needham-Yahalom, 1990)
- SvO 論理 (Syverson-van Oorschot, 1994, 96)

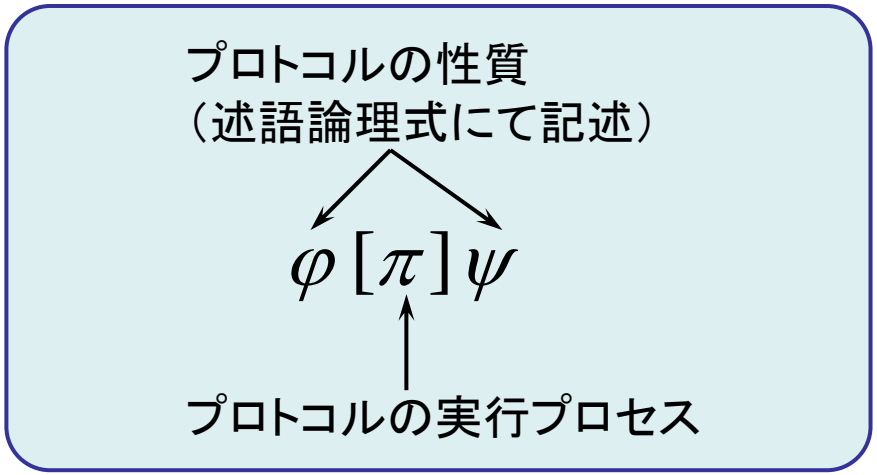
3. PCLとその後継の論理

Protocol Composition Logic

- Durgin-Mitchell-Pavlovic らにより考案（1999）
- Datta-Derek-Mitchell-Pavlovic らにより発展・応用
  （http://www.stanford.edu/~danupam/logic-derivation.html）
- Hoare 論理を基にした推論体系
- プロトコルの拡張・合成に沿って推論を行える。
- 健全（sound）な意味論
- Computational trace model

PCLの基本的なアイデア

- Hoare 論理の枠組を利用
- プロトコル＝プログラムと見なす
- プロトコル記述とプロトコルの性質記述のための2種類の言語を導入



直観的な意味：

「もし φ が成り立っていれば、
プロトコルの実行プロセス π の
終了後に必ず ψ が成り立つ」

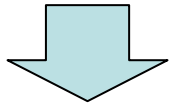
PCLの基本的なアイデア

- この論理的枠組を用いると……
  - プロトコルの拡張に関する推論が可能:

$$\frac{[\mathrm{New}(n_1);\ \mathrm{New}(n_2);\ Send\langle n_1, n_2\rangle]_A\ Has(A, \langle n_1, n_2\rangle)}{[New(n_1);\ New(n_2); Send\langle n_1, n_2\rangle;\ \mathrm{Rec}(\{n_2\}_{KA})]_A\ Has(A, \langle n_1, n_2\rangle)}$$

  - 性質に関する推論も可能:

$$\frac{\dfrac{[New(n_1);\ New(n_2);\ Send\langle n_1, n_2\rangle]_A\ Has(A, \langle n_1, n_2\rangle) \qquad Has(A, \langle n_1, n_2\rangle) \supset Has(A, n_1) \wedge Has(A, n_2)}{[\mathrm{New}(n_1);\ \mathrm{New}(n_2);\ Send\langle n_1, n_2\rangle]_A\ Has(A, n_1) \wedge Has(A, n_2)}}{[\mathrm{New}(n_1);\ \mathrm{New}(n_2);\ Send\langle n_1, n_2\rangle]_A\ Has(A, n_1)}$$



プロトコルに関する性質を、プロトコルの拡張に沿って証明出来る。

PCLの言語（Formulas）

- Action formulas:

$$\alpha ::= \quad Send(P,m) \quad | \quad Receive(P,m) \quad | \quad New(P,n)$$
$$| \quad Decrypt(P,m) \quad | \quad Verify(P,m)$$

- Formulas:

$$\varphi ::= \quad \alpha \quad | \quad Has(P,m) \quad | \quad Fresh(P,m)$$
$$| \quad Honest(P) \quad | \quad Contains(m_1,m_2)$$
$$| \quad \neg\varphi \quad | \quad \varphi \wedge \varphi \quad | \quad \exists x \varphi \quad | \quad o\varphi \quad | \quad \Diamond\varphi$$

Abbreviation:
$\alpha_1 < \alpha_2 \equiv \Diamond(\alpha_2 \wedge o\Diamond\alpha_1)$

