České vysoké učení technické v Praze
Fakulta elektrotechnická
Katedra telekomunikační techniky

Režimy činnosti blokových šifer

Ing. Tomáš Vaněk, Ph.D. tomas.vanek@fel.cvut.cz

Šifrování více bloků OT

- Jak šifrovat více bloků OT?
- Používat různé pro každý blok nový klíč ?
  - ale to je (přinejlepším) stejně neefektivní jako one-time pad !
- Šifrovat každý blok nezávisle na ostatních?
- Šifrovat v závislosti na předchozích blocích např. nějaké zřetězení bloků dohromady?
- Co s neúplnými bloky (když délka OT není celistvým násobkem délky bloku)?

Co to je „režim činnosti“?

Režim činnosti blokové šifry (block cipher mode of operation), zkráceně režim činnosti, je algoritmus využívající symetrické blokové šifry tak, aby efektivně zajistil některé cíle informační bezpečnosti např. utajení nebo autentizaci.

Režimy činnosti pro zajištění utajení

- FIPS 81 - ECB, CBC, CFB a OFB
  - vydán v 70.letech (DES)
  - definice **základních** režimů
- NIST SP800-38A
- SP800-38A obsahuje všechny režimy z FIPS 81 a navíc
  - režim CTR
  - rozšíření CBC o „cipher-text stealing“ (CTS)
    - pro aplikace, s různými délkami zpráv, které jsou nesoudělné s velikostí bloku
    - nezvětšuje velikost ŠT
    - nevýhoda - složitější
    - změna proti CBC pouze v posledních dvou blocích
    - poslední dva bloky se odesílají v opačném pořadí

Režimy činnosti pro zajištění autentizace

- NIST SP800-38B
- slouží pouze k autentizaci zpráv
- CMAC
- OMAC - One Key CBC-MAC
- XCBC

Kombinované režimy činnosti

- AE – Authenticated Encryption nebo
- AEAD - Authenticated Encryption with Associated Data
- Současně zajišťují
  - utajení
  - autentizaci
  - integritu
- GCM, CCM, EAX…

Speciální režimy činnosti

- Vyvinuty pro situace vyžadující specifické přístupy – např. šifrovaní dat na pevných discích
- LRW, XEX, XTS…

Zarovnání OT (padding)

Většinou zprávy nekončí přesně na hranicích bloku. Poslední blok je kratší. Je potřeba ho doplnit.

Nejjednodušší (a nejhloupější): doplnit poslední blok pravidelnou strukturou - nulami, jedničkami, nebo alternaci 0,1 do konce bloku.

Složitější způsob vyplňování:

- pokud je vyžadováno, aby ŠT byl stejně dlouhý jako OT
- poslední kompletní blok se po zašifrování se zašifruje ještě jednou. Pak se z něj vezme prvních *n* bitů a provede XOR s n-bity krátkého bloku.

Doporučené vyplňování OT podle B. Schneiera

- nechť OT je otevřený text a ℓ(OT) je délka OT [B], a *b* je velikost bloku v [B]
- doporučený způsob doplňování č.1
  - za OT připojit jeden byte s hodnotou 128 $(10000000)_b$,
  - a poté za OT+1 přidat tolik nulových bajtů, až celková délka OT+výplně bude násobkem *b*
- doporučený způsob doplňování č.2
  - určit počet požadovaných výplňových bajtů *n*, kde $1 \leq n \geq b$ a $n+\ell(P)$ je násobek b
  - vyplnit OT n bajty, kde každý bude obsahovat hodnotu n

- lze použít libovolný jiný způsob, ale **musí** být **reversibilní**

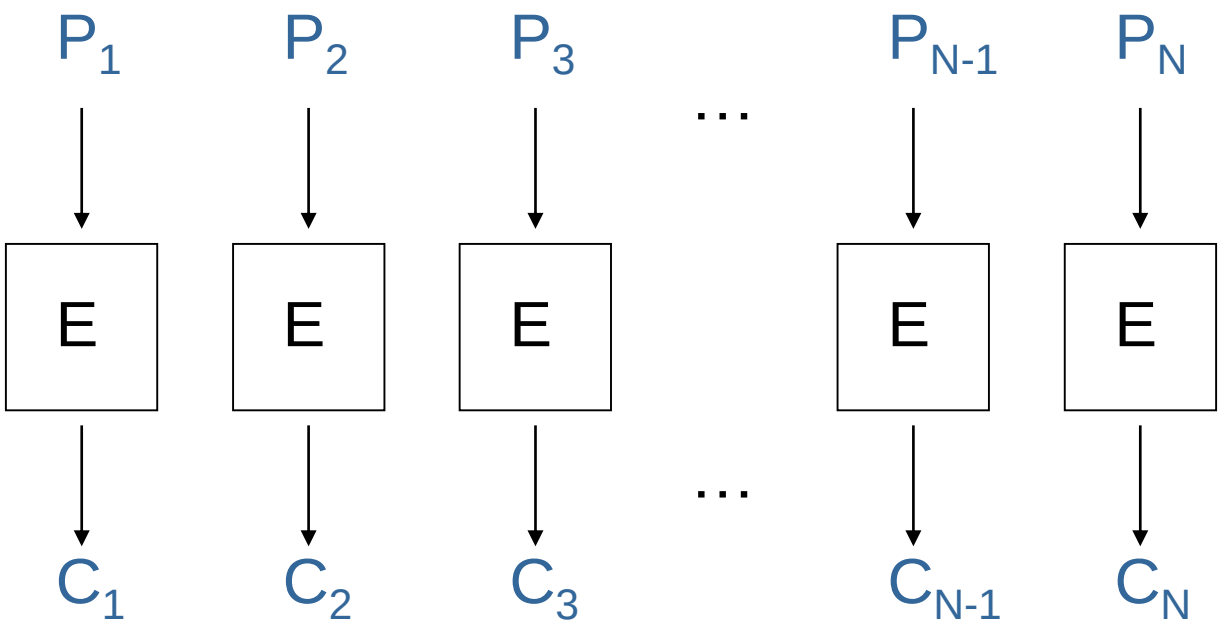
Šíření chyb

- Reakce jednotlivých módů na chyby při přenosu dat
- Chyby mohou být dvojího druhu:
  - záměna bitu za jiný
  - vložení nebo ztráta bitu
- Blokové šifry obecně reagují na chybu tak, že jednobitová chyby zašifrovaného textu po dešifrovaní zničí minimálně jeden celý blok otevřeného textu.
- Režimy, které mezi sebou spojují jednotlivé bloky, mohou mít negativní vliv na šíření takovýchto chyb.

