

# Прикладная Криптография: Симметричные криптосистемы Аутентифицированное шифрование

Макаров Артём  
МИФИ 2020

# Криптографическая защита информации

## Обеспечение конфиденциальности

- семантическая стойкость против СРА атаки
- Защита только против пассивных противников (не вносящих изменения в канал связи)
- Поточные и блочные шифры

## Обеспечение целостности

- Защита от подделки при атаке по выбранным сообщениям
- CBC-MAC, HMAC, CW-MAC

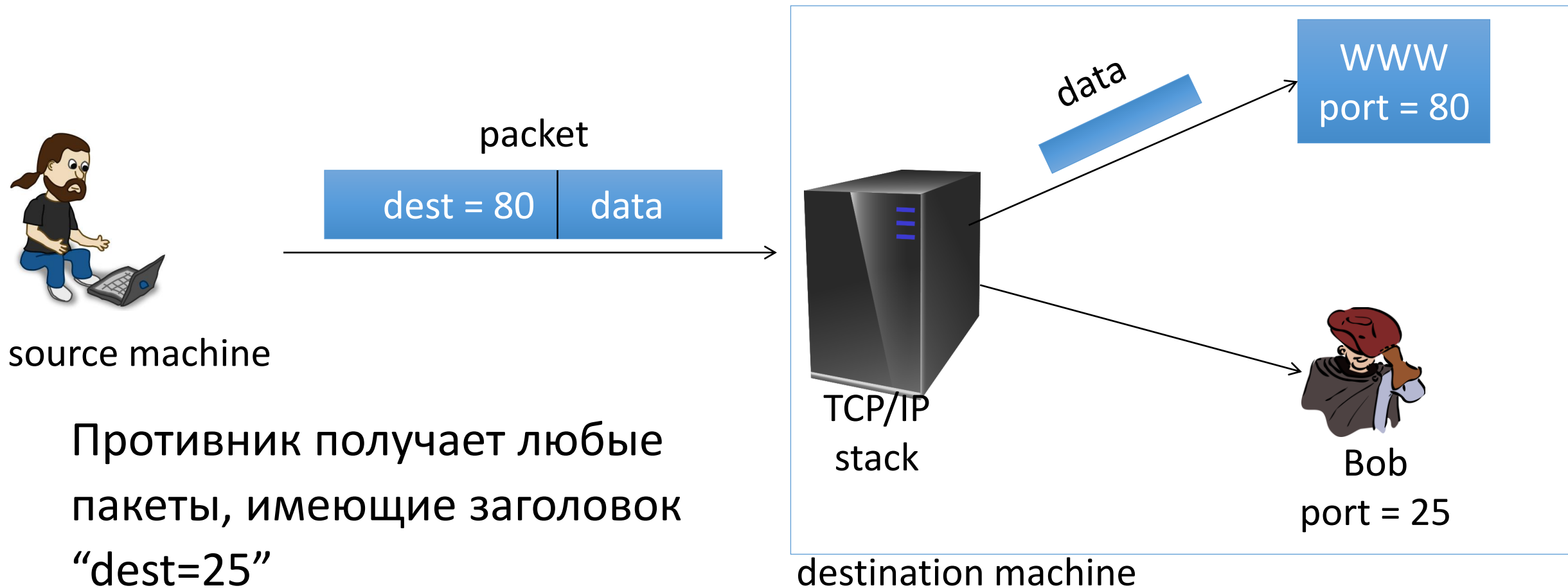
# Криптографическая защита информации

## Аутентифицированное шифрование

- Шифрование с защитой от подделки шифртекстов (т.е. обеспечение аутентичности и конфиденциальности)
- Защита от активных и пассивных противников

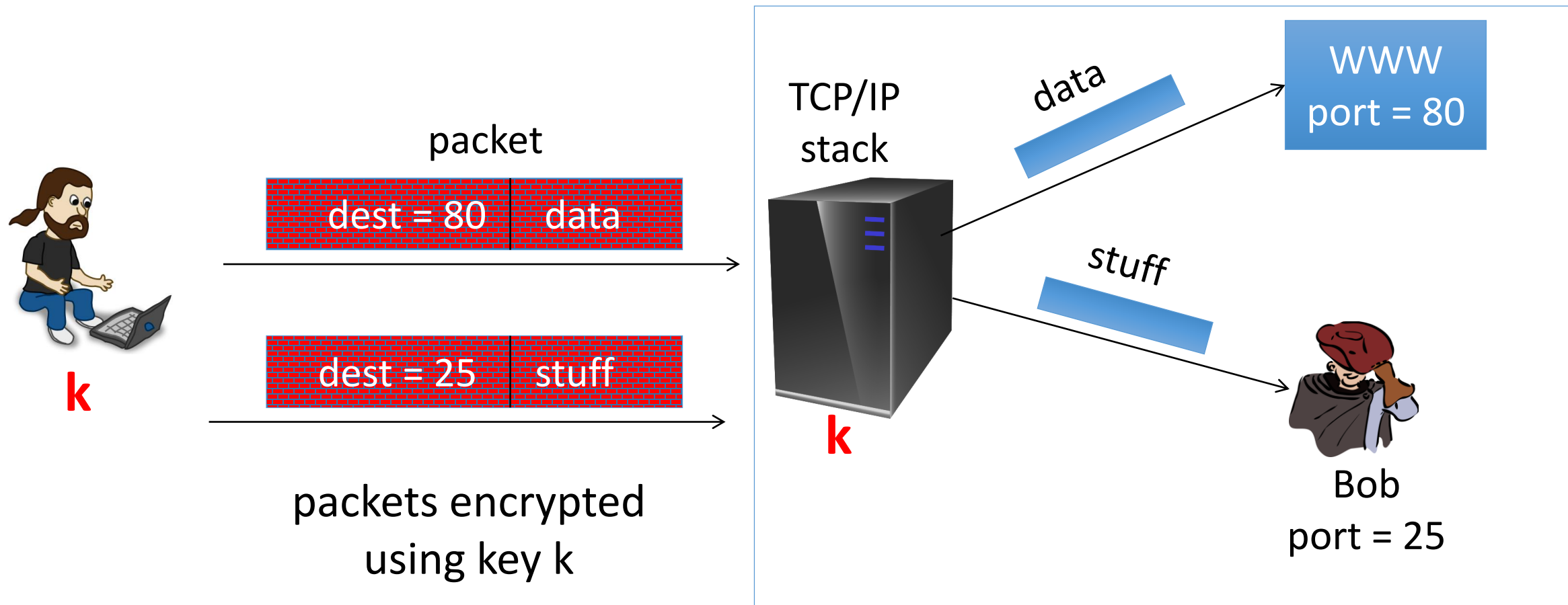
# Пример перехвата сообщений

TCP/IP: (highly abstracted)

