Κρυπτογραφία

MAC - Γνησιότητα/Ακεραιότητα μηνύματος

Πέτρος Ποτίκας

Εθνικό Μετσόβιο Πολυτεχνείο
Σχολή Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Μηχανικών Υπολογιστών

Περιεχόμενα

- Κρυπτογράφηση κρύβει το μήνυμα από αντίπαλο

- Κρυπτογράφηση κρύβει το μήνυμα από αντίπαλο
- Φτάνει για να έχουμε ασφαλή επικοινωνία;

- Κρυπτογράφηση κρύβει το μήνυμα από αντίπαλο
- Φτάνει για να έχουμε ασφαλή επικοινωνία;
- *Γνησιότητα/ακεραιότητα μηνύματος (message integrity/authentication)*

- Κρυπτογράφηση κρύβει το μήνυμα από αντίπαλο
- Φτάνει για να έχουμε ασφαλή επικοινωνία;
- *Γνησιότητα/ακεραιότητα μηνύματος (message integrity/authentication)*
- Παράδειγμα: Η εταιρεία Β παίρνει παραγγελία από την εταιρεία Α να φτιάξει 1000 οθόνες
  Ερωτήματα:

- Κρυπτογράφηση κρύβει το μήνυμα από αντίπαλο
- Φτάνει για να έχουμε ασφαλή επικοινωνία;
- *Γνησιότητα/ακεραιότητα μηνύματος (message integrity/authentication)*
- Παράδειγμα: Η εταιρεία Β παίρνει παραγγελία από την εταιρεία Α να φτιάξει 1000 οθόνες
  Ερωτήματα:
  1. Το έστειλε η Α πραγματικά;

- Κρυπτογράφηση κρύβει το μήνυμα από αντίπαλο
- Φτάνει για να έχουμε ασφαλή επικοινωνία;
- *Γνησιότητα/ακεραιότητα μηνύματος (message integrity/authentication)*
- Παράδειγμα: Η εταιρεία Β παίρνει παραγγελία από την εταιρεία Α να φτιάξει 1000 οθόνες
  Ερωτήματα:
  1. Το έστειλε η Α πραγματικά;
  2. Είναι το 1000 σωστό;

- Κρυπτογράφηση κρύβει το μήνυμα από αντίπαλο
- Φτάνει για να έχουμε ασφαλή επικοινωνία;
- *Γνησιότητα/ακεραιότητα μηνύματος (message integrity/authentication)*
- Παράδειγμα: Η εταιρεία Β παίρνει παραγγελία από την εταιρεία Α να φτιάξει 1000 οθόνες
  Ερωτήματα:
  1. Το έστειλε η Α πραγματικά;
  2. Είναι το 1000 σωστό;
- Κρυπτογραφικές τεχνικές και εργαλεία για να εντοπίζουμε πειραγμένα μηνύματα

- Κρυπτογράφηση κρύβει το μήνυμα από αντίπαλο
- Φτάνει για να έχουμε ασφαλή επικοινωνία;
- *Γνησιότητα/ακεραιότητα μηνύματος (message integrity/authentication)*
- Παράδειγμα: Η εταιρεία Β παίρνει παραγγελία από την εταιρεία Α να φτιάξει 1000 οθόνες
  Ερωτήματα:
  1. Το έστειλε η Α πραγματικά;
  2. Είναι το 1000 σωστό;
- Κρυπτογραφικές τεχνικές και εργαλεία για να εντοπίζουμε πειραγμένα μηνύματα
- Κρυπτογράφηση $\neq$ Ακεραιότητα
- Οι μέθοδοι κρυπτογράφησης ιδιωτικού κλειδιού που έχουμε δει δεν εξασφαλίζουν αυθεντικότητα μηνύματος

Stream ciphers ως κώδικες γνησιότητας

- Έστω το απλό σχήμα κρυπτογράφησης: $c = G(k) \oplus m$, όπου G ένας ψευδοτυχαίος γεννήτορας.

Stream ciphers ως κώδικες γνησιότητας

- Έστω το απλό σχήμα κρυπτογράφησης: $c = G(k) \oplus m$, όπου G ένας ψευδοτυχαίος γεννήτορας.
- Αυτό το σχήμα είναι εύκολο να παραχαραχθεί: αν αντιστρέψεις ένα bit του κρυπτοκειμένου, αντιστρέφεις το αντίστοιχο bit του αποκρυπτογραφημένου κειμένου.