Základní režimy činnosti

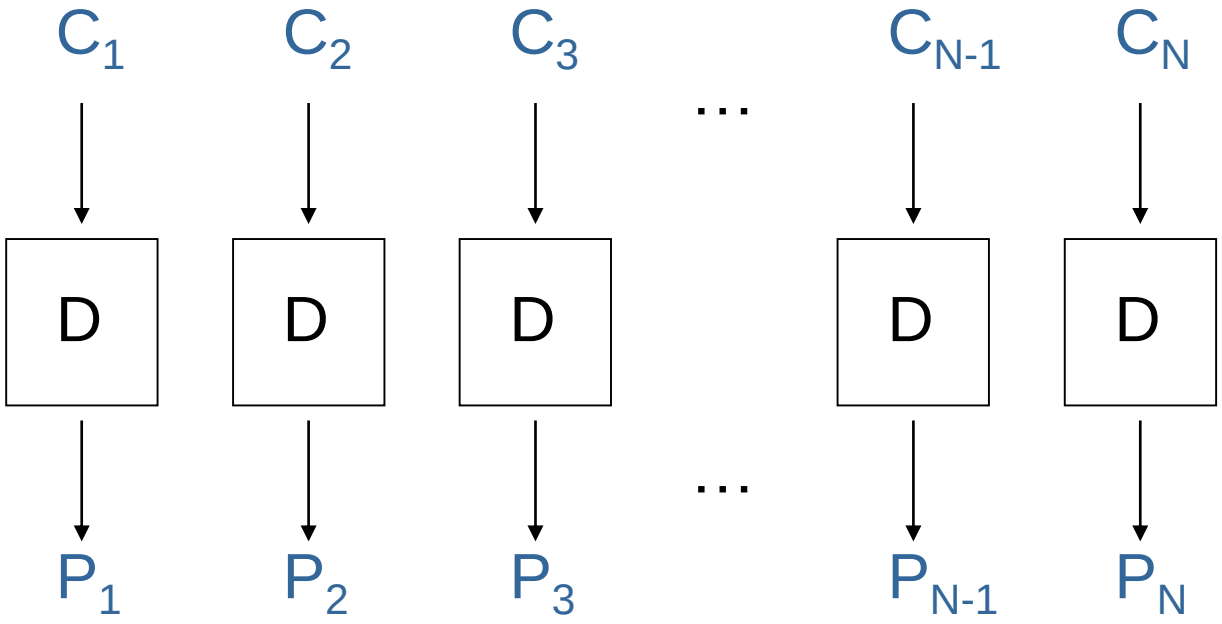
Režim ECB - šifrování

ECB – Electronic Code Book



$C_i = E(P_i)$ pro i=1..N

Režim ECB - dešifrování



$P_i = D(C_i)$ pro i=1..N

Režim ECB

- Zapisujeme: $C=E(P,K)$
- OT: $P_0, P_1, \ldots, P_m, \ldots$ ŠT: $C_0, C_1, \ldots, C_m, \ldots$
- Obvyklý způsob použití blokové šifry:

Šifrování	**Dešifrování**
$C_0=E(P_0,K)$,	$P_0=D(C_0,K)$,
$C_1=E(P_1,K)$,	$P_1=D(C_1,K)$,
$C_2=E(P_2,K)$, …	$P_2=D(C_2,K)$, …

- Pro daný klíč K, to je elektronická verze kódové knihy.
- Pro každý klíč *K* existuje jiná kódová kniha!

Špatné vlastnosti ECB

- Pro blok délky 128 bitů má ECB velikost 2^{128} položek.

- Nechť $P_i = P_j$
- Pak $C_i = C_j$ a útočník ví, že $P_i = P_j$.
- To dává útočníkovi určitou informaci , přestože nezná P_i nebo P_j .
- Je možné realizovat útok typu „cut-and-paste”.
- Tabulku šifer je možné začít konstruovat i bez znalosti klíče.
- Ve většině situací mají části zprávy tendenci se opakovat. (začátky zpráv obsahují záhlaví, která mohou být velice podobné, podobně i konce zpráv).

Špatné vlastnosti ECB

Útočník může modifikovat obsah zprávy bez toho, aby byla modifikace zachycena na přijímači straně bez znalosti klíče. (dokonce bez znalosti algoritmu).

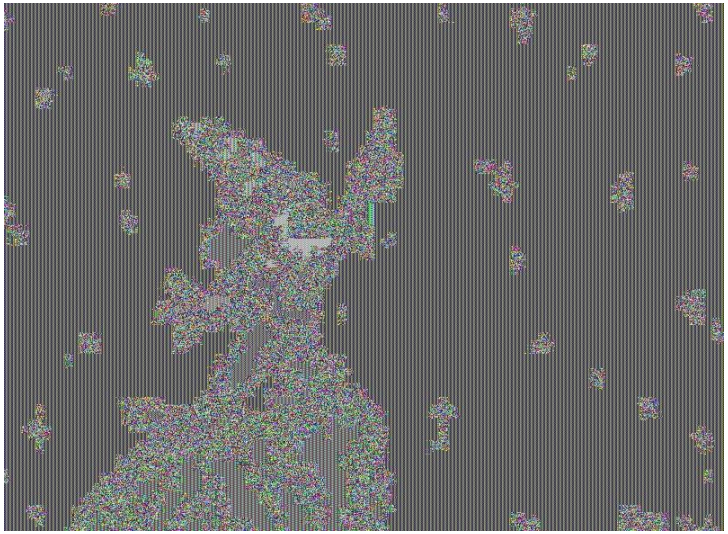
Výhody ECB:

- Kazdy blok je šifrován nezávisle.
- Jednotlivé bloky je možné šifrovat v libovolném pořadí.
- Možnost paralelizace při šifrování i dešifrování.
- Šíření chyb - změna bitu = ztrátou celého bloku, ostatní bloky nejsou ovlivněny

Špatné vlastnosti ECB

- Obrázek Mickey Mouse

- Zašifrovaný obrázek
- režim ECB (algoritmus TEA)



Jak je to možné ?

Stejný blok OT $\Rightarrow$ stejný blok ŠT

ECB – příklad zneužití

- *Phantasy Star Online: Blue Burst*
- online MMORPG hra používající algoritmus Blowfish v režimu ECB.
- Hráči mohli ilegálně zvyšovat zkušenost opakovaným posíláním paketu obsahujícím zprávu "monster killed" zašifrovanou pomocí algoritmu Blowfish v režimu ECB.

ECB – ukázka Cut-and-Paste útoku

- Nechť OT je:

  `Alice svádí Toma. Klára svádí Jana.`

- Pak (při délce bloku 64-bitů a 8-bitovém ASCII kódování)

  P_0="Alice sv", P_1="ádí Toma.",

  P_2="Klára sv", P_3="ádí Jana. "

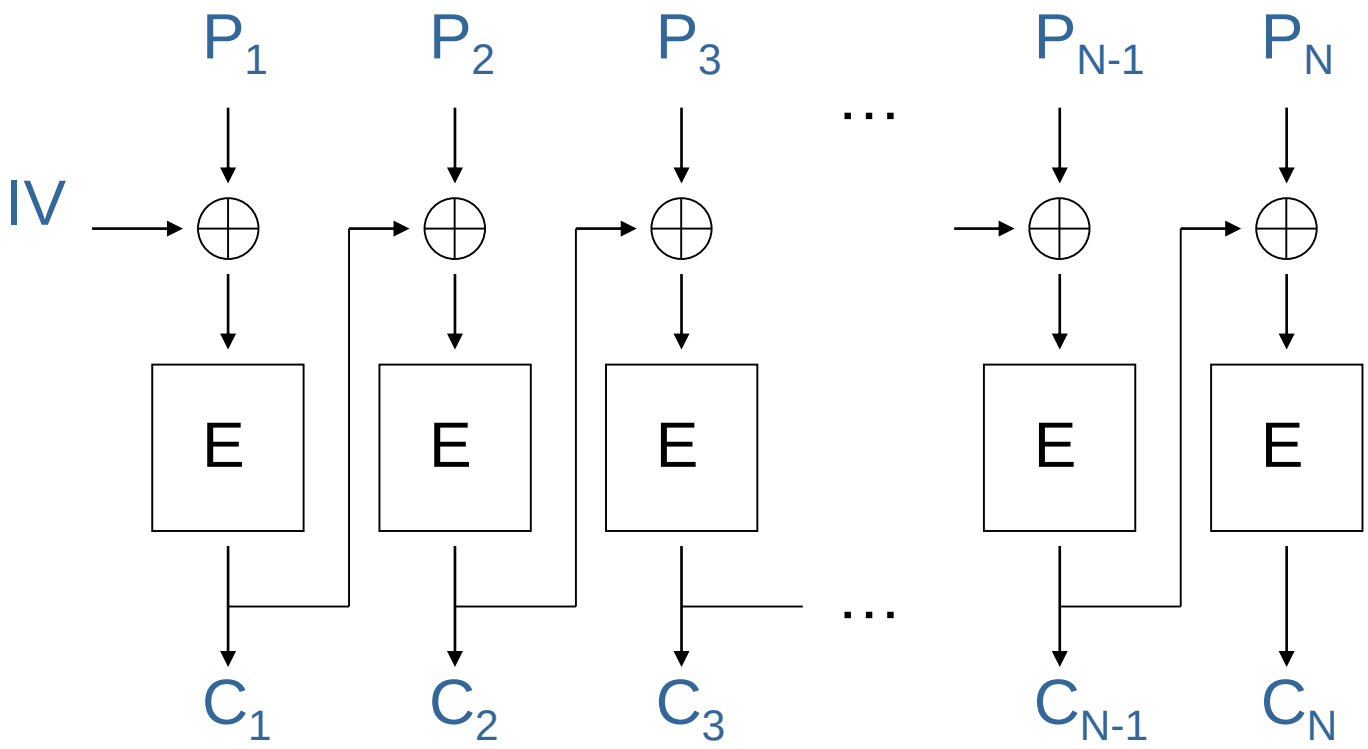
- ŠT: C_0, C_1, C_2, C_3

Útočník prohodí bloky C_1 a C_3, takže příjemce obdrží zprávu ŠT′ = C_0, C_3, C_2, C_1

