



DOI: 10.5335/rbca.v10i1.9999 Vol. 10, Nº 1, pp. 1-4 Homepage: seer.upf.br/index.php/rbca/index

TUTORIAL

Proteção de Comunicações Passadas e Futuras 101

Rodrigo de Oliveira Barbosa¹, Sabrina Carlé Winckler¹, Diego Kreutz² and João Otávio Massari Chervinski²

¹Engenharia de Software (ES), Universidade Federal do Pampa, Alegrete-RS, 97546-550, Brazil and ²Laboratório de Estudos Avançados (LEA), Universidade Federal do Pampa, Alegrete-RS, 97546-550, Brazil

*roliveira.loki@gmail.com;sabrinacarlew@gmail.com;kreutz@acm.org;joaootaviors@gmail.com

Received: yyyy-mm-dd. Revised: yyyy-mm-dd. Accepted: yyyy-mm-dd.

Abstract

In traditional security protocols, it is commonly assumed that when a secret key shared by two communicating parties is compromised, the integrity of communications is lost and there is no way to restore it. In fact, when only the basic security properties (confidentiality, integrity and authenticity) are taken into account, both past and future communications will be compromised when the secret key is disclosed. However, there exist advanced security properties like Perfect Forward Secrecy (PFS) and Post-Compromise Security (PCS) which make it possible to create robust systems and protocols that protect secret keys when they are compromised. PFS protects past communications and PCS aims to protect future communications. Those security properties have been recently developed and haven't been widely studied. This tutorial aims to present, using a didactic approach, an overview of basic and advanced security properties utilized in robust systems and protocols. Additionaly, we present real-world use cases for perfect forward secrecy and post-compromise security.

Key words: Authenticity; Confidentiality; Integrity; Perfect Forward Secrecy; Post-Compromise Security; Post-Quantum Secure; Security; Symmetric cryptography; Asymmetric cryptography;

Resumo

Em protocolos de segurança tradicionais, é comum assumirmos que não há mais nada o que fazer se a chave secreta, compartilhada entre as entidades comunicantes Alice e Bob, for comprometida. De fato, se considerarmos apenas as propriedades básicas de segurança (confidencialidade, integridade e autenticidade), tanto comunicações passadas quanto futuras estarão comprometidas no momento em que a chave secreta for comprometida. Entretanto, existem propriedades avançadas de segurança, como Perfect Forward Secrecy (PFS) e Post-Compromise Security (PCS) que permitem a construção de protocolos e sistemas mais robustos, ou seja, mais resistentes ao comprometimento de chaves secretas. Enquanto PFS protege comunicação passadas, PCS tem por objetivo proteger comunicações futuras. Como estas propriedades de segurança são pouco exploradas na literatura ou bastante recentes, como é o caso da PCS, este tutorial tem por objetivo apresentar uma visão geral, de forma didática e progressiva, de propriedades básicas e avançadas de segurança no projeto de protocolos e sistemas mais robustos. Além disso, nós apresentamos também casos de uso reais de perfect forward secrecy e post-compromise security.

Palavras-Chave: Autenticidade; Confidencialidade; Integridade; Perfect-Forward Secrecy; Post-Compromise Security; Post-Quantum Secure; Segurança; Criptografia assimétrica; Criptografia simétrica;

1 Introdução

A segurança e a privacidade da informação continuam sendo os principais desafios de desenvolvedores

de sistemas, empresas e outras instituições. Casos recentes e cada vez mais frequentes, como o divulgado pelo New York Times Times (2018), alertam para a criticidade da situação atual. No caso, a empresa Check Point Software Technologies, especializada em cibersegurança, encontrou uma maneira de alterar mensagens do aplicativo WhatsApp WhatsApp Inc. (2019), que pertence ao Facebook e é utilizado por cerca de 1.5 bilhões de pessoas. De acordo com a Check Point Software Technologies, ao criar uma versão modificada do aplicativo, golpistas podem mudar uma "citação" (função que permite usuários em uma conversa visualizar mensagens antigas e responder às mesmas) passando a impressão que uma pessoa enviou uma mensagem que, na realidade, ela não enviou. Isto pode ser caracterizado em segurança como personificação, ou seja, um atacante se passando por outra pessoa para conseguir obter informações privadas do alvo do ataque. Outro exemplo, ocorrido em 2018, é o maior vazamento de dados já registrado, que comprometeu mais de 1,1 bilhões de registros de dados pessoais de cidadãos da Índia Leskin (2018). Estes dois exemplos ilustram muito bem a importância de propriedades básicas e avançadas de segurança para garantir tanto a segurança quanto a privacidade dos dados dos usuários.

As propriedades mais fundamentais de segurança são confidencialidade, integridade e autenticidade (CIA¹). A confidencialidade dos dados é normalmente garantida por algoritmos de criptografia simétrica (como AES NIST (2019a) e 3DES NIST (2017)) ou assimétrica (como RSA Rivest et al. (1978)). dado original é utilizado como uma das entradas A segunda entrada é uma desses algoritmos. chave secreta (criptografia simétrica) ou uma chave pública (criptografia assimétrica). A partir de um conjunto de operações matemáticas sobre os dados e as respectivas chaves de entrada, são gerados conjuntos de bits sem significado por si só, isto é, uma verdadeira "sopa de letrinhas". Quando utilizado um algoritmo de criptografia simétrico, o destinatário dos dados precisa aplicar uma função do mesmo algoritmo (exemplo: AES), com a mesma chave secreta utilizada pelo remetente para visualizar os dados originais da mensagem. No caso da utilização de um algoritmo assimétrico, para a codificação é tipicamente utilizada a chave pública, enquanto que a chave privada é utilizada para a decodificação. Desta forma, a chave pública pode ser divulgada publicamente, ou seja, sem qualquer tipo de restrição. Entretanto, uma vez codificada com a chave pública, a informação poderá ser decodificada apenas com a chave privada correspondente, que é conhecida apenas pelo usuário proprietário do respectivo par de chaves pública/privada.

Nos exemplos apresentados a seguir, utilizamos Alice e Bob como as duas entidades (exemplos: duas pessoas ou dois programas modelo cliente/servidor) que estão compartilhando dados através de

mensagens. Na comunicação entre Alice e Bob, a confidencialidade garante apenas que os dados originais (decifrados) não são passíveis de leitura por um agente malicioso Eve², que tem acesso apenas aos dados cifrados. Porém, a confidencialidade não garante a integridade nem a autenticidade dos dados. Na prática isto significa que Eve pode modificar os dados cifrados que estão sendo enviados da Alice para o Bob. A priori, Bob irá receber os dados cifrados e não tem como saber se eles foram modificados em trânsito. Para verificar a integridade, Alice pode enviar também uma súmula (mais conhecida como digest) dos dados cifrados, que pode ser gerada utilizando uma função de hash criptográfica segura (exemplos: SHA-256, SHA-512, SHA3-256, SHA3-512 Dang (2015); NIST (2019b); Homsirikamol et al. (2012)). Entretanto, Eve ainda pode alterar os dados cifrados, re-gerar a súmula e enviar todos os dados alterados para Bob.