Stream ciphers ως κώδικες γνησιότητας

- Έστω το απλό σχήμα κρυπτογράφησης: $c = G(k) \oplus m$, όπου G ένας ψευδοτυχαίος γεννήτορας.
- Αυτό το σχήμα είναι εύκολο να παραχαραχθεί: αν αντιστρέψεις ένα bit του κρυπτοκειμένου, αντιστρέφεις το αντίστοιχο bit του αποκρυπτογραφημένου κειμένου.
- Μπορεί να έχει πολύ σοβαρές συνέπειες (π.χ. μεταφορά χρημάτων από λογαριασμό σε λογαριασμό)

Stream ciphers ως κώδικες γνησιότητας

- Έστω το απλό σχήμα κρυπτογράφησης: $c = G(k) \oplus m$, όπου G ένας ψευδοτυχαίος γεννήτορας.
- Αυτό το σχήμα είναι εύκολο να παραχαραχθεί: αν αντιστρέψεις ένα bit του κρυπτοκειμένου, αντιστρέφεις το αντίστοιχο bit του αποκρυπτογραφημένου κειμένου.
- Μπορεί να έχει πολύ σοβαρές συνέπειες (π.χ. μεταφορά χρημάτων από λογαριασμό σε λογαριασμό)
- Ασφαλές ως προς μυστικότητα, αλλά όχι ως προς ακεραιότητα.

Block ciphers ως Κώδικες Γνησιότητας

Ίδια επίθεση ισχύει και στα OFB- και CTR-mode σχήματα κρυπτογράφησης (XOR του μηνύματος με ένα ψευδοτυχαίο stream)

Block ciphers ως Κώδικες Γνησιότητας

Ίδια επίθεση ισχύει και στα OFB- και CTR-mode σχήματα κρυπτογράφησης (XOR του μηνύματος με ένα ψευδοτυχαίο stream)

Ίσως οι ECB- ή CBC-mode κρυπτογραφήσεις να είναι πιο δύσκολο να δεχτούν επίθεση, μιας και η αποκρυπτογράφησή τους γίνεται με αντιστροφή μιας ψευδοτυχαίας μετάθεσης F, και τα $F_k^{-1}(x)$, $F_k^{-1}(x')$ δεν σχετίζονται ακόμα και αν τα x, x' διαφέρουν μόλις κατά ένα bit.

Block ciphers ως Κώδικες Γνησιότητας

Ίδια επίθεση ισχύει και στα OFB- και CTR-mode σχήματα κρυπτογράφησης (XOR του μηνύματος με ένα ψευδοτυχαίο stream)

Ίσως οι ECB- ή CBC-mode κρυπτογραφήσεις να είναι πιο δύσκολο να δεχτούν επίθεση, μιας και η αποκρυπτογράφησή τους γίνεται με αντιστροφή μιας ψευδοτυχαίας μετάθεσης F, και τα $F_k^{-1}(x)$, $F_k^{-1}(x')$ δεν σχετίζονται ακόμα και αν τα x, x' διαφέρουν μόλις κατά ένα bit.

Ωστόσο και σε αυτές, μικρές αλλαγές στο κρυπτοκείμενο προκαλούν προβλέψιμες αλλαγές στο αρχικό μήνυμα. Ας τις δούμε:

Block ciphers ως Κώδικες Γνησιότητας

Ίδια επίθεση ισχύει και στα OFB- και CTR-mode σχήματα κρυπτογράφησης (XOR του μηνύματος με ένα ψευδοτυχαίο stream)

Ίσως οι ECB- ή CBC-mode κρυπτογραφήσεις να είναι πιο δύσκολο να δεχτούν επίθεση, μιας και η αποκρυπτογράφησή τους γίνεται με αντιστροφή μιας ψευδοτυχαίας μετάθεσης F, και τα $F_k^{-1}(x)$, $F_k^{-1}(x')$ δεν σχετίζονται ακόμα και αν τα x, x' διαφέρουν μόλις κατά ένα bit.