- Po dešifrování:

  `Alice svádí Jana. Klára svádí Toma.`

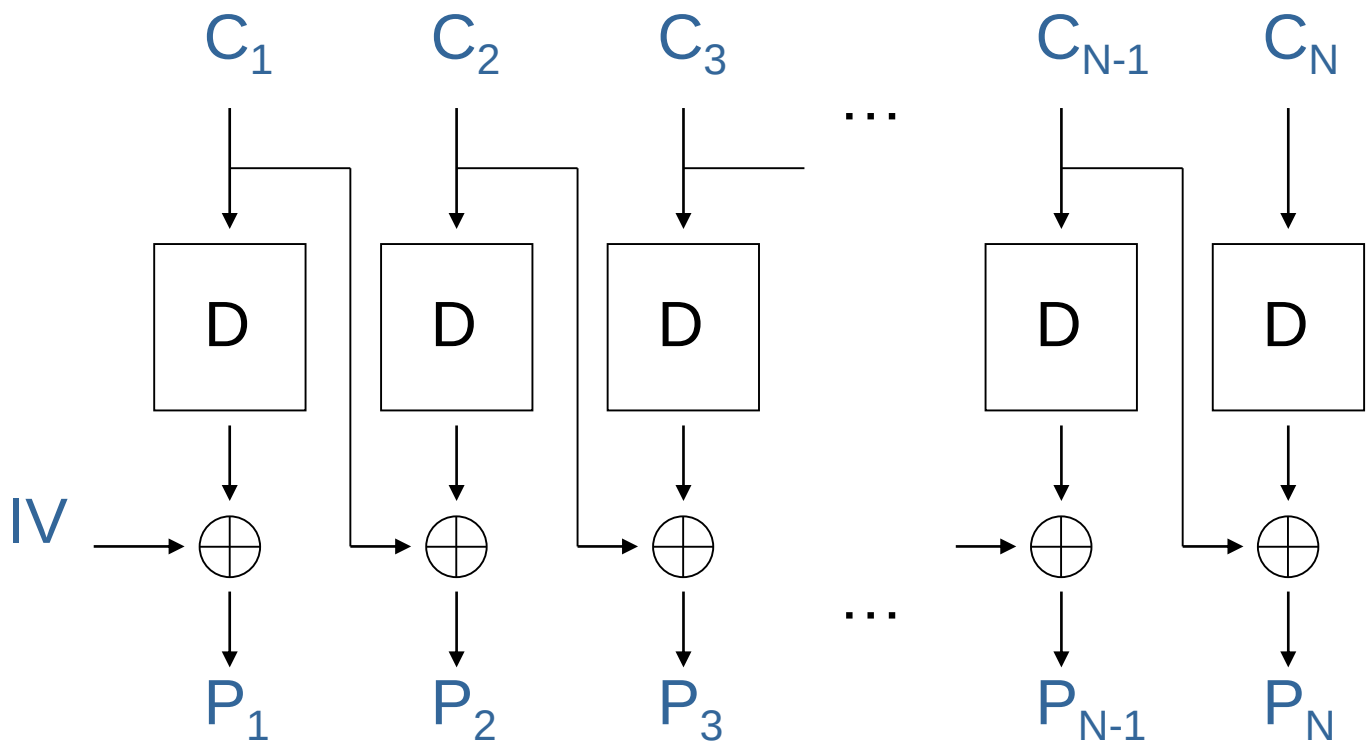
Režim CBC - šifrování



$C_1 = E(P_1 \oplus IV)$

$C_i = E(P_i \oplus C_{i-1})$ pro i=2..N

Režim CBC - dešifrování



$P_1 = D(C_1 \oplus IV)$

$P_i = D(C_i \oplus C_{i-1})$ pro i=2..N

Režim CBC

- bloky jsou „zřetězeny“ dohromady
- na začátku CBC je nutné použít inicializační vektor (IV)
- stejné bloky OT se šifrují na různé bloky ŠT
- cut-and-paste is stále možný, ale je složitější a zůstanou po něm „artefakty“
- pokud je během přenosu blok C_1 změněn na G , pak

  $P_1 \neq C_0 \oplus D(G,K)$, $P_2 \neq G \oplus D(C_2,K)$ ale , $P_3 = C_2 \oplus D(C_3,K)$, $P_4 = C_3 \oplus D(C_4,K)$, …
- dojde tedy k automatické obnově OT !

Šifrování

$C_0 = E(IV \oplus P_0,K)$,

$C_1 = E(C_0 \oplus P_1,K)$,

$C_2 = E(C_1 \oplus P_2,K)$,…

Dešifrování

$P_0 = IV \oplus D(C_0,K)$,

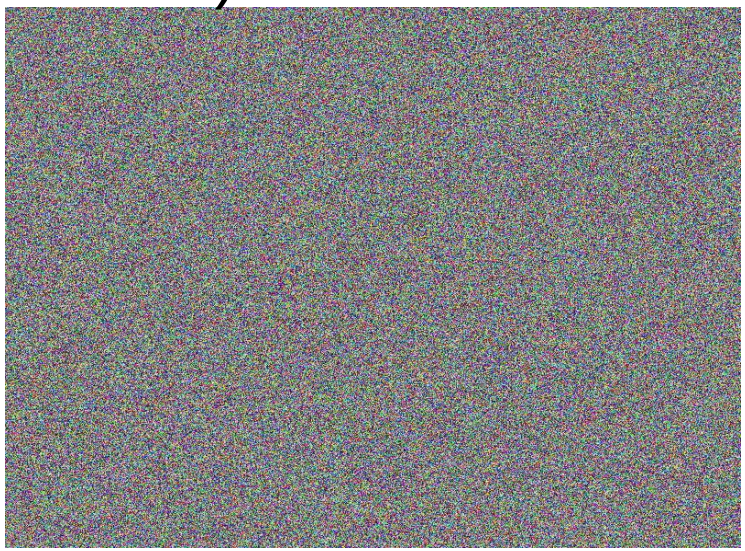
$P_1 = C_0 \oplus D(C_1,K)$,

$P_2 = C_1 \oplus D(C_2,K)$,…

Dobrá vlastnost CBC oproti ECB

- Obrázek Mickey Mouse

- Zašifrovaný obrázek
- režim CBC (algoritmus TEA)



Jak je to možné ?

Stejný blok OT $\Rightarrow$ různý blok ŠT

CBC - inicializační vektor (IV)

- Identické bloky OT se šifrují na různé ŠT pokud je předchozí blok OT_{i-1} různý od OT_i
- v prvním bloku je nutné přidat náhodná data nazývaná inicializační vektor (IV).
- IV zajistí aby dvě zprávy (OT_1 a OT_2) byly zašifrovány pokaždé jinak i pokud $OT_1=OT_2$
- IV není třeba držet v tajnosti ale **musí** být **změněn v každé zprávě**
  - **stejný IV a zároveň stejný OT = stejná situace jako u ECB**

CBC - šíření chyb

- změna jednoho bitu ŠT způsobí změnu jednoho bloku OT plus jednoho bitu v následujícím bloku OT ve stejné pozici v jaké se chyba vyskytla v ŠT.
- další bloky již nejsou ovlivněny
- CBC je samoobnovující (self-recovering) pro 1 bitovou změnu
- ztráta nebo vložení bitu vede ke ztrátě všech následujících bloků

Vlastnosti při niž se malá chyba v ŠT rozšíří na velkou chybu v OT, se říká rozšíření chyby (error-extension).

