Passive SSH Key Compromise via Lattices

Ferrara Justin

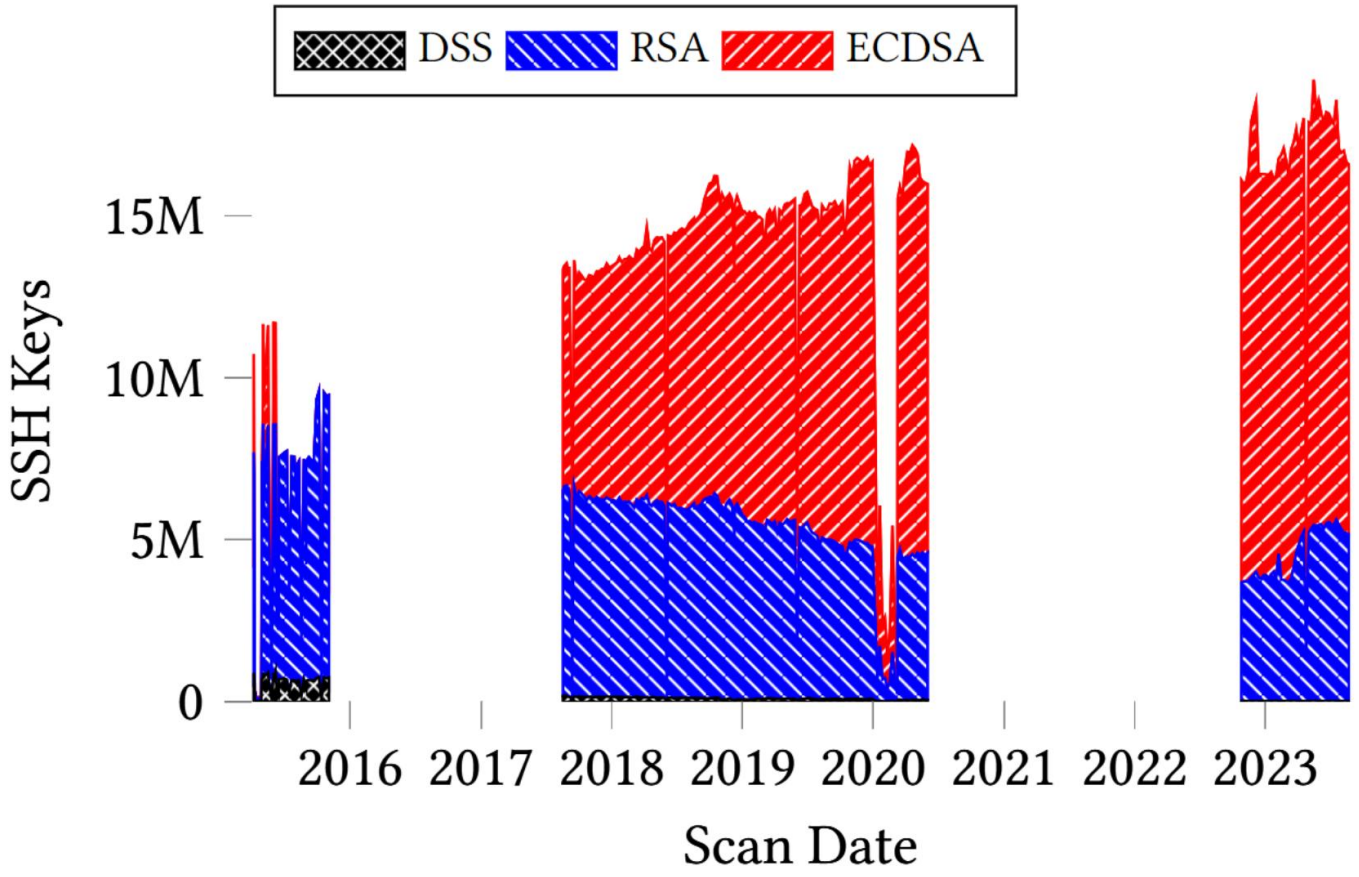
Introduction - Signatures digitales

- Signatures digitales largement répandues
- Authentifier un client, un serveur
- Souvent combiné avec d’autres algorithmes cryptographiques
- Paire de clé publique et privée