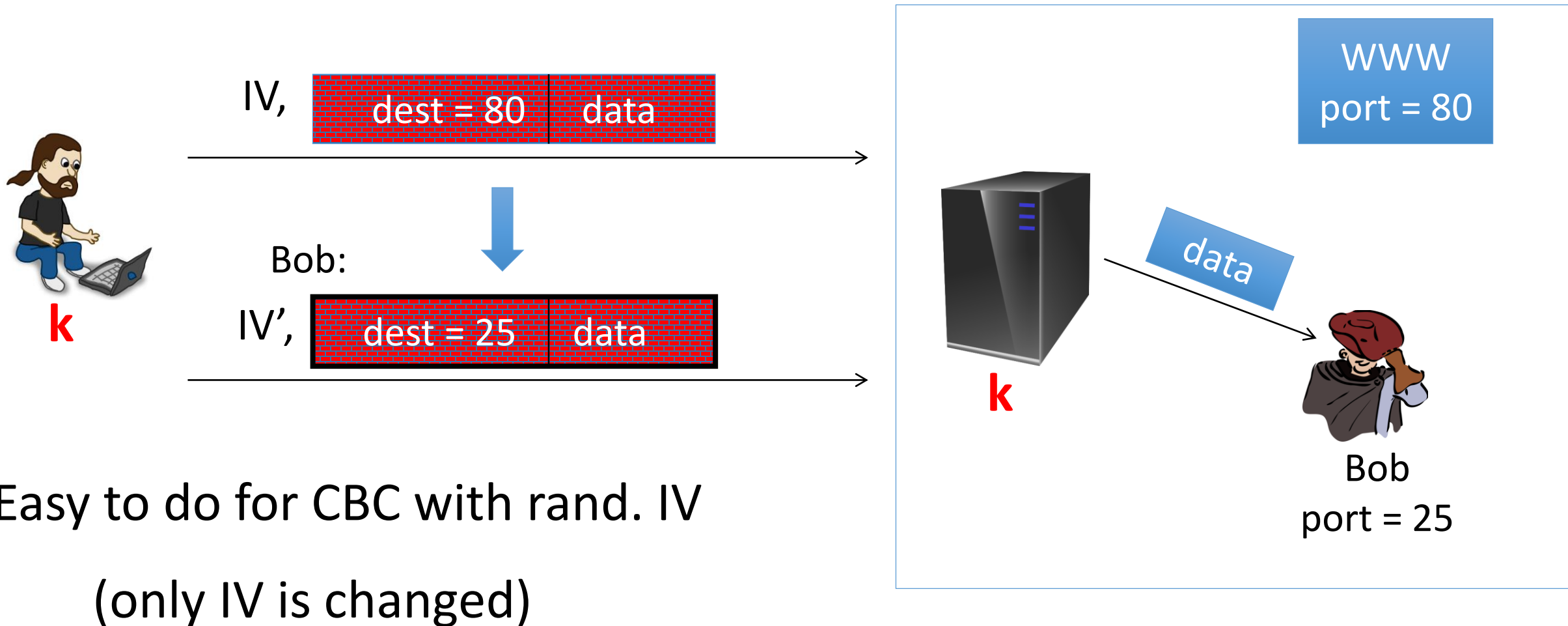


# Пример перехвата сообщений

IPsec: (highly abstracted)



# Пример перехвата сообщений



# Выводы

СРА стойкость не гарантирует стойкость против активных противников

Для обеспечения безопасности:

- Если необходимо обеспечить целостность, но не конфиденциальность  
- нужно использовать MAC
- Если необходимо обеспечить конфиденциальность и целостность –  
использовать аутентифицированное шифрование

# Аутентифицированное шифрование

Введём понятие аутентифицированного шифра.

$E = (E, D)$  аутентифицированный шифр на  $(K, M, C)$ .

- $E: K \times M \rightarrow C$
- $D: K \times C \rightarrow M \cup \{\perp\}$
- $\perp$  - шифртекст отклонён (не пройдена проверка аутентичности)

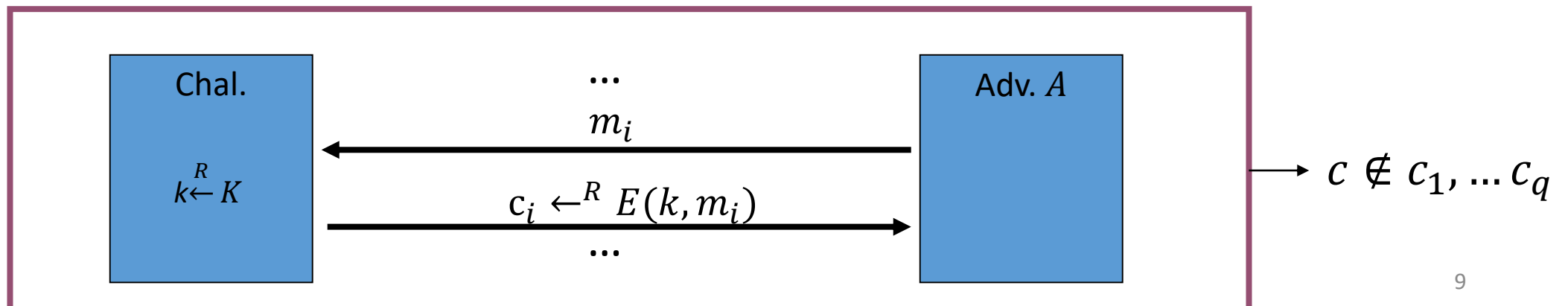


# Целостность шифртекстов

Пусть  $E = (E, D)$  – **аутентифицированный шифр (АЕ)** на  $(K, M, C)$ .

Введём игру на **целостность шифртекстов (INT-STXT)** (аналогично игре на MAC):

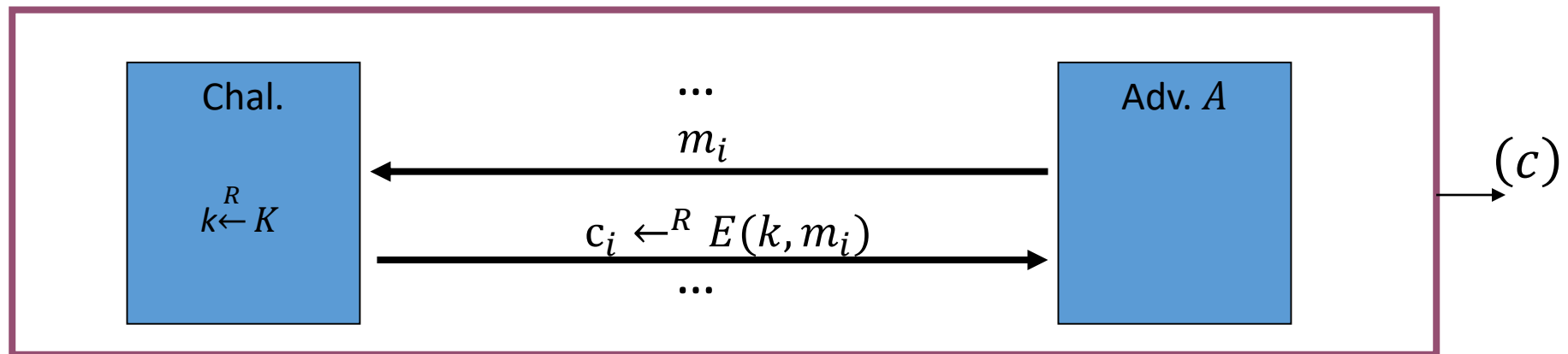
- Претендент выбирает случайный ключ
- Противник запрашивает зашифрование нескольких открытых текстов в адаптивной атаке
- Цель противника – получить **новый корректный шифртекст**



# Целостность шифртекстов

Преимущество противника  $CI_{adv}[A, E] = \Pr[D(k, c) \neq \perp]$

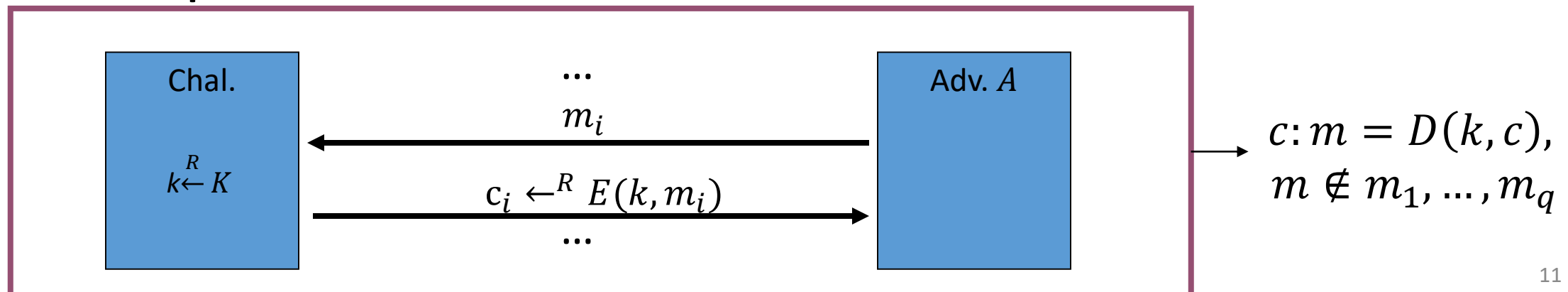
Шифр  $E$  является **шифром обеспечивающим целостность шифртекстов**, если  $\forall A \ CI_{adv}[A, E] \leq \epsilon$ , где  $\epsilon$  – пренебрежимо малая величина.