CBC - shrnutí

- vstup šifrovače (IV) - náhodný text
- šifrování neparalelizovatelné
- dešifrování paralelizovatelné, v libovolném pořadí
- snadná softwarové implementace
- vhodné pro šifrování souborů
- bezpečnější než ECB
- nejpoužívanější „klasický“ režim

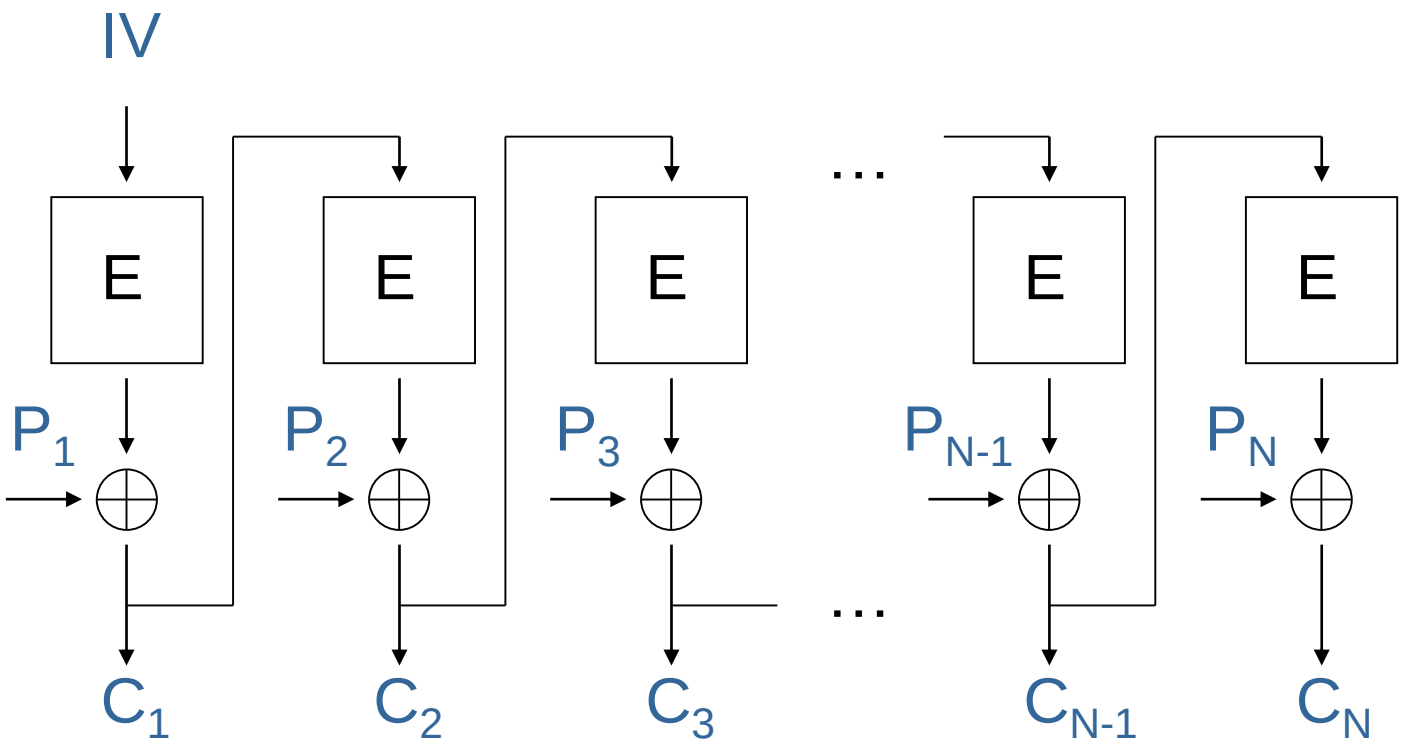
Další režimy – CFB,OFB,CTR

- v režimech ECB a CBC lze šifrovat pouze celé bloky OT
- v režimech CFB, OFB, CTR je možné šifrovat data i po menších částech, protože tyto transformují blokovou šifru na proudovou tím, že šifrovací transformaci E_k používají ke generování proudu klíče

CFB – Ciphertext Feedback Mode

- používá pouze šifrovací transformaci -> efektivní HW implementace
- není nutné přenášet celý blok ŠT do vstupního bloku, stačí pouze část *n* bitů → označuje se jako *n*-bitový CFB režim
- vstupní blok má nejvýše 2^N možných stavů, kde N je délka vstupního bloku v bitech. Po nejvýše 2^N blocích se tak začne proud klíče opakovat.
- vstup algoritmu = náhodný text (IV)
- šifrování neparalelizovatelné
- dešifrování paralelizovatelné, v libovolném pořadí
- šifrování znakových terminálů (8-bitový CFB)
- nejčastější varianta 8-bitový CFB, ale lze i jiné (1-bitový, 16 bitový…)

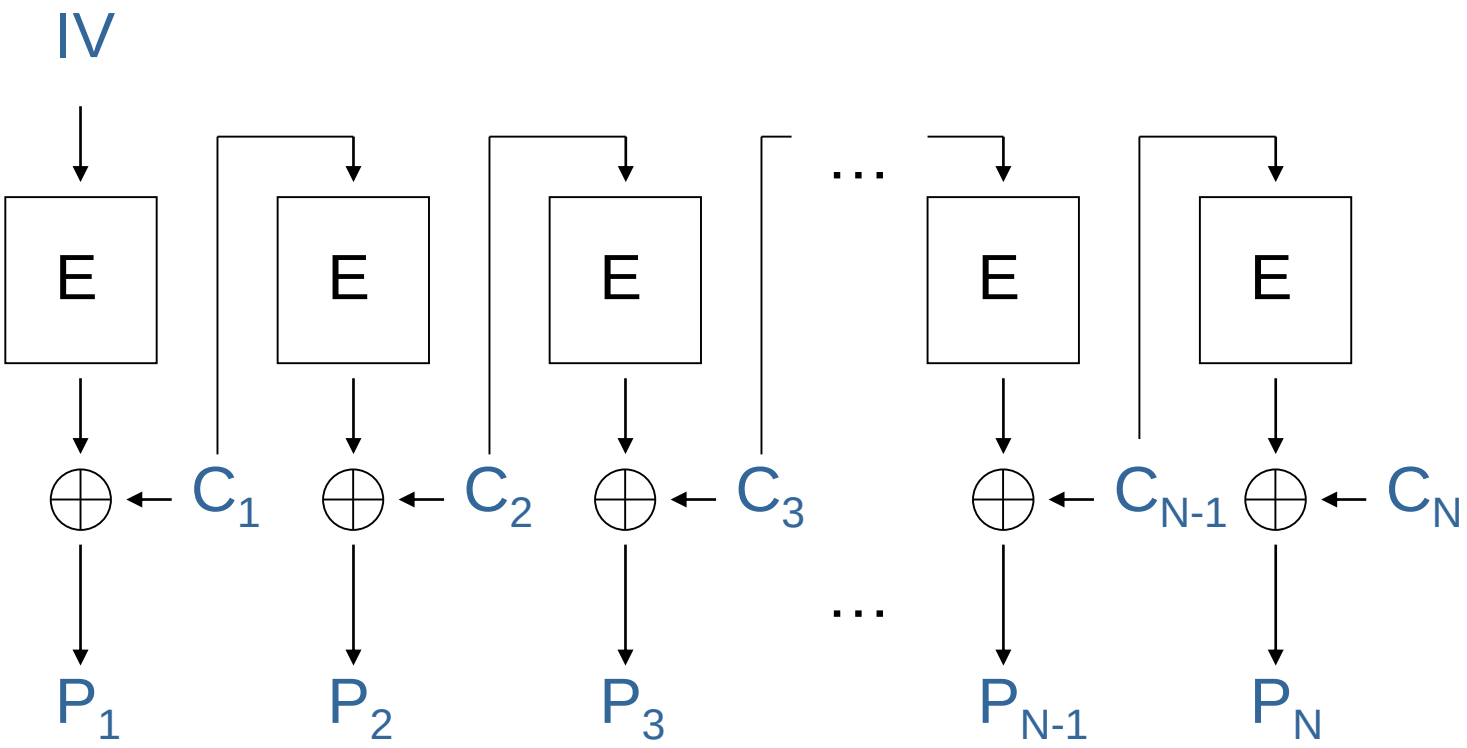
Režim CFB - šifrování



$C_1 = P_1 \oplus E(IV)$

$C_i = P_i \oplus E(C_{i-1})$ pro i=2..N

Režim CFB - dešifrování



$$P_1 = C_1 \oplus E(IV)$$

$$P_i = C_i \oplus E(C_{i-1}) \text{ pro } i=2..N$$

Režim CFB – šíření chyb

- CFB režim je samosynchronizující
- k obnovení správného OT stačí pouze dva po sobě jdoucí nenarušené bloky ŠT, resp. neporušené příslušné *n* bitové části ve dvou po sobě jdoucích blocích ŠT

