

# Ataques Man-in-the-Middle

Grupo 1:

David Cabezas Berrido

[dxabezas@correo.ugr.es](mailto:dxabezas@correo.ugr.es)

Patricia Córdoba Hidalgo

[patriciacorhid@correo.ugr.es](mailto:patriciacorhid@correo.ugr.es)

1 de junio de 2021

Horas dedicadas al desarrollo del trabajo: 19

# Índice

<b>1. Introducción</b>	<b>3</b>
<b>2. Preliminares</b>	<b>3</b>
<b>3. Descripción del ataque Man-in-the-Middle</b>	<b>4</b>
3.1. Formas de hacer un ataque MITM . . . . .	6
<b>4. Cifrado y firma para evitar ataques MITM</b>	<b>7</b>
<b>5. Simulación de ataque</b>	<b>8</b>
<b>6. Conclusiones</b>	<b>14</b>
<b>7. Bibliografía</b>	<b>15</b>

## 1. Introducción

Los ataques man-in-the-middle (MITM) son una clase de ciberataques en los que un individuo (el atacante) logra infiltrarse en una comunicación entre dos partes legítimas, de forma que ambas partes ignoran su presencia. Esto permite al atacante acceder a información de manera ilegítima, e incluso suplantar la identidad de alguno (o ambos) de los interlocutores y manipular el contenido de los mensajes. Es uno de los tipos de ciberataques más comunes, por lo que conviene estar informado sobre las distintas formas en las que se manifiesta y saber cómo protegerse de él.

En esta memoria expondremos las características de este ataque, lo situaremos en su contexto histórico dentro del mundo de los ciberataques y la ciberseguridad, y facilitaremos algunos de los ejemplos reales de este ataque más notables a lo largo de la historia.

También describiremos un método para comunicarse de forma segura evitando este tipo de ataque, el cifrado y firma de mensajes.

Además, realizaremos una simulación de este ataque en una red local que crearemos.

Finalmente, proporcionaremos una serie de consejos y buenas prácticas para evitar ser víctimas de este tipo de ataques.

## 2. Preliminares

El primer ataque MITM de la historia data del año 1903, y ocurrió durante una demostración del telégrafo inalámbrico de Marconi. El Profesor Fleming, un asesor de Marconi, presentaba en el Royal Institute la recepción de un mensaje transmitido por Marconi desde la estación de Poldhu (a más de 400 kilómetros de distancia). Como la hora y el lugar de la demostración eran más que conocidos, el mago y fanático de la tecnología Nevil Maskelyne logró interceptar uno de los mensajes y sustituirlo por un mensaje satírico. [1, 2]

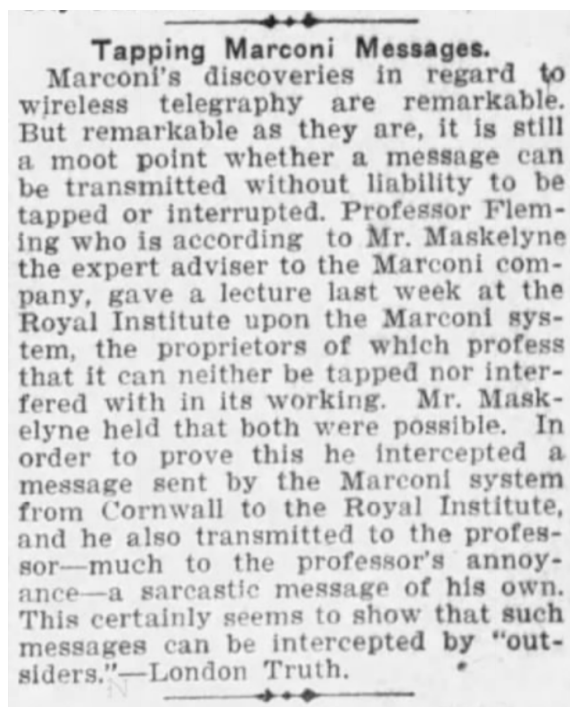


Figura 1: Recorte de periódico: Austin-American Statesman, 17 de julio de 1903.

Con la extensión del uso de los ordenadores, este tipo de ataques cobró mucha popularidad a partir de la década de los 70. Una de las primeras menciones a este tipo de ataques se encuentra en “Software: A Qualitative Assessment, or The Man in the Middle Speaks Back” (1973), por Gerald H. Larsen. Leslie Lamport, desarrollador inicial de L<sup>A</sup>T<sub>E</sub>X, escribió sobre cómo protegerse de este tipo de ataques en su artículo “Password Authentication with Insecure Communication” (1981). [3]

Para suscitar interés, exponemos a continuación algunos ejemplos notables de este tipo de ataque:

- En 2013, Edward Snowden reveló que la NSA (US National Security Agency) se estaba haciendo pasar por Google para llevar un registro de las búsquedas de cada persona. Este ataque violaba gravemente el derecho a la intimidad de los ciudadanos, y se realizó con la excusa de combatir el terrorismo tras los sucesos del 11 de septiembre de 2001. Su poder para falsificar certificados SSL facilitó enormemente el ataque. [4]
- En 2015, un grupo de cibercriminales sustituyeron los datos bancarios en un e-mail que interceptaron a Paul Lupton, y que iba dirigido a la notaría para cobrar la venta de su piso. La cantidad de 333000 libras fue enviada a la cuenta fraudulenta en lugar de a la familia Lupton. [5]
- También en 2015, el ISP (Internet Service Provider) Comcast fue descubierto insertando anuncios y notificaciones en el contenido que sus clientes transmitían a través de su red. [6]
- Desde al menos finales de 2014, el Adware (software para incluir publicidad) de la empresa Superfish venía instalado en algunos ordenadores Lenovo. La instalación incluía la clave pública de Superfish en el equipo, y la usaba para volver a encriptar el tráfico después de desenscriptarlo e introducir anuncios. Además, la clave pública era la misma para todos los equipos, y en cuanto se extrajo la clave privada, cualquiera podía emitir un certificado (para un sitio web o VPN) que todos estos ordenadores reconocerían como fiable. Esta polémica llevó al cierre de la empresa en mayo de 2015. [7]
- En 2017, una brecha de seguridad en las aplicaciones Android de varios bancos permitió el robo de credenciales a una gran cantidad de clientes a través de ataques MITM, sólo había que conectarse a la misma red que la víctima. [8]
- En 2010, un complemento de Firefox para recordar contraseñas utilizaba una cookie para que los usuarios no tuviesen que volver a introducir sus credenciales. Aunque el usuario y la contraseña eran cifrados, la cookie no, por lo que cualquiera que se hiciese con ella podría acceder a la cuenta del usuario de forma ilegítima. Este problema afectó sobre todo a Twitter y Facebook, y suscitó grandes esfuerzos por prevenir este tipo de ataques en sitios web de esta índole. [9]

Como podemos observar, cada ataque aprovecha alguna brecha de seguridad o es perpetrado por una entidad con control sobre la red o sobre la autoridad de certificación.