Ωστόσο και σε αυτές, μικρές αλλαγές στο κρυπτοκείμενο προκαλούν προβλέψιμες αλλαγές στο αρχικό μήνυμα. Ας τις δούμε:

ECB: αλλάζοντας ένα μόνο bit στο i block της αποκρυπτογράφησης, αλλάζει μόνο το i block του μηνύματος (πιθανή επίθεση).

Block ciphers ως Κώδικες Γνησιότητας

Ίδια επίθεση ισχύει και στα OFB- και CTR-mode σχήματα κρυπτογράφησης (XOR του μηνύματος με ένα ψευδοτυχαίο stream)

Ίσως οι ECB- ή CBC-mode κρυπτογραφήσεις να είναι πιο δύσκολο να δεχτούν επίθεση, μιας και η αποκρυπτογράφησή τους γίνεται με αντιστροφή μιας ψευδοτυχαίας μετάθεσης F, και τα $F_k^{-1}(x)$, $F_k^{-1}(x')$ δεν σχετίζονται ακόμα και αν τα x, x' διαφέρουν μόλις κατά ένα bit.

Ωστόσο και σε αυτές, μικρές αλλαγές στο κρυπτοκείμενο προκαλούν προβλέψιμες αλλαγές στο αρχικό μήνυμα. Ας τις δούμε:

ECB: αλλάζοντας ένα μόνο bit στο i block της αποκρυπτογράφησης, αλλάζει μόνο το i block του μηνύματος (πιθανή επίθεση).

Μπορείς να αλλάξεις τη σειρά των block του ciphertext αλλάζοντας έτσι τη σειρά των block του plaintext ή να πετάξεις τα τελευταία block του ciphertext άρα και του plaintext.

Block ciphers ως Κώδικες Γνησιότητας

Ίδια επίθεση ισχύει και στα OFB- και CTR-mode σχήματα κρυπτογράφησης (XOR του μηνύματος με ένα ψευδοτυχαίο stream)

Ίσως οι ECB- ή CBC-mode κρυπτογραφήσεις να είναι πιο δύσκολο να δεχτούν επίθεση, μιας και η αποκρυπτογράφησή τους γίνεται με αντιστροφή μιας ψευδοτυχαίας μετάθεσης F, και τα $F_k^{-1}(x)$, $F_k^{-1}(x')$ δεν σχετίζονται ακόμα και αν τα x, x' διαφέρουν μόλις κατά ένα bit.

Ωστόσο και σε αυτές, μικρές αλλαγές στο κρυπτοκείμενο προκαλούν προβλέψιμες αλλαγές στο αρχικό μήνυμα. Ας τις δούμε:

ECB: αλλάζοντας ένα μόνο bit στο i block της αποκρυπτογράφησης, αλλάζει μόνο το i block του μηνύματος (πιθανή επίθεση).

Μπορείς να αλλάξεις τη σειρά των block του ciphertext αλλάζοντας έτσι τη σειρά των block του plaintext ή να πετάξεις τα τελευταία block του ciphertext άρα και του plaintext.

CBC: αλλάζοντας το j-οστό bit του IV, αλλάζει μόνο το j-οστό bit του πρώτου block του μηνύματος (επικίνδυνο, συνήθως header)

Message Authentication Code (MAC)

- Δύο παίκτες θέλουν να επικοινωνήσουν ανταλλάσσοντας ‘ακέραια μηνύματα’

Message Authentication Code (MAC)

- Δύο παίκτες θέλουν να επικοινωνήσουν ανταλλάσσοντας ‘ακέραια μηνύματα’
- Ανταλλάσσουν κοινό μυστικό κλειδί k

Message Authentication Code (MAC)

- Δύο παίκτες θέλουν να επικοινωνήσουν ανταλλάσσοντας 'ακέραια μηνύματα'
- Ανταλλάσσουν κοινό μυστικό κλειδί k
- Όταν ένας παίκτης θέλει να στείλει ένα μήνυμα m, υπολογίζει μια ετικέτα t (tag) με βάση το μήνυμα και το κοινό τους κλειδί, με έναν αλγόριθμο παραγωγής ετικέτας Mac

Message Authentication Code (MAC)