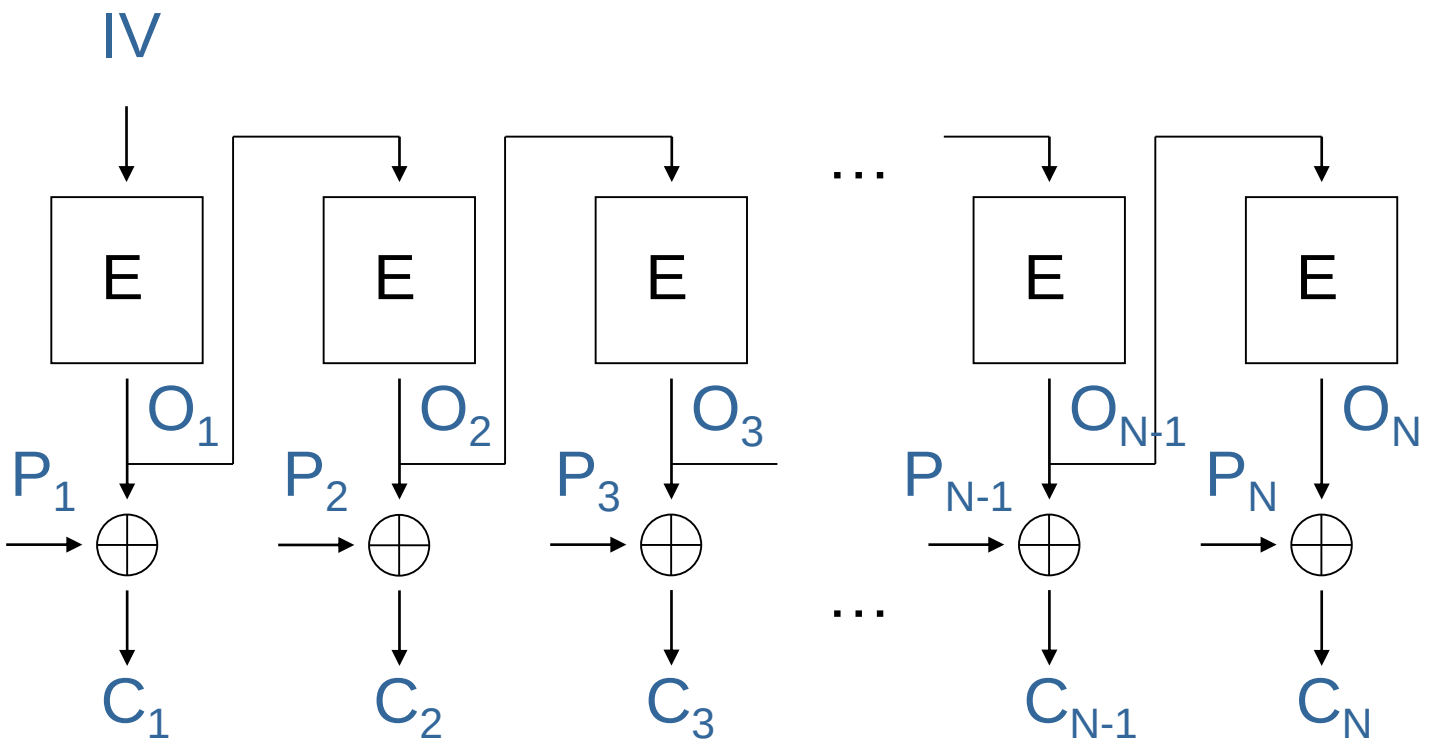
Šíření chyb u 8bitového CFB:

- jednobitová chyba v ŠT způsobí nejprve jednobitovou chybu v bloku OT
- chybný blok ŠT vstoupí do blokové šifry a následujících 8 bytů bude dešifrováno chybně
- další byty již budou dešifrovány dobře.
- CFB je samosynchronizující po 8B

Režim OFB (Output Feedback Mode)

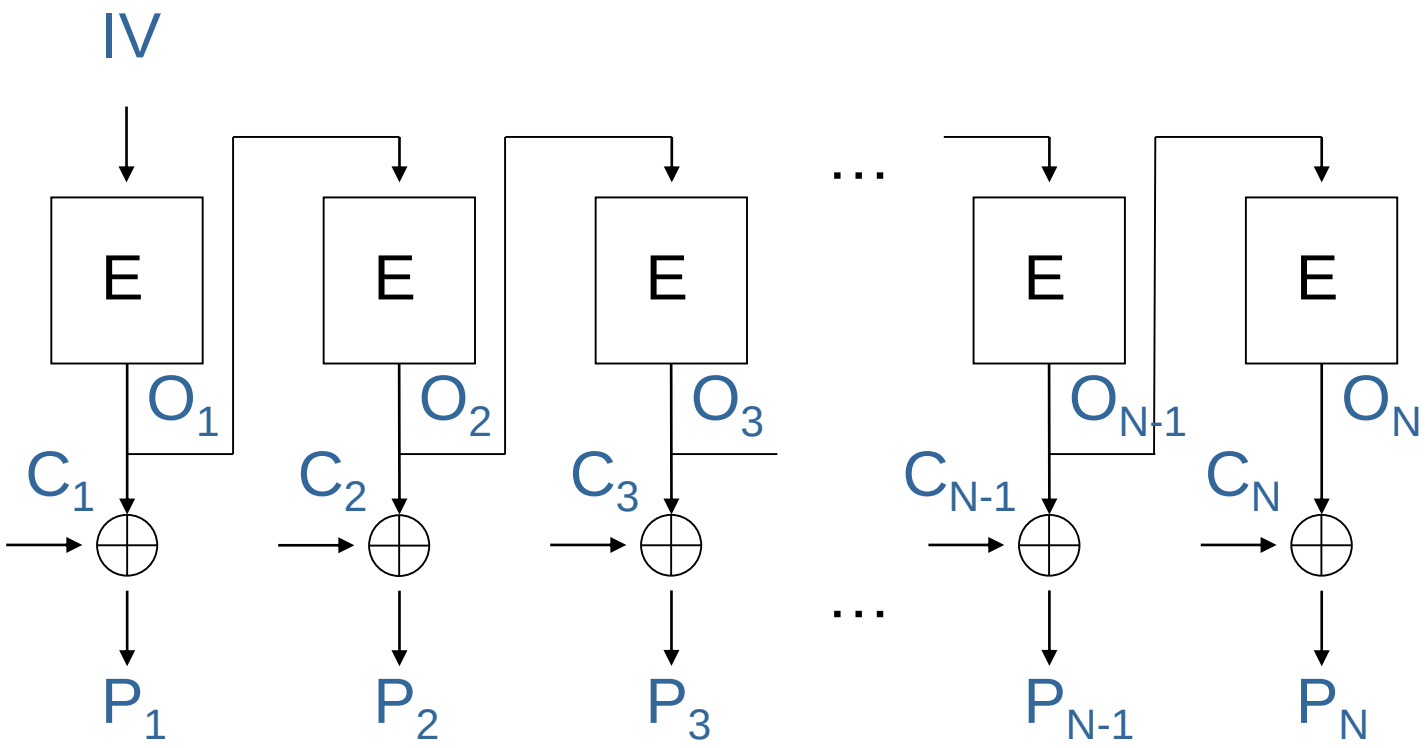
- používá pouze šifrovací transformaci -> efektivní HW implementace
- z výstupního bloku není nutné přenášet celý blok do vstupního bloku, stačí pouze část, nějakých *n* bitů.
- vstup algoritmu = náhodný text
- šifrování a dešifrování neparalelizovatelné
- vhodný pro vysokorychlostní systémy s nepřípustným šířením chyb
- 1-bitová chyba v šifře ovlivní jeden bit po dekódování
- OFB je čistě synchronní proudová šifra, proud klíče není ovlivňován ani otevřeným ani šifrovým textem
- vstupní blok má nejvýše 2^N možných stavů, kde N je délka vstupního bloku v bitech. Po nejvýše 2^N blocích se tak začne proud klíče opakovat