Introduction - RSA PKCS#1 v1.5

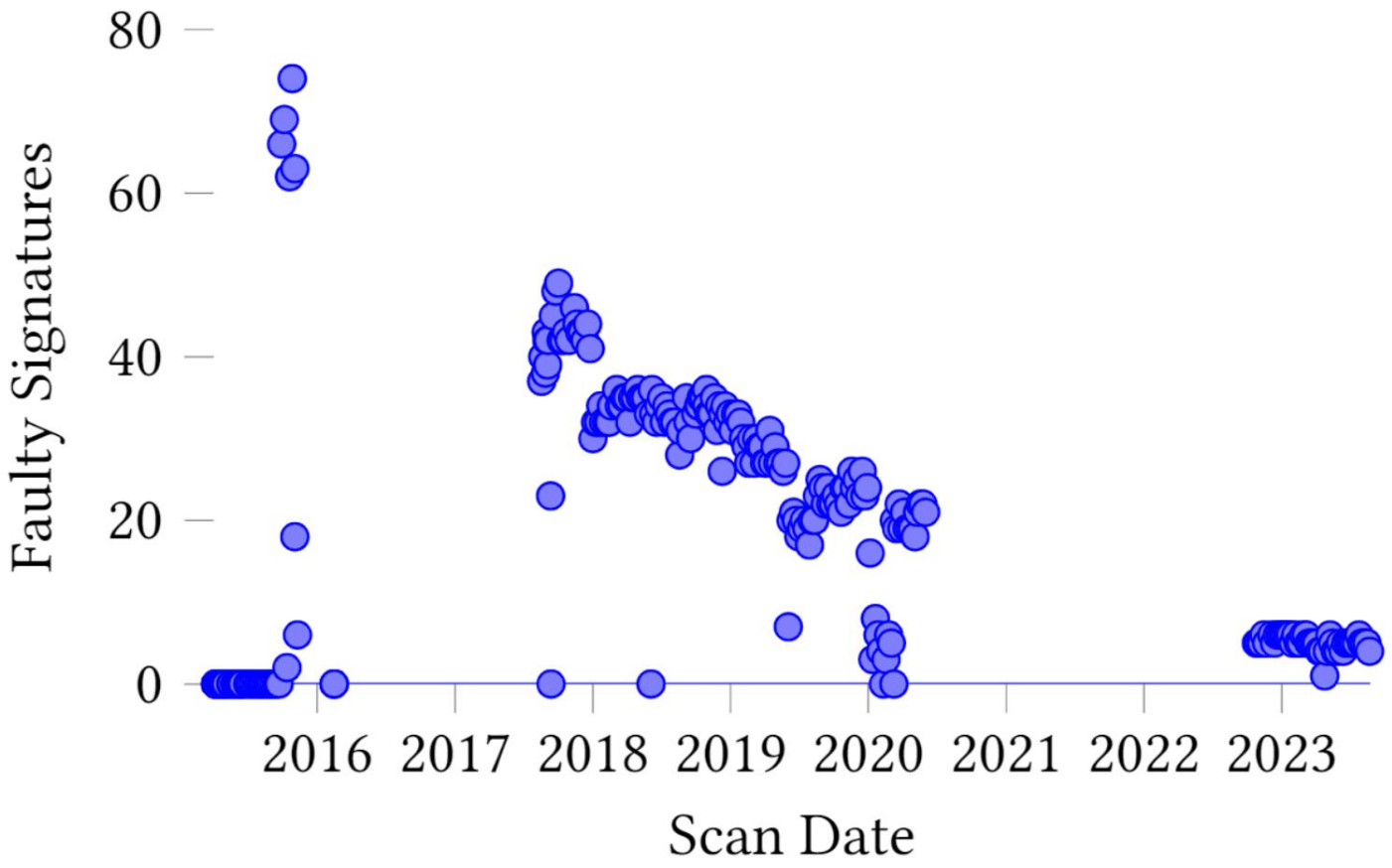
- Legacy
- Utilisé dans SSH et IPsec
- Signe un message qui n’est pas transmis sur la canal
- Impossible de faire un attaque par PGCD si une erreur apparaît car le message est chiffré
- Les signatures sont calculées en utilisant le théorème des restes chinois

Algorithmes de signature dans SSH



Keegan Ryan et al. Passive SSH Key Compromise via Lattices. Cryptology ePrint Archive, Paper 2023/1711, 2023.

