CTR mód

Vytvoříme zprávy $m_0 = 0^n$ a $m_1 = 1^n$ a dostaneme zpět challenge ciphertext (IV, c) pro zprávu m_b , kde $c = c_1 c_2 \dots c_l$. Dotážeme se dešifrovacího orákula na ciphertext (IV + 1, c') pro $c' = c_2 c_3 \dots c_l c_1$ a obdržíme zprávu m'.

Z fungování CTR módu snadno vidíme, že pokud je b=0, prvních l-1bloků m^\prime bude nulových, jelikož

$$m'_i \oplus F_k(IV+1+i) = c_{i+1} = m_{b(i+1)} \oplus F_k(IV+i+1)$$

pro $i \in \{1, \dots, l-1\}$. Pokud je naopak (IV, c) ciphertextem m_1 , stejným argumentem bude prvních l-1 bloků m' zaplněno jedničkami.

Sestrojili jsme tedy adversaryho úspěšného v CCA experimentu s pravděpodobností 1, tudíž CTR mód není CCA-secure.

OFB mód

Mějme zprávy a ciphertext stejně jako v předchozím případě. Po obdržení challenge ciphertextu se dotážeme dešifrovacího orákula na ciphertext (IV,c'), kde $c'=c_1c_2\dots c_{l-1}d$ pro nějaké $d\neq c_l$ a obdržíme zprávu m'. Jelikož šifrování a dešifrování zprávy v OFB módu můžeme zapsat jako

$$c_i = m_i \oplus F_k(F_k(\dots F_k(IV)))$$

$$m_i = c_i \oplus F_k(F_k(\dots F_k(IV))),$$

kde funkce F_k je do sebe i-krát vnořená, vidíme, že hodnota (de)šifrovaného bloku není závislá na hodnotách ostatních bloků. Jelikož se navíc prvních l-1 bloků c' a c shodují (a používají stejnou IV), vyplývá z toho, že prvních l-1 bloků m' se bude shodovat s prvními l-1 bloky m_b , čímž snadno určíme, která zpráva byla šifrována. Ani OFB mód tedy není CCA-secure.

CBC mód

Mějme zprávy a ciphertext jako v předchozích případech. Zeptáme se dešifrovacího orákula na ciphertext (IV,c'), kde $c'=c_1c_2\dots c_{l-1}d$ pro nějaké $d\neq c_l$ a obdržíme zprávu m'. Protože dešifrování je definováno jako

$$m_i = F_k^{-1}(c_i) \oplus c_{i-1},$$

vidíme, že hodnota i-tého bloku dešifrované zprávy závisí pouze na c_i a c_{i-1} , popř. IV pro první blok. Tyto hodnoty jsou pro prvních l-1 bloků c' a c shodné, tudíž i prvních l-1 bloků m' a m_b musí být shodných. Z toho snadno identifikujeme b a dokážeme tak, že CBC mód není CCA-secure.