A autenticidade é propriedade de segurança que falta para Bob conseguir verificar a integridade e origem dos dados. Assumindo que Alice e Bob compartilham uma chave secreta K, Alice cifra os dados utilizando esta chave e gera um código de autenticação de mensagem, mais conhecido como HMAC (Hash-based Message Authentication Code)³ Krawczyk et al. (1997). O HMAC dos dados enviados pela Alice permitem à Bob verificar tanto a integridade quanto a autenticidade dos dados recebidos. O HMAC é uma espécie de assinatura da súmula dos dados. Como Bob consegue verificar que a súmula veio de Alice através da chave K, que apenas ambos conhecem, ele consegue também confirmar a integridade dos dados cifrados, ou seja, consegue saber se houve ou não alteração dos dados no meio do caminho. Portanto, combinando confidencialidade, integridade e autenticidade, Alice e Bob conseguem, finalmente, estabelecer comunicações seguras entre si enquanto Eve não descobrir a chave secreta K.

O que acontece se Eve descobrir a chave secreta K? No momento em que Eve descobre a chave secreta K, as propriedades básicas de confidencialidade, integridade e autenticidade deixam de ter qualquer efeito para proteger tanto comunicações passadas quanto comunicações futuras entre Alice e Bob. Supondo que Eve esteve atuando de forma passiva na rede, ou seja, registrando todas as mensagens trocadas entre Alice e Bob, no momento em que Eve descobrir a chave secreta K, ela poderá decifrar e visualizar todas as mensagens passadas e futuras entre Alice e Bob. As primeiras perguntas que surgem são: (a) Como podemos evitar que Eve consiga decifrar as mensagens das comunicações passadas entre Alice e Bob? (b) Como podemos evitar que Eve consiga decifrar as mensagens das comunicações futuras entre Alice e Bob? Há duas propriedades avançadas de segurança que buscam respostas a estas duas perguntas. A primeira é PFS (Perfect Forward Secrecy), cujo objetivo é proteger a confidencialidade de comunicações passadas entre Alice e Bob. Já

¹Neste utilizaremos tutorial CIA para denominar Confidencialidade, Integridade e Autenticidade. No inglês. utiliza-se comumentemente CIA para denominar a tríade de Confidentiality, Integrity, and Avaliability

²Utilizaremos Eve para denominar o agente malicioso que tenta interceptar e comprometer as comunicações entre duas entidades como Alice e Bob.

³Apesar de MAC (Message Authentication Code) ainda ser utilizado na prática, HMAC é o mais aceito e utilizado. Portanto, neste trabalho, utilizaremos apenas HMAC como exemplo.

a segunda é PCS (Post-Compromise Security), que busca garantir a confidencialidade, integridade a autenticidade das mensagens de comunicações futuras entre Alice e Bob.

O principal objetivo deste tutorial é introduzir os conceitos e apresentar exemplos ilustrativos e concretos de aplicação de PFS e PCS, que são propriedades de segurança avançadas e de grande importância na construção de sistemas mais resilientes à quantidade, força e inteligência crescente dos ataques modernos. Apesar de PFS ser um conceito relativamente antigo, na prática, são poucos os sistemas que realmente garantem esta importante propriedade de segurança. Por exemplo, no caso do TLS (Transport Layer Security) Dierks and Rescorla (2008), apenas a versão mais recente (1.3 Rescorla (2018)) garante, por padrão, PFS nas comunicações. Já PCS é algo bastante recente. Os primeiros trabalhos sobre o assunto começaram a surgir entre 2017 e 2018. Além disso, a complexidade e o número de mecanismos e recursos envolvidos em PCS é muito maior, como pode ser visto em exemplos práticos como DECIM Yu et al. (2017) e ANCHOR Kreutz, Yu, Ramos and Esteves-Verissimo (2017); Kreutz et al. (2019). PCS envolve detecção, o que por si só é complicado, PCR (Post-Compromise Recovery) e mecanismos de geração e evolução de chaves futuras.

Este tutorial está organizado conforme segue. A Seção 2 aborda propriedades básicas de protocolos Na sequência, as propriedades de segurança. avançadas perfect forward secrecy e post-compromise security são apresentadas e discutidas nas Seções 3 e 4, respectivamente. Alguns exemplos de protocolos e sistemas reais que suportam PFS e PCS são apresentados na Seção 5. Finalmente, as considerações finais são apresentadas na Seção 6.

CIA nas Comunicações

Os protocolos que protegem as comunicações devem fornecer as propriedades de confidencialidade, integridade e autenticidade dos dados em um cenário ideal. Tipicamente, estes protocolos incluem campos como um número de sequência, um nonce (também conhecido como valor único comumentemente utilizado para evitar ataques de replay Yang and Shieh (1999)), um payload (campo de dados) cifrado e uma assinatura. Em boa parte dos sistemas, é comum as mensagens possuirem um tamanho padrão para evitar ataques que objetivam deduzir informação das comunicações a partir de tamanhos distintos das mensagens. Na prática, diferentes sistemas, como o Anonymizer, tem sido alvos de ataques (bem sucedidos) baseados no tamanho variado dos pacotes Ling et al. (2013).

Pressupostos. Neste tutorial, para ilustrar os conceitos das propriedades básicas e avançadas de segurança, vamos utilizar um exemplo simples de grupos de mensagens. Nós assumimos um servidor (Bob), diferentes clientes (Alice, Sabrina, Rodrigo) e um agente malicioso (Eve). O servidor gerencia N grupos de mensagens. Os clientes publicam nos grupos e/ou recebem mensagens dos grupos. Com o objetivo de simplificar as explicações e contribuir para a compreensão dos conceitos de PFS e PCS, consideraremos que o servidor Bob é confiável e seguro. Em outras palavras, assumimos que Eve consegue comprometer apenas os dispositivos e dados dos clientes.

A Figura 1 apresenta um fluxograma simples de troca de mensagens entre o servidor e dois clientes. Como pode ser observado, o primeiro cliente envia uma mensagem para publicação. O servidor recebe a mensagem e a publica no respectivo grupo. Depois de confirmar a publicação para o cliente, o servidor notifica o segundo cliente, interessado nas mensagens do grupo, sobre a existência de novas mensagens. O segundo cliente, por sua vez, requisita as mensagens publicadas no grupo. O servidor então envia todas as novas mensagens ao segundo cliente.