### 3. Descripción del ataque Man-in-the-Middle

La información de esta sección (salvo el ejemplo) la hemos extraído de [10] y [11], salvo una parte de HTTPS Spoofing sobre dominios unicode, que aparece referenciada explícitamente.

Man-in-the-middle es un tipo de ciberataque en el que un atacante intercepta una comunicación entre dos entidades y se hace pasar por ambas a la vez. Como resultado, ambos partícipes tienen la sensación de estar comunicándose directamente, cuando realmente la información puede ser consultada y/o alterada por el atacante.

Por ejemplo, imaginemos que el cliente Bob quiere conectarse a la aplicación del banco (el servidor) para hacer una transferencia de 500€ al número de cuenta xxx. Por desgracia, Alice (el atacante) logra

interceptar la conexión por alguna de las formas que veremos más adelante, y recibe los credenciales de Bob para acceder a la página del banco. Bob cree estar conectado a la aplicación del banco, cuando realmente está en una copia creada por Alice, mientras que Alice se conecta a la aplicación (real) del banco usando los credenciales de Bob. De este modo, tanto Bob como el banco creen que se están comunicando entre sí, pero ambos se están comunicando con Alice.

Cuando Bob rellena el (falso) formulario para realizar la transferencia de 500€ al número de cuenta xxx, Alice recibe este formulario y rellena un formulario (real) en la aplicación del banco con la cuenta de Bob para hacer una transferencia de 5000€ al número de cuenta yyy, el número de Alice. Como de costumbre, el banco envía un mensaje a Alice diciendo: “Hola Bob, para confirmar su transferencia de 5000€ al número de cuenta yyy, sume los dígitos 1, 2 y 7 de su código secreto e introduzca el resultado”. Alice envía a Bob a través de la aplicación falsa un mensaje en el que dice: “Hola Bob, para confirmar su transferencia de 500€ al número de cuenta xxx, sume los dígitos 1, 2 y 7 de su código secreto e introduzca el resultado”. El pobre Bob envía a Alice la respuesta de seguridad, sin saber que Alice la utilizará para robarle 5000€.

Desde los puntos de vista de Bob y del banco, la comunicación que acaba de ocurrir corresponde al proceso normal de una transferencia. Sin embargo, Bob y el banco no han estado en contacto en ningún momento, y Alice ha sido la gran beneficiada. Bob y el banco han sido víctimas de un ataque man-in-the-middle perpetrado por Alice.

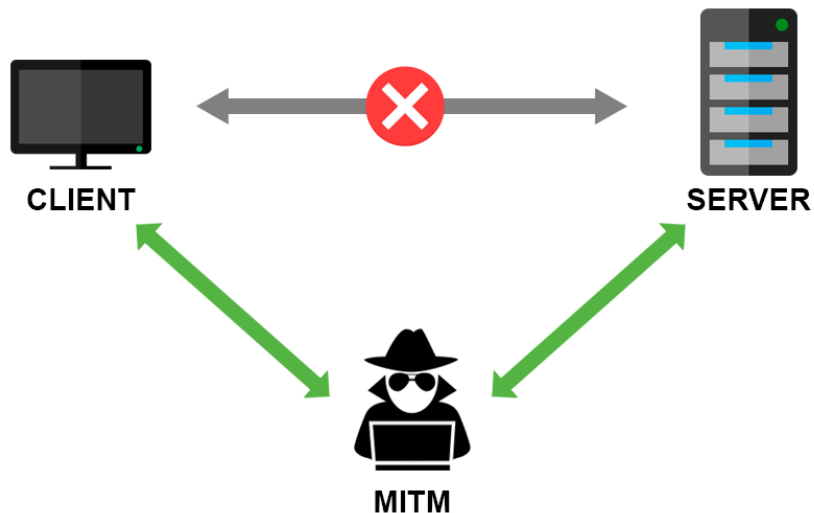


Figura 2: Esquema de conexión típico de un ataque MITM. En este caso la comunicación es entre cliente y servidor, pero también podría ser entre dos usuarios.

Fuente: <https://www.insicurezza digitale.com/cose-un-attacco-man-in-the-middle>.

Del mismo modo, este tipo de ataques pueden utilizarse para espiar conversaciones durante un largo tiempo, sin que ninguna de las partes legítimas se percate de ello.

El inconveniente de los ataques man-in-the-middle es que requieren un papel muy activo del atacante, que debe reenviar los mensajes constantemente para las víctimas no sospechen que están siendo atacadas. Este proceso puede ser más o menos automatizable dependiendo de la medida en la que el atacante desee modificar la comunicación: puede simplemente escuchar y reenviar, o puede modificar los mensajes como en el ejemplo que acabamos de ilustrar.

### 3.1. Formas de hacer un ataque MITM

A continuación expondremos diferentes maneras de interceptar una comunicación y suplantar a ambos participantes.

#### ARP Cache Poisoning

El protocolo ARP es el encargado de relacionar cada dirección IP con la dirección física correspondiente. Para evitar tener que preguntar constantemente por la dirección física asociada una IP, este protocolo guarda en caché las direcciones físicas de las últimas direcciones IP consultadas.

Un atacante puede beneficiarse de las características de este protocolo enviando a los integrantes de la comunicación mensajes en los que indique que la dirección IP del otro integrante corresponde con la dirección física del atacante. Así el atacante se infiltra en la conversación haciéndose pasar por ambas víctimas y recibiendo los mensajes que vayan destinados a cualquiera de las víctimas desde la otra.

