



PONTIFICIA UNIVERSIDAD CATOLICA DE CHILE  
ESCUELA DE INGENIERIA  
DEPARTAMENTO DE CIENCIA DE LA COMPUTACION

## Criptografía y Seguridad Computacional - IIC3253

### Tarea 2

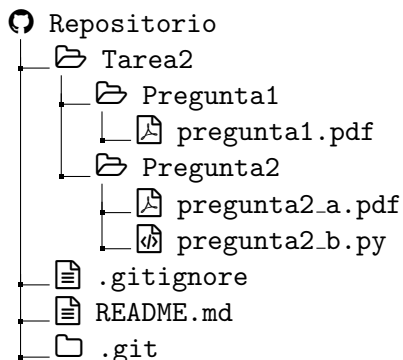
Plazo de entrega: miércoles 14 de mayo

## Instrucciones

Cualquier duda sobre la tarea se deberá hacer en los *issues* del repositorio del curso. Los issues son el canal de comunicación oficial para todas las tareas.

**Configuración inicial.** Para esta tarea utilizaremos *github classroom*. Para acceder a su repositorio privado debe ingresar al siguiente link, seleccionar su nombre y aceptar la invitación. El repositorio se creará automáticamente una vez que haga esto y lo podrá encontrar junto a los repositorios del curso. Para la corrección se utilizará Python 3.11.

**Entrega.** Al entregar esta tarea, su repositorio se deberá ver exactamente de la siguiente forma:



Para cada problema cuya solución se deba entregar como un documento (en este caso la pregunta 1), deberá entregar un archivo `.pdf` que, o bien fue construido utilizando  $\text{L}^{\text{A}}\text{T}_{\text{E}}\text{X}$ , o bien es el resultado de digitalizar un documento escrito a mano. En caso de optar por esta última opción, queda bajo su responsabilidad la legibilidad del documento. Respuestas que no puedan interpretar de forma razonable los ayudantes y profesores, ya sea por la caligrafía o la calidad de la digitalización, serán evaluadas con la nota mínima.

## Preguntas

1. Sea  $\{h^n\}_{n \in \mathbb{N}}$  una familia de funciones de compresión resistente a colisiones tal que  $h^n : \{0, 1\}^{2n} \rightarrow \{0, 1\}^n$ . Supondremos también que esta familia es *puzzle friendly*, lo que significa

que no existe un algoritmo eficiente que, dados  $u, v \in \{0, 1\}^n$ , construye  $x \in \{0, 1\}^n$  tal que  $h^n(u\|x) = v$ . Formalmente, la familia  $\{h^n\}_{n \in \mathbb{N}}$  se dice *puzzle friendly* si para cada algoritmo aleatorizado  $\mathcal{A} : \{0, 1\}^{2n} \rightarrow \{0, 1\}^n$  que funciona en tiempo  $o(2^n)$ , se tiene que la probabilidad de que  $h(u, \mathcal{A}(u, v)) = v$  es despreciable.<sup>1</sup>

A partir de la familia  $\{h^n\}_{n \in \mathbb{N}}$ , definimos el protocolo **EstablecerClave**( $1^n$ ) que permite a dos usuarios  $A$  y  $B$  establecer una clave de  $n$  bits en un canal público, sin la necesidad de juntarse físicamente.

### **EstablecerClave**( $1^n$ )

- (1) Sea  $P$  el conjunto de las primeras  $n^2$  palabras en  $\{0, 1\}^n$ , ordenadas por orden lexicográfico (definido por  $0 < 1$ ), y sea  $m = n \cdot \lceil \log n \rceil$ . Por ejemplo, si  $n = 5$ , entonces  $P = \{00000, 00001, 00010, \dots, 10110, 10111, 11000\}$  y  $m = 15$ .
  - (1.1)  $A$  escoge  $m$  palabras distintas  $u_1, \dots, u_m$  desde el conjunto  $P$ , calcula  $a_i = h(0^n\|u_i)$  para cada  $i \in \{1, \dots, m\}$ , y envía  $(1, a_1), \dots, (m, a_m)$  a  $B$ .
  - (1.2)  $B$  escoge  $m$  palabras distintas  $v_1, \dots, v_m$  desde el conjunto  $P$ , calcula  $b_i = h(0^n\|v_i)$  para cada  $i \in \{1, \dots, m\}$ , y envía  $(1, b_1), \dots, (m, b_m)$  a  $A$ .
- (2) Sea  $I = \{(i, j) \mid a_i = b_j\}$ . Si  $I = \emptyset$ , entonces el protocolo falla. En otro caso, sea  $(k, \ell)$  el menor elemento en  $I$  en el orden lexicográfico sobre  $\{1, \dots, m\}^2$  definido por  $1 < 2 < \dots < m$ .
  - (2.1)  $A$  establece como clave  $u_k$ .
  - (2.2)  $B$  establece como clave  $v_\ell$  (que debería ser igual a  $u_k$ ).