É importante observarmos algumas coisas neste exemplo. Primeiro, as comunicações entre os clientes e o servidor precisam garantir CIA. Isto pode ser alcançado através da utilização de uma chave secreta, compartilhada entre o cliente e o servidor. Em outras palavras, o servidor terá uma lista de chaves secretas, uma para cada cliente. Segundo, é importante que as mensagens tenham o mesmo tamanho. Na prática, isto implica em segmentar os dados, isto é, limitar o tamanho máximo do payload da mensagem e, se necessário, quebrar a mensagem original em várias partes. Por exemplo, considerando que o payload é de 512 bytes e a mensagem original do cliente tem 2048 bytes, a mensagem do cliente deverá ser enviada em quatro partes (quatro mensagens do protocolo de comunicação entre o cliente e o servidor). Por outro lado, se a mensagem original do cliente for menor que 512 bytes, o protocolo deverá realizar uma operação de padding, isto é, preencher a mensagem com "dados quaisquer" (definidos no protocolo) até completar 512 bytes. Dessa forma, todas as mensagens do protocolo, trocadas entre o cliente e o servidor, terão sempre um payload de 512 bytes.

A seguir, no Algoritmo 1, apresentamos os detalhes do protocolo utilizado entre os clientes e o servidor para envio, notificação e recuperação de mensagens. Como pode ser observado, existem apenas 5 comandos simples, PUT, PUT_ACK, GET, GET_ACK e NOTIFY. Como pode ser observado na linha 1, o cliente envia uma nova mensagem para o servidor utilizando o comando PUT, um nonce, um payload cifrado contendo a identificação do grupo e os dados da mensagem e uma assinatura HMAC. O servidor (linha 2) envia uma mensagem de confirmação (PUT_ACK) para o cliente. O cliente 1 e o servidor compartilham uma chave secreta kc1 para garantir as propriedades de confidencialidade, integridade e autenticidade das mensagens.

Em seguida, o servidor envia uma mensagem de notificação (NOTIFY) para o cliente 2, avisando que há mensagens novas no(s) grupo(s) de interesse do respectivo cliente (linha 3). O cliente 2 escolhe um grupo e envia uma solicitação (GET) para o servidor (linha 4). O servidor responde (GET_ACK) com a identificação do grupo e o conteúdo das mensagens que couberem no payload. Novamente, os dados entre o cliente 2 e o servidor são protegidos (CIA) através de uma chave secreta compartilhada kc2.

O nonce pode ser gerado de forma simples e eficiente, usando a função do Algoritmo 2, conforme gerador de iDVVs (integrated Device Verification Values) proposto por pesquisas recentes Kreutz et al. (2018); Kreutz, Yu, Esteves-Verissimo, Magalhaes and

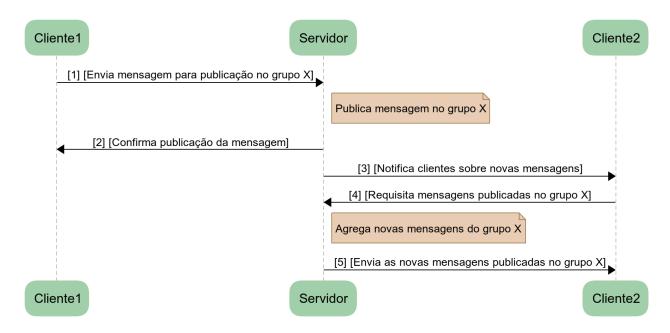


Figura 1: Serviço de grupos de mensagens.

Algo	Algoritmo 1: Comunicação entre os clientes e o servidor		
	1. Cliente1 \rightarrow Servidor	[PUT, nonce, E_{kc1} (grupo, mensagem)], HMAC _{kc1}	
	2. Servidor \rightarrow Cliente1	[PUT_ACK, nonce, E_{kc1} (nonce)], HMAC _{kc1}	
	3. Servidor \rightarrow Cliente2	[NOTIFY, nonce, E_{kc2} (lista_de_grupos)], HMAC _{kc2}	
	4. Cliente2 \rightarrow Servidor	[GET, nonce, E_{kc2} (grupo)], HMAC _{kc2}	
	5. Servidor \rightarrow Cliente2	[GET_ACK, nonce, E_{kc2} (grupo, mensagem)], HMAC $_{kc2}$	

Ramos (2017). O gerador de iDVVs pode ser utilizado de forma a garantir a geração de nonce de alta qualidade com um baixo custo computacional.

Algoritmo 2: Geração do nonce	
1: nonce = idvv_next()	

O nosso pressuposto é que a função de geração do nonce gera um valor único para cada mensagem, proporcionando robustez ao protocolo. O iDVV é um gerador que une a indistinguibilidade de geradores pseudo-aleatórios e as propriedades de números determinísticos, gerando a mesma sequência em ambas as extremidades do canal de comunicação. Isto permite a geração e a verificação descentralizada e segura dos valores utilizados (exemplo: nonce) entre o cliente e o servidor Kreutz et al. (2018).

Resumidamente, enquanto as chaves secretas compartilhadas entre os clientes e o servidor (kc1 e kc2) não forem descobertas pelo agente malicioso Eve, as mensagens trocadas estão protegidas e possuem as propriedades de confidencialidade, integridade e autenticidade asseguradas. Entretanto, é possível que Eve seja um agente malicioso ativo que registra todo o tráfego de mensagens da rede entre o servidor e

o cliente 1, como ilustrado no diagrama da Figura 2. Neste caso, no momento em que Eve descobrir a chave secreta kc1, o agente malicioso terá acesso aos dados originais (decifrados) de todas as comunicações passadas, presentes e futuras do cliente 1 com o servidor. Ao observar cuidadosamente a figura, podese perceber que o comprometimento da chave secreta kc1 compromete também as comunicações entre o cliente 1 e o cliente 2, realizadas através do grupo X no servidor.

O atacante pode descobrir a chave secreta kc1 de diferentes formas, como comprometimento do dispositivo do cliente 1 (exemplo: através de trojans ou keyloggers), side-channel attacks Meyer et al. (2014); Meyer and Schwenk (2013); Zhang et al. (2014), ataques de engenharia social Krombholz et al. (2015); Thornburgh (2004), remote timing attacks Brumley and Tuveri (2011), entre outros. A pergunta que surge é: Como proteger as comunicações passadas, presentes e futuras em caso de comprometimento da chave secreta utilizada entre um cliente e o servidor? Há propriedades avançadas de segurança, como PFS e PCS, que tem por objetivo garantir a segurança das comunicações passadas e futuras. Com relação às comunicações presentes, realizadas durante o intervalo do ataque, não há o que fazer, isto é, o atacante terá acesso às mensagens em trânsito até que o ataque seja detectado pelo cliente

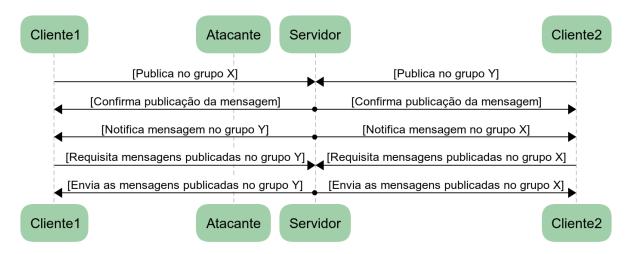


Figura 2: Grupos de mensagens com atacante ativo.

ou pelo servidor. Uma vez detectado o ataque, protocolos de PCR (Post-Compromise Recovery) e PCS (Post-Compromise Security) podem ser ativados para garantir a CIA das comunicações futuras.

