Pontificia Universidad Católica de Chile
Departamento de Ciencia de la Computación
Criptografía y Seguridad Computacional

Pregunta 2

26 de abril de 2022

Pablo Brancoli - 18642578

Primero que nada como Gen no admite claves cuyo primer bit sea 0, podemos asumir que el largo de Gen va a ser $n/2$, y por el enunciado entonces, Gen elige claves con distribución uniforme sobre $n/2$.

Dado que 3/4 es significativamente mayor a 1/2, tenemos que demostrar que la probabilidad de que el adversario gane en la ronda 1 es 3/4. Vamos a tener que:

$$Pr(AdversarioGane) = Pr(AdversarioGane|b = 0) * 1/2 + Pr(AdversarioGane|b = 1) * 1/2$$

Tenemos que Pr(Adversario Gane $|b = 0$) es 1, por otro lado Pr(Adversario Gane $|b = 1$) va a ser la probabilidad de que la permutación no sea igual a la encriptación, es decir Pr($\pi(y) \neq Enc(k, y)$)

$Pr(\pi(y) \neq Enc(k, y))$ = Casos Favorables / Casos Totales

Como vimos en clases el numero total de permutaciones es $2^n!$, por que esos serán nuestros casos totales.

En cuanto a los casos favorables, tenemos que estos van a ser todos los casos donde la encriptacion no sea igual a la permutacion. Ahora bien sabemos que la encriptacion es una funcion 1-1 y que el espacio de las llaves es todos los cuales el primer bit es 0, es decir $2^{n-1}!$. Por lo que podemos asumir que el espacio de las llaves y la encriptacion es el mismo, sin necesariamente saber cual es la encriptacion, ya que cada llave lleva a una encriptacion unica.

$$|Enc(k, y)| = |Gen(k)|$$
$$Pr(\pi(y) \neq Enc(k, y)) = 1 - Pr(\pi(y) = Enc(k, y))$$
$$Pr(\pi(y) \neq Enc(k, y)) = 1 - 2^{n-1}!/2^n!$$
$$= 1 - 2^{n-1}!/(2^{n-1}! * 2)$$

$$= 1 - 1/2$$
$$= 1/2$$

Entonces:

$$Pr(AdversarioGane) = Pr(AdversarioGane|b = 0) * 1/2 + Pr(AdversarioGane|b = 1) * 1/2$$

$$Pr(AdversarioGane) = 1 * 1/2 + 1/2 * 1/2$$
$$Pr(AdversarioGane) = 3/4$$

Lo cual por el enunciado sabemos que es una probabilidad significativamente mayor a 3/4, es decir este esquema no es una pseudo-random permutation de una ronda.