Erreurs dans les signatures RSA



Keegan Ryan et al. Passive SSH Key Compromise via Lattices. Cryptology ePrint Archive, Paper 2023/1711, 2023.

Appareils concernés par des erreurs dans les signatures

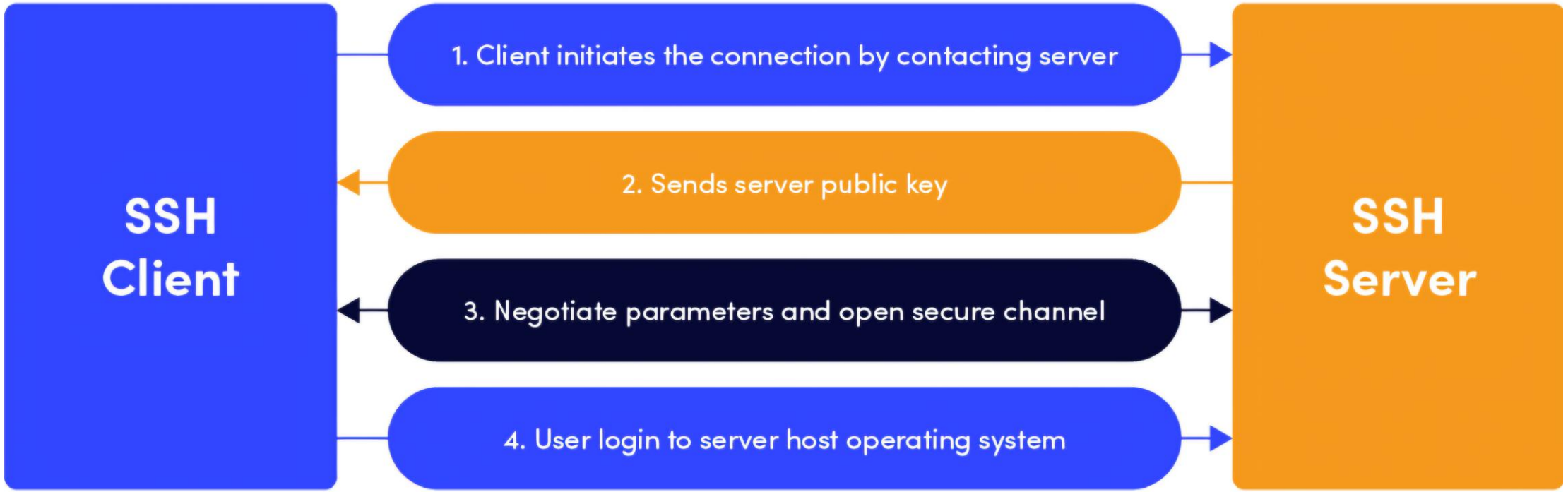
Version SSH de l'hôte	Nombre d'erreurs
SSH-2.0-Zyxel SSH server	4705
SSH-1.99-Zyxel SSH server	168
SSH-2.0-SSHD	87
SSH-2.0-Mocana SSH 5.3.1	1
SSH-1.99-Cisco-1.25	1

Keegan Ryan et al. Passive SSH Key Compromise via Lattices. Cryptology ePrint Archive, Paper 2023/1711, 2023.

Introduction – Modèle de l’attaquant

- Une écoute passive
- Une signature contenant une erreur collectée

SSH - Intro



Tatu Ylonen: SSH - Secure Login Connections over the Internet. Proceedings of the 6th USENIX Security Symposium, pp. 37-42, USENIX, 1996.

