

Aufgaben

32. Beweisen sie die Korrektheit der RSA Ver- und Entschlüsselungsformel für $\text{ggT}(m, n) = 1$ und $\text{ggT}(m, n) \neq 1$.

Fall 1: $\text{ggT}(m, n) = 1$

dann gilt z.z.: $m' = m$ für $m' \equiv c^d \pmod{n}$ wo $c \equiv m^e \pmod{n}$

wir wissen das $ed \equiv 1 \pmod{\phi(n)}$ was bedeutet, dass es ein k gibt so, dass: $ed = 1 + k * \phi(n)$ da m und n Teilerfremd sind

somit:

$$m' \equiv (m^e)^d \pmod{n}$$

$$m' \equiv m^{ed} \pmod{n}$$

$$m' \equiv m^{1+k*\phi(n)} \pmod{n}$$

$$m' \equiv m * (m^{\phi(n)})^k \pmod{n}$$

Nach dem kleinen Satz von Fermat gilt hier, dass $m^{\phi(n)} \equiv 1 \pmod{n} \Rightarrow$

$$m' \equiv m * 1^k \pmod{n}$$

$$m' \equiv m \pmod{n}$$

somit ist die Korrektheit bewiesen.

Fall 2: $\text{ggT}(m, n) \neq 1$

Erneut berechnen wir:

$$m' \equiv (m^e)^d \pmod{n}$$

da m ein Teiler von p ist schreiben wir $m = k * p$ für ein $k \in \mathbb{Z}$

$$\text{somit ist } m^e \pmod{n} = (kp)^e = k^e * p^e$$

$$\text{wir wissen außerdem: } k^e * p^e \equiv 0 \pmod{p}$$

nun:

$$m' \equiv (m^e)^d \pmod{n}$$

$$m' \equiv m^{ed} \pmod{n}$$

$$m' \equiv (kp)^{ed} \pmod{n}$$

da $ed \equiv 1 \pmod{\phi(n)}$ gilt $ed = 1 + k * \phi(n)$:

$$m' \equiv (kp)^{1+k*\phi(n)} \pmod{n}$$

$$kp * (kp)^{k*\phi(n)} \equiv (kp)^{1+k*\phi(n)} \pmod{n}$$

da kp ein Teiler von p ist gilt:

$$kp * (kp)^{k*\phi(n)} \equiv 0 \pmod{p}$$

$$0 * (0)^{k*\phi(n)} \equiv 0 \pmod{p}$$

da $n = p * q$ gilt:

$$0 \equiv (kp)^{1+k*\phi(n)} \pmod{n}$$

$$0 \equiv (kp)^{ed} \pmod{n}$$

$$m' \equiv 0 \pmod{n}$$

Somit ist die richtige Entschlüsselung von RSA unter der annahme $\text{ggT}(m, n) \neq 1$ widerlegt.

Kleiner Satz von Fermat

33. Warum ist RSA in der bisherigen Beschreibung (sog. Textbook RSA) nicht INDCPA ? Wie wird mit RSA diese Sicherheitsstufe erreicht?

Wie bereits in der Vorlesung angesprochen wurde ist Textbook RSA nicht IND-CPA, da es deterministisch ist, s.h.: hat man einen Ciphertext c und soll bestimmen ob A oder B der zugehörige Plaintext ist, kann man bei einer Chosen Plaintext Attacke einfach beide mit dem Publickey verschlüsseln und überprüfen welches $c_A/c_B = c$. (s.h.: $E(m) = c$ wobei beim verschlüsseln eines bestimmten m immer dasselbe c heraus kommt)

Um dies zu verhindern muss man dafür sorgen, dass für denselben Plaintext nicht immer derselbe Ciphertext entsteht. Dafür gibt es mehrere Möglichkeiten, eine davon ist Padding mit OAEP (Optimal asymmetric encryption padding)¹.

Das ganze funktioniert so, dass man zwei Masken mit einer Mask Generating Function (MGF) erstellt welche für denselben Seed immer dieselbe Maske erstellt ($MGF(seed_1) = mask_1$)

Man wählt jetzt einen beliebigen Seed für Maske 1 ($M1$) und erstellt diese.
Für Maske 2 nutzt man Maske 1 und XORt diese mit dem Plaintext ($M1 \oplus m$).