# Целостность открытых текстов

Пусть  $E = (E, D)$  – **аутентифицированный шифр (АЕ)** на  $(K, M, C)$ .  
Введём игру на **целостность открытых текстов (INT-PTXT)**

- Претендент выбирает случайный ключ
- Противник запрашивает зашифрование нескольких открытых текстов в адаптивной атаке
- Цель противника – получить **корректный** шифртекст для **нового сообщения**



# Целостность открытых текстов

Преимущество противника  $PI_{adv}[A, E] = \Pr[D(k, c) \neq \perp]$

Шифр  $E$  является **шифром обеспечивающим целостность открытых текстов**, если  $\forall A \ PI_{adv}[A, E] \leq \epsilon$ , где  $\epsilon$  – пренебрежимо малая величина.

# СА и СІ стойкость

- СІ более сильное понятие стойкости
- СІ стойкость говорит, что сложно навязать новый шифртекст получателю
- РІ стойкость говорит, что сложно навязать новые расшифрованные данные получателю
- Возможно существование шифра РІ стойкого, но не СІ стойкого

Например – пусть шифр недетерминированный. Тогда одному РТ соответствует множество СТ. Если противник может создавать **новые СТ** для **существующих сообщений**, но не может для **новых** то он РІ, но не СІ стойкий.

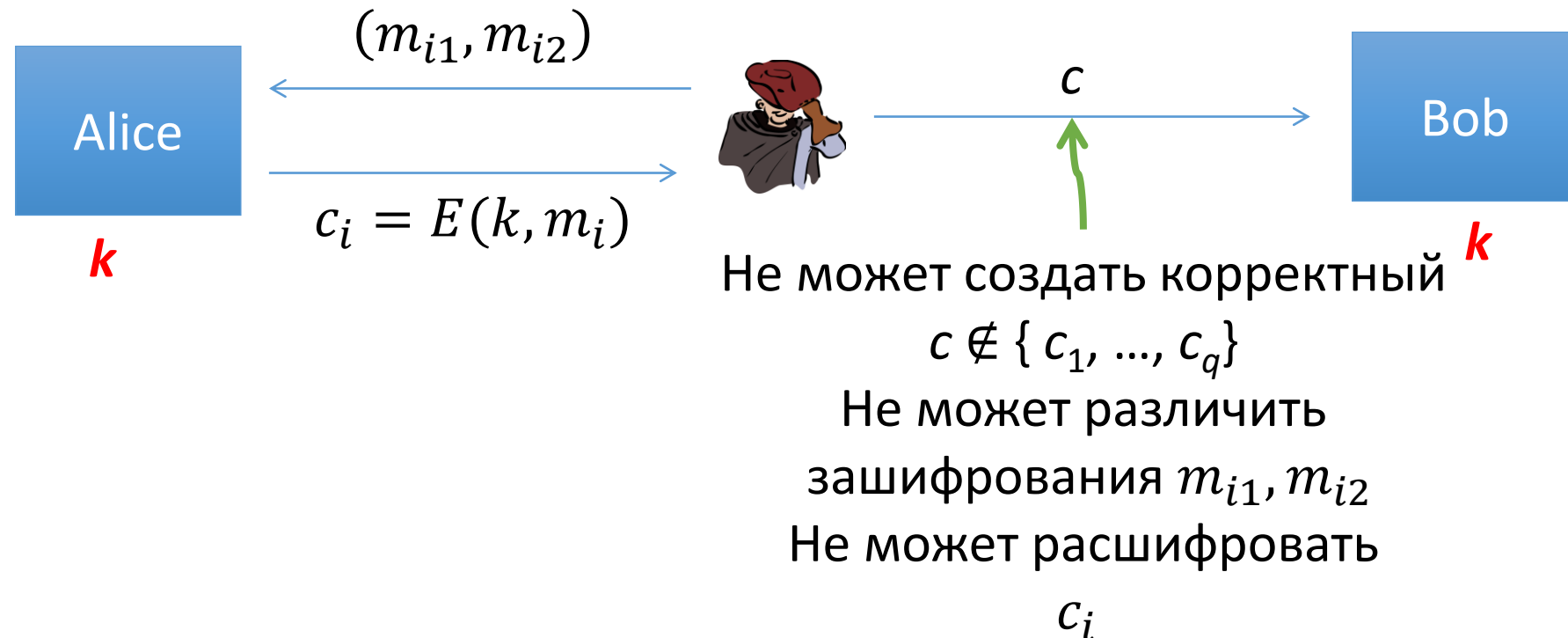
# Аутентифицированное шифрование

Стойкость:

- **Семантическая стойкость против СРА**
- **Целостность шифртекстов (CI)** (противник не может получить корректный шифртекст)

# Следствия аутентифицированного шифрования

- Пассивный противник не может расшифровать сообщения
- Активный противник не может вставлять или изменять сообщения в канале
- Целостность шифртекстов обеспечивает целостность открытых текстов



# Пример

Пусть Alice отправляет сообщение Bob. Для простоты рассмотрим email с фиксированным заголовком “To:”. (пример – To:Bob@SecretNet.gov)

Сообщения зашифровываются в сторону почтового сервера, расшифровываются им, и отправляются нужному адресату.

Идея атаки – модифицировать сообщения сервера так, чтобы адресатом выступал адрес противника.



# Пример

Для реализации атаки необходимо решить следующую задачу – имея шифртекст  $c$  некоторого сообщения  $(u||m)$  найти шифртекст  $c'$  для сообщения  $(v||m)$ .