Para que este ataque tenga éxito, es importante que el atacante siga mandando mensajes a sus víctimas y no corte la comunicación entre ambas, para que ninguna tenga la sospecha de que hay errores en el intercambio de información.

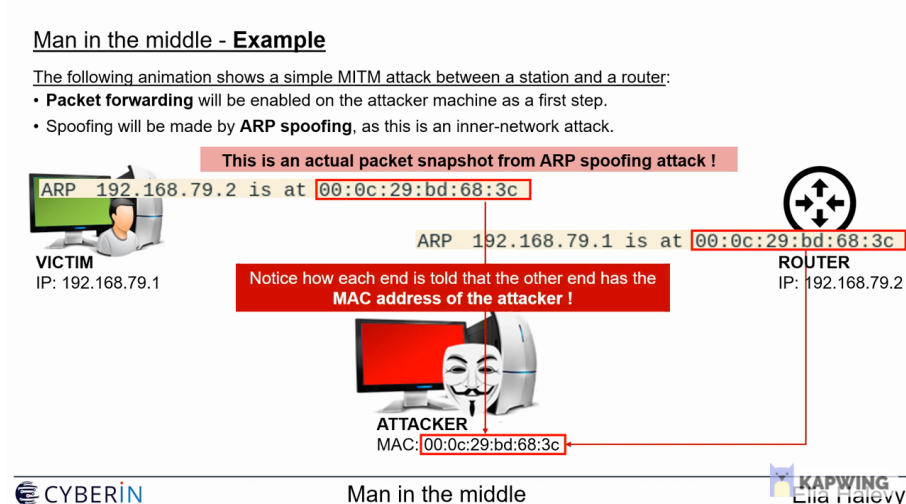


Figura 3: Esquema de ARP Cache Poisoning. Fotograma extraído de [este tutorial](#).

Más adelante realizaremos una simulación donde mostraremos cómo realizar un ataque MITM utilizando ARP Cache Poisoning.

#### DNS Cache Poisoning

El protocolo DNS tiene como función relacionar cada dominio con la dirección IP de la máquina que lo sirve. Cada máquina guarda en caché las direcciones IP de los últimos dominios visitados.

El ataque MITM mediante DNS Cache Poisoning consiste en infiltrarse en la comunicación entre un usuario y un servidor DNS para proporcionarle al usuario una entrada DNS falsa que conduce a una página similar a la que éste quiere acceder. De este modo, el usuario piensa que está accediendo a una página cuando realmente navega en una creada por el atacante.

## HTTPS Spoofing

En este ataque, el atacante crea una página HTTPS con un dominio con apariencia similar al dominio de una de sus víctimas. Elabora la página de manera que su contenido sea idéntico al de la página original. De esta manera, el usuario que acceda a este dominio no sospechará de que la página no es segura, puesto que usa HTTPS y el dominio parece el mismo. Sin embargo, toda la información introducida en la página falsa podrá ser vista y usada posteriormente por el atacante.

Por ejemplo, si visitamos el enlace <https://www.xn-80ak6aa92e.com> veremos que el dominio que aparece en la barra de navegación se asemeja a <https://www.apple.com>, mientras que el contenido es totalmente distinto y ambas páginas utilizan HTTPS. [12]. Esto puede evitarse utilizando un navegador que maneje correctamente los dominios unicode o instalando alguna [extensión](#) que detecte el uso de este tipo de dominios. Otra alternativa sería modificar la ‘a’ de apple (en arabic) por una ‘a’ del cirílico, ambos caracteres se ven igual, pero sus valores unicode son diferentes.

Normalmente se utiliza el Phishing para hacer que la víctima haga click en uno de estos enlaces engañosos. Es decir, se le envía el link por email o mensaje de texto para intentar que entre. Una vez dentro, es muy complicado para la víctima percatarse de que la página web es ilegítima.

## Wi-Fi Eavesdropping

Los atacantes pueden interceptar el tráfico en redes públicas o inseguras, o incluso crear una red WiFi para ver todo el tráfico que circula por ella. Si un usuario escribe sus credenciales, contraseñas, cuentas bancarias o cualquier tipo de información sensible en esa red, el atacante puede robarlas y usarlas en su beneficio.

## Session Hijacking

Al iniciar la comunicación en una página web, se crea una cookie con información relativa a la sesión. Si un atacante es capaz de hacerse con dicha cookie, éste será capaz de navegar por dicha web haciéndose pasar por el usuario.

## 4. Cifrado y firma para evitar ataques MITM

Información extraída de [13].

Seguidamente, comentamos cómo el sistema de cifrado asimétrico puede ayudarnos a establecer un canal de comunicación libre de este tipo de ataque. Todo lo que necesitamos es la seguridad de que el intercambio de claves públicas se haya realizado correctamente, ya sea en persona, por una autoridad fiable que asigne las claves o por algún otro método seguro.

Imaginemos que Bob quiere enviar un mensaje a Eve. Primero Bob firmaría el mensaje cifrándolo con su clave privada, y a continuación lo cifraría con la clave pública de Eve. Para descifrar el mensaje, Eve tendría que descifrarlo con su clave privada (algo que sólo Eve puede hacer) y posteriormente lo descifraría con la clave pública de Bob. La única forma de que Eve obtenga un mensaje legible es que efectivamente sea Bob el que haya firmado el mensaje (con la clave privada de Bob) y lo haya cifrado para ella (con la clave pública de Eve).

Si el mensaje fuese interceptado por Alice, ésta no podría acceder a la información porque no dispone de la clave privada de Eve para descifrarlo, y el mensaje simplemente se perdería si Eve no lo reenviase. Además, es imposible que Alice pueda hacerse pasar por Bob, ya que si el mensaje no se firma cifrándolo con la clave privada de Bob (de la que Eve tampoco dispone), Eve no obtendrá un mensaje legible al

descifrarlo con la clave pública de Bob (comprobar la firma). Por tanto Eve sólo puede reenviar el mensaje íntegro que recibió, sin siquiera poder leerlo.

Por supuesto, existen ocasiones en las que garantizar la seguridad del intercambio de claves es imposible. No conseguimos nada con este método si el propio intercambio es interceptado por un atacante.