Režim OFB - šifrování



$C_1 = P_1 \oplus E(IV)$ $C_i = P_i \oplus O_i$ $O_i = E(O_{i-1})$ pro i=2..N

Režim OFB - dešifrování



$P_1 = C_1 \oplus E(IV)$ $P_i = C_i \oplus O_i$ $O_i = E(O_{i-1})$ pro i=2..N

Režim CTR (Counter - čítač)

- používá blokovou šifru jako proudovou, podobný OFB
- v proudu klíče se nemusí používat celý výstupní blok, ale jenom nějaká jeho část
- CTR se používá v případě potřeby náhodného přístupu (mohu šifrovat/dešifrovat libovolný blok bez ohledu na ostatní)
- při šifrování dvou různých zpráv se stejným klíčem se nesmí vygenerovat stejná část proudu klíče

Šifrování

$C_0=P_0 \oplus E(IV,K)$,

$C_1=P_1 \oplus E(IV+1,K)$,

$C_2=P_2 \oplus E(IV+2,K)$,…

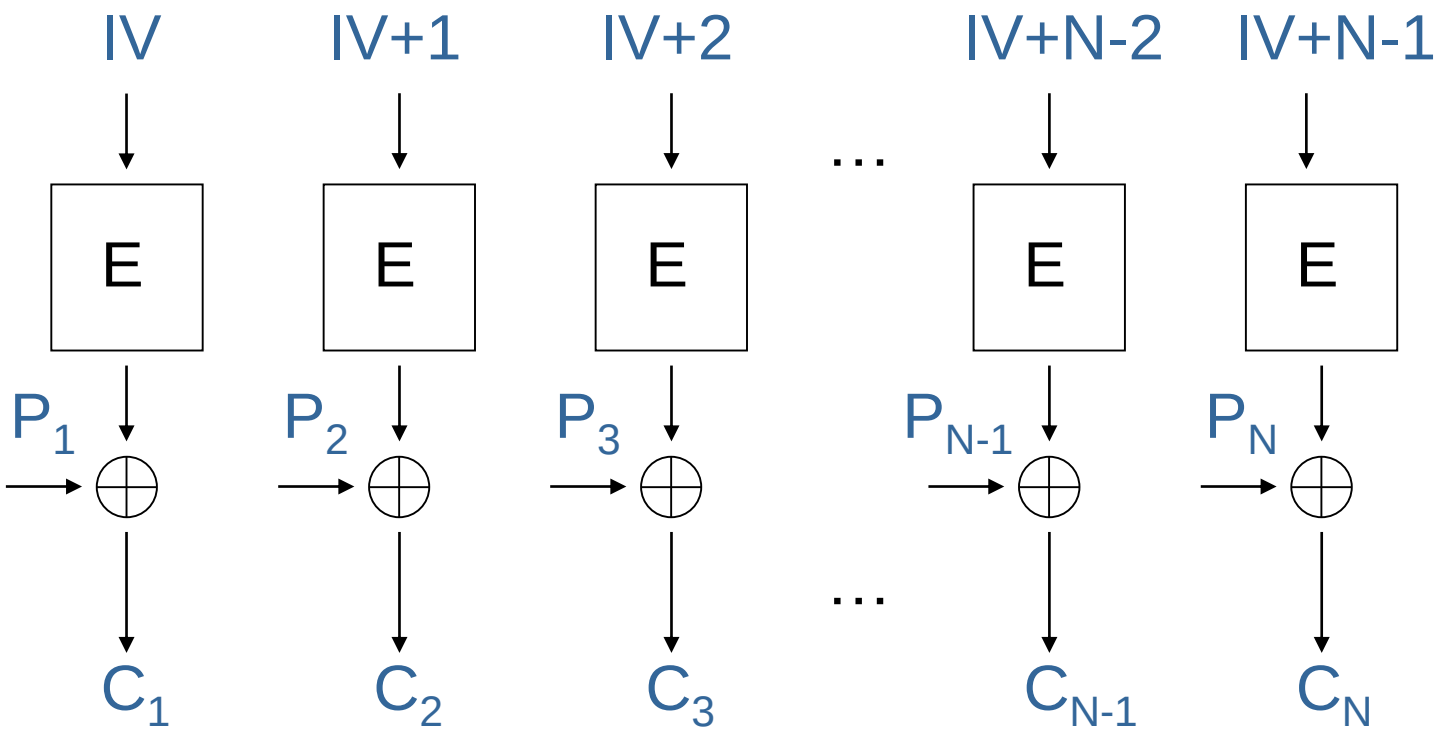
Dešifrování

$P_0=C_0 \oplus E(IV,K)$,

$P_1=C_1 \oplus E(IV+1,K)$,

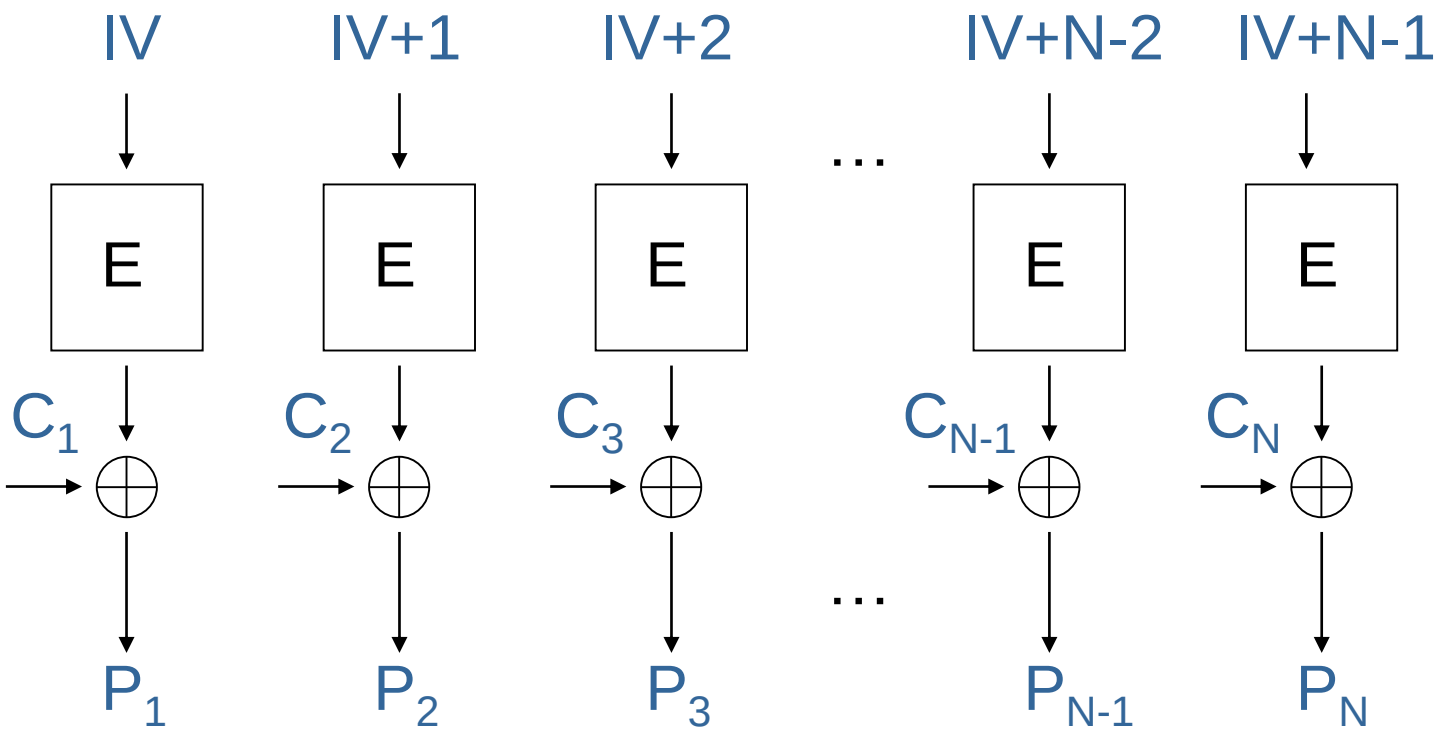
$P_2=C_2 \oplus E(IV+2,K)$,…

Režim CTR - šifrování



$C_i = P_i \oplus E(IV+i)$ pro i=0..N

Režim CTR - dešifrování



$P_i = C_i \oplus E(IV+i)$ pro *i*=0..N

Solení (salting) IV

- podobné jako bělení klíčů (key whitening) u blokových šifer
- lze použít tam, kde se posílá IV
  - CBC, OFB, CFB a CTR
- zajistí utajení IV
  - není nutné
- *IV* se pošle v otevřeném tvaru, ale nepoužije se k šifrování, ale je použit k vygenerování jiného *IV'*
- *IV'* je použit v algoritmu
- hodnota *IV'* se nepřenáší komunikačním kanálem

Útok na CFB, OFB a CTR