SSH - Protocole

1. Connection du client
2. Négociation des algorithmes
3. Échange Diffie-Hellman
4. Le serveur signe le secret dérivé du D-H, les cipher suites, l'id client et serveur
5. Signature envoyée en clair
6. Vérification de la signature par le client
7. Établissement du canal chiffré
8. Authentification du client

SSH - Protocole

1. Connection du client
2. Négociation des algorithmes
3. Échange Diffie-Hellman
4. Le serveur signe le secret dérivé du D-H, les cipher suites, l'id client et serveur
5. Signature envoyée en clair
6. Vérification de la signature par le client
7. Établissement du canal chiffré
8. Authentification du client

SSH - Authentification du client

- Effectuée après l'établissement du canal chiffré
- Par mot de passe
  - Mot de passe envoyé dans le canal chiffré
- Par clé publique
  - Le client signe l'identifiant de session

SSH – Algorithmes disponibles

- Échange des clés :
  - D-H
  - ECDH
  - RSA
- Signatures
  - DSA
  - RSA
  - ECDSA
  - EdDSA (Ed25519)

SSH – Conséquences d'une compromission d'une clé de signature

- Attaques passives :
  - -
- Attaques actives
  - Usurper l'identité du serveur
  - Récupérer le mot de passe du client
  - Récupérer les commandes envoyées par le client
  - Man-in-the-Middle complet possible si authentification du client par mot de passe (forward du mot de passe)
  - Man-in-the-Middle complet possible si authentification par clé publique du client mais nécessite de compromettre la clé de signature du client

IPsec

- Principalement utilisé par les VPNs
- Confidentialité, authenticité et intégrité
- 2 versions majeures :
  - IKEv1
  - IKEv2

IPsec - IKEv1

- Authentification :
  - Signatures digitales
  - Par clés publiques
  - Clés pré-partagées (PSK)
- Modes :
  - Main mode
  - Agressive mode : échange initial réduit mais moins sécurisé

IPsec - IKEv1 – Implications de sécurité

- Main mode : signatures chiffrées, attaque active nécessaire pour récupérer des signatures
- Agressive mode : écoute passive pour récupérer la signature en clair
- Compromission de la clé de signature :
  - Usurpation de l'identité
  - Man-in-the-Middle complet possible uniquement si compromission des 2 clés de signatures (signature-based auth)

IPsec – IKEv2

- Pas compatible avec IKEv1
- Toutes les signatures sont chiffrées
- Extensible Authentication Protocol (EAP) pour obtenir une signature du serveur sans s’authentifier

IPsec – IKEv2 – Implications de sécurité

- Attaque active nécessaire pour récupérer des signatures
- Compromission de la clé de signature :
  - Usurpation de l'identité
  - Man-in-the-Middle complet possible uniquement si compromission des 2 clés de signatures (signature-based auth)

Signatures RSA PKCS#1 V1.5

- Signature

$$s = f(m)^d \bmod \mathrm{N}$$
$$f(x) \rightarrow fonction\ de\ padding$$

- Vérification

$$s^e \bmod \mathrm{N} = f(m')$$
$$f(m) \stackrel{?}{=} f(m')$$

Expression du padding

- PKCS#1 V1.5 pour signatures

$$00 \,||\, 01 \,||\, FF \ldots FF \,||\, ASN.1 \,||\, Hash(m)$$

$$a + x$$

- a connu
- x inconnu

Expression du padding

- PKCS#1 V1.5 pour signatures

$$00 \,||\, 01 \,||\, FF \ldots FF \,||\, ASN.1 \,||\, Hash(m)$$

$$a + x$$

- a connu
- x inconnu

Théorème des restes chinois - Déduction

- Posons x et x'avec $x \neq x'$
- En sachant que :

$$x \bmod p = x' \bmod p$$
$$x \bmod q \neq x' \bmod q$$

Que peut-on en déduire ?