## 5. Simulación de ataque

A continuación, mostramos una simulación de un ataque Man-in-the-Middle, seguiremos [este tutorial](#). [15]

Creamos una nueva red local: `vboxnet1`. En ella tendremos los siguientes hosts:

- Máquina anfitriona: El atacante. Tiene Ubuntu 20.04.2 LTS.
- Cliente: Una de las víctimas del ataque.
- Servidor: La otra víctima. Tiene el servicio de Apache2 básico, por el que sirve un `index.html` con el mensaje “Hello World!”.

En la siguiente tabla podemos ver las direcciones (IP y MAC) de cada uno de los hosts.

Host	IP	MAC
Atacante	192.168.57.1	0a:00:27:00:00:01
Cliente	192.168.57.3	08:00:27:01:3a:c8
Servidor	192.168.57.4	08:00:27:6c:b7:f2

Tabla 1: Direcciones de las máquinas en la red `vboxnet1`.

### Herramientas

Instalamos las siguientes herramientas en la máquina atacante.

Debemos instalar [Ettercap](#), un paquete con utilidades para este tipo de ataques. Podemos hacerlo desde Ubuntu Software.

Para monitorizar el ataque utilizaremos Wireshark. También usaremos `urlsnarf` para husmear el tráfico HTTP entre las víctimas. Esta herramienta muestra las las peticiones HTTP que se realizan. Para descargarla, utilizamos el comando `sudo apt install dsniff`.

### Ataque

El primer paso es activar la redirección de paquetes en la máquina atacante. De otro modo, las víctimas no podrían comunicarse entre sí, ya que los paquetes serían interceptados por el atacante, y se percatarían rápidamente del ataque. Podemos lograr esto ejecutando la orden `sysctl -w net.ipv4.ip_forward=1`, o escribiendo el valor 1 en el fichero `/proc/sys/net/ipv4/ip_forward`. [14]



```

root@Lenovo:/proc/sys/net/ipv4# cat ip_forward
0
root@Lenovo:/proc/sys/net/ipv4# echo '1' > ip_forward
root@Lenovo:/proc/sys/net/ipv4# cat ip_forward
1
root@Lenovo:/proc/sys/net/ipv4# sysctl -p

```

Figura 4: Activamos la redirección de paquetes escribiendo un 1 en el fichero /proc/sys/net/ipv4/ip\_forward.

Tras esto ejecutamos el comando `sysctl -p` para hacer efectivos los cambios recién realizados.

Seguidamente, lanzamos Ettercap en el atacante, especificando el nombre de la interfaz de red que queremos atacar: `vboxnet1`.

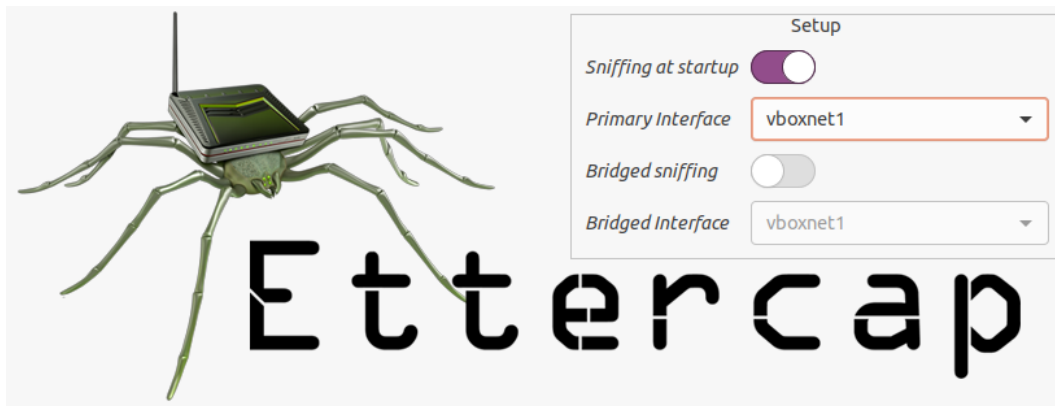


Figura 5: Pantalla de inicio de Ettercap. Seleccionamos la red `vboxnet1`.

Al entrar, recibimos los siguientes mensajes en la parte inferior de la ventana.

```

Listening on:
vboxnet1 -> 0A:00:27:00:00:01
          192.168.57.1/255.255.255.0
          fe80::800:27ff:fe00:1/64

```

```

SSL dissection needs a valid 'redir_command_on' script in the etter.conf file
Ettercap might not work correctly. /proc/sys/net/ipv6/conf/all/use_tempaddr is not set to 0.
Ettercap might not work correctly. /proc/sys/net/ipv6/conf/vboxnet1/use_tempaddr is not set to 0.
Privileges dropped to EUID 65534 EGID 65534...

```

```

34 plugins
42 protocol dissectors
57 ports monitored
24609 mac vendor fingerprint
1766 tcp OS fingerprint
2182 known services
Lua: no scripts were specified, not starting up!
Starting Unified sniffing...

```

Podemos detener y reanudar el sniffing (husmeo) pulsando el botón de stop/play en la esquina superior izquierda. Este comienza activado.

Pulsamos en el botón *Scan for hosts*, la lupa que se encuentra en la esquina superior izquierda, para buscar los host conectados a dicha interfaz. Al hacer esto nos aparece el siguiente mensaje en la parte inferior de la ventana:

```
Randomizing 255 hosts for scanning...
Scanning the whole netmask for 255 hosts...
3 hosts added to the hosts list...
```

Podemos ver los hosts encontrados pulsando en el botón que aparece a la derecha de la lupa, *Hosts List*.

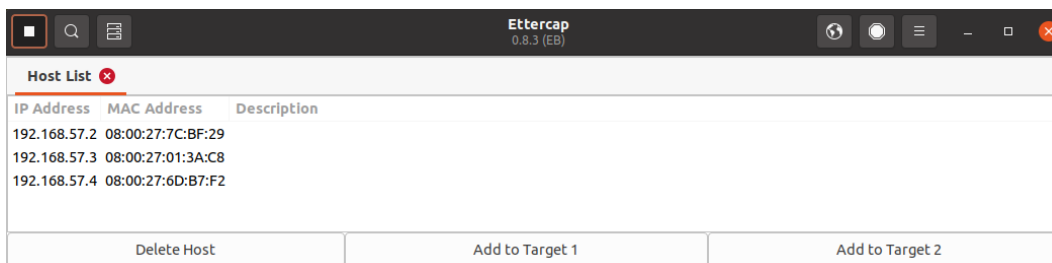


Figura 6: Lista de hosts conectados a la red *vboxnet1*.