Segurança com PFS 3

Perfect forward secrecy é uma propriedade que garante a segurança de comunicações passadas, isto é, comunicações realizadas antes do início do ataque. Uma forma bastante simples de ilustrar o princípio de PFS é apresentada na Figura 3. Como pode ser observado, há três sessões de comunicação entre o cliente o servidor. Em cada sessão, é utilizada uma chave secreta distinta (kc1A, kc1B e kc1C). Desta forma, se o atacante comprometer a chave de sessão kc1C, ele/ela compromete apenas os dados da terceira sessão, mas não das duas sessões anteriores. Este é o princípio essencial por trás do PFS. Claro que, na prática, pode ser mais complicado que isto garantir perfect forward secrecy em um protocolo de comunicação.

PFS utilizado para prevenir que o comprometimento de uma chave secreta de longo termo seja usado para afetar a confiabilidade de comunicações anteriores ao ataque. Se uma única comunicação for comprometida isso não compromete a confidencialidade de todas as comunicações anteriores a ela. O conceito de PFS pode ser aplicado em qualquer protocolo. O mecanismo mais aceito e utilizado é a rotação e atualização constante de chaves. A rotação de chaves pode ser realizada com base em diferentes parâmetros:

- i. Uma única chave única para toda a comunicação com servidor (e.g. Figura 1);
- ii. Uma chave por sessão de comunicação (e.g. Figura 3), onde a sessão é definida por uma unidade de tempo;
- iii. Uma chave para cada mensagem enviada do cliente para o servidor e vice-versa.

Neste tutorial nós iremos utilizar chaves por sessão de comunicação. Uma sessão pode ser definida por um intervalo de tempo x, como ilustrado na representação matemática 1 Arsenault (2017).

$$[a,b] = \{x \in \mathbb{R} | | a \le x \le b\} \tag{1}$$

Voltando ao exemplo da Figura 1, ao utilizar a idéia de chaves por sessão, temos um novo fluxograma conforme ilustrado na Figura 4. Como pode ser observado, há uma sessão de comunicação N entre o cliente 1 e o servidor e outra sessão de comunicação M entre o cliente 2 e o servidor. Supondo que cada sessão possui uma chave única, caso o atacante descubra as chaves das sessões N e M, ele conseguirá comprometer as comunicações destas duas sessões. Entretanto, somente com as chaves das sessões N e M não será possível comprometer os dados das sessões anteriores, ou seja, das sessões 1 até N-1 e 1 até M-1, respectivamente.

Uma forma simples de evoluir uma chave, sem possibilidade de reversão (isto é, descobrir a chave anterior a partir da atual), é através de funções de hash criptográficas seguras (e.g. SHA-256 e SHA-512), como proposto e utilizado em protocolos atuais que garantem PFS Kreutz et al. (2019). No Algoritmo 3, podemos observar como é gerada a chave de longa duração (chave inicial) e as respectivas chaves de

Primeiramente, o cliente e o servidor geram uma chave de longa duração através de um método como o Diffie-Hellman (DH) Rescorla (1999). A partir da chave de longa duração (K_{CLD}) é derivada a primeira chave secreta de sessão (K_{CSS}). A chave secreta de sessão é atualizada a cada intervalo de tempo x, como ilustrado nas linhas 3, 5 e 8 do algoritmo. Tanto a primeira chave, quanto as atualizações, são geradas utilizando uma função de hash criptográfica H, que recebe como parâmetro a chave de longa duração ou a chave de sessão, respectivamente.

Supondo que o atacante comprometa a chave K_{css} da linha 8, as chaves de sessão das linhas 3 e 5 estão seguras, pois estas já foram sobrescritas e, por definição de construção, não há como reverter o resultado (digest) de uma função de hash criptográfica H (exemplo: SHA-256). Como resultado, o atacante não consegue decifrar as mensagens anteriores ao comprometimento da chave de sessão. No entanto,

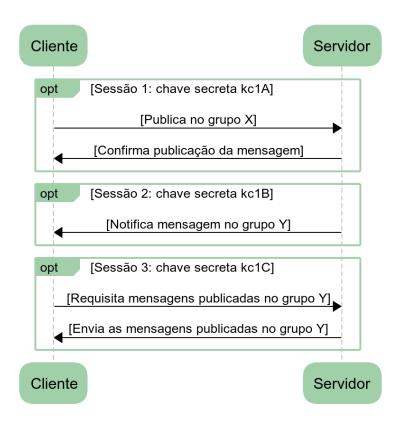


Figura 3: Sessões de comunicação entre o cliente e o servidor

Algoritmo 3: Geração e atualização de chaves secretas de sessão.		
	Cliente $\stackrel{DH}{\longleftrightarrow}$ Servidor	Geração da chave de longa duração $K_{\rm CLD}$
	Cliente, Servidor	Deriva 1a Chave Secreta de Sessão: $K_{css} \leftarrow H(K_{CLD})$
1.	$\textbf{Cliente} \rightarrow \textbf{Servidor}$	[PUT, nonce, E(grupo, mensagem)], HMAC
2.	$\textbf{Servidor} \rightarrow \textbf{Cliente}$	[PUT_ACK, nonce, E(nonce_prev)], HMAC
3.	Cliente, Servidor	Atualização da Chave Secreta da Sessão: $K_{css} \leftarrow H(K_{css})$
4.	$Servidor \rightarrow Cliente$	[NOTIFY, nonce, E(lista_de_grupos)], HMAC
5.	Cliente, Servidor	Atualização da Chave Secreta da Sessão: $K_{css} \leftarrow H(K_{css})$
6.	$\textbf{Cliente} \rightarrow \textbf{Servidor}$	[GET, nonce, E(grupo)], HMAC
7.	$Servidor \to Cliente$	[GET_ACK, nonce, E(grupo, mensagem)], HMAC
8.	Cliente, Servidor	Atualização da Chave Secreta da Sessão: $K_{css} \leftarrow H(K_{css})$

vale ressaltar que PFS não protege o sistema contra ataques de criptoanálise. Um ataque deste tipo consiste em encontrar uma maneira de decifrar uma mensagem cifrada sem a chave secreta. Um técnica básica de criptoanálise consiste em identificar as letras que aparecem com mais frequência em uma linguagem e associá-las as letras que aparecem com maior frequência no texto cifrado.

Há um aspecto importante a ser observado no Algoritmo 3. No início do algoritmo, é gerada uma chave de longa duração K_{CLD} . O que acontece se o atacante comprometer esta chave? Este é um exemplo simples, porém real, de pressupostos fracos existentes em sistemas. Se um atacante ativo comprometer a chave K_{CLD} , ele é capaz de comprometer a confidencialidade das comunicações passadas cujas chaves secretas foram derivadas da chave de longa duração atual. Uma forma simples de resolver o problema é simplesmente apagar a chave K_{CLD} logo após o primeiro uso.

