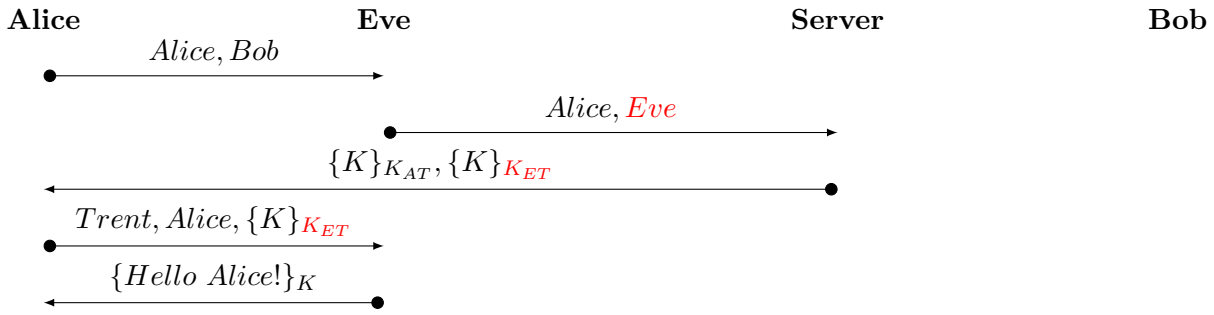
Benjamin Haschka
Sascha Tommasone
Paul Zinselmeyer

2.1. Warm Up



Assumptions

(1) Eve ist Nutzer des Protokolls, damit ein *Key Encryption Key* (KEK) K_{ET} zwischen ihr und dem KDC existiert.

(2) Eve unterliegt dem Angreifermodell *aktiver MitM*.

Attack

1. Eve fängt die erste Nachricht $[Alice, Bob]$ von Alice ab, ersetzt Bob durch ihren eigenen Namen und leitet die Nachricht anschlieSSend an den Server weiter.

2. Der Server antwortet mit $[\{K\}_{K_{AT}}, \{K\}_{K_{ET}}]$. Eve lässt diese Nachricht durch.

3. Nachdem Alice den Session Key erhalten hat, schickt sie den mit K_{ET} verschlüsselten Session Key K an Bob. Damit Bob weiSS, mit wem der Session Key ist und wie dieser verschlüsselt ist, schickt Alice nicht nur das Chiffrat, sondern $Trent, Alice$ ebenfalls mit.

4. Eve fängt die Nachricht $[Trent, Alice, \{K\}_{K_{ET}}]$ ab. Aus (1) folgt, dass Eve in Besitz von K_{ET} ist und kann daher den Session Key K entpacken. Um das Protokoll zu beenden, und Alice endgültig davon zu überzeugen, dass sie Bob ist, schickt Eve $\{Hello\ Alice!\}_K$ an Alice zurück.

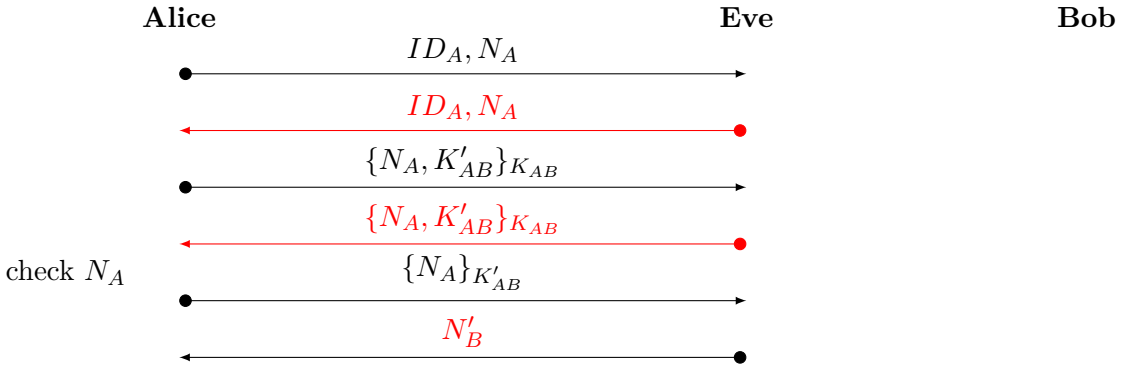
Evaluation

- Der Angriff ist aufgrund fehlender Authentifikation und Integritätsschutzes der Nachrichten möglich.