Entre los hosts encontrados se encuentran nuestras dos víctimas. Seleccionamos el cliente, aquel con la dirección IP 192.168.57.3, y hacemos click en el botón *Add to Target 1*. Análogamente seleccionamos el host con dirección IP 192.168.57.4 y hacemos click en el botón *Add to Target 2*. Al hacer esto nos aparecen los siguientes mensajes en la ventana inferior.

```
Host 192.168.57.3 added to TARGET1
Host 192.168.57.4 added to TARGET2
```

La otra dirección que aparece, 192.168.57.2, corresponde al router.

Una vez seleccionadas nuestras víctimas procedemos a envenenar la caché de ARP, es decir, desde el atacante se enviarán paquetes a ambas víctimas para que estas lo identifiquen como la víctima contraria. Para ello pulsamos el botón de *MITM Menu*, aquel con el logo del globo terráqueo situado en la esquina superior derecha, y seleccionamos la opción *ARP poisoning*.

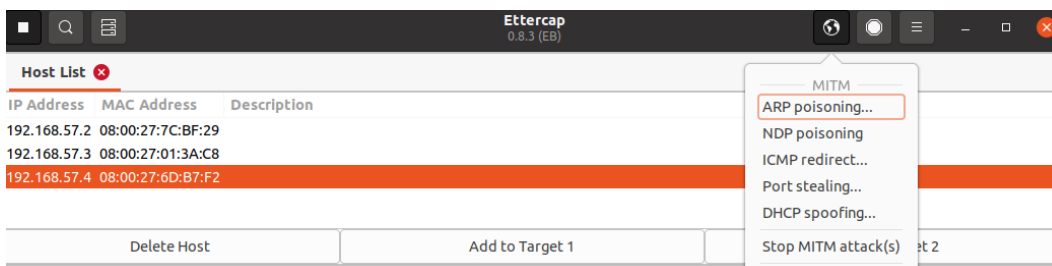


Figura 7: Pulsamos en el botón *MITM Menu*.

Nos aparece en una pantalla emergente con parámetros opcionales de esta funcionalidad. Marcamos el parámetro *Sniff remote connections*.

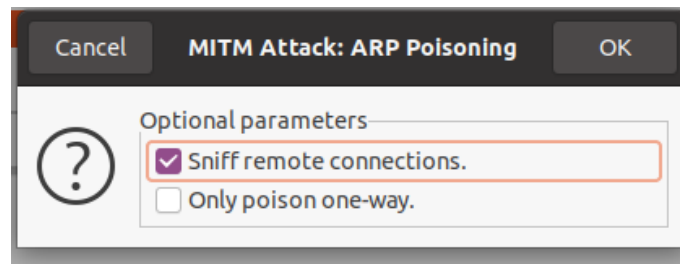


Figura 8: Ventana emergente con las opciones de *ARP poisoning*.

Obtenemos el siguiente mensaje en la parte inferior de la ventana.

ARP poisoning victims:

GROUP 1 : 192.168.57.3 08:00:27:01:3A:C8

GROUP 2 : 192.168.57.4 08:00:27:6D:B7:F2

Abrimos Wireshark y capturamos los paquetes de la interfaz `vboxnet1`. Podemos observar que se envían varios paquetes desde 0a:00:27:00:00:01, el atacante, a ambas víctimas. Por ejemplo, si nos fijamos en el primer paquete capturado podemos comprobar que es un paquete del atacante al cliente. Este paquete informa al cliente de que la dirección IP 192.168.57.4 se encuentra en la dirección MAC del atacante, cuando realmente esa dirección IP pertenece al servidor. Análogamente en el segundo paquete observamos como el atacante informa al servidor de que la dirección IP del cliente, 192.168.57.3, se encuentra en la dirección física del atacante.

Por tanto, el atacante ha conseguido que ambas víctimas le identifiquen como la contraria, por lo que todo el tráfico que circule entre ambas máquinas pasará por este y será capaz de husmearlo. Ha envenenado la caché de ARP.

No.	Time	Source	Destination	Protocol	Length	Info
1	0.000000000	0a:00:27:00:00:01	PcsCompu_01:3a:c8	ARP	42	192.168.57.4 is at 0a:00:27:00:00:01
2	0.000055607	0a:00:27:00:00:01	PcsCompu_6d:b7:f2	ARP	42	192.168.57.3 is at 0a:00:27:00:00:01
3	10.010320904	0a:00:27:00:00:01	PcsCompu_01:3a:c8	ARP	42	192.168.57.4 is at 0a:00:27:00:00:01
4	10.010376009	0a:00:27:00:00:01	PcsCompu_6d:b7:f2	ARP	42	192.168.57.3 is at 0a:00:27:00:00:01

Figura 9: ARP poisoning. El atacante envía paquetes a sus víctimas con una identificación falsa.

Seguidamente, lanzamos `urlsnarf` en el atacante, indicando la interfaz de red con la opción `-i`. Esto nos permitirá conocer las peticiones HTTP que se realicen entre el cliente y el servidor.

## Análisis del tráfico

El ataque ya está montado. Ahora hacemos CURL desde el cliente al servidor (`curl http://192.168.57.4`). Observamos la siguiente secuencia de intercambios en Wireshark.