- změna *ŠT* v CFB režimu z *ŠT* na *ŠT* ⊕ *X* se do *OT* projeví jako *OT* ⊕ *X*
- analogická změna se stane u OFB/CTR, když proud klíče *O* změním na *O* ⊕ *d*
- útok funguje i na synchronní proudové šifry

OT	… a celková cena činí 1.000.000€ bez DPH
proud_klíče	…sdmnfriwerxcvjkqweruiytrbhzcjkqrizujlowet
ŠT	…jvneurlpzndhtrpqznab**w**eopgrmfjqwhjuernx

9 ⊕ w = j

ŠT	…jvneurlpzndhtrpqznab**j**abpgrmfjqwhjuernx
proud_klíče	…sdmnfriwerxcvjkqweruiytrbhzcjkqrizujlowet
OT	… a celková cena činí 1.900.000€ bez DPH

ŠT ⊕X ⊕ proud_klíče = (OT ⊕X ⊕ proud_klíče) ⊕ proud_klíče =OT ⊕X

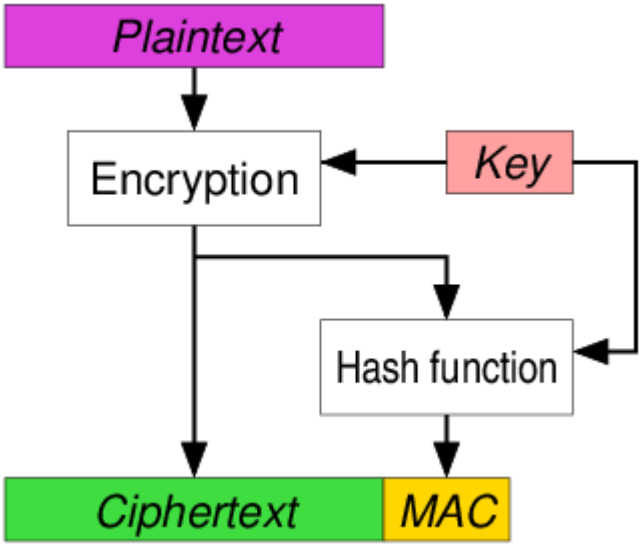
Režimy činnosti pro zajištění utajení a autentizace (AEAD)

Režimy AEAD

- vznikají po roce 2000
- ISO/IEC 19772:2009
  - OCB 2.0
  - CCM
  - EAX
  - KeyWrap
  - GCM
  - EtM - Encrypt-then-MAC
  - E&M – Encrypt and MAC
  - MtE – MAC then Encrypt

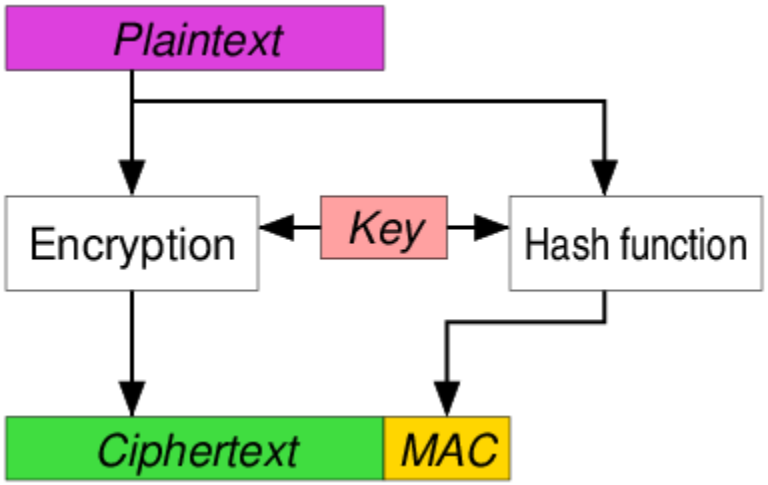
Režimy AEAD - princip

- Encrypt then MAC (EtM)
- použito se např. u IPsec
- RFC 7366 – podpora EtM do TLS a DTLS
- nejbezpečnější varianta



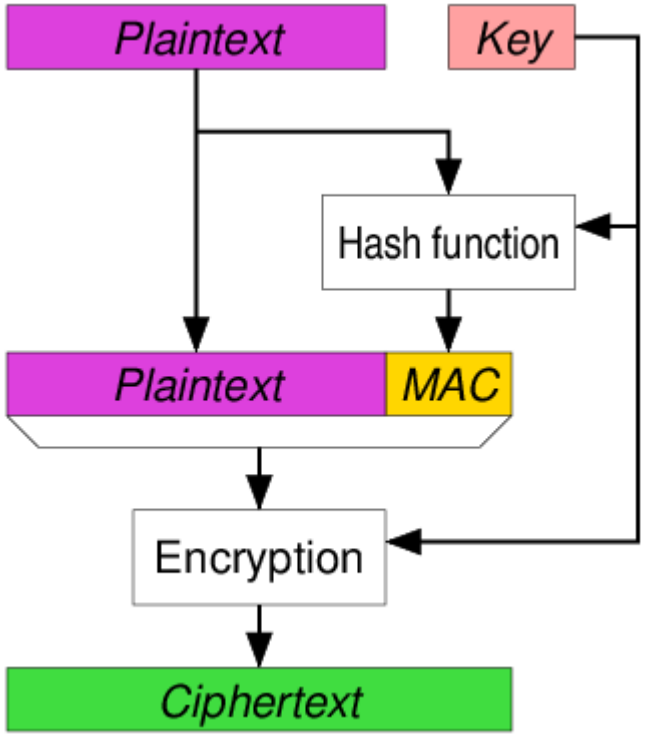
Režimy AEAD - princip

- Encrypt and MAC (E&M)
- použito např. u SSH

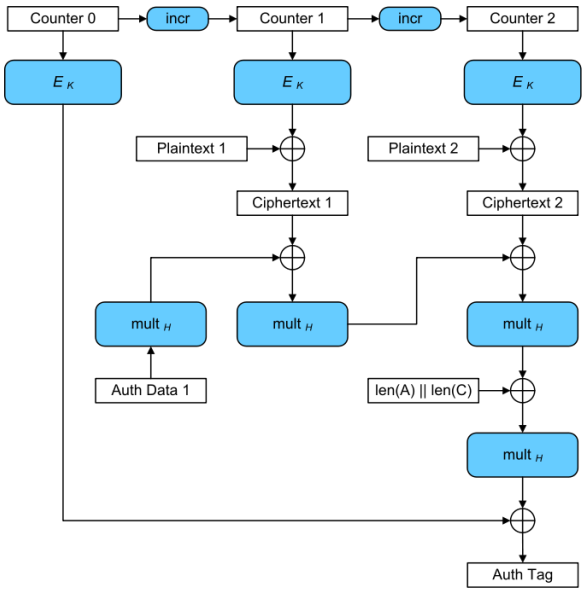


Režimy AEAD - princip

- MAC then Encrypt (MtE)
- použito např. u SSL/TLS jako výchozí metoda



- CCM (**C**ounter **C**BC-**M**AC)
  - AES-CCM
  - RFC 3610 / NIST SP800-38C
  - kombinace CTR a CBC-MAC
  - MtE
  - 802.11i, IPsec, TLS 1.2