- Modal formulas:

$$\varphi_1 [S]_P \ \varphi_2$$

ただしここで S は $\alpha;\cdots;\alpha$（アクションの列）を表す。

PCLの公理と推論規則の例

- 公理の例: $Has(P,\{m\}_K) \wedge Has(P,K^{-1}) \rightarrow Has(P,m)$

  $Honest(X) \wedge Decrypt(Y,\{m\}_{KX}) \rightarrow X = Y$

- 推論規則の例:

$$\frac{\varphi[S]_P\ \phi \qquad \phi[S']_P\ \theta}{\varphi[S;S']_P\ \theta}\ \text{Composition}$$

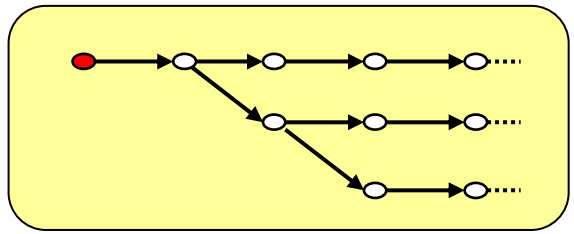
$$\frac{[\,]_X\ \varphi \qquad \varphi[S]_X\ \varphi}{Honest(X) \rightarrow \varphi}\ \text{Honesty}$$

ただしここで S は、*Send* で終わる X の role の initial segment か、あるいは X の role 全体

PCLの意味論と健全性

- PCLの意味論（symbolic model）:

  Trace（可能なプロトコルの run）の集合



- 論理式が真:

  （例） $[Send(m)]_X \; Has(X,m)$ が真

  （どの trace においても、Send(X,t) が起こったら Has(X,t)が成り立つ。）

- PCLの健全性:

  $\vdash \varphi \quad \Rightarrow \quad \models \varphi$

  （PCLで証明可能ならば、全ての可能な traces において真）

Compositionの例

(Cf. DDMP, J. of Comp. Security, 13, 2005)

- ISO-9798-3 プロトコル:

Diffie-Hellman鍵配送プロトコル

1. $A \to B : g^a \pmod p$
2. $B \to A : g^b \pmod p$

Challenge-response プロトコル

1. $A \to B : m, A$
2. $B \to A : n, \{m, n, A\}_{KB^{-1}}$
3. $A \to B : \{m, n, B\}_{KA^{-1}}$

composition

ISO-9798-3 プロトコル

1. $A \to B : g^a, A$
2. $B \to A : g^b, \{g^a, g^b, A\}_{KB^{-1}}$
3. $A \to B : \{g^a, g^b, B\}_{KA^{-1}}$