Данная задача может быть легко решена для CPA стойких шифров

- Рандомизированный CTR:  $c'[1] = c[1] \oplus u \oplus v$
- Рандомизированный CBC:  $c'[0] = c[0] \oplus u \oplus v$

Т.е. если противник может расшифровывать шифртексты, CPA стойкости недостаточно

# ССА

Данная задача является частным случаем атаки по выбранным шифртекстам

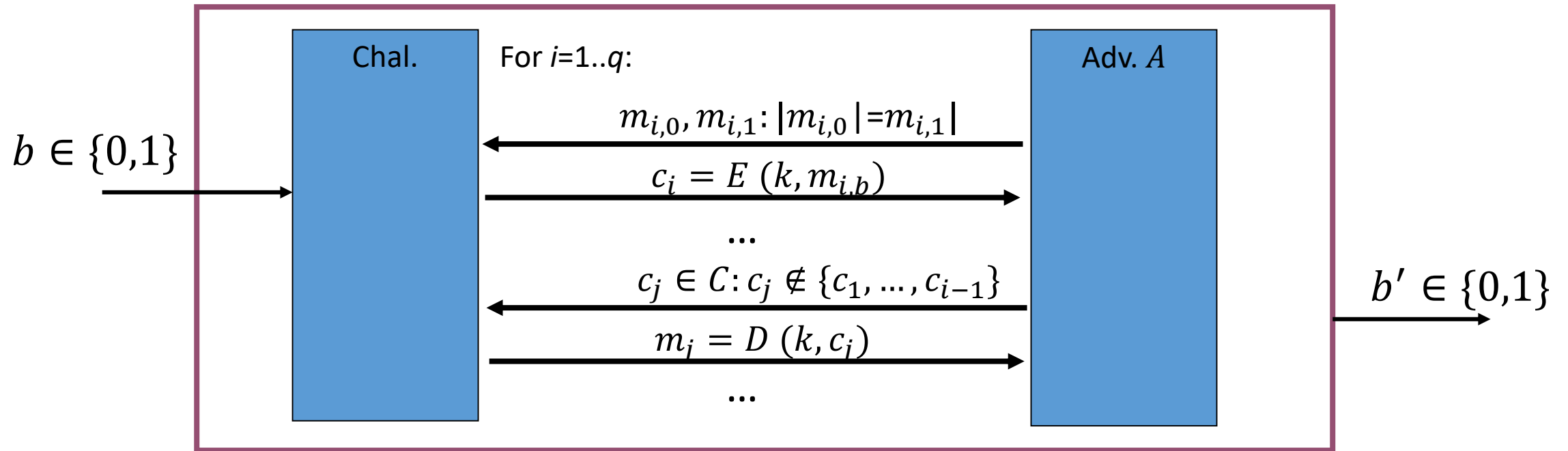
Для АЕ шифров данная атака невозможна, т.к. шифр гарантирует невозможность получения корректного шифртекста  $c'$  без знания секретного ключа.

# ССА

Пусть  $E = (E, D)$  – шифр на  $(K, M, C)$ . Рассмотрим игру

- Претендент выбирает случайный ключ
- Противник может запрашивать зашифрование произвольных сообщений
- Противник может запрашивать расшифрования произвольных шифртекстов
- Цель противника – атака на семантическую стойкость

# CCA



# ССА стойкость

Пусть  $W_b$  - событие того что  $b' = 1$  в игре  $b$ .

Введём преимущество  $CCA_{adv}[A, E] = |\Pr[W_0] - \Pr[W_1]|$

Шифр  $E$  называется **стойким ССА шифром** (стойким к атаке по выбранным шифртекстам, стойким к атаке по выбранным шифртекстам и соответствующим им открытым текстам, Chosen Ciphertext Attack) если  $\forall A: CCA_{adv}[A, E] \leq \epsilon$ , где  $\epsilon$  – пренебрежимо малая величина

Более сильное определение, чем CPA стойкость

# Аутентифицированное шифрование и ССА СТОЙКОСТЬ

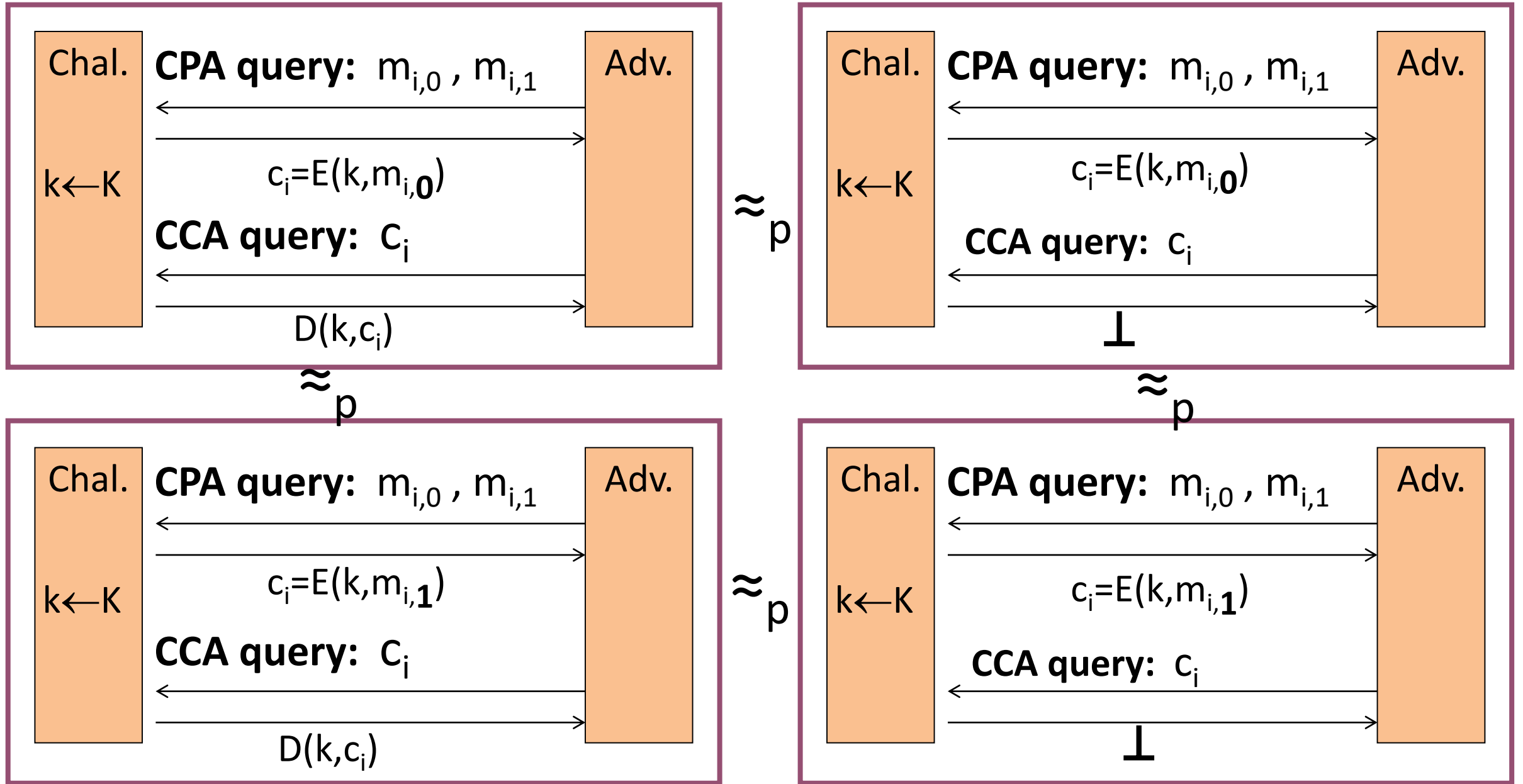
**Теорема 12.1.** Пусть  $E = (E, D)$  – шифр. Если он АЕ стойкий, то он ССА стойкий, причём

$\forall A$  в игре на ССА против  $E$ , делающего не более  $Q_e$  запросов на шифрование и не более  $Q_b$  запросов на расшифрование существует противник  $B_{cra}$  в игре на  $CPA$  и  $B_{CI}$  в игре на целостность шифртекстов, делающих не более  $Q_e$  запросов:

$$SSA_{adv}[A, E] \leq CPA_{adv}[B_{cra}, E] + 2Q_d CI_{adv}[B_{CI}, E]$$

▷ без доказательства ◁

# Proof by pictures



# Аутентифицированное шифрование и ССА СТОЙКОСТЬ

**Теорема 12.2.** Пусть  $E = (E, D)$  – шифр. Если он ССА стойкий и обеспечивает целостность открытых текстов, то он АЕ стойкий