- Δύο παίκτες θέλουν να επικοινωνήσουν ανταλλάσσοντας 'ακέραια μηνύματα'
- Ανταλλάσσουν κοινό μυστικό κλειδί k
- Όταν ένας παίκτης θέλει να στείλει ένα μήνυμα m, υπολογίζει μια ετικέτα t (tag) με βάση το μήνυμα και το κοινό τους κλειδί, με έναν αλγόριθμο παραγωγής ετικέτας Mac
- Στέλνει το μήνυμα μαζί με την ετικέτα (m, t)

Message Authentication Code (MAC)

- Δύο παίκτες θέλουν να επικοινωνήσουν ανταλλάσσοντας 'ακέραια μηνύματα'
- Ανταλλάσσουν κοινό μυστικό κλειδί k
- Όταν ένας παίκτης θέλει να στείλει ένα μήνυμα m, υπολογίζει μια ετικέτα t (tag) με βάση το μήνυμα και το κοινό τους κλειδί, με έναν αλγόριθμο παραγωγής ετικέτας Mac
- Στέλνει το μήνυμα μαζί με την ετικέτα (m, t)
- Ο άλλος παίκτης λαμβάνει το (m, t) και επιβεβαιώνει τη γνησιότητα του μηνύματος (αν το t είναι έγκυρο για το m με βάση το κοινό κλειδί που έχει, με έναν αλγόριθμο επαλήθευσης $Vrfy$)

Message Authentication Code (MAC)

Ορισμός

Ένας *κώδικας γνησιότητας μηνύματος (Message Authenthication Code, MAC)* είναι μια πλειάδα αλγορίθμων $(Gen, Mac, Vrfy)$, τέτοιων ώστε:

1. Ο *αλγόριθμος παραγωγής κλειδιού Gen* παίρνει είσοδο την παράμετρο ασφαλείας 1^n και επιστρέφει ένα κλειδί k, με $|k| \geq n$
2. Ο *αλγόριθμος παραγωγής ετικέτας Mac* παίρνει σαν είσοδο ένα κλειδί k και ένα μήνυμα $m \in \{0,1\}^*$ και επιστρέφει μια ετικέτα $t \leftarrow Mac_k(m)$
3. Ο *αλγόριθμος επαλήθευσης Vrfy* παίρνει σαν είσοδο ένα k, ένα m και μια t και επιστρέφει ένα bit $b = 1$, αν η ετικέτα είναι έγκυρη, αλλιώς $b = 0$ (ντετερμινιστικός αλγόριθμος). Δηλ. $b = Vrfy_k(m, t)$.

Ορθότητα: Για κάθε n, κάθε k που παράγεται από τον Gen και κάθε $m \in \{0,1\}^*$, ισχύει $Vrfy_k(m, Mac_k(m)) = 1$
Αν το MAC ορίζεται μόνο για μηνύματα μήκους $l(n)$, τότε λέγεται *σταθερού μήκους*

Ασφάλεια κώδικα γνησιότητας μηνύματος

Διαισθητικά: κανένας αντίπαλος δεν μπορεί να φτιάξει μια έγκυρη ετικέτα για ένα "νέο" μήνυμα που δεν έχει γνησιότητα ακόμα

Ο αντίπαλος βλέπει τα (m, t) που ανταλλάσσονται και μπορεί να τα αλλάζει

Πείραμα γνησιότητας μηνύματος Mac-forge$_{\mathcal{A},\Pi}(n)$

1. Ένα τυχαίο κλειδί παράγεται από τον $Gen(1^n)$
2. Ο αντίπαλος $\mathcal{A}$ παίρνει σαν είσοδο το 1^n και πρόσβαση σε ένα μαντείο $Mac_k()$. Δίνει σαν έξοδο ένα (m, t) και Q το σύνολο των ερωτήσεων που κάνει στο μαντείο
3. Η έξοδος του πειράματος είναι 1, ανν (1) $Vrfy_k(m, t) = 1$ και (2) $m \notin Q$