ISO-9798-3 プロトコルの secrecy 及び authentication を証明

Compositionの例

Diffie-Hellman鍵配送プロトコル

1. $A \rightarrow B : g^a \pmod{p}$
2. $B \rightarrow A : g^b \pmod{p}$

- g^a, g^b の freshness が PCL で証明出来る。
- g^a, g^b の secrecy を公理として導入。

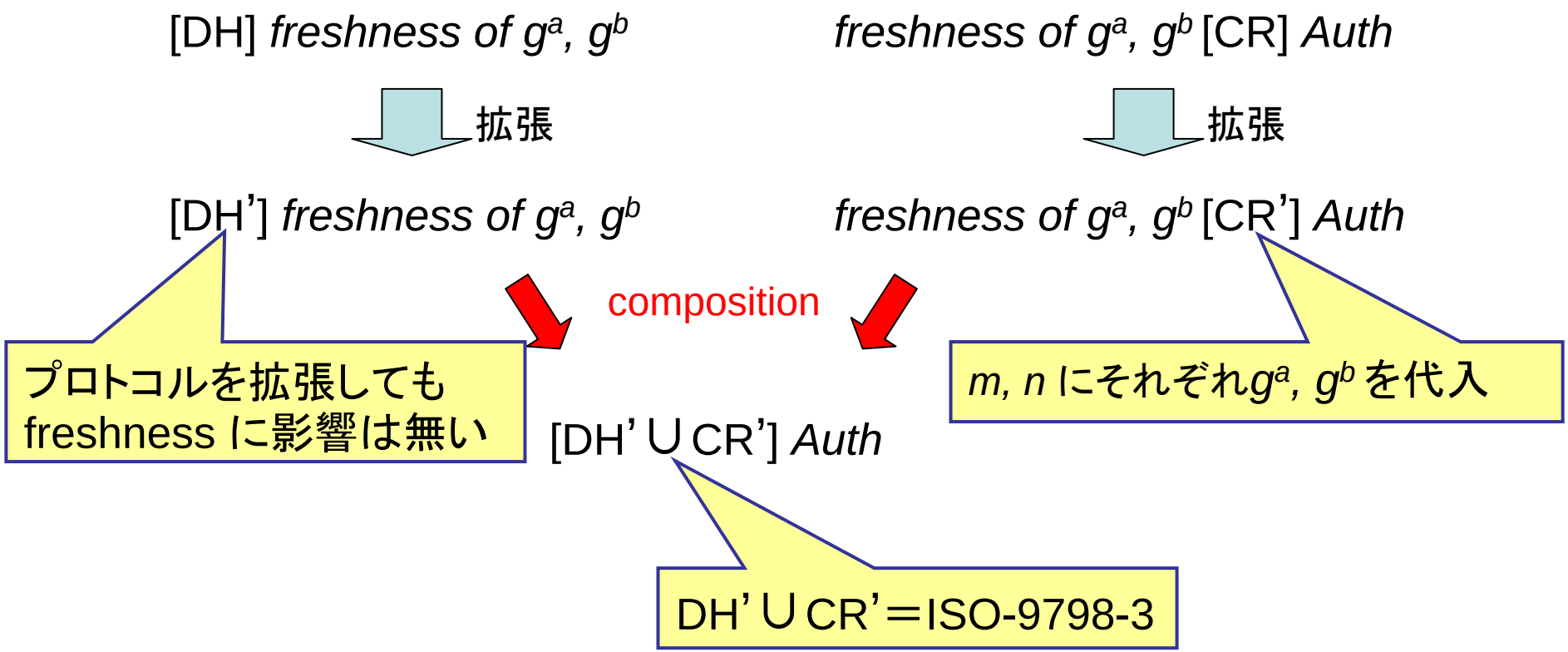
Challenge-response プロトコル

1. $A \rightarrow B : m, A$
2. $B \rightarrow A : n, \{m, n, A\}_{KB^{-1}}$
3. $A \rightarrow B : \{m, n, B\}_{KA^{-1}}$

- m, n の freshness を仮定すると、authentication が PCL で証明出来る。

Compositionの例

- 証明のアイデア:



他のcompositionの応用例

- TSL
- IEEE802.11i
- Contract signing protocol

- Isabelle/HOL による実装

PCLの利点・問題点

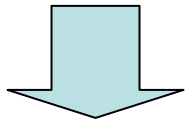
- プロトコルの authentication、secrecy を証明するのに十分な言語
- Hoare 論理の枠組を用いることにより、証明の拡張・再利用による flexible なプロトコルの証明が可能

- 多くの property を体系の中に導入したことで、論理が複雑になっている。(Cf. Hasebe-Okada, ISSS'03、FCS'04)

PCLの単純化

(Cf. Hasebe-Okada, *BPL*, Rule'05)

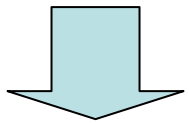
- もし authentication の証明に限定すると、論理的な性質はアクションだけで十分。



- Hoare 論理の枠組が不要となり、一階述語論理だけで十分に形式化出来る。

$$[S]\varphi \longrightarrow S \rightarrow \varphi$$

（S も Φ もアクションの列を表す述語）



- 単純化により、健全かつ完全な意味論を持つ論理体系が得られる。（*Basic Protocol Logic* と呼ぶ。）

BPLの基本的なアイデア(1)

- 完全性定理: $\models \varphi \quad \Rightarrow \quad \vdash \varphi$

対偶: もしも Φ が BPL で証明出来なければ、Φに対する反例を構成することが出来る。

Φ として authentication を意味する論理式を取ると、Φ の反例(具体的な攻撃のプロセス)を構成するアルゴリズムとなる。

プロトコルの authentication を表す論理式

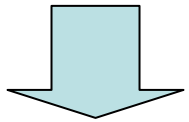
証明検索 (完全性定理)

安全性の形式証明

反例モデルの導出
(具体的な攻撃プロセスの生成)