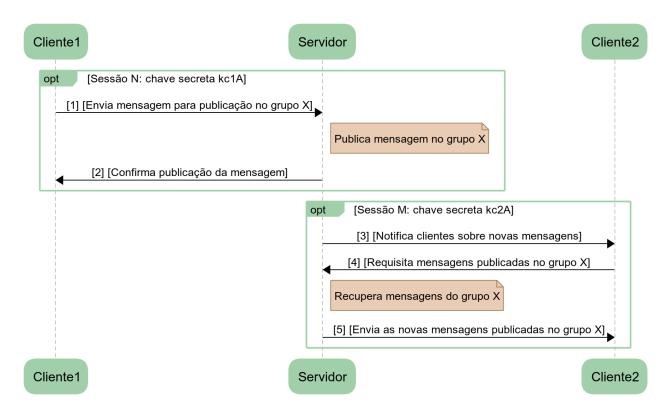


Figura 4: Sessões de comunicação entre os clientes e o servidor.

Segurança com PCS

Enquanto PFS protege as comunicações passadas, Post-Compromise Security (PCS) tem por objetivo proteger as comunicações futuras, isto é, aquelas ocorridas depois do ataque. Para que isto seja possível, primeiro, é necessário detectar que houve um comprometimento da chave secreta compartilhada entre Alice e Bob, como ilustrado no diagrama da Figura 5. Um dos primeiros trabalhos a propor uma forma de detectar o comprometimento da chave secreta foi o DECIM Yu et al. (2017). Vale ressaltar que o processo não é simples e nem fácil de ser implementado. No caso do DECIM, há, inclusive, a necessidade de intervenção manual do usuário, que recebe um alerta de algo anormal no sistema.

Além da detecção, pode ser necessária a recuperação das chaves para voltar a estabelecer as comunicações, de forma segura, com as diferentes entidades, como proposto em ANCHOR através de um protocolo de PCR (Post-Compromise Recovery) Kreutz et al. (2019). Neste tutorial, iremos considerar um oráculo capaz de "magicamente" detectar o comprometimento da chave secreta utilizada nas comunicações entre Alice e Bob (cliente e servidor). Além disso, vamos utilizar um protocolo de PCR simplificado, baseado na utilização do algoritmo de troca de chave de Diffie-Hellman (DH) entre o cliente e o servidor. Isto é o suficiente para ilustrar a ideia e os conceitos de PCS.

O diagrama da Figura 6 ilustra uma sequência de comunicações entre o cliente e o servidor onde há atualização de chaves (para garantir PFS), um ataque que compromete o cliente e a chave secreta, a execução de um protocolo PCS e a volta à normalidade do sistema, isto é, garantia da CIA das mensagens. Como pode ser observado, nas etapas 4 e 5, o atacante explora uma vulnerabilidade e compromete o cliente e a chave secreta. Com a detecção do comprometimento, é ativado o protocolo de PCS, que, neste exemplo simples, engloba a remoção da vulnerabilidade (exemplo: atualização de software) e a geração de uma nova chave secreta compartilhada utilizando o DH. Na sequência, o sistema volta a operar normalmente e o conteúdo das mensagens futuras (após a execução do protocolo de PCS) não pode mais ser comprometido pelo atacante, visto que a chave secreta comprometida já não vale mais no

No Algoritmo 4 é detalhado o exemplo com PCS. O cliente e o servidor iniciam gerando uma chave secreta de sessão K_{css}, que é utilizada na proteção da CIA das mensagens trocadas na sessão. Na linha 3, a chave de sessão é atualizada utilizando uma função de hash criptográfica H. Nas linhas 5 e 6, o atacante compromete o cliente, consegue acesso à chave secreta de sessão e o cliente detecta o comprometimento, respectivamente.

O cliente e o servidor executam o protocolo de recuperação e geração da nova chave secreta de sessão (linhas 7 e 8). Como comentado anteriormente, a chave é atualizada utilizando DH, o que não garante resiliência contra ataques de computadores quânticos, isto é, não é PQS (Post-Quantum Secure). Na sequência, continua o protocolo normalmente com a nova chave K_{css}. Por fim, a chave é novamente atualizada (linha 11).

O Algoritmo 5 ilustra o funcionamento do método de Diffie-Helmann. Neste caso, a chave resultante é a potência dos valores (a e b) trocados trocados entre o

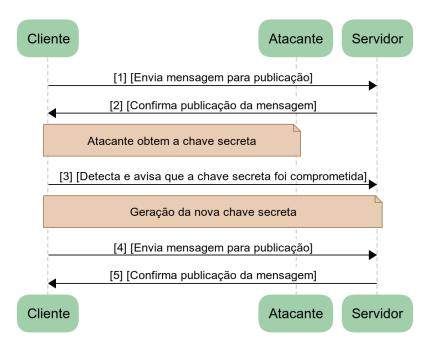


Figura 5: Chave comprometida e posterior recuperação do sistema

cliente e o servidor, conforme detalhado no algoritmo. O cliente gera e envia para o servidor o valor *a* (linhas 3 e 6). Da mesma forma, o servidor gera e envia para o cliente o valor b (linhas 4 e 7). Ambos calculam a chave secreta compartilhada K através da equação $q^{AB}(modp)$ (linhas 8 e 9). Para aumentar a segurança, o cliente deriva uma nova chave K_s utilizando uma função de derivação HKDF (linha 10) Krawczyk and Eronen (2010). O cliente envia a nova chave para o servidor (linha 11), ambos atualizam a chave K (linha 12) e, por fim, o servidor envia uma mensagem para o cliente para confirmar que atualizou e está utilizando a nova chave secreta (linha 13). Para isso, o servidor envia para o cliente o nonces (recebido na linha 12) cifrado com a nova chave.

No caso do DH, para aumentar a segurança do algoritmo e da chave compartilhada, importante garantir que o número primo possua aproximadamente 300 dígitos e os números secretos possuam pelo menos 100 dígitos cada Rescorla (1999); Kivinen and Kojo (2003). Desta forma, o atacante será obrigado a confrontar o problema do logaritmo discreto, inviabilizando um ataque de força bruta contra o algoritmo de Diffie Helmann. O diagrama da Figura 7 ilustra o processo de recuperação de chave secreta de sessão segundo o Algoritmo 5.