7	22.244376349	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	74 43054 → 80 [SYN] Seq=0 Win=64240 Len=0 MSS=1460 SACK_PERM=1 TSval=2996536350 TS...
8	22.246721940	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	74 [TCP Out-Of-Order] 43054 → 80 [SYN] Seq=0 Win=64240 Len=0 MSS=1460 SACK_PERM=1 ...
9	22.247178067	192.168.57.4	192.168.57.3	TCP	74 80 → 43054 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=65160 Len=0 MSS=1460 SACK_PERM=1 TSval=13...
10	22.254785765	192.168.57.4	192.168.57.3	TCP	74 [TCP Retransmission] 80 → 43054 [SYN, ACK] Seq=0 Ack=1 Win=65160 Len=0 MSS=1460...
11	22.255176773	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	66 43054 → 80 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=64256 Len=0 TSval=2996536361 TSecr=1359677188
12	22.255444466	192.168.57.3	192.168.57.4	HTTP	142 GET / HTTP/1.1
13	22.262782256	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	66 43054 → 80 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=64256 Len=0 TSval=2996536361 TSecr=1359677188
14	22.262952093	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	142 [TCP Retransmission] 43054 → 80 [PSH, ACK] Seq=1 Ack=1 Win=64256 Len=76 TSval=2...
15	22.263251390	192.168.57.4	192.168.57.3	TCP	66 80 → 43054 [ACK] Seq=1 Ack=77 Win=65152 Len=0 TSval=1359677204 TSecr=2996536362
16	22.263828784	192.168.57.4	192.168.57.3	HTTP	351 HTTP/1.1 200 OK (text/html)
17	22.270842201	192.168.57.4	192.168.57.3	TCP	66 80 → 43054 [ACK] Seq=1 Ack=77 Win=65152 Len=0 TSval=1359677204 TSecr=2996536362
18	22.271018585	192.168.57.4	192.168.57.3	TCP	351 [TCP Retransmission] 80 → 43054 [PSH, ACK] Seq=1 Ack=77 Win=65152 Len=285 TSval...
19	22.271202578	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	66 43054 → 80 [ACK] Seq=77 Ack=286 Win=64128 Len=0 TSval=2996536377 TSecr=1359677204
20	22.276114728	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	66 43054 → 80 [FIN, ACK] Seq=77 Ack=286 Win=64128 Len=0 TSval=2996536382 TSecr=135...
21	22.278912837	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	66 [TCP Keep-Alive] 43054 → 80 [ACK] Seq=77 Ack=286 Win=64128 Len=0 TSval=29965363...
22	22.279054353	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	66 [TCP Out-Of-Order] 43054 → 80 [FIN, ACK] Seq=77 Ack=286 Win=64128 Len=0 TSval=2...
23	22.279460501	192.168.57.4	192.168.57.3	TCP	66 80 → 43054 [FIN, ACK] Seq=286 Ack=78 Win=65152 Len=0 TSval=1359677220 TSecr=299...
24	22.286886829	192.168.57.4	192.168.57.3	TCP	66 [TCP Out-Of-Order] 80 → 43054 [FIN, ACK] Seq=286 Ack=78 Win=65152 Len=0 TSval=1...
25	22.287282723	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	66 43054 → 80 [ACK] Seq=78 Ack=287 Win=64128 Len=0 TSval=2996536393 TSecr=1359677220
26	22.294844833	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	66 [TCP Dup ACK 25#1] 43054 → 80 [ACK] Seq=78 Ack=287 Win=64128 Len=0 TSval=299653...

Figura 10: Comunicaciones capturadas mientras se realiza la petición.

Lo primero que nos llama la atención es la cantidad de paquetes *Bad TCP*, que aparecen en negro y najanja. Esto no es ningún fallo. Debido a que el atacante está actuando de intermediario, se realizan más intercambios de los esperados entre las máquinas. A la hora de comprobar que la comunicación es correcta, Wireshark también piensa que el atacante es una de las víctimas, de modo que la secuencia de paquetes que registra le confunde y piensa que se deben a errores en TCP. En seguida mostraremos ejemplos que reflejen esto.

Al analizar cualquiera de estos paquetes, tanto los relativos a la comunicación TCP (3-Way Handshake y cierre) como las peticiones y respuestas HTTP, descubrimos que en ningún momento el cliente y el servidor consiguen comunicarse directamente. A pesar de lo que aparece en los campos IP origen e IP destino (tercera y cuarta columna), la dirección física de la máquina atacante aparece implicada en cada transmisión. Observamos esto analizando los paquetes 7 y 8, correspondientes a SYN. Podemos consultar las direcciones físicas en la tabla 1.

7	22.244376349	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	74 43054 → 80 [SYN] Seq=0 Win=64240 Len=0 MS
8	22.246721940	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	74 [TCP Out-Of-Order] 43054 → 80 [SYN] Seq=0
Frame 7: 74 bytes on wire (592 bits), 74 bytes captured (592 bits) on interface vboxnet1, id 0					
Ethernet II, Src: PcsCompu_01:3a:c8 (08:00:27:01:3a:c8), Dst: 0a:00:27:00:00:01 (0a:00:27:00:00:01)					
Internet Protocol Version 4, Src: 192.168.57.3, Dst: 192.168.57.4					
Transmission Control Protocol, Src Port: 43054, Dst Port: 80, Seq: 0, Len: 0					

Figura 11: Las direcciones IP y física de origen corresponden al cliente; y la dirección IP de destino es la del servidor. Sin embargo, la dirección física de destino realmente corresponde a la máquina atacante, que es la que realmente recibe el paquete. Esto se debe a un fallo en la caché de ARP del cliente, creado por el atacante. En nuestro caso, el paquete se reenvía a su verdadero destino, ya que activamos la redirección de paquetes, pero el atacante tiene la oportunidad de conocer el contenido.

7	22.244376349	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	74 43054 → 80 [SYN] Seq=0 Win=64240 Len=0 MS
8	22.246721940	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	74 [TCP Out-Of-Order] 43054 → 80 [SYN] Seq=0
Frame 8: 74 bytes on wire (592 bits), 74 bytes captured (592 bits) on interface vboxnet1, id 0					
Ethernet II, Src: 0a:00:27:00:00:01 (0a:00:27:00:00:01), Dst: PcsCompu_6d:b7:f2 (08:00:27:6d:b7:f2)					
Internet Protocol Version 4, Src: 192.168.57.3, Dst: 192.168.57.4					
Transmission Control Protocol, Src Port: 43054, Dst Port: 80, Seq: 0, Len: 0					

Figura 12: El atacante reenvía el SYN al servidor y éste se piensa que procede del cliente debido a un error en la caché de ARP del servidor creado por el atacante. La dirección IP de origen es la del cliente y tanto la dirección IP como la dirección física de destino son las del servidor. La dirección física de origen es la del atacante. Puesto que Wireshark interpreta que tanto el mensaje anterior como este son SYN que proceden de la misma IP y con la misma IP de destino piensa que se ha podido producir algún error durante el 3-Way Handshake. Por esto, señala este segundo paquete como *Bad TCP* (Out-Of-Order).