- Der Angriff könnte verhindert werden, in dem die Antwort des KDC an die beiden Identitäten der Kommunikationspartner gebunden wird. Dadurch würde Alice merken, dass sie einen Session Key für sich und Eve statt sich und Bob erhalten hat und könnte die Verbindung droppen. Die IDs müssten mit einem MAC/Signatur an die Antwort gebunden sein, um Manipulationen der IDs zu verhindern.

- Um MitM-Angriffe basierend auf einem Replay-Angriff zu verhindern, sollten die Nachrichten mit Noncen versehen werden, sodass jeder Kommunikationspartner die Liveness des anderen Partners/KDC sicherstellen kann. Auch hier sollten MAC/Signaturverfahren zum Manipulationsschutz genutzt werden.

2.2. Key Establishment



Assumptions

(1) Eve unterliegt dem Angreifermodell *aktiver MitM*.

Attack

1. Alice startet das Protokoll mit der Nachricht $[ID_A, N_A]$ an Bob, die als Challenge dient. Bevor die Nachricht Bob erreicht, reflektiert Eve diese zurück an Alice.

2. Alice hat somit ihre eigene Challenge selbst erhalten und beantwortet diese, dem Protokoll konform, mit der Response $[\{N_A, K'_{AB}\}_{K_{AB}}]$. Erneut, bevor die Nachricht Bob erreicht, reflektiert Eve diese zurück an Alice und beantwortet damit die ihr gestellte Challenge.

3. Alice erhält die Response von Eve, im Glauben sie wäre von Bob und verifiziert nach Entschlüsselung die Nonce N_A. Die Verifikation ist bei diesem Angriff immer erfolgreich, weshalb Alice mit $[\{N_A\}_{K'_{AB}}]$ an Bob antwortet.

4. Eve fängt diese Nachricht wieder ab und sendet ohne Verifikation der Nonce N_A eine Nonce N'_B an Alice zurück, um das Protokoll zu beenden. Eve kann die Nonce nicht verifizieren, da sie nicht in Besitz des Session Keys K'_{AB} ist.

5. Alice ist nun in dem Glauben, dass sie mit Bob einen neuen Session Key ausgehandelt hat. Stattdessen hat Bob nichts von der Protokollausführung mitbekommen.

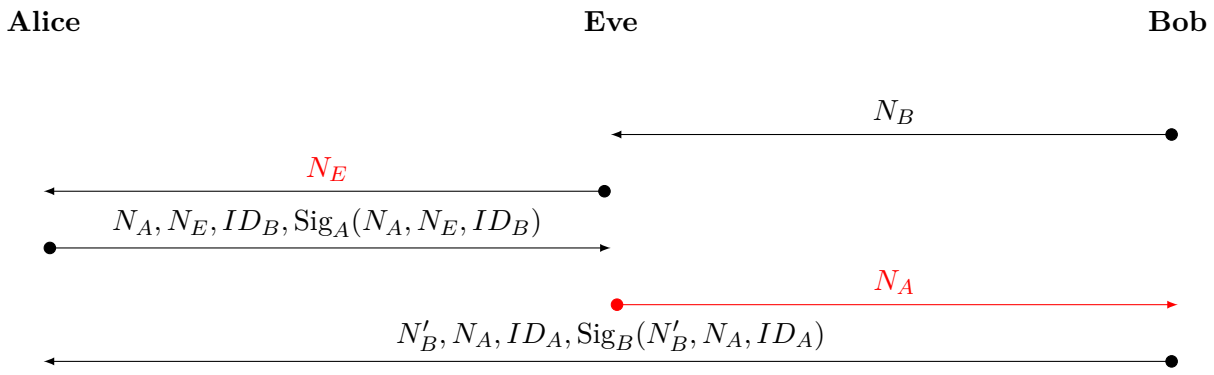
Evaluation

- Der Angriff ist möglich, da beide Seiten dasselbe Challenge-Response-Protokoll zur gegenseitigen Authentifizierung verwenden.

- Der Angriff könnte verhindert werden, indem die ID des Responders in der Response mitgeschickt wird. Diese ID sollte durch mindestens einen MAC oder eine Signatur an den eigentlichen Response-Wert gebunden werden, um jegliche Manipulation der ID zu unterbinden. Erhält einer der Kommunikationspartner eine Response mit seiner eigenen ID, kann er diese verwerfen und die Protokollsitzung beenden.