Como assumimos que o servidor é confiável e capaz de garantir a segurança das chaves mestras dos clientes, podemos realizar a recuperação (em caso de comprometimento) utilizando apenas criptografia simétrica. Com isso, o sistema torna-se também PQS, isto é, não dependente do DH. Supondo que o cliente e o servidor possuem uma chave mestra secreta (K_{cms}), compartilhada. Como o cliente pode ser comprometido, a chave K_{cms} deve ser armazenada off-line pelo cliente (e.g. num pendrive ou anotado num papel e guardado na carteira). Esta é uma prática cada vez mais comum em serviços de segurança internacionais (e.g. recuperação online de senhas em bancos como o BCEE Luxembourg (2019)) e empresas de armazenamento seguro de dados similares a BlueFiles BlueFiles (2019) e CryptoBox ERCOM (2019).

criptografia simétrica, após Com comprometimento do cliente (linhas 5 e 6 do Algoritmo 4), a recuperação envolve a utilização da chave mestra secreta, que é armazenada off-line. Como proposto em trabalhos recentes Kreutz, Yu, Ramos and Esteves-Verissimo (2017); Kreutz et al. (2019), a chave mestra do cliente pode ser utilizada apenas off-line para computar a nova chave secreta de sessão (linhas 7 e 8). O diagrama da Figura 8 e o Algoritmo 6 detalham o processo de recuperação e geração de uma nova chave secreta de sessão a partir de uma chave mestra secreta off-line.

Primeiro, Alice (ou cliente) computa off-line a chave de recuperação K_{rec} a partir da chave mestra secreta K_{cms} (linhas 1 a 3 do Algoritmo 6). Em seguida, envia o valor do random utilizado para derivar a chave K_{rec} para Bob (ou servidor). Bob deriva a chave K_{rec} (linha 5) e verifica a integridade e autenticidade da mensagem através do HMAC gerado com a nova chave de recuperação. O atacante não tem como forjar a mensagem sem ser detectado pelo fato de não conhecer a chave K_{cms} utilizada na derivação da chave *Krec*. Bob então envia uma mensagem de confirmação para Alice (linha 6). Finalmente, ambos atualizam a chave secreta de sessão K_{CSS} (linha 7) e confirmam o conhecimento da nova chave (linha 8).

Casos de Uso

5.1 PFS

Quando o protocolo de comunicação oferece a propriedade de segurança PFS, um atacante, mesmo tendo acesso a chave secreta da sessão de tempo t_1 , não conseguirá decifrar as mensagens trocadas nos instantes de tempo t_2 e t_3 , onde $t_1 > t_2 > t_3$.

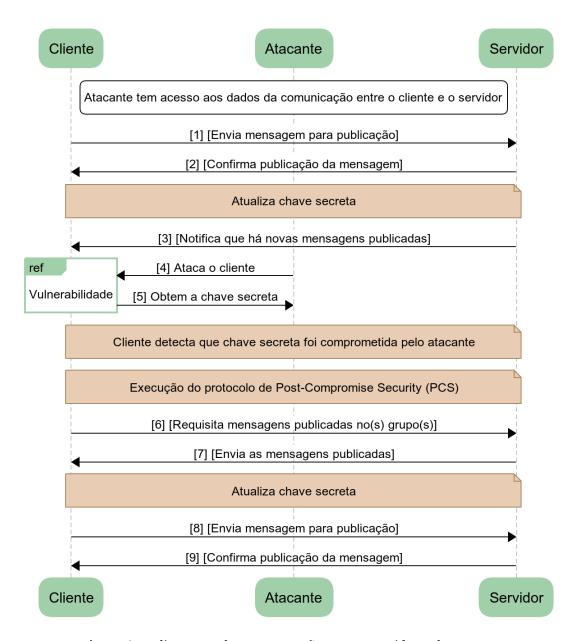


Figura 6: O cliente e a chave secreta são comprometidos pelo atacante

Algoritmo 4: Comunicação com Post-Compromise Security			
		Cliente, Servidor	Geração da chave secreta de sessão K _{css}
-	1.	Cliente \rightarrow Servidor	[PUT, nonce, E(grupo, mensagem)], HMAC
_	2.	$Servidor \to Cliente$	[PUT_ACK, nonce, E(nonce)], HMAC
	3.	Servidor, Cliente	$K_{css} = H(K_{css});$
_	4.	$Servidor \to Cliente$	[NOTIFY, nonce, E(lista_de_grupos)], HMAC
	5.	Cliente	É comprometido pelo atacante.
	6.		Detecta que chave secreta de sessão foi comprometida.
	7.	Cliente $\stackrel{PCS}{\longleftrightarrow}$ Servidor	Execução de protocolo de recuperação PCS.
	8.		Geração da nova chave secreta de sessão K _{css}
	9.	$Cliente \rightarrow Servidor$	[PUT, nonce, E(grupo, mensagem)], HMAC
	10	. Servidor $ o$ Cliente	[PUT_ACK, nonce, E(nonce)], HMAC
	11.	Servidor, Cliente	$K_{CSS} = H(K_{CSS});$

Algorit	Algoritmo 5: Recuperação de chaves utilizando Diffie Helmann		
1	. Cliente, Servidor	Definição dos parâmetros p e g	
2	2. Cliente	A = random()	
_ 3	3.	$a = g^{A}(modp)$	
	4. Servidor	B = random()	
_ 5	5.	$b = g^{B}(modp)$	
ϵ	6. Cliente \rightarrow Servidor	[DH_A, a, nonce]	
7	7. Servidor $ o$ Cliente	[DH_B, b, nonce]	
-8	3. Cliente	$K = g^{BA}(modp) = b^{A}(modp)$	
Ģ	9. Servidor	$K = g^{AB}(modp) = a^{B}(modp)$	
1	o. Cliente	$K_s = \text{HKDF}(K, l, s, i)$	
1	1. Cliente $ o$ Servidor	[DH_KEY, nonce, E(K _s , nonce _s)], HMAC	
1	2. Cliente, Servidor	$K = H(K_s);$	
1	3. Servidor \rightarrow Cliente	[DH_KEY, nonce, E(nonce _s)], HMAC	

O TLS 1.3 Rescorla (2018) é a primeira versão do TLS a efetivamente oferecer PFS. Outros protocolos e modelos de segurança, como o IKEv1 Hoffman (2005), email seguro Sun et al. (2005); Kim et al. (2006), 5G AKA Arkko et al. (2015) e eCK Cremers and Feltz (2012), também oferecem PFS. Além disso, mais recentemente, PFS tem sido utilizado em alguns sistemas como mecanismo para evitar ataques de retransmissão Zenger et al. (2016).

Em cada conexão TLS, a chave de sessão efêmera, que não depende do uso de certificado do server, é rotada. Para oferecer PFS, essa chave não pode ser guardada e nem reutilizada. Dessa forma, uma chave privada de sessão efêmera, que tenha sido comprometida, não tem utilidade alguma para decifrar mensagens de sessões efêmeras passadas

Bernat (2011); Rutishauser (2017); Helme (2014).

5.2 PCS

O número de sistemas e protocolos com suporte a PCS ainda é muito limitado. A principal razão é o fato de PCS ser algo muito recente. Um dos primeiros papers sobre o assunto foi publicado em 2016 Cohn-Gordon et al. (2016). De lá para cá, alguns protocolos e sistemas com propriedades de segurança avançada, começaram a incluir PCR (Post-Compromise Recovery, parte necessária à PCS) e PCS no seu projeto Yu et al. (2017); Lehmann and Tackmann (2018); Kreutz, Yu, Ramos and Esteves-Verissimo (2017); Kreutz et al. (2019).