Verschlüsselt wird nun eine Verbindung der beiden Masken:

Maske 1 XORt man mit dem Plaintext und Maske 2 XORt man mit dem Seed der ersten Maske, diese beiden mit den Masken bearbeiteten Teile konkateniert man dann und verschlüsselt diese mit RSA:

$$E_{RSA}((M1 \oplus m) || (M2 \oplus Seed_{M1}))$$

(|| ... Konkatenationsoperator)

Somit kommen bei zwei Verschlüsselungen desselben Plaintexts verschiedene Ciphertexte heraus das es das zufällige element von $M1$ bzw dessen Seed gibt. Nach dem entschlüsseln ist es einfach das ganze zu reversieren: da der Seed von Maske 2 $M1 \oplus m$ entspricht und man mit dem dadurch gewonnen Seed von $M1$ die Nachricht wiederherstellen kann.

Nach dem Entschlüsseln liegen uns also $(M1 \oplus m)$ und $(M2 \oplus Seed_{M1})$ vor, also:

$$MGF(M1 \oplus m) = M2$$

$$(M2 \oplus Seed_{M1}) \oplus M2 = Seed_{M1}$$

$$MGF(Seed_1) = M1$$

$$(M1 \oplus m) \oplus M1 = m$$

und somit ist m wiederhergestellt.

¹ [Wikipedia 19.05.2024](#)

-
34. Implementieren sie die Chosen Ciphertext Attacke 3 gegen RSA (Slide 157 der VO). Bedenken sie, dass sie dafür auch die Abbildung des Plaintexts auf numerische Blöcke realisieren müssen. Weiters wird Alice nur sinnvolle Dokumente unterschreiben!

Zuerst generieren wir unsere Keys:

```
def generate_keys(bits=1024):
    e = 65537
    p = number.getPrime(bits)
    q = number.getPrime(bits)
    n = p * q
    phi = (p - 1) * (q - 1)
    d = pow(e, -1, phi)
    return (e, n), (d, n)
```

vermutlich eine schlechte Quelle aber für habe ich nach einer kurzen Google suche 65537 aufgrund dieser Website gewählt: [Is there a preferred size for e in an RSA cryptosystem?](#)
22.05.2024

Nachdem es funktioniert und das ganze recht bleibt scheint bleibe ich dabei.

Jetzt braucht es noch eine funktion welche Plaintextblöcke signiert:

```
def sign(message, private_key):
    d, n = private_key
    message_int = int.from_bytes(message.encode('utf-8'), byteorder='big')
    signature = pow(message_int, d, n)
    return signature
```

Dann muss nurnoch die Attacke durchgeführt werden:

```
def chosen_ciphertext_attack(public_key, private_key):
    m1 = "Hello"
    m2 = "World"

    # In numerische Blöcke konvertieren
    m1_int = int.from_bytes(m1.encode('utf-8'), byteorder='big')
    m2_int = int.from_bytes(m2.encode('utf-8'), byteorder='big')

    # Berechnen von numerischen m3 für späteres Überprüfen
    n = public_key[1]
    m3_int = (m1_int * m2_int) % n

    # An Alice "senden"

    # Alice signiert m1 und m2
    s1 = sign(m1, private_key)
    s2 = sign(m2, private_key)

    # Alice "sendet" zurück

    # Eve berechnet signiertes m3 aus s1 und s2
    s3 = (s1 * s2) % n

    # Überprüfen ob m3^d = m1^d * m2^d
    signed_message_int = pow(s3, public_key[0], n) # m^e*d = m
    is_valid = signed_message_int == m3_int
    print(f"Forged signature valid: {is_valid}")

public_key, private_key = generate_keys()
chosen_ciphertext_attack(public_key, private_key)
```

Hierbei folgen wir genau dem Ablauf auf Slide 157 und überprüfen danach noch ob tatsächlich das richtige herauskommt in dem wir die Signatur mithilfe des Public keys reversieren (nachdem $m^{e*d} \equiv m \pmod{n}$).

Zusatz

- [Repository](#)