BPLの基本的なアイデア（2）

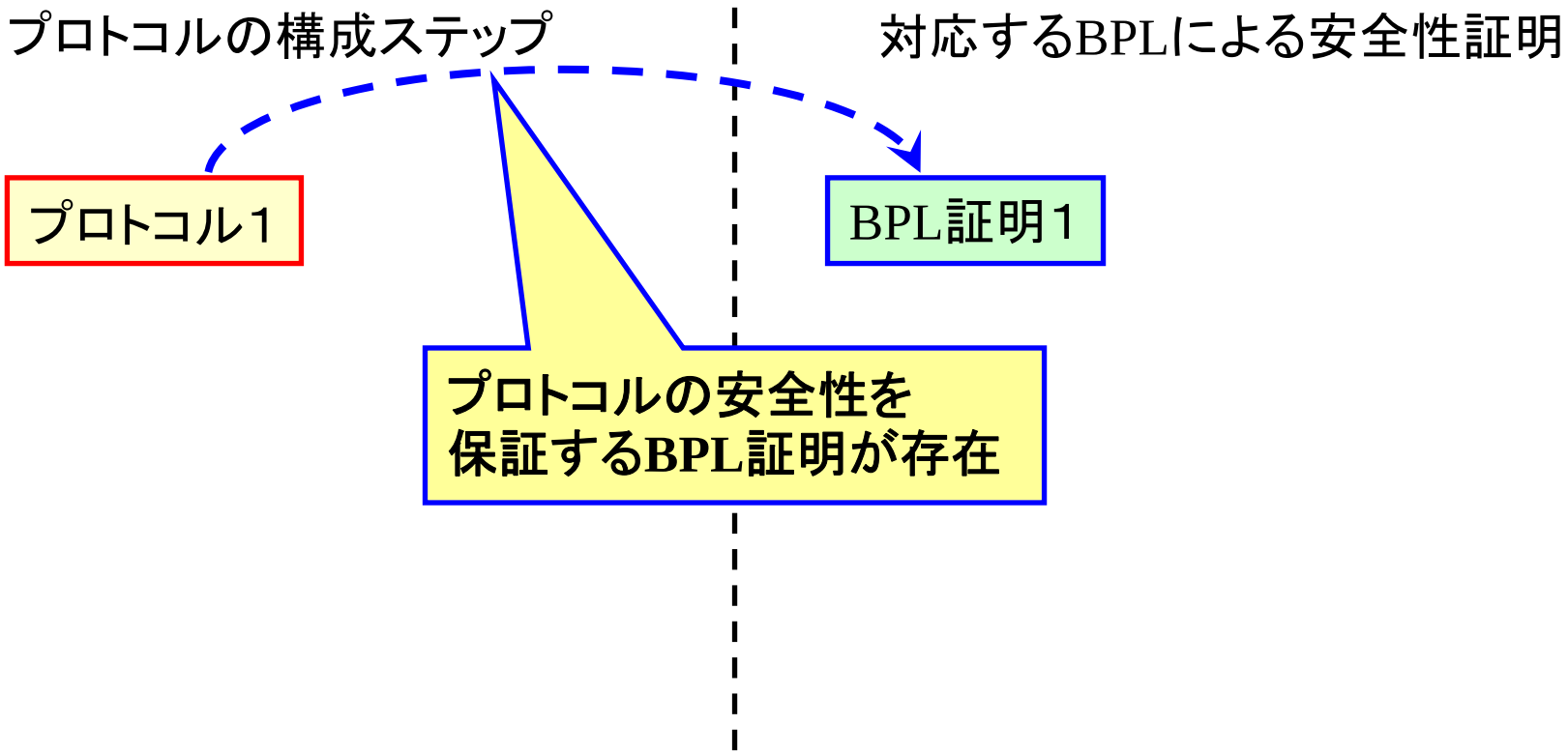
- Hoare 論理の枠組を排除したことで、composition の実現が難しくなる。



- プロトコルの authentication が保たれるような、プロトコルの拡張・合成規則を与える。

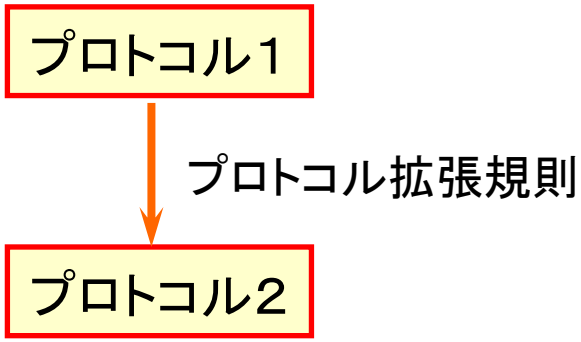
(cf. Cervesato-Meadows-Pavlovic, CSFW'05)