Ασφάλεια κώδικα γνησιότητας μηνύματος

Ορισμός

Ένας κώδικας γνησιότητας μηνύματος $\Pi = (Gen, Mac, Vrfy)$ είναι *υπαρξιακά μη-παραχαράξιμος σε μια προσαρμοζόμενη επίθεση επιλεγμένου μηνύματος (existentially unforgeable under an adaptive chosen-message attack)* ή *ασφαλής* αν για κάθε PPT αντίπαλο $\mathcal{A}$ υπάρχει μια αμελητέα συνάρτηση $negl$ τέτοια ώστε:

$$Pr[\text{Mac-forge}_{\mathcal{A},\Pi}(n) = 1] \leq negl(n)$$

Επίθεση επανάληψης

Ένας αντίπαλος μπορεί να στείλει ένα μήνυμα και την ετικέτα ενός προηγούμενου έγκυρου μηνύματος

Παράδειγμα:

Η Alice στέλνει μήνυμα στην τράπεζά της να δώσουν 1000 € στον Bob

Επίθεση επανάληψης

Ένας αντίπαλος μπορεί να στείλει ένα μήνυμα και την ετικέτα ενός προηγούμενου έγκυρου μηνύματος

Παράδειγμα:

Η Alice στέλνει μήνυμα στην τράπεζά της να δώσουν 1000 € στον Bob
Ο Bob δεν μπορεί να το κάνει 10.000 €, αλλά μπορεί να το στείλει 10 φορές στην τράπεζα!

Επίθεση επανάληψης

Ένας αντίπαλος μπορεί να στείλει ένα μήνυμα και την ετικέτα ενός προηγούμενου έγκυρου μηνύματος

Παράδειγμα:

Η Alice στέλνει μήνυμα στην τράπεζά της να δώσουν 1000 € στον Bob
Ο Bob δεν μπορεί να το κάνει 10.000 €, αλλά μπορεί να το στείλει 10 φορές στην τράπεζα!

MAC δεν έχουν την ικανότητα να αποφύγουν τέτοιες επιθέσεις, γιατί δε δίνουν σημασιολογία

Είναι θέμα εφαρμογής, τι σημαίνει η επανάληψη μηνύματος

Επίθεση επανάληψης

Ένας αντίπαλος μπορεί να στείλει ένα μήνυμα και την ετικέτα ενός προηγούμενου έγκυρου μηνύματος

Παράδειγμα:

Η Alice στέλνει μήνυμα στην τράπεζά της να δώσουν 1000 € στον Bob
Ο Bob δεν μπορεί να το κάνει 10.000 €, αλλά μπορεί να το στείλει 10 φορές στην τράπεζα!

MAC δεν έχουν την ικανότητα να αποφύγουν τέτοιες επιθέσεις, γιατί δε δίνουν σημασιολογία

Είναι θέμα εφαρμογής, τι σημαίνει η επανάληψη μηνύματος

Άμυνα:

1. Ένας μοναδικός αριθμός μαζί με το μήνυμα
2. Timestamp, η ώρα προστίθεται στο μήνυμα

Επίθεση επανάληψης - Μοναδικός αριθμός

- Σε κάθε μήνυμα m αντιστοιχεί ένας μοναδικός αριθμός i, η γνησιότητα υπολογίζεται στο $i||m$

Επίθεση επανάληψης - Μοναδικός αριθμός

- Σε κάθε μήνυμα m αντιστοιχεί ένας μοναδικός αριθμός i, η γνησιότητα υπολογίζεται στο $i||m$
- Ο αποστολέας πάντα αναθέτει ένα μοναδικό αριθμό σε κάθε μήνυμα, ο παραλήπτης φυλάει αυτούς τους αριθμούς

Επίθεση επανάληψης - Μοναδικός αριθμός

- Σε κάθε μήνυμα m αντιστοιχεί ένας μοναδικός αριθμός i, η γνησιότητα υπολογίζεται στο $i||m$
- Ο αποστολέας πάντα αναθέτει ένα μοναδικό αριθμό σε κάθε μήνυμα, ο παραλήπτης φυλάει αυτούς τους αριθμούς
- Επιτυχημένη επίθεση στο m: δημιουργία έγκυρης ετικέτας σε ένα νέο μήνυμα $i'||m$, όπου i' είναι φρέσκο

Επίθεση επανάληψης - Μοναδικός αριθμός

- Σε κάθε μήνυμα m αντιστοιχεί ένας μοναδικός αριθμός i, η γνησιότητα υπολογίζεται στο $i||m$
- Ο αποστολέας πάντα αναθέτει ένα μοναδικό αριθμό σε κάθε μήνυμα, ο παραλήπτης φυλάει αυτούς τους αριθμούς
- Επιτυχημένη επίθεση στο m: δημιουργία έγκυρης ετικέτας σε ένα νέο μήνυμα $i'||m$, όπου i' είναι φρέσκο
- Μειονέκτημα: φύλαξη όλων των αριθμών από τον παραλήπτη