▷ без доказательства ◁

Т.е. АЕ стойкость  $\Leftrightarrow$  СРА + CI (целостность **СТ**)  $\Rightarrow$  ССА стойкость

ССА стойкость + PI (целостность **РТ**)  $\Rightarrow$  АЕ стойкость

ССА стойкость  $\Rightarrow$  СРА стойкость

CI  $\Rightarrow$  PI



# Аутентифицированное шифрование

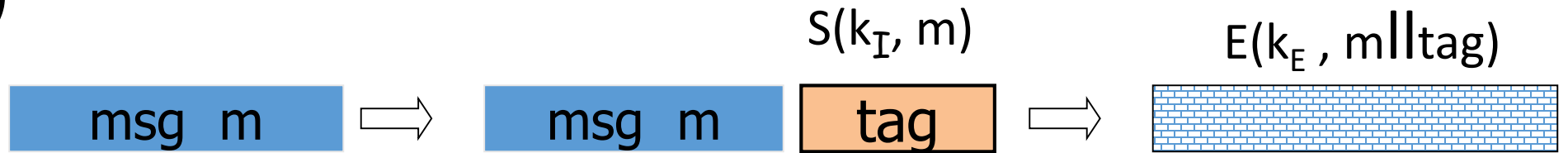
- Использует модель CPA + CI
- Обеспечивает целостность сообщений и шифртекстов
- Обеспечивает конфиденциальность
- Защита от активных противников
- В общем случае не защищает от атак повтором (повторная пересылка пакетов)
  - Можно решить введя специальный формат сообщений, включающих счётчики или идентификаторы
  - Вообще говоря это задача протоколов, а не конструкций (примитивов)
- Возможны атаки по побочным каналам (например, атаки по времени)

# Combining MAC and ENC

Encryption key  $k_E$ .

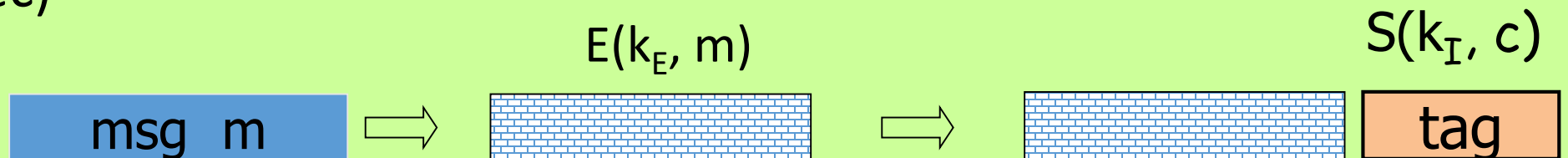
MAC key =  $k_I$

Option 1: (SSL)

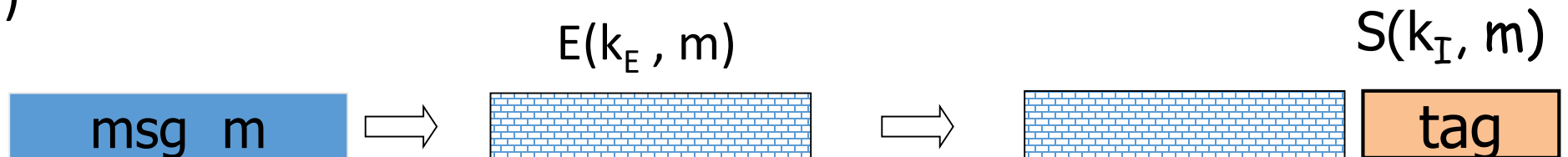


Option 2: (IPsec)

**always  
correct**



Option 3: (SSH)



# Encrypt-then-MAC

Пусть  $E = (E, D)$  шифр на  $(K_e, M, C)$ ,  $I = (S, V)$  – MAC на  $(K_m, C, T)$ .

$E_{EtM} = (E_{EtM}, D_{EtM})$  на  $(K_e \times K_m, M, C \times T)$ :

- $E_{EtM}((k_e, k_m), m) = c \leftarrow^R E(k_e, m), t \leftarrow S(k_m, c), \text{return } (c, t)$
- $D_{EtM}((k_e, k_m), m) = \text{if } V(k_m, c, t) = 0: \text{return } \perp, \text{ else: } D(k_e, c)$

Option 2: (IPsec)



# Encrypt-then-MAC

**Теорема 12.3.** Конструкция  $E_{EtM}$  - АЕ стойкая, причём

$$\begin{aligned} CI_{adv}[A_{CI}, E_{EtM}] &= MAC_{adv}[B_{mac}, I] \\ CPA_{adv}[A_{cra}, E_{EtM}] &= CPA_{adv}[B_{cra}, E] \end{aligned}$$

▷ без доказательства ◁

- Необходимо использование **различных, независимых ключей** для MAC и шифрования (использование одинаковых ключей может вести к реальным атакам, например при использовании CBC шифрования и CBC MAC)
- MAC должны вычисляться для **всего** шифртекста (**включая IV**)
- Проверка целостности осуществляется **строго до** расшифрования

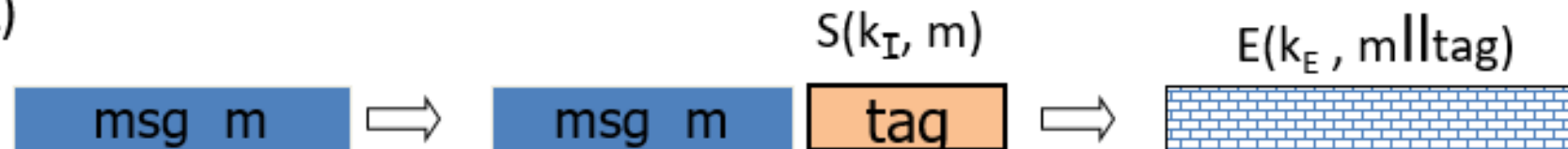
# MAC-then-encrypt

Пусть  $E = (E, D)$  шифр на  $(K_e, M, C)$ ,  $I = (S, V)$  – MAC на  $(K_m, C, T)$ .

$E_{EtM} = (E_{EtM}, D_{EtM})$  на  $(K_e \times K_m, M, C)$ :

- $E_{EtM}((k_e, k_m), m) = t \leftarrow S(k_m, m), c \xleftarrow{R} E(k_e, (m, t)), \text{return } c$
- $D_{EtM}((k_e, k_m), m) = (m, t) = D(k_e, c),$   
if  $V(k_m, c, t) = 0$ : return  $\perp$ , else:  $m$

Option 1: (SSL)



# MAC-then-encrypt

- Необходимо использование **различных, независимых ключей** для MAC и шифрования
- **Не является АЕ стойким в общем случае**, возможны атаки (сл. Лекция padding oracle)
- Является АЕ стойким для **некоторых СРА стойких шифров** (рандомизированный CTR, CBC без дополнения сообщений).
- Проверка аутентичности происходит после расшифрования (что и ведёт к ряду атак, в том числе по времени)

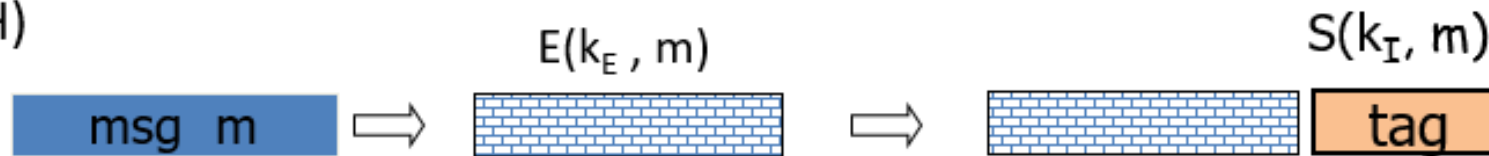
# Encrypt-and-MAC

Пусть  $E = (E, D)$  шифр на  $(K_e, M, C)$ ,  $I = (S, V)$  – MAC на  $(K_m, C, T)$ .