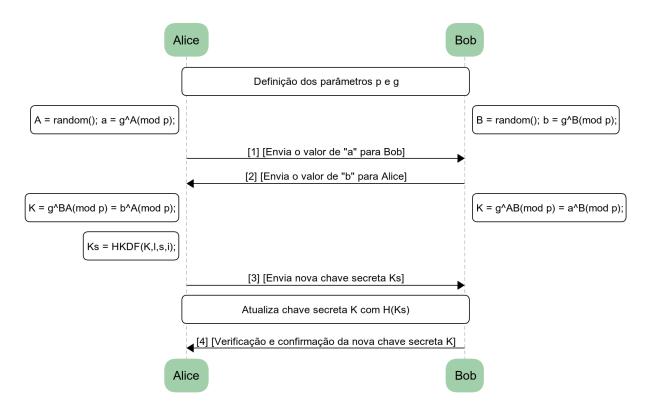


Figura 7: Recuperação de chave secreta de sessão com DH.

Algoritmo 6: Recuperação de chaves utilizando criptografia simétrica			
	1.	Cliente	Computa chave de recuperação K _{rec} off-line.
	2.		random = idvv_next();
_	3.		$K_{rec} = H(K_{cms} random);$
	4.	$\textbf{Cliente} \rightarrow \textbf{Servidor}$	[REC, nonce, random], HMAC
	5.	Servidor	$K_{rec} = H(K_{cms} random);$
	6.	${\sf Servidor} \to {\sf Cliente}$	[REC_ACK, nonce, E(nonce)], HMAC
	7.	Cliente, Servidor	$K_{css} = H(K_{rec});$
_	8.	Servidor $\stackrel{ACK}{\longleftrightarrow}$ Cliente	[KEY, nonce, E(nonce)], HMAC

(Detecting Endpoint Compromise in Messaging) Yu et al. (2017) foi um dos primeiros sistemas a efetivamente propor meios de detectar o comprometimento de endpoints em sistemas de comunicação instantânea (e.g. WhatsApp). DECIM é capaz de gerenciar e atualizar chaves criptográficas de uma maneira automática e transparente. Para isso, é necessário registrar os usos das chaves em serviços de log, que estão publicamente disponíveis e podem ser consultados pelos usuários para identificar potenciais usos indevidos de chaves. De acordo com os autores, o sistema de mensagens DECIM é eficiente mesmo para milhões de usuários. Durante a operação do DECIM, o dispositivo do destinatário certifica automaticamente novos pares de chaves, armazenando os certificados em um log público que garante a integridade dos dados lá armazenados.

6 Conclusão

Este tutorial apresentou os conceitos básicos aqui denominados de CIA segurança, (Confidencialidade, Integridade e Autenticidade), de uma forma prática e didática. Além disso, progressivamente, foram discutidas duas propriedades avançadas de segurança, Forward Secrecy (PFS) e Post-Compromise Security (PCS), que são pouco conhecidas e estudadas por entusiastas de tecnologia, estudantes de computação e profissionais da área de tecnologia de um modo geral.

Com este tutorial, esperamos poder contribuir com a disseminação desses importantes e atuais temas da área de segurança da informação. Em um cenário cada vez mais agressivo em termos de ataques cibernéticos sofisticados, é essencial prezarmos pelo

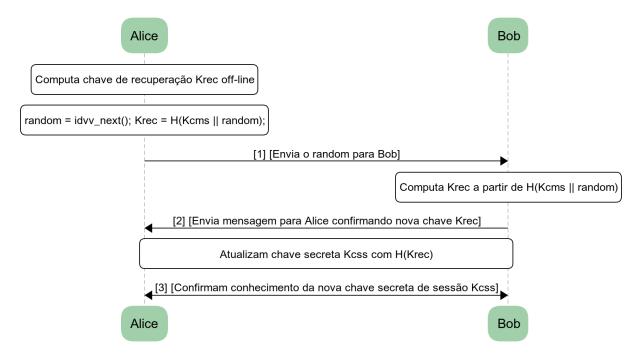


Figura 8: Recuperação de chave secreta de sessão com criptografia simétrica.

conhecimento e formação de pessoas, o objetivo central deste tutorial.

Informações Adicionais

Vale ressaltar que os três primeiros autores (Rodrigo Barbosa, Sabrina Winckler e Diego Kreutz) contribuíram de forma equivalente no desenvolvimento do trabalho e na escrita do paper.

Referências

Arkko, J., Norrman, K., Näslund, M. and Sahlin, B. (2015). A usim compatible 5g aka protocol with perfect forward secrecy, 2015 IEEE Trustcom/BigDataSE/ISPA, Vol. 1, IEEE, pp. 1205-1209. https://doi.org/10.1109/Trustcom.2015.506.

Arsenault, C. (2017). Perfect Forward Secrecy – Why You Should Be Using It. https://www.keycdn.com/ blog/perfect-forward-secrecy (Acessado em: Maio de 2019).

TLS & Perfect Forward Bernat, V. (2011). Secrecy. https://vincent.bernat.ch/en/blog/ 2011-ssl-perfect-forward-secrecy (Acessado em: Maio de 2019).

BlueFiles (2019). BlueFiles. https://mybluefiles.com/ en/ (Acessado em: Maio de 2019).

Brumley, B. B. and Tuveri, N. (2011). Remote timing attacks are still practical, European Symposium on Research in Computer Security, Springer, pp. 355-371. https://doi.org/10.1007/978-3-642-23822-2_20.

Cohn-Gordon, K., Cremers, C. and Garratt, L. (2016). On post-compromise security, 2016 IEEE 29th Computer Security Foundations Symposium (CSF), IEEE,

pp. 164-178. https://doi.org/10.1109/CSF.2016.

Cremers, C. and Feltz, M. (2012). Beyond eck: Perfect forward secrecy under actor compromise and ephemeral-key reveal, European Symposium on Research in Computer Security, Springer, pp. 734–751. https://doi.org/10.1007/978-3-642-33167-1_42.

Dang, Q. H. (2015). Secure hash standard. https:// www.nist.gov/publications/secure-hash-standard (Acessado em: Maio de 2019).

Dierks, T. and Rescorla, E. (2008). The transport layer security (tls) protocol version 1.2, RFC 5246, RFC Editor. http://www.rfc-editor.org/rfc/ rfc5246.txt (Acessado em: Maio de 2019).

ERCOM (2019). CryptoBox. https://www.ercom.com/ cryptobox/ (Acessado em: Maio de 2019).

Helme, S. (2014). Perfect Forward Secrecy - An Introduction.

Hoffman, P. (2005). Algorithms for internet key exchange version 1 (ikev1), RFC 4109, RFC Editor.