Επίθεση επανάληψης - Timestamp

- Η τρέχουσα ώρα (στο κοντινότερο millisecond) προστίθεται στο μήνυμα, ο παραλήπτης αποδέχεται αν είναι εντός ενός περιθωρίου
- Μειονέκτημα: τα συμβαλλόμενα μέρη πρέπει να έχουν συγχρονισμένα ρολόγια και μπορεί ο αντίπαλος να προλάβει να ξαναστείλει κάτι (πόσο στενό είναι το χρονικό περιθώριο)

Ψευδοτυχαίες συναρτήσεις ως Κώδικες Γνησιότητας

- Οι ψευδοτυχαίες συναρτήσεις είναι κατάλληλες για κώδικες γνησιότητας

Ψευδοτυχαίες συναρτήσεις ως Κώδικες Γνησιότητας

- Οι ψευδοτυχαίες συναρτήσεις είναι κατάλληλες για κώδικες γνησιότητας
- Αν t παράγεται από την εφαρμογή μιας ψευδοτυχαίας συνάρτησης σε ένα μήνυμα m, τότε η παραχάραξη απαιτεί να μαντέψει ο αντίπαλος την τιμή μιας ψευδοτυχαίας συνάρτησης σε ένα "νέο" μήνυμα

Ψευδοτυχαίες συναρτήσεις ως Κώδικες Γνησιότητας

- Οι ψευδοτυχαίες συναρτήσεις είναι κατάλληλες για κώδικες γνησιότητας
- Αν t παράγεται από την εφαρμογή μιας ψευδοτυχαίας συνάρτησης σε ένα μήνυμα m, τότε η παραχάραξη απαιτεί να μαντέψει ο αντίπαλος την τιμή μιας ψευδοτυχαίας συνάρτησης σε ένα "νέο" μήνυμα
- Πιθανότητα να μαντέψει σωστά: 2^{-n}, όταν μήκος εξόδου συνάρτησης είναι n

Ψευδοτυχαίες συναρτήσεις ως Κώδικες Γνησιότητας

- Οι ψευδοτυχαίες συναρτήσεις είναι κατάλληλες για κώδικες γνησιότητας
- Αν t παράγεται από την εφαρμογή μιας ψευδοτυχαίας συνάρτησης σε ένα μήνυμα m, τότε η παραχάραξη απαιτεί να μαντέψει ο αντίπαλος την τιμή μιας ψευδοτυχαίας συνάρτησης σε ένα "νέο" μήνυμα
- Πιθανότητα να μαντέψει σωστά: 2^{-n}, όταν μήκος εξόδου συνάρτησης είναι n

Κατασκευή

Έστω F μια ψευδοτυχαία συνάρτηση. Ορίζουμε έναν καθορισμένου μήκους κώδικα γνησιότητας για μηνύματα μήκους n ως:

- *Gen*: με είσοδο 1^n, επίλεξε $k \leftarrow \{0,1\}^n$
- *Mac*: με είσοδο $k, m \in \{0,1\}^n$, δώσε στην έξοδο $t := F_k(m)$ (αν $|m| \neq |k|$ μη δίνεις αποτέλεσμα)
- *Vrfy*: με είσοδο k, m, t, δώσε αποτέλεσμα 1, αν $t = F_k(m)$ (αν $|m| \neq |k|$, δώσε 0)

Ασφάλεια κατασκευής

Θεώρημα

Αν η F είναι μια ψευδοτυχαία συνάρτηση, τότε η παραπάνω κατασκευή είναι ένας καθορισμένου μήκους κώδικας γνησιότητας για μηνύματα μήκους n που είναι υπαρξιακά μη-παραχαράξιμος σε μια προσαρμοζόμενη επίθεση επιλεγμένου μηνύματος

Επέκταση σε μηνύματα μεταβλητού μήκους

- Έστω $\Pi = (Gen', Mac', Vrfy')$ ένας κώδικας γνησιότητας καθορισμένου μήκους για μηνύματα μήκους n