$E_{EtM} = (E_{EtM}, D_{EtM})$  на  $(K_e \times K_m, M, C \times T)$ :

- $E_{EtM}((k_e, k_m), m) = c \leftarrow^R E(k_e, m), t \leftarrow S(k_m, m), \text{return } (c, t)$
- $D_{EtM}((k_e, k_m), m) = m = D(k_e, c), \text{ if } V(k_m, m, t) = 0: \text{return } \perp, \text{ else: } m$

Option 3: (SSH)



# Encrypt-and-MAC

- Необходимо использование **различных, независимых ключей** для MAC и шифрования
- Не является АЕ стойким в общем случае
- Вообще говоря, из MAC можно восстановить часть сообщения (на стойкий MAC не накладывается требования не раскрывать биты сообщения)

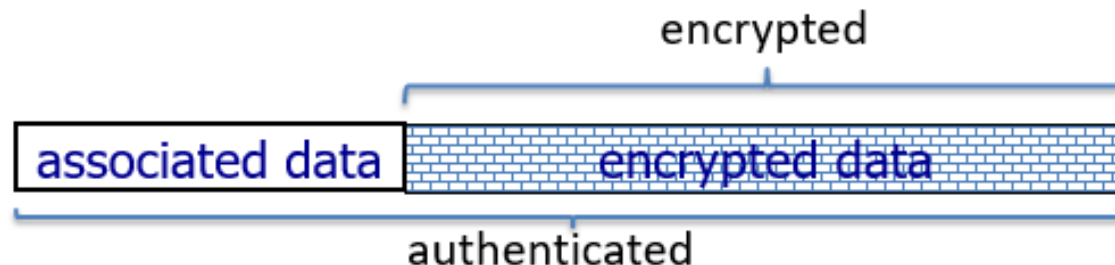


# Режимы аутентифицированного шифрования

Можем ли мы построить режимы, при которых будет обеспечивать АЕ стойкость изначально?

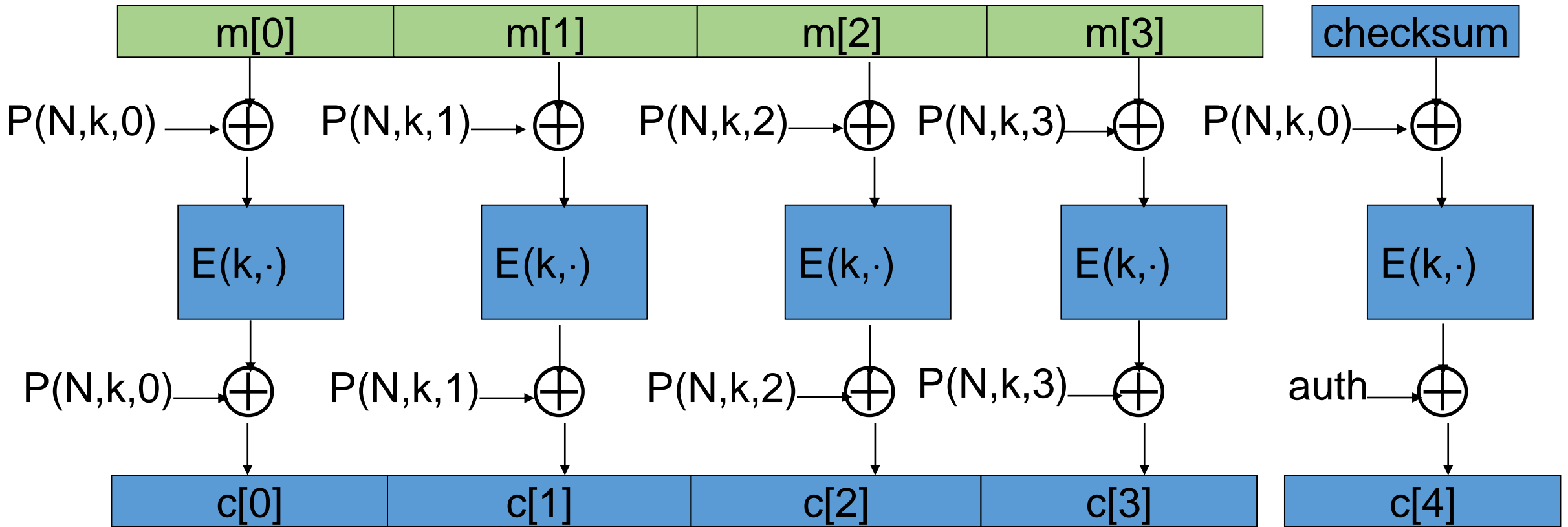
Можем –GCM, CCM, EAX, OCB

Описанные режимы являются не только АЕ шифрованием, но и AEAD (**authenticated encryption with associated data**), когда часть данных шифруется и аутентифицируется, а часть только аутентифицируется (**associated data**). Все режимы используют nonce.

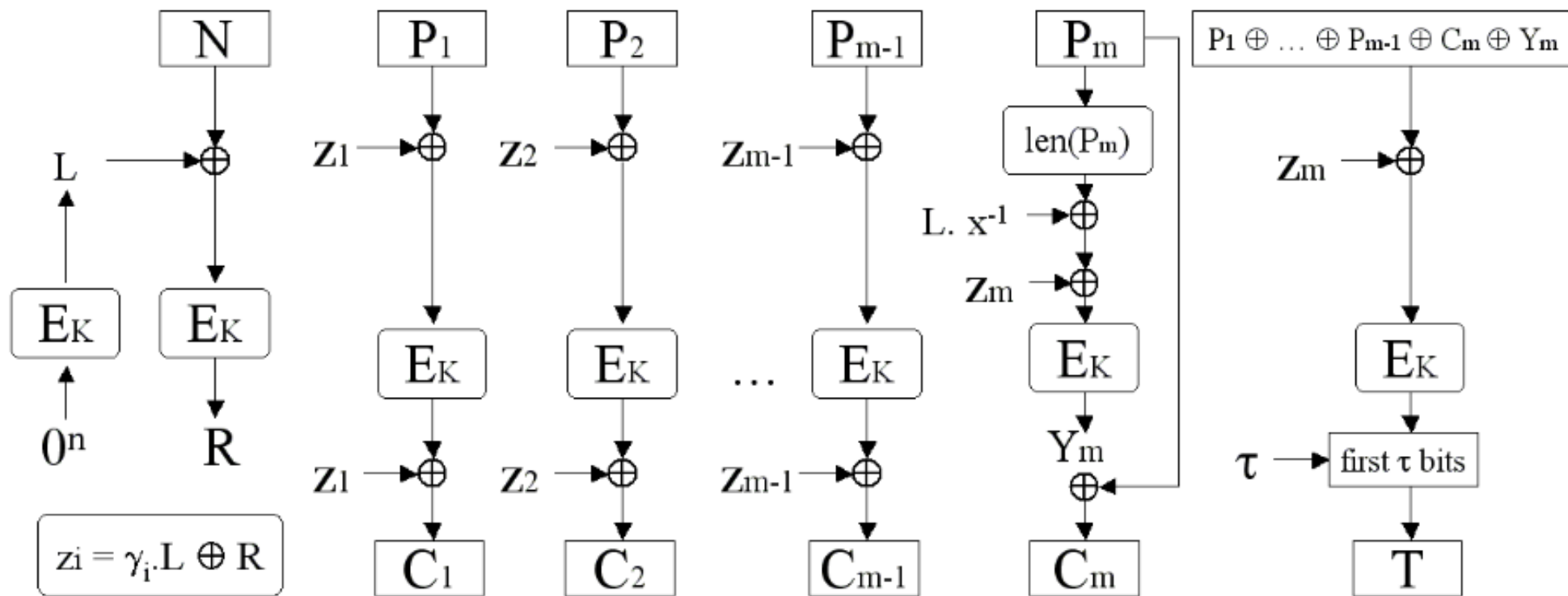


# OCB

One E() op. per block.