Analizamos ahora los paquetes correspondientes a la petición HTTP que se realiza de la máquina cliente

al servidor.

12	22.255444466	192.168.57.3	192.168.57.4	HTTP	142 GET / HTTP/1.1
13	22.262782256	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	66 43054 → 80 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=64256 Len=0 TSval=2990
14	22.262952093	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	142 [TCP Retransmission] 43054 → 80 [PSH, ACK] Seq=1 Ack=1
Frame 12: 142 bytes on wire (1136 bits), 142 bytes captured (1136 bits) on interface vboxnet1, id 0					
Ethernet II, Src: PcsCompu_01:3a:c8 (08:00:27:01:3a:c8), Dst: 0a:00:27:00:00:01 (0a:00:27:00:00:01)					
Internet Protocol Version 4, Src: 192.168.57.3, Dst: 192.168.57.4					
Transmission Control Protocol, Src Port: 43054, Dst Port: 80, Seq: 1, Ack: 1, Len: 76					

Figura 13: El cliente pretende mandar una petición HTTP al servidor. Podemos observar que la dirección IP y física de origen corresponden al cliente. La dirección IP de destino es la del servidor, pero la dirección física es la del atacante, luego realmente es al atacante al que se le manda la petición HTTP.

12	22.255444466	192.168.57.3	192.168.57.4	HTTP	142 GET / HTTP/1.1
13	22.262782256	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	66 43054 → 80 [ACK] Seq=1 Ack=1 Win=64256 Len=0 TSval=2990
14	22.262952093	192.168.57.3	192.168.57.4	TCP	142 [TCP Retransmission] 43054 → 80 [PSH, ACK] Seq=1 Ack=1
Frame 14: 142 bytes on wire (1136 bits), 142 bytes captured (1136 bits) on interface vboxnet1, id 0					
Ethernet II, Src: 0a:00:27:00:00:01 (0a:00:27:00:00:01), Dst: PcsCompu_6d:b7:f2 (08:00:27:6d:b7:f2)					
Internet Protocol Version 4, Src: 192.168.57.3, Dst: 192.168.57.4					
Transmission Control Protocol, Src Port: 43054, Dst Port: 80, Seq: 1, Ack: 1, Len: 76					

Figura 14: El atacante redirecciona la petición HTTP recibida al servidor.

<pre> . . . . . ' : . . . E . . . x @ . @ . . . . 9 . . 9 . . . P . @ . . . . X . . . . . . . . . . . * Q . . . GET / HTTP/1.1 . . Host: 192.168. 57.4 . . Us er-Agent : curl/7 .58.0 .A ccept: * /* . . . . </pre>	<pre> . . ' m . . . . ' : . . . . E . . . x @ . @ . . . . 9 . . 9 . . . P . @ . . . . X . . . . . . . . . . . * Q . . . GET / HTTP/1.1 . . Host: 192.168. 57.4 . . Us er-Agent : curl/7 .58.0 .A ccept: * /* . . . . </pre>
(a) Contenido del paquete del cliente al atacante.	(b) Contenido del paquete del atacante al servidor.

Figura 15: En el contenido del paquete podemos ver la petición HTTP mandada.

Del mismo modo, podemos analizar los paquetes de respuesta de la petición del servidor al cliente.

16	22.263828784	192.168.57.4	192.168.57.3	HTTP	351 HTTP/1.1 200 OK (text/html)
17	22.270842201	192.168.57.4	192.168.57.3	TCP	66 80 → 43054 [ACK] Seq=1 Ack=77 Win=65152 Len=0 TSval=2990
18	22.271018585	192.168.57.4	192.168.57.3	TCP	351 [TCP Retransmission] 80 → 43054 [PSH, ACK] Seq=1
Frame 16: 351 bytes on wire (2808 bits), 351 bytes captured (2808 bits) on interface vboxnet1, id 0					
Ethernet II, Src: PcsCompu_6d:b7:f2 (08:00:27:6d:b7:f2), Dst: 0a:00:27:00:00:01 (0a:00:27:00:00:01)					
Internet Protocol Version 4, Src: 192.168.57.4, Dst: 192.168.57.3					
Transmission Control Protocol, Src Port: 80, Dst Port: 43054, Seq: 1, Ack: 77, Len: 285					

Figura 16: Como ocurre en el resto de paquetes, el servidor manda los paquetes cuya dirección IP de destino es el cliente a la dirección física del atacante. Así, el atacante puede husmear el contenido de los paquetes.

16	22.263828784	192.168.57.4	192.168.57.3	HTTP	351 HTTP/1.1 200 OK (text/html)
17	22.270842201	192.168.57.4	192.168.57.3	TCP	66 80 → 43054 [ACK] Seq=1 Ack=77 Win=65152 Len=0 TSval=2990
18	22.271018585	192.168.57.4	192.168.57.3	TCP	351 [TCP Retransmission] 80 → 43054 [PSH, ACK] Seq=1
Frame 18: 351 bytes on wire (2808 bits), 351 bytes captured (2808 bits) on interface vboxnet1, id 0					
Ethernet II, Src: 0a:00:27:00:00:01 (0a:00:27:00:00:01), Dst: PcsCompu_01:3a:c8 (08:00:27:01:3a:c8)					
Internet Protocol Version 4, Src: 192.168.57.4, Dst: 192.168.57.3					
Transmission Control Protocol, Src Port: 80, Dst Port: 43054, Seq: 1, Ack: 77, Len: 285					

Figura 17: El atacante redirecciona el paquete recibido (la respuesta de la petición HTTP) al cliente.

```

..'.:....'m...E.
.Q.e@.@.'...9...
9..P...x.@.L...
..*.....Q.....
.*HTTP/1.1 200 0
K..Date: Sat, 22
May 2021 09:20:
30 GMT..Server:
Apache/2.4.29 (U
buntu)..Last-Mod
ified: Mon, 26 A
pr 2021 08:43:30
GMT..ETag: "3a-
5c0dc23d c7d09"..
Accept-Ranges: b
ytes..Content-Le
ngth: 58..Conten
t-Type: text/htm
l...<html><hea
d></head><body
>Hello World!<
/body></html>

```

(a) Contenido del paquete del servidor al atacante.

```

..'.:....'m...E.
.Q.e@.@.'...9...
9..P...x.@.L...
..*.....Q.....
.*HTTP/1.1 200 0
K..Date: Sat, 22
May 2021 09:20:
30 GMT..Server:
Apache/2.4.29 (U
buntu)..Last-Mod
ified: Mon, 26 A
pr 2021 08:43:30
GMT..ETag: "3a-
5c0dc23d c7d09"..
Accept-Ranges: b
ytes..Content-Le
ngth: 58..Conten
t-Type: text/htm
l...<html><hea
d></head><body
>Hello World!<
/body></html>

```

(b) Contenido del paquete del atacante al cliente.