BPLの基本的なアイデア（2）



BPLの基本的なアイデア（2）

プロトコルの構成ステップ



対応するBPLによる安全性証明

BPLの基本的なアイデア（2）

プロトコルの構成ステ

プロトコル1

$1.\ A \rightarrow B : \{N_A, A\}_{KB}$

$2.\ B \rightarrow A : \{N_A, B\}_{KA}$

安全性証明

プロトコル1

プロトコル拡張規則

プロトコル2

BPLの基本的なアイデア（2）

プロトコルの構成ステ

プロトコル2

$1.\ A \rightarrow B : \{N_A, A\}_{KB}$

$2.\ B \rightarrow A : \{N_A, N_B, B\}_{KA}$

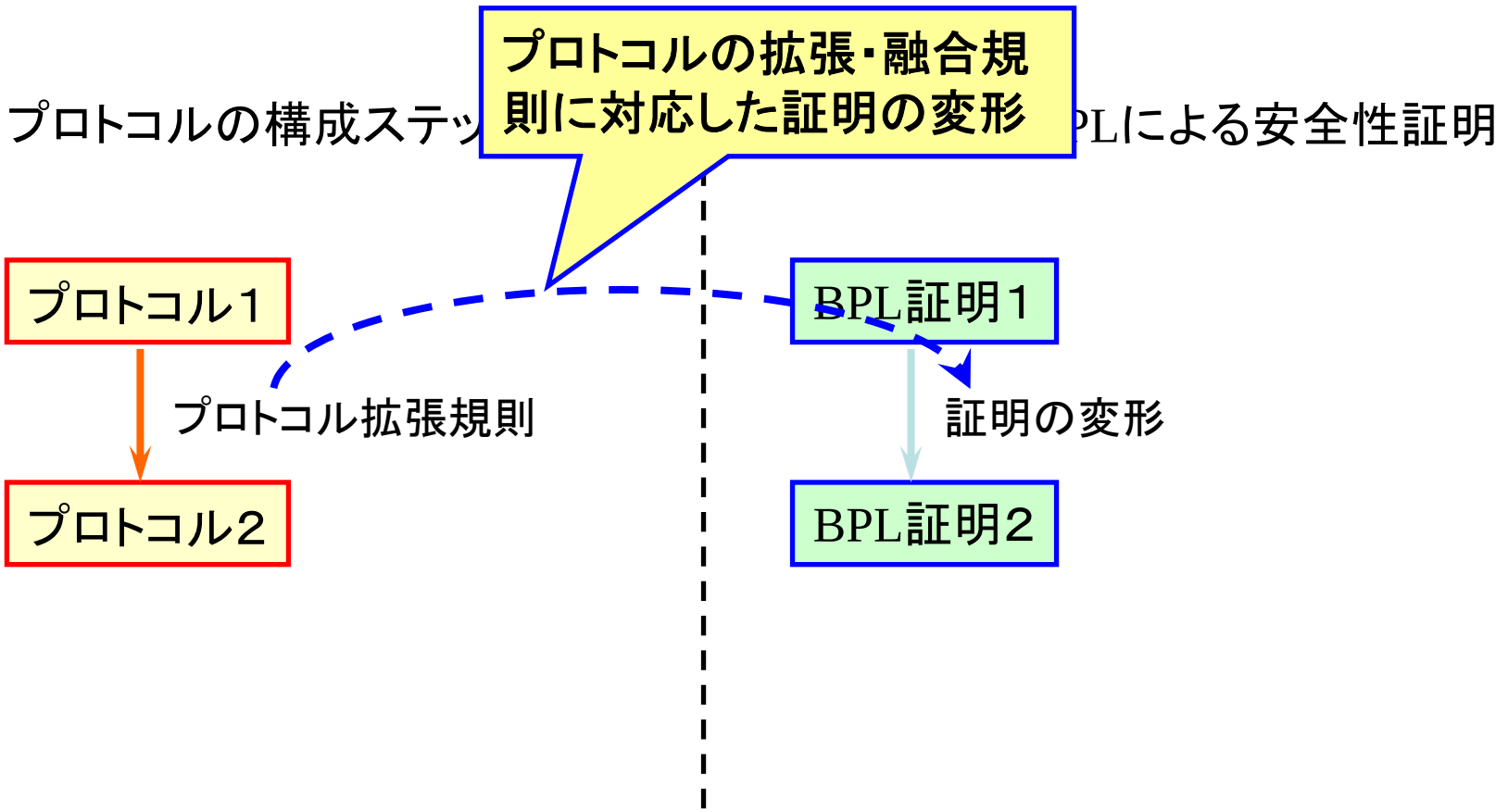
安全性証明

プロトコル1

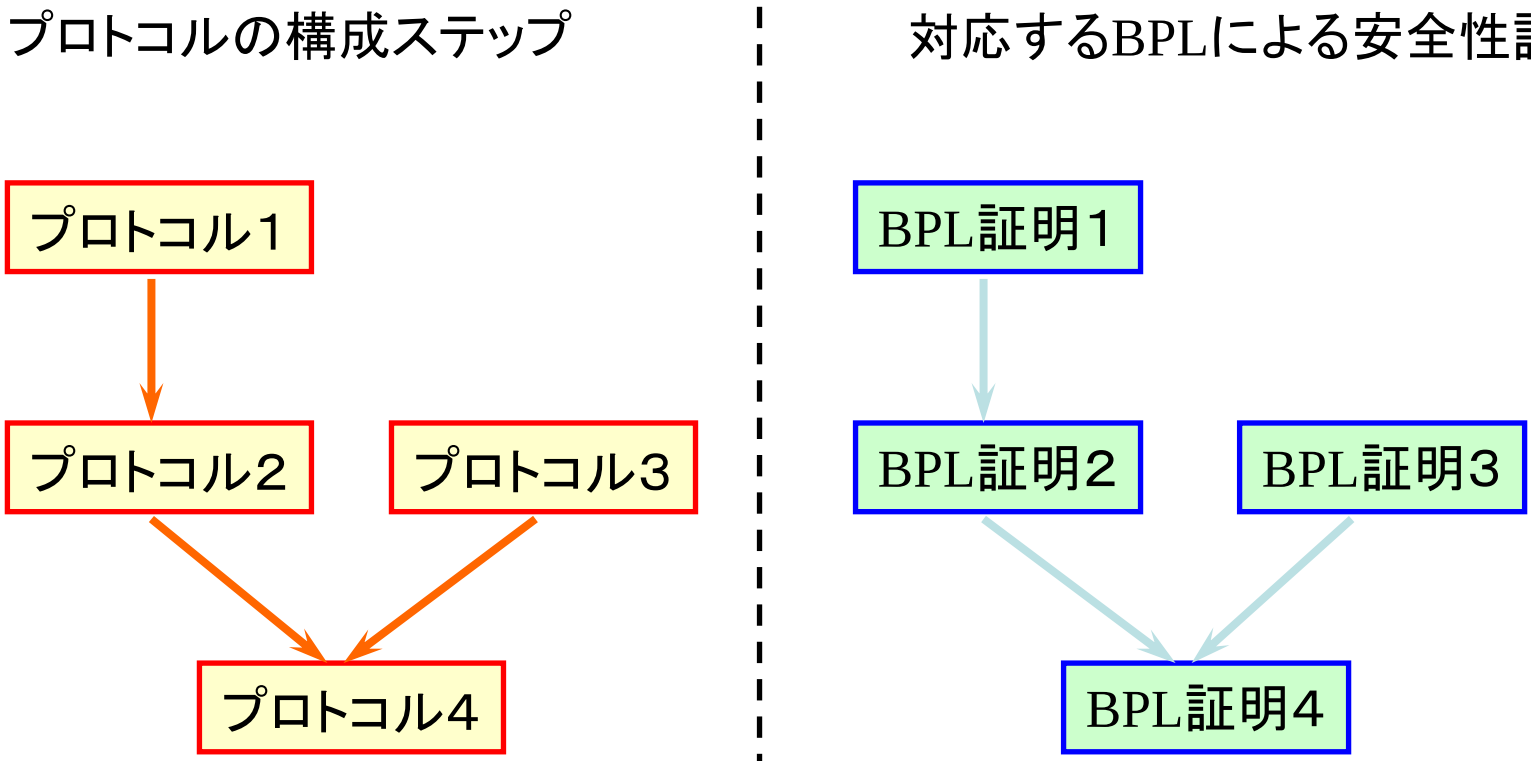
プロトコル拡張規則

プロトコル2

BPLの基本的なアイデア（2）



BPLの基本的なアイデア（2）



プロトコルを拡張・融合しながら，BPLによって安全性が保証されたプロトコルを構成することが出来る.

BPLの主要な結果

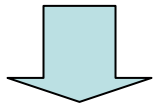
- 完全性定理
- 決定可能性（セッションの数を制限した上で）
- 反例導出に利用
- Composition rules によるプロトコル生成

- Secrecyの分析（cf. Meadows-Pavlovic）
- Computational semantics

4. PCLの最近の話題から

PCLの最近の話題

- Computational な意味論をPCLに与える。(間接的方法)



メリット:

- Symbolic な抽象度の高い推論体系で computational なモデルについての推論が可能
- プロトコルの composition も可能
- 異なる暗号スキームに対しても公理を調整することで対応