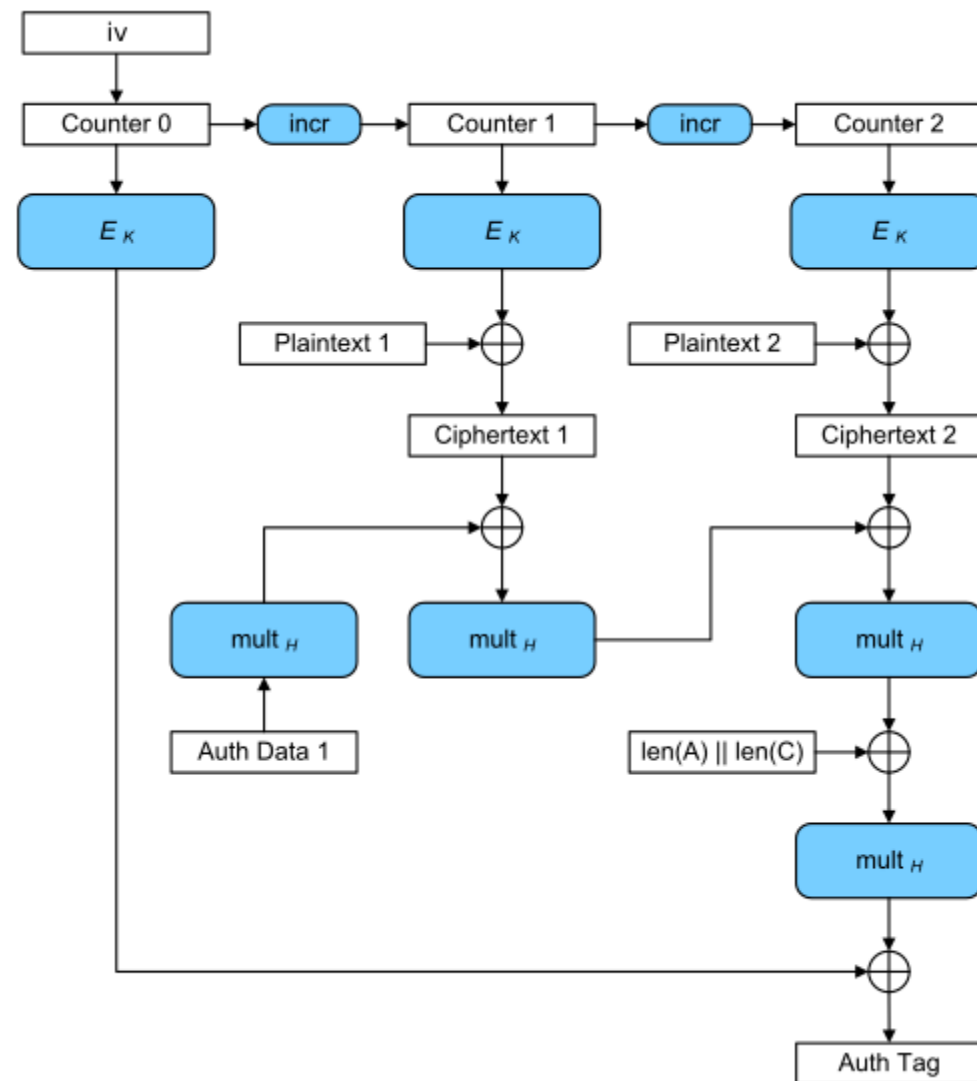
# OCB



- Полностью параллелизуется
- Патентовано (спасибо Rogaway!)

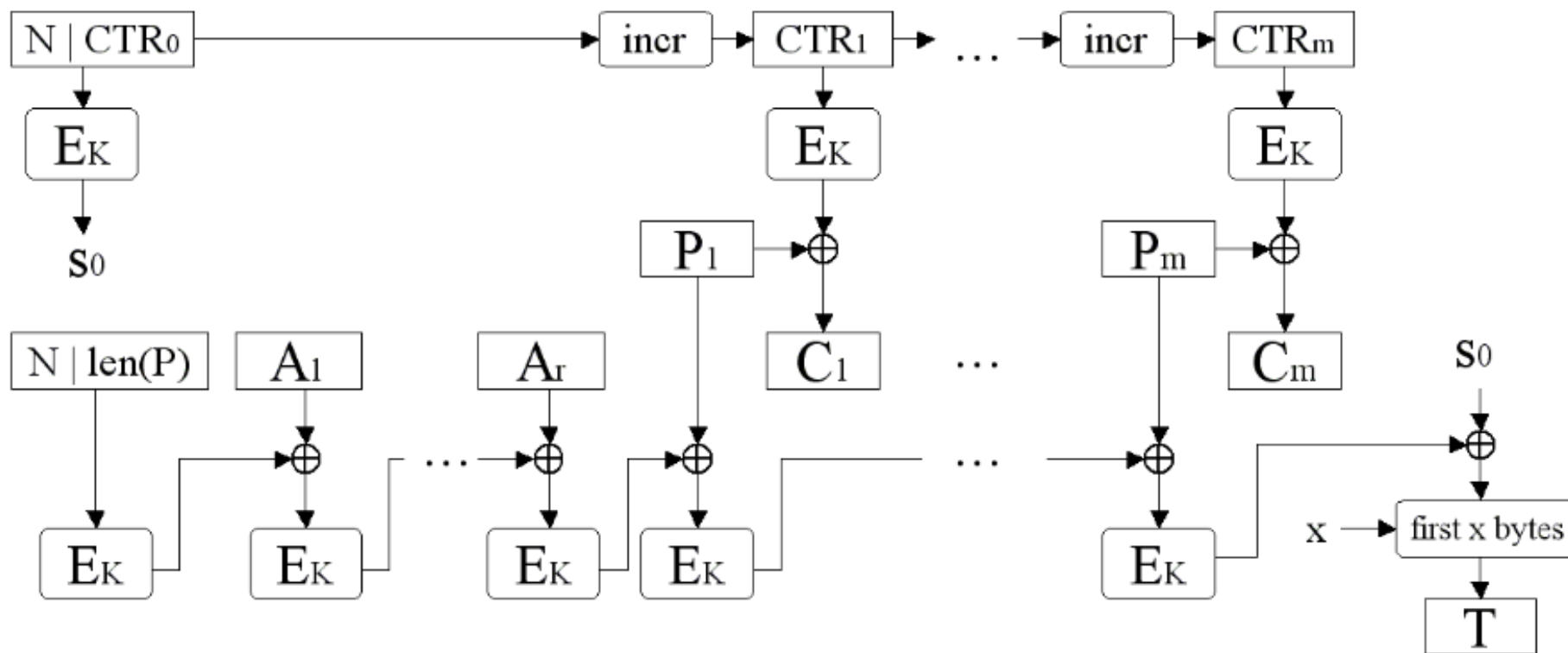
# GCM

- CTR-mode-then-CW-MAC
- Параллелизуется только шифрование
- MAC последовательный, не требует вычисления PRP
- Стандарт NIST