Nous considérons donc ici une erreur de calcul dans l'anneau $\mathbb{Z}_q$

Théorème des restes chinois - Déduction

$$(x - x') \, mod \, p = 0$$

$$(x - x') \, mod \, q \neq 0$$

$$(x - x') \, mod \, N = k * p \bmod \mathrm{N} \text{ avec } \mathrm{k} \in \mathbb{Z}$$

Avec x une signature valide et x' une signature invalide par exemple.

Conditions pour réussir l’attaque

- Une signature PKCS#1 V1.5 invalide
- Posséder la clé publique correspondante
- Pour un message inconnu
- Le calcul de la signature utilise le théorème des restes chinois
- L’erreur de calcul apparait dans le monde des tuples

Cassez la construction !

Ce que nous connaissons

- Une signature invalide : s'
- La clé publique : (N, e)

Que pouvons-nous faire avec ces valeurs ?

Utilisation des valeurs connues

$$s'^{e} \; mod \; N = padded\_message\_error$$

$padded\_message\_error$ = 00 || 01 || FD ... FF || ASN.1 || Hash(m)

$padded\_message\_error$ = 00 || 00 || FF ... FF || ANN.1 || Hash(m)

$padded\_message\_error$ = 00 || 01 || FF ... FF || ASN.1 || Hash(m')

Extraction de l’erreur

$mean\_pad =$ 00 || 01 || FF ... FF || ASN.1 || 100...

$padded\_message\_error =$ 00 || 00 || FF ... FF || ASN.1 || Hash(m)

$diff =$ $padded\_message\_error$ - $mean\_pad$

$diff =$ 00 || 01 || 00 ... 00 || XX...XXX

PACD

- Partial Approximate Common Divisors

$$N_0 = p * q$$

$$N_1 = p * q_1 + r_1$$

PACD

$$N_0 = p * q$$

$$N_1 = \left(s'^{e} \bmod N\right) - mean\_pad = (k * p \bmod N) + r_1$$

Lattices

$$B = \begin{pmatrix} -2^{2\,(\log(h)\,-1)} & 2^{\log(h)-1} * N_1 & 0 \\ 0 & -2^{\log(h)-1} & N_1 \\ 0 & 0 & N_0 \end{pmatrix}$$

Avec h qui est la taille de l'espace de la fonction de hachage

LLL

- Réduire la matrice
- Trouver une base plus courte
- Trouver une base plus proche de l'orthogonalité

$$reduced\_matrix = LLL(B)$$

Résultat

$$reduced\_matrix = \begin{pmatrix} a_1 & b_1 & c_1 \\ a_2 & b_2 & c_2 \\ a_3 & b_3 & c_3 \end{pmatrix}$$

$$g(2^{\log(h)-1} * x)$$

$$g(x) = a_i * \frac{x^2}{2^{2*(\log(h)-1)}} + b_i * \frac{x}{2^{\log(h)-1}} + c_i$$