Homsirikamol, E., Morawiecki, P., Rogawski, M. and Srebrny, M. (2012). Security margin evaluation of sha-3 contest finalists through sat-based attacks, IFIP International Conference on Computer Information Systems and Industrial Management, Springer, pp. 56-67. https://doi.org/10.1007/978-3-642-33260-9_4.

Kim, B. H., Koo, J. H. and Lee, D. H. (2006). Robust e-mail protocols with perfect forward secrecy, IEEE Communications Letters 10(6): 510-512. https://doi. org/10.1109/LCOMM.2006.06005.

Kivinen, T. and Kojo, M. (2003). More modular exponential (modp) diffie-hellman groups for internet key exchange (ike), RFC 3526, RFC

- Editor. http://www.rfc-editor.org/rfc/rfc3526. txt (Acessado em: Maio de 2019).
- Krawczyk, H., Bellare, M. and Canetti, R. (1997). HMAC: Keyed-hashing for message authentication, RFC 2104, RFC Editor. http://www.rfc-editor.org/ rfc/rfc2104.txt (Acessado em: Maio de 2019).
- Krawczyk, H. and Eronen, P. (2010). extract-and-expand derivation key function (HKDF), RFC 5869, RFC Editor. http://www.rfc-editor.org/rfc/rfc5869.txt (Acessado em: Maio de 2019).
- Kreutz, D., Yu, J., Esteves-Verissimo, P., Magalhaes, C. and Ramos, F. M. V. (2017). The KISS principle in Software-Defined Networking: An architecture for Keeping It Simple and Secure, ArXiv e-prints . https://arxiv.org/abs/1702.04294 (Acessado em: Maio de 2019).
- Kreutz, D., Yu, J., Esteves-Veríssimo, P., Magalhães, C. and Ramos, F. M. V. (2018). The kiss principle in software-defined networking: A framework for secure communications, IEEE Security Privacy **16**(5): 60-70. https://doi.org/10.1109/MSP.2018.
- Kreutz, D., Yu, J., Ramos, F. and Esteves-Verissimo, P. (2017). Anchor: logically-centralized security for software-defined networks, ArXiv e-prints . https: //doi.org/10.1145/3301305.
- Kreutz, D., Yu, J., Ramos, F. M. V. and Esteves-Verissimo, P. (2019). ANCHOR: Logically centralized security for software-defined networks, ACM Trans. Priv. Secur. 22(2): 8:1-8:36. http://doi. acm.org/10.1145/3301305.
- Krombholz, K., Hobel, H., Huber, M. and Weippl, E. (2015). Advanced social engineering attacks, Journal of Information Security and applications 22: 113-122. https://doi.org/10.1016/j.jisa.2014.09.005.
- Lehmann, A. and Tackmann, B. (2018). Updatable encryption with post-compromise security, Annual International Conference on the Theory and Applications of Cryptographic Techniques, Springer, pp. 685-716. https://doi.org/10.1007/978-3-319-78372-7_22.
- Leskin, P. (2018). The 21 scariest data breaches of 2018. https://bit.ly/2uSLjVb (Acessado em: Maio de 2019).
- Ling, Z., Fu, X., Jia, W., Yu, W., Xuan, D. and Luo, J. (2013). Novel packet size-based covert channel attacks against anonymizer, IEEE Transactions on Computers **62**(12): 2411-2426. https://doi.org/10. 1109/TC.2012.169.
- Luxembourg, B. E. C. D. D. L. (2019). SPUERKEESS Äert Liewen. Är Bank. https://www.bcee.lu (Acessado em: Maio de 2019).
- Meyer, C. and Schwenk, J. (2013). SoK: learned SSL/TLS Lessons from attacks, International Workshop on Information Security Applications, Springer, pp. 189–209. https: //doi.org/10.1007/978-3-319-05149-9_12.

- Meyer, C., Somorovsky, J., Weiss, E., Schwenk, J., Schinzel, S. and Tews, E. (2014). Revisiting SSL/TLS implementations: New bleichenbacher side channels and attacks, 23rd {USENIX} Security Symposium ({USENIX} Security 14), pp. 733-748.
- NIST (2017). Update to current use and deprecation of TDEA. https://csrc.nist.gov/news/2017/ update-to-current-use-and-deprecation-of-tdea (Acessado em: Maio de 2019).
- NIST (2019a). Block cipher techniques. https:// csrc.nist.gov/projects/block-cipher-techniques (Acessado em: Maio de 2019).
- NIST (2019b). Hash functions. https://csrc.nist. gov/projects/hash-functions (Acessado em: Maio de 2019).
- Rescorla, E. (1999). Diffie-hellman key agreement method, RFC 2631, RFC Editor. http://www.rfc-editor.org/rfc/rfc2631.txt (Acessado em: Maio de 2019).
- Rescorla, E. (2018). The transport layer security (tls) protocol version 1.3, RFC 8446, RFC Editor.
- Rivest, R. L., Shamir, A. and Adleman, L. (1978). A method for obtaining digital signatures and publickey cryptosystems, Communications of the ACM 21(2): 120-126. https://doi.org/10.1145/359340. 359342 (Acessado em: Maio de 2019).
- Rutishauser, D. (2017). About TLS Perfect Forward Secrecy and Session Resumption. https://bit.ly/ 2VmONvK (Acessado em: Maio de 2019).
- Sun, H.-M., Hsieh, B.-T. and Hwang, H.-J. (2005). Secure e-mail protocols providing perfect forward secrecy, IEEE Communications Letters 9(1): 58-60. https://doi.org/10.1109/LCOMM.2005.01004.
- Thornburgh, T. (2004). Social engineering: the dark art, Proceedings of the 1st annual conference on Information security curriculum development, ACM, pp. 133-135. http://dx.doi.org/10.1145/1059524. 1059554.
- Times, N. Y. (2018). Cybersecurity Firm Finds Way to Alter WhatsApp Messages.
- WhatsApp Inc. (2019). WhatsApp. https://www. whatsapp.com (Acessado em: Maio de 2019).
- Yang, W.-H. and Shieh, S.-P. (1999). Password authentication schemes with smart cards, Computers & Security **18**(8): 727 https://doi.org/10.1016/S0167-4048(99)80136-9.
- Yu, J., Ryan, M. and Cremers, C. (2017). DECIM: Detecting Endpoint Compromise In Messaging, IEEE Transactions on Information Forensics and Security . https://doi.org/10.1109/TIFS.2017.2738609.
- Zenger, C. T., Pietersz, M. and Paar, C. (2016). Preventing relay attacks and providing perfect forward secrecy using physec on 8-bit μ c, 2016 IEEE International Conference on Communications Workshops (ICC), IEEE, pp. 110-115. https://doi.org/ 10.1109/ICCW.2016.7503773.

Zhang, Y., Juels, A., Reiter, M. K. and Ristenpart, T. (2014). Cross-tenant side-channel attacks in paas clouds, Proceedings of the 2014 ACM SIGSAC Conference on Computer and Communications Security, ACM, pp. 990-1003. https://doi.org/10.1145/ 2660267.2660356.