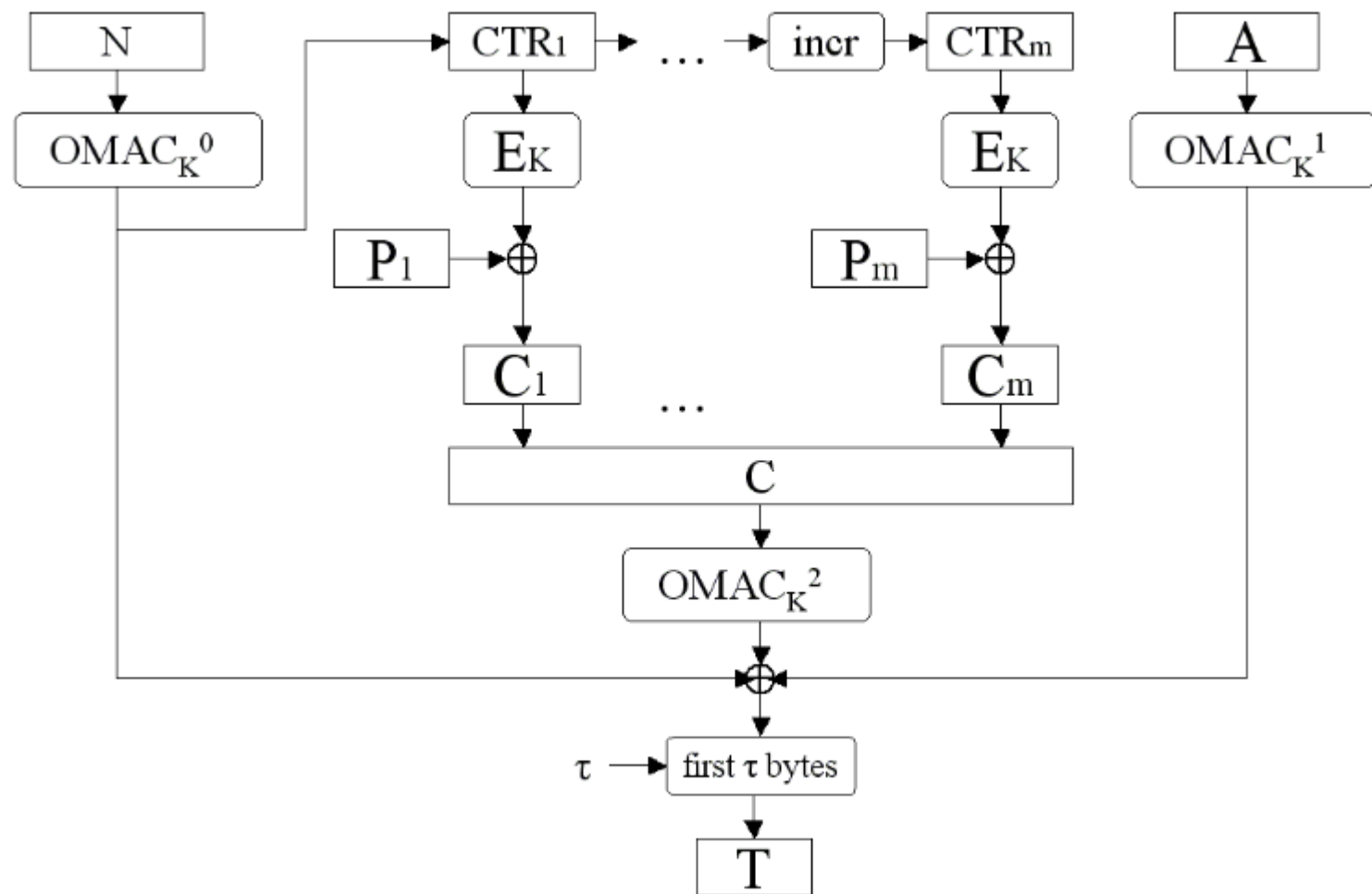
# CCM

- CBC-MAC-then-CTR-mode
- Не параллелизуется

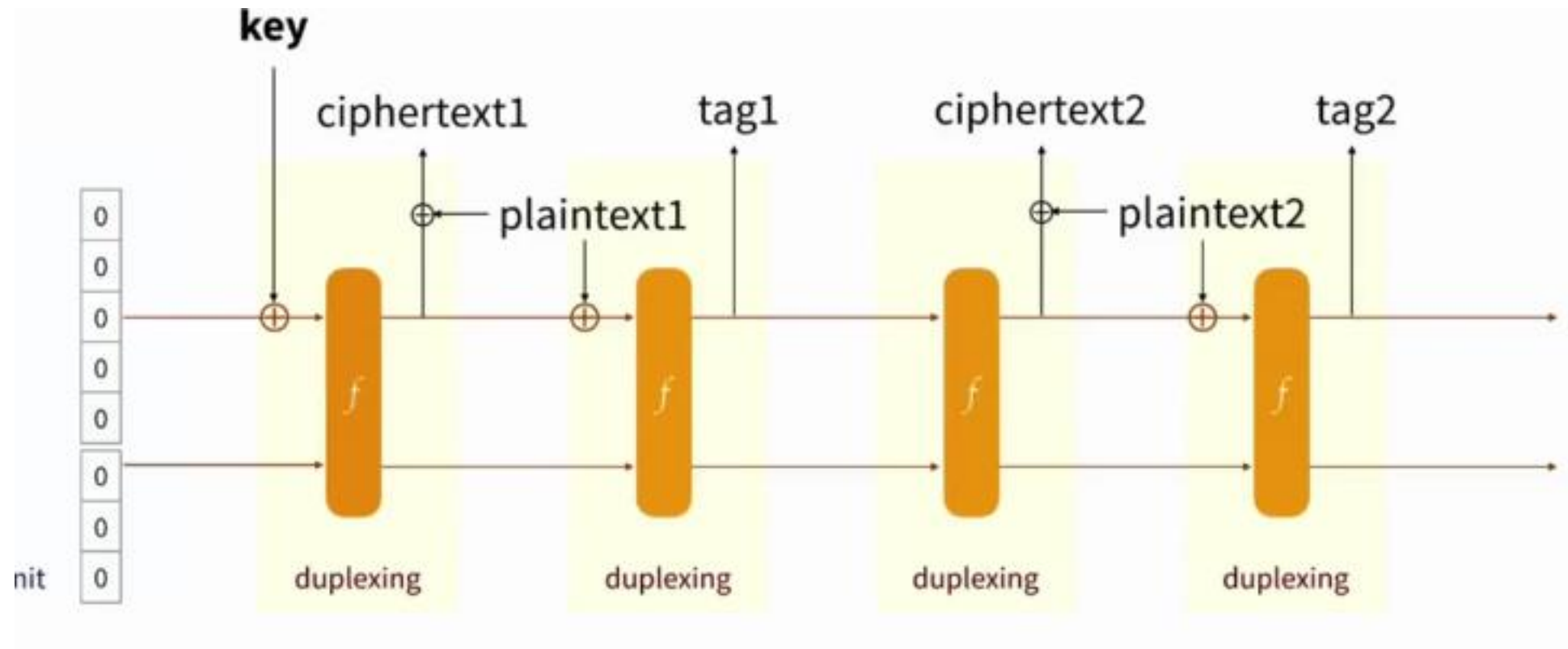


# EAX

- Параллелизуется только шифрование
- MAC последовательный, требует вычисления PRP



# Построение аутентифицированного шифрования с помощью SHA-3 (Strobe)



# Выводы

- Для построения защищенных каналов необходимо использовать AE шифрование
- Лучше использовать Encrypt-Then-MAC или один из стандартов AEAD шифрования
- Никогда не реализовывать криптографию!