CPCLの基本的なアイデア

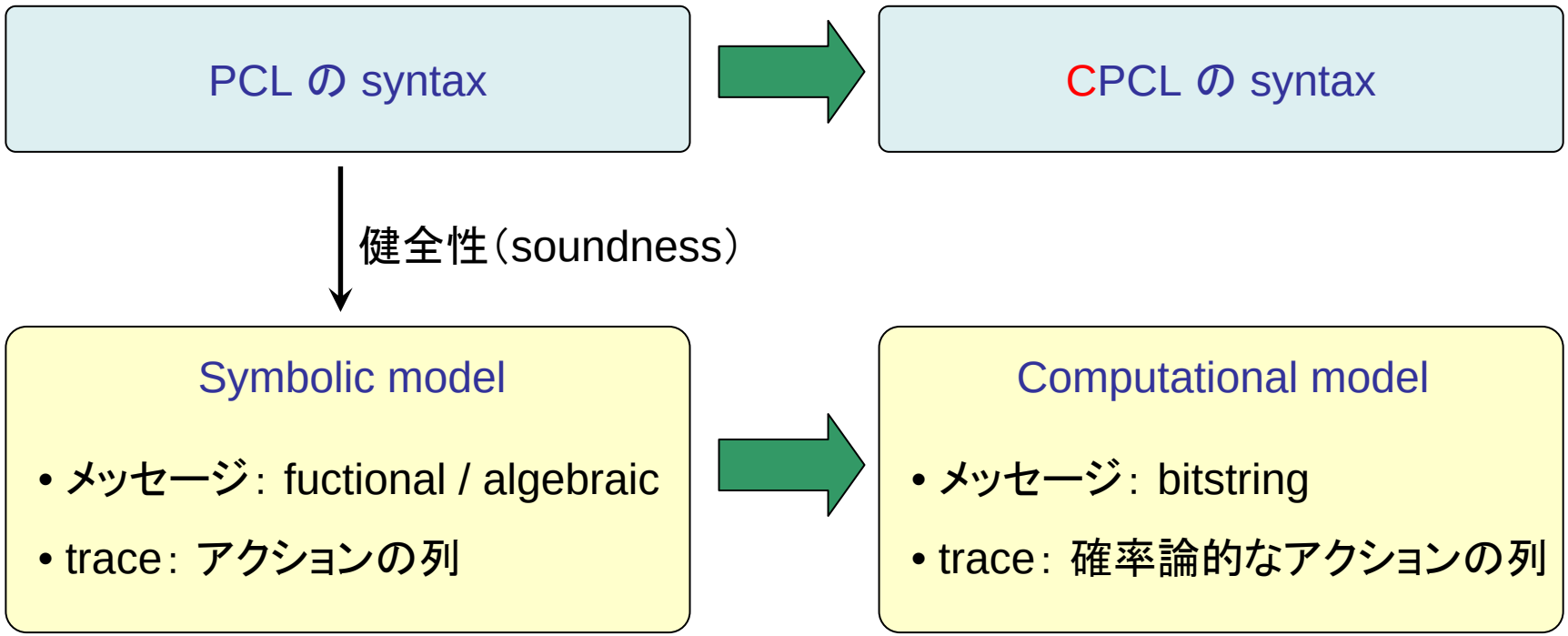
PCL の syntax

↓ 健全性（soundness）

Symbolic model

- メッセージ: fuctional / algebraic
- trace: アクションの列

CPCLの基本的なアイデア



CPCLの基本的なアイデア

若干の修正のみ
（基本的に変更しない）

PCL の syntax → CPCL の syntax

健全性（soundness）

Symbolic model

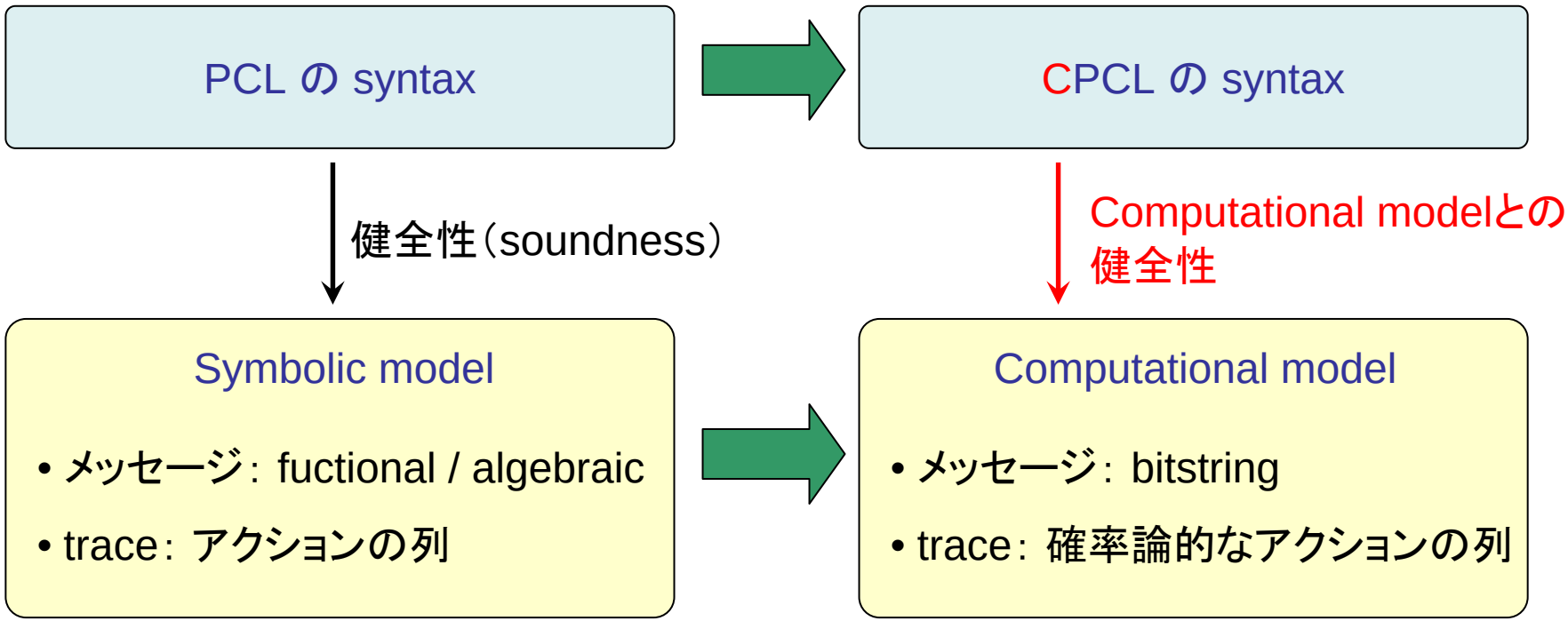
- メッセージ: fuctional / algebraic
- trace: アクションの列