Figura 18: En el contenido del paquete podemos ver la respuesta de la petición HTTP mandada.

Además, `urlsnarf` registra cada petición HTTP que se haga entre las víctimas. Aparece una entrada por cada petición.

```

dcabezas@Lenovo:~$ sudo urlsnarf -i vboxnet1
urlsnarf: listening on vboxnet1 [tcp port 80 or port 8080 or port 3128]
192.168.57.3 - - [22/May/2021:10:54:02 +0200] "GET http://192.168.57.4/ HTTP/1.1" - - "-" "curl/7.58.0"
192.168.57.3 - - [22/May/2021:10:55:09 +0200] "GET http://192.168.57.4/ HTTP/1.1" - - "-" "curl/7.58.0"

```

Figura 19: Aparece una entrada por cada petición HTTP entre las víctimas.

## 6. Conclusiones

Con este trabajo, esperamos haber concienciado al lector de la facilidad con la que se puede ser víctima de este tipo de ataques, así como de la gravedad que pueden llegar a tener. La mayoría pueden encontrarse en [16], pero algunas las hemos deducido del resto del contenido de este documento.

Notemos que es muy sencillo realizar un ataque man-in-the-middle cuando existe alguna brecha de seguridad. También cuando se tiene cierto poder o control sobre la red o la autoridad de certificación.

Para finalizar, proporcionaremos algunas recomendaciones y buenas prácticas para evitar ser víctima de este tipo de ataques.

- Evitar el uso de redes Wi-Fi públicas y sin contraseña.
- Evitar hacer logins en páginas (como una red social, tienda online o aplicación bancaria) desde redes públicas como las de cafeterías o bibliotecas.
- Evitar navegar en sitios web que no utilicen protocolo HTTPS, deberíamos tener un navegador que nos avise antes de entrar a una página que no lo utiliza.
- Usar varios factores de autenticación, lo que dificultará que nos perjudiquen con el robo de credenciales.
- Utilizar algún protocolo de cifrado y firma para intercambiar mensajes importantes.

- Cerrar la sesión en páginas antes de cerrarlas.
- Seguir el principio de **confianza cero**: No aceptar conexiones hasta verificar su procedencia. [17]

Los siguientes comportamientos podrían indicar que estamos sufriendo un ataque MITM.

- Experimentamos retrasos en la comunicación, o desconexiones inesperadas.
- Aparecen direcciones extrañas en nuestra barra de navegación.
- Tenemos conexiones a sitios desconocidos.

Si se diese el caso, podríamos confirmarlo y/o solucionarlo con las siguientes acciones.

- Monitorizar la actividad de red con Wireshark o similares.
- Inspeccionar las conexiones actuales.
- Usar un network sniffer (una herramienta para espiar tráfico) de forma defensiva.
- Buscar software malicioso en nuestro equipo.

## 7. Bibliografía

Ataque MTIM en demostración de Marconi.

1. <https://havocshield.com/2020/07/cybersecurity-history-the-very-first-man-in-the-middle-attack>.
2. [https://www.bbc.com/mundo/noticias/2016/05/160523\\_primer\\_hacker\\_caballero\\_victoriano\\_marconi\\_fleming\\_maskelyne\\_finde\\_dv](https://www.bbc.com/mundo/noticias/2016/05/160523_primer_hacker_caballero_victoriano_marconi_fleming_maskelyne_finde_dv).

Primeras menciones a este tipo de ataques:

3. <https://www.apriorit.com/dev-blog/526-mitm-attacks-ssl-tls>.

Ejemplos notables.

4. Escándalo de la NSA: <https://www.cnet.com/news/nsa-disguised-itself-as-google-to-spy-say-reports>.
5. Estafa a la familia Lupton: <https://www.conveyancingassociation.org.uk/fraudsters-hacked-emails-to-my-solicitor-and-stole-340000-from-my-property-sale-a-case-study-from-ca-affiliate-members-lawyer-checker>.
6. Fraude de Comcast: <https://www.infoworld.com/article/2925839/code-injection-new-low-isps.html>.
7. Incidente de Superfish con Lenovo: <https://www.techrepublic.com/article/superfish-adware-weakens-security-and-injects-ads-on-some-lenovo-laptops>.
8. Vulnerabilidad en aplicaciones bancarias: <https://www.zdnet.com/article/man-in-the-middle-flaw-left-smartphone-banking-apps-vulnerable>.
9. Brecha de seguridad de Firesheep: <https://techcrunch.com/2010/10/24/firesheep-in-wolves-clothing-app-lets-you-hack-into-twitter-facebook-accounts-easily>.

Ataque MITM: Explicación y tipos.

10. What is a MITM Attack, Detection and Prevention Tips: <https://www.varonis.com/blog/man-in-the-middle-attack>.
11. A Review of Man-in-the-Middle Attacks: <https://arxiv.org/pdf/1504.02115.pdf>.
12. Punycode alert: <https://github.com/yabirgb/punycodeAlert>.



Cifrado y firma para evitar ataques MITM.

13. Asignatura Seguridad y Protección de Sistemas Informáticos. Apuntes del profesor Francisco Miguel García Olmedo.

Simulación.

14. Redirección de paquetes: <https://www.garron.me/es/gnu-linux/habilitar-ip-forward-linux-ubuntu.html>.
15. Tutorial YouTube: <https://www.youtube.com/watch?v=fbXu8EX0hsI>.

Consejos para evitar ser víctimas del ataque.

16. What is a MITM Attack, Detection and Prevention Tips: <https://www.varonis.com/blog/man-in-the-middle-attack>.
17. Zero Trust: <https://www.csoonline.com/article/3247848/what-is-zero-trust-a-model-for-more-effective-security.html>.