Benjamin Haschka
Sascha Tommasone
Paul Zinselmeyer

2.3. Authentication without Trusted Party



Assumptions

(1) Eve unterliegt dem Angreifermodell *aktiver MitM*.

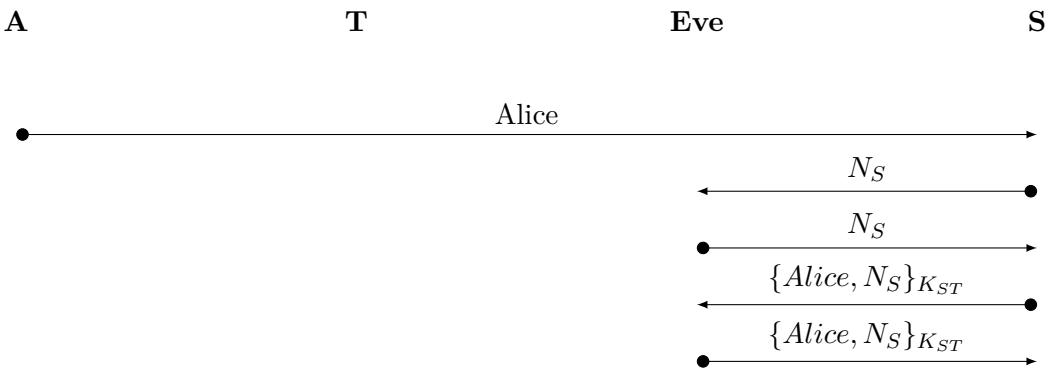
Attack

1. Bob startet das Protokoll, indem er eine Nonce N_B an Alice schickt. Bevor Alice diese Nachricht erhält, ersetzt Eve diese Nonce mit einer eigenen Nonce N_E.
2. Alice sendet in ihrer Antwort an Bob eine eigene Nonce N_A, die manipulierte Nonce N_E, die ID von Bob ID_B und eine Signatur über diese Daten mit ihrem eigenen Schlüssel. Sie erwartet nun in ihrer Antwort eine neue Nonce von Bob, ihre eigene Nonce und ihre ID mit einer Signatur über diese Daten von Bob.
3. Eve schickt, getarnt als Alice, Alices Nonce an Bob und baut damit eine neue Verbidnung mit Bob auf.
4. Bob antwortet dann gemäSS des Protokolls mit einer Nonce von ihm N'_B, Alices Nonce (die Eve ihm geschickt hat), Alices ID, da er meint, dass die Nachricht von Alice kam, und die Signatur über die Nachricht.
5. Da diese Daten von Alice erwartet werden, kann Eve diese Nachricht einfach an Alice weiterleiten.
6. Alice prüft die Signatur, die valide ist, sofern Bob keine falsche Signatur erstellt hat, und meint, dass Eve nun Bob ist.

Evaluation

- Der Angriff ist möglich, da durch eine parallele Session eine Partei als Orakel genutzt werden kann, um die Nachrichten zu generieren.
- Der Angriff könnte verhindert werden, indem erste Nonce in die Signatur von Bob einflieSSen müsste. Somit könnte keine parallele Session gestartet werden, da die erste Nonce nur in der originalen Session genutzt wurde.

2.4. Authentication with Trusted Party



Assumptions

(1) Eve unterliegt dem Angreifermodell *aktiver MitM*.

Attack

1. A baut eine Kommunikation mit S auf, indem sie die Nachricht Alice an S schickt.
2. S antwortet mit einer Nonce. Eve fängt diese ab und sendet sie einfach an S zurück.
3. S erwartet hier die Nonce verschlüsselt von Alice. Daher sendet S einfach die beiden Nachrichten, mit dem gemeinsamen Schlüssel mit T verschlüsselt, an T.
4. Eve fängt diese Nachricht ab. Da der Trent sich nicht authentifizieren muss, kann Eve einfach die Nachricht an S zurück schicken.
5. S entschlüsselt die erhaltene Nachricht und prüft die Nonce, die nun korrekt ist.

Evaluation

- Der Angriff funktioniert in erster Linie, weil T sich nicht authentifizieren muss. Zudem sind die beiden letzten Pakete vom Aufbau identisch und können somit einfach miteinander ersetzt werden.
- Der Angriff könnte verhindert werden, wenn T sich authentifizieren müsste. Dann könnte ein $MitM$ Angreifer nicht einfach Pakete an T reflektiert.