- GCM (**G**alois **C**ounter **M**ode)
  - NIST SP800-38D
  - AES-GCM
  - vysoká propustnost, malé zpoždění
  - snadná paralelizovatelnost
  - kombinace CTR a polynomiálního autentizátoru nad tělesem $GF(2^{128})$s nerozložitelným polynomem $x^{128}+x^7+x^2x+x1$
  - TLS 1.2

Speciální režimy činnosti

- CBC (nejpoužívanější režim) má několik bezpečnostních problémů, kvůli kterým se je jeho použití někdy nevhodné
  - typicky šifrování disků
- např. pokud je IV generován předvídatelně, může útočník vygenerovat soubor se speciálním obsahem, který vyruší vliv IV
- po uložení tohoto souboru na disk je na něm čitelný „otisk“, tj. lze detekovat, že na disku je tento soubor přítomen (i když je zašifrován!)

- aby to nebylo možné, je nutné generovat IV nepředvídatelně – pomocí nějakého šifrovacího algoritmu nebo hashovací funkce

Specifická omezení při šifrování pevných disků

- Šifrování musí být rychlé
  - pokud je pomalejší, než je rychlost čtení je to problém (CPU je úzké hrdlo) a takové řešení není vhodné pro masové použití
- Podpora random read a random write access
  - kdykoliv musí být možné přečíst/zapsat jakýkoliv sektor
- Jeden zápis nesmí způsobit aktualizaci více sektorů
  - výpadek napájení povede ke vzniku nekonzistentnosti dat s obtížnou nápravou (pokud vůbec možnou).

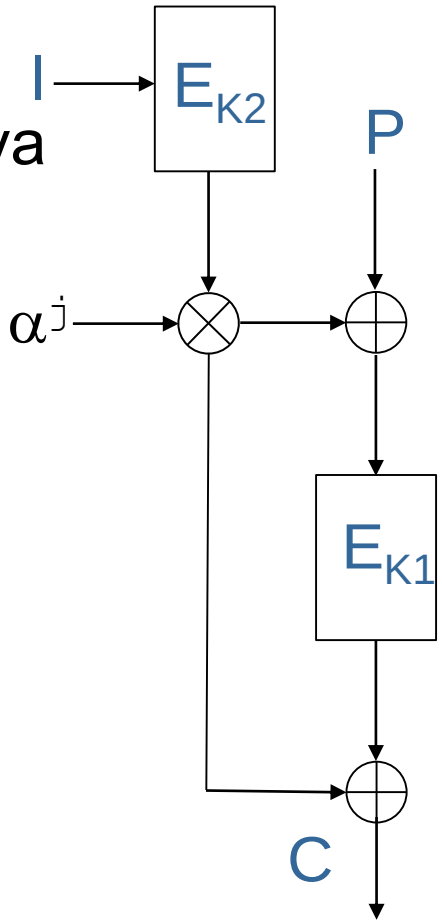
Specifická omezení při šifrování pevných disků

- Šifrovaná musí být přesně tak velká jako nešifrovaná
  - lidé očekávají, že pevný disk má přibližně tu kapacitu, jaká je inzerována. Ukrojit si významný kus pro režii šifrování není možné.
  - Navíc, pokud se šifrování nastaví po instalaci OS nemusí na disku být dostatek místa k „ukradení“.
- Z předchozího bodu vyplývá:
  - není místo na ukládání IV, nonce, čítačů nebo autentizačních informací
  - není možné zajistit kryptografickou autentizaci žádným běžným způsobem, který známe (HMAC přes sektory, pomocí GCM tagu nebo OCB) ani CCM, nebo EAX, které způsobují nárůst velikosti zprávy

Speciální režimy činnosti - XEX

XEX - Xor-Encryption-Xor

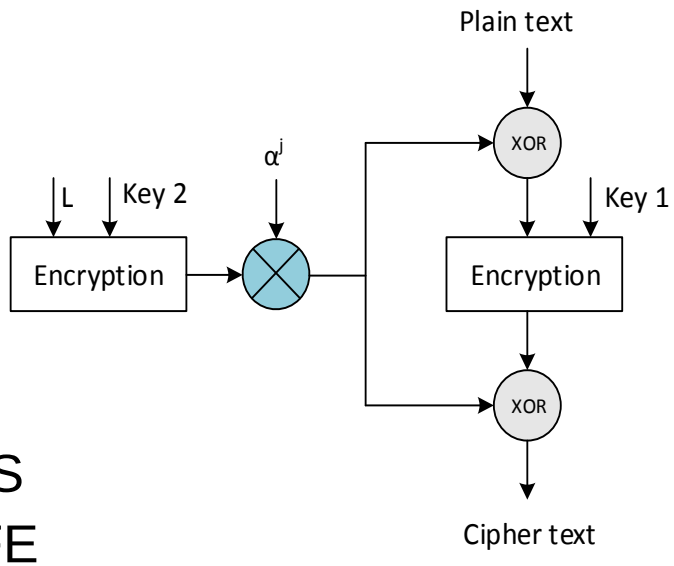
- $C=E_{K1}[P \oplus X] \oplus X$, kde $X=E_{K2}(I) \otimes \alpha^j$
- $K=K_1||K_2$ – **pouze jeden klíč**, rozdělený na dva
- efektivní pro šifrování po sobě jdoucích bloků
- I - číslo sektoru
- *j* - číslo bloku v sektoru
- α generátor pole $GF(2^{128})$



Speciální režimy činnosti - XTS

XTS - **X**EX-**T**BC-CT**S**

- XEX-based Tweaked CodeBook mode with CipherText Stealing
- CTS (CipherText Stealing) – metoda doplnění bloku pokud sektor není dělitelný velikostí bloku šifrovacího algoritmu
- velmi podobný XEX
- $C=E_{K1}[P \oplus X] \oplus X$, kde $X=E_{K2}(I) \otimes \alpha^j$
- L - číslo sektoru
- *j* - číslo bloku v sektoru
- α generátor pole $F(2^{128})$
- **dva nezávislé klíče K_1, K_2**
- 12/2007 IEEE P1619
- leden 2010 - NIST SP800-38E – XTS-AES
- Bestcrypto, Truecrypt, dm-crypt, FreeOTFE



Další režimy činnosti

OCB - Offset Codebook Mode

- AE (Authenticated Encryption)
- v IEEE 802.11 alternativa k CCM
- 3 verze – OCB1, OCB2, OCB3
- OCB2 – ISO/IEC 19772:2009 - AEAD
- OCB3 – RFC7253
- patentovaný, ale pro nekomerční použití zdarma

CWC - Carter-Wegman + CTR

- AEAD
- podobný CCM, OCB

EAX

- AEAD, uvažuje se, že nahradí CCM
- není chráněn patenty

WHF - Whiting-Housley-Ferguson Mode

IACBC - Integrity Aware CBC

IAPM - Integrity-Aware Parallelizable Mode

XCBC - Extended Cipher Block Chaining

Dotazy