Computational model

- メッセージ: bitstring
- trace: 確率論的なアクションの列

メッセージをbitstringとして
モデル化

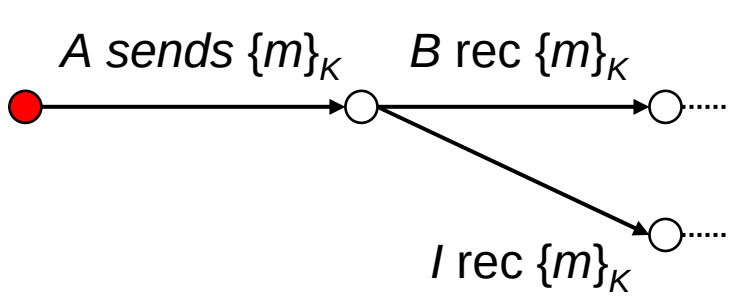
CPCLの基本的なアイデア



PCLのsyntaxによるabstract levelでの推論が、computational modelの上でも正しい推論になるようにする。

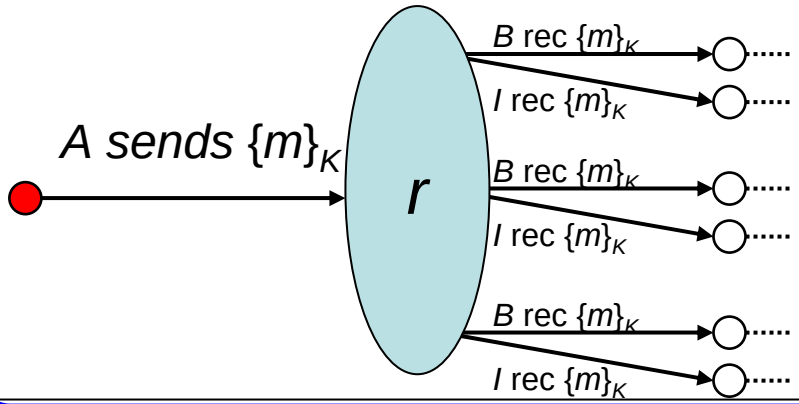
Symbolic trace から Computational trace への変更

Symbolic traces:



メッセージ $\{m\}_K$ は functional で algebraic なものとして扱う。

Computational traces:



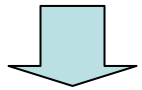
$\{m\}_K$ を bitstring として捉えると trace は確率論的なdistribution となる。

CPCLの言語（主要な変更点）

- *Has*(*X*,*m*) の変更：

  PCLではメッセージを functional なものとして形式化

（例） $Has(P,\{m\}_K) \wedge Has(P,K^{-1}) \rightarrow Has(P,m)$



  - Possess(X,m)：「X はメッセージ m を ppt で構成出来る」
  - Indist(X,m)：「X は、メッセージ m と他のランダムな bitstring との区別を ppt で出来ない」

- 論理結合子“ コ”（ならば）の変更：

  $\varphi \Rightarrow \phi$ （条件付き確率）

Computational Semantics

- Computational trace model T :

$$T = T(Q, A, n)$$

  - Q: protocol
  - A: (ptcの能力を持つ)攻撃者
  - n: security parameter

- 論理式 Φ の意味(解釈) $[|\Phi|](T)$:
  Φ が成り立つような traces の集合 ($\subseteq T$)

- 論理式 Φ が真である $Q \models \Phi$:

$$\frac{|\ [|\phi|](T, f(n))\ |}{|T|} > 1 - f(n)$$

十分大きな security parameterの
もとで、negligible function f に対して
高い確率で Φ が起こる。

まとめ

- セキュリティ・プロトコルの論理的分析法の発展
  - BAN論理
  - PCL、BPL
  - 計算量的分析手法との関係の研究
  - （他のいくつかの手法については論文で紹介予定）