$$g(r_1) = 0$$

Résultat

$$p = \gcd(N_0, N_1 - r_1)$$

$$q = \frac{N_0}{p}$$

Limite

$$\log_2 h \leq \frac{\log_2 N}{4}$$

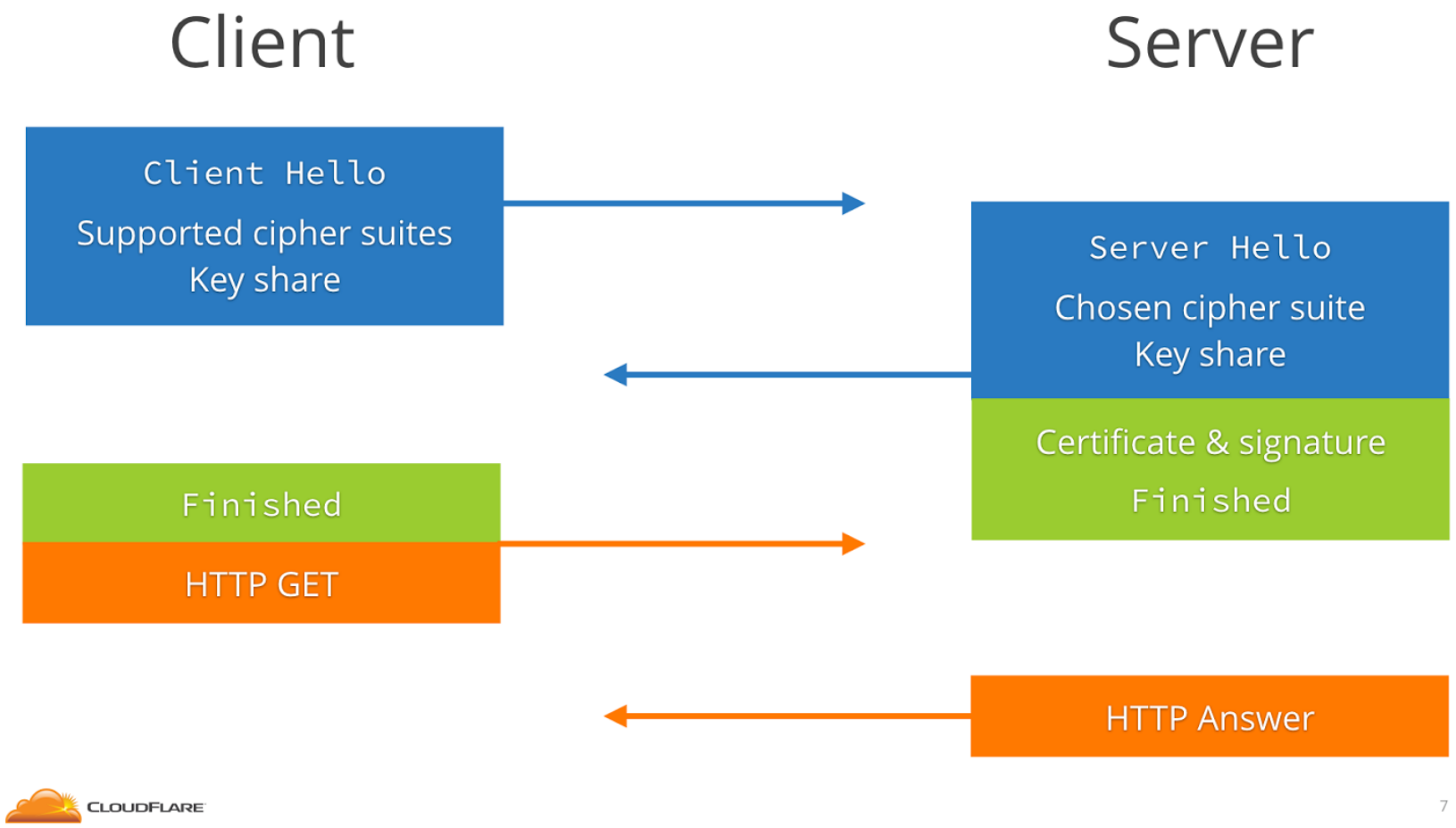
Mesures de mitigation

- Augmenter la taille du hash
- Authentifier les clients SSH par clé publique

Mesures de protections

- Faire les mises à jour
- Valider toutes les signatures avant de les envoyer
- Ne pas utiliser PKCS#1 v1.5
- Ne pas utiliser un padding déterministe
- Protocole :
  - Chiffrer la communication le plus tôt possible
  - Se baser sur TLS 1.3

Mesures de protections – TLS 1.3



David Evans: cs6501, TLSeminar. University of Virginia, Spring 2017.

HEIG VD

Questions ?

Bibliographie

- **Keegan Ryan, Kaiwen He, George Arnold Sullivan, Nadia Heninger**. *Passive SSH Key Compromise via Lattices*. Cryptology ePrint Archive, Paper 2023/1711, 2023. DOI: 10.1145/3576915.3616629, URL : https://eprint.iacr.org/2023/1711.
- **Duc, Alexandre, 2024**. *Asymmetric Cryptography Standards* [PDF]. Support de cours : Cryptographie avancée appliquée, HEIG-VD, 2024.
- **Tatu Ylonen.** SSH - Secure Login Connections over the Internet. Proceedings of the 6th USENIX Security Symposium, pp. 37-42, USENIX, 1996.