En esta pregunta usted va a analizar la complejidad de este protocolo, para lo cual va a considerar las operaciones entre bits (suma, resta, comparación, etc.) como las operaciones básicas en los algoritmos, las cuales tienen costo 1. Por ejemplo, verificar si  $u = v$  para dos palabras  $u, v \in \{0, 1\}^n$  toma tiempo  $n$  ya que se deben realizar  $n$  operaciones de comparación entre bits. En el análisis a realizar a continuación debe suponer que  $h^n(u\|v)$  se calcula en tiempo  $O(n)$ , lo cual es cierto para las funciones de hash usuales.

- (a) La llamada **EstablecerClave**( $1^n$ ) falla tanto si no se tiene un par  $(i, j)$  tal que  $a_i = b_j$  como si  $u_k \neq v_\ell$  (las claves secretas establecidas por  $A$  y  $B$  son distintas). Demuestre que existe una función despreciable  $f(n)$  tal que:

$$\Pr(\text{EstablecerClave}(1^n) \text{ falle}) \leq f(n).$$

- (b) Suponga que **EstablecerClave** no falla. Demuestre que  $A$  y  $B$  establecen una clave compartida en tiempo  $O(n^2 \cdot \log^2 n)$ .
- (c) Suponga que **EstablecerClave** no falla, y sea  $\mathcal{A}$  un algoritmo aleatorizado que usa un atacante para descubrir la clave compartida entre  $A$  y  $B$ . Demuestre que si  $\mathcal{A}$  funciona en tiempo  $o(n^3)$ , entonces la probabilidad de que la repuesta entregada por  $\mathcal{A}$  sea correcta es una función despreciable (como función del largo  $n$  de la clave).

---

<sup>1</sup>Recuerde que una función  $f(n)$  es  $o(g(n))$  si se cumple que  $(\forall c \in \mathbb{R}, c > 0)(\exists n_0 \in \mathbb{N})(\forall n \in \mathbb{N}, n \geq n_0)(f(n) \leq c \cdot g(n))$ .

2. Sea  $(Gen, h)$  una función de hash tal que  $Gen(1^n) = n$  y  $h^n : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^n$ . El siguiente juego es utilizado para definir la propiedad de que  $(Gen, h)$  es resistente a modificaciones en la pre-imagen.

**PreImageModification( $n$ )**

- El atacante define un algoritmo de tiempo polinomial  $\mathcal{A} : \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}^*$  tal que el largo de  $\mathcal{A}(x)$  es mayor al largo de  $x$  para todo  $x \in \{0, 1\}^*$ .
- El atacante envía  $\mathcal{A}$  al verificador.
- El verificador selecciona  $x \in \{0, 1\}^n$  y envía  $h^n(x)$  al adversario.
- El verificador selecciona al azar  $b \in \{0, 1\}$ .
  - Si  $b = 0$ , el verificador computa  $y = h^n(\mathcal{A}(x))$ .
  - Si  $b = 1$ , el verificador elige al azar  $y \in \{0, 1\}^n$ .
- El verificador envía  $y$  al adversario.
- El adversario elige  $b' \in \{0, 1\}$ , y gana si  $b = b'$ .

Decimos que una función de hash es resistente a modificaciones de pre-imagen si es que no existe un adversario que funcione en tiempo polinomial (en  $n$ ) y que gane el juego **PreImageModification( $n$ )** con una probabilidad no despreciable.

- (a) Demuestre que las funciones de hash basadas en la construcción de Merkle-Damgård vista en clases no son seguras frente a modificaciones de pre-imagen.
- (b) Programe en python un adversario que gane este juego para la función **SHA256**. Específicamente, deberá entregar un archivo **pregunta2\_b.py** que contenga dos funciones:
  - **alg(str) -> str**. Esta función representa el algoritmo  $\mathcal{A}$  que utilizará el adversario para ganar el juego definido más arriba para el caso de **SHA256**.
  - **adv(z: bytes, y: bytes) -> bool**. Esta función representa a su adversario que, habiendo recibido  $z = h(x)$  e  $y$  (teniendo  $x, y, z \in \{0, 1\}^{256}$ ), deberá retornar verdadero si y sólo si  $y = \text{SHA256}(\text{alg}(x))$ .