Επέκταση σε μηνύματα μεταβλητού μήκους

- Έστω $\Pi = (Gen', Mac', Vrfy')$ ένας κώδικας γνησιότητας καθορισμένου μήκους για μηνύματα μήκους n
- Σπάμε το μήνυμα m σε $m_1, \ldots, m_d$ blocks και βρίσκουμε τη γνησιότητα κάθε block με κάποιο τρόπο

Επέκταση σε μηνύματα μεταβλητού μήκους

- Έστω $\Pi = (Gen', Mac', Vrfy')$ ένας κώδικας γνησιότητας καθορισμένου μήκους για μηνύματα μήκους n
- Σπάμε το μήνυμα m σε $m_1, \ldots, m_d$ blocks και βρίσκουμε τη γνησιότητα κάθε block με κάποιο τρόπο
- Ιδέες:

1. Πάρε το XOR όλων των block και εφάρμοσε την MAC, $t := MAC'_k(\oplus_i(m_i))$

Επέκταση σε μηνύματα μεταβλητού μήκους

- Έστω $\Pi = (Gen', Mac', Vrfy')$ ένας κώδικας γνησιότητας καθορισμένου μήκους για μηνύματα μήκους n
- Σπάμε το μήνυμα m σε $m_1, \ldots, m_d$ blocks και βρίσκουμε τη γνησιότητα κάθε block με κάποιο τρόπο
- Ιδέες:

1. Πάρε το XOR όλων των block και εφάρμοσε την MAC,
   $t := MAC'_k(\oplus_i(m_i))$
   Ο αντίπαλος μπορεί να αλλάξει το αρχικό μήνυμα ώστε το XOR να μείνει ίδιο

Επέκταση σε μηνύματα μεταβλητού μήκους

- Έστω $\Pi = (Gen', Mac', Vrfy')$ ένας κώδικας γνησιότητας καθορισμένου μήκους για μηνύματα μήκους n
- Σπάμε το μήνυμα m σε $m_1, \ldots, m_d$ blocks και βρίσκουμε τη γνησιότητα κάθε block με κάποιο τρόπο
- Ιδέες:

1. Πάρε το XOR όλων των block και εφάρμοσε την MAC,
   $t := MAC'_k(\oplus_i(m_i))$
   Ο αντίπαλος μπορεί να αλλάξει το αρχικό μήνυμα ώστε το XOR να μείνει ίδιο
2. Πάρε κάθε block ξεχωριστά, $t := \langle MAC'_k(m_1), \ldots, MAC'_k(m_d)\rangle$

Επέκταση σε μηνύματα μεταβλητού μήκους

- Έστω $\Pi = (Gen', Mac', Vrfy')$ ένας κώδικας γνησιότητας καθορισμένου μήκους για μηνύματα μήκους n
- Σπάμε το μήνυμα m σε $m_1, \ldots, m_d$ blocks και βρίσκουμε τη γνησιότητα κάθε block με κάποιο τρόπο
- Ιδέες:

1. Πάρε το XOR όλων των block και εφάρμοσε την MAC,
   $t := MAC'_k(\oplus_i(m_i))$
   Ο αντίπαλος μπορεί να αλλάξει το αρχικό μήνυμα ώστε το XOR να μείνει ίδιο
2. Πάρε κάθε block ξεχωριστά, $t := \langle MAC'_k(m_1), \ldots, MAC'_k(m_d)\rangle$
   Αν αλλάξεις σειρά στα blocks;

Επέκταση σε μηνύματα μεταβλητού μήκους

- Έστω $\Pi = (Gen', Mac', Vrfy')$ ένας κώδικας γνησιότητας καθορισμένου μήκους για μηνύματα μήκους n
- Σπάμε το μήνυμα m σε $m_1, \ldots, m_d$ blocks και βρίσκουμε τη γνησιότητα κάθε block με κάποιο τρόπο
- Ιδέες:

1. Πάρε το XOR όλων των block και εφάρμοσε την MAC,
   $t := MAC'_k(\oplus_i(m_i))$
   Ο αντίπαλος μπορεί να αλλάξει το αρχικό μήνυμα ώστε το XOR να μείνει ίδιο
2. Πάρε κάθε block ξεχωριστά, $t := \langle MAC'_k(m_1), \ldots, MAC'_k(m_d)\rangle$
   Αν αλλάξεις σειρά στα blocks;
3. Πάρε block ξεχωριστά μαζί με έναν αριθμό
   $t := \langle MAC'_k(1||m_1), \ldots, MAC'_k(d||m_d)\rangle$

Επέκταση σε μηνύματα μεταβλητού μήκους

- Έστω $\Pi = (Gen', Mac', Vrfy')$ ένας κώδικας γνησιότητας καθορισμένου μήκους για μηνύματα μήκους n
- Σπάμε το μήνυμα m σε $m_1, \ldots, m_d$ blocks και βρίσκουμε τη γνησιότητα κάθε block με κάποιο τρόπο
- Ιδέες:

1. Πάρε το XOR όλων των block και εφάρμοσε την MAC,
   $t := MAC'_k(\oplus_i(m_i))$
   Ο αντίπαλος μπορεί να αλλάξει το αρχικό μήνυμα ώστε το XOR να μείνει ίδιο
2. Πάρε κάθε block ξεχωριστά, $t := \langle MAC'_k(m_1), \ldots, MAC'_k(m_d)\rangle$
   Αν αλλάξεις σειρά στα blocks;
3. Πάρε block ξεχωριστά μαζί με έναν αριθμό
   $t := \langle MAC'_k(1||m_1), \ldots, MAC'_k(d||m_d)\rangle$
   Μπορεί να πετάξει block από τέλος ή να συνδυάσει προηγούμενα μηνύματα

Επέκταση σε μηνύματα μεταβλητού μήκους

Επιπλέον πληροφορία, ένα τυχαίο "αναγνωριστικό μηνύματος" σε κάθε block και το μήκος μηνύματος

Κατασκευή

Έστω $\Pi' = (Gen', Mac', Vrfy')$ ένας MAC καθορισμένου μήκους για μηνύματα μήκους n. Ορίζουμε ένα MAC ως εξής:

- *Gen*: ίδιο με το Gen'
- *Mac*: με είσοδο $k \in \{0,1\}^n$, $m \in \{0,1\}^*$ μήκους $l < 2^{n/4}$, ανάλυσέ το σε d blocks, $m_1, ..., m_d$, καθένα μήκους $n/4$ (συμπλήρωσε με μηδενικά αν χρειάζεται). Διάλεξε αναγνωριστικό $r \leftarrow \{0,1\}^{n/4}$
  Υπολόγισε $t_i := Mac'_k(r||l||i||m_i)$, $1 \leq i \leq d$, και δώσε έξοδο $t := \langle r, t_1, ..., t_d \rangle$
- *Vrfy*: με είσοδο $k \in \{0,1\}^n$, $m \in \{0,1\}^*$ μήκους $l < 2^{n/4}$ και $t := \langle r, t_1, ..., t_d \rangle$, ανάλυσε το m σε d' blocks, καθένα μήκους $n/4$ (συμπλήρωσε με μηδενικά αν χρειάζεται). Έξοδος 1 ανν (1) $d = d'$ και (2) $Vrfy'_k(r||l||i||m_i) = t_i$, $1 \leq i \leq d$

Ασφάλεια κατασκευής

Θεώρημα

Αν Π' είναι ασφαλής κώδικας γνησιότητας καθορισμένου μήκους για μηνύματα μήκους n, τότε η παραπάνω κατασκευή είναι υπαρξιακά μη-παραχαράξιμη σε μια προσαρμοζόμενη επίθεση επιλεγμένου μηνύματος για μηνύματα μεταβλητού μήκους

CBC-MAC

Μπορούμε να φτιάξουμε MAC με χρήση block cipher.

Βασική έκδοση (μη αποδοτική):

Κατασκευή CBC-MAC

Έστω F μια ψευδοτυχαία συνάρτηση και $l > 0$ μια συνάρτηση μήκους. Η βασική CBC-MAC είναι:

- *Mac*: με είσοδο $k \in \{0,1\}^n$ και m μήκους $l(n)n$ κάνε τα εξής:
  1. Γράψε το m ως $m = m_1, ..., m_l$, όπου κάθε m_i έχει μήκος n.
  2. Θέσε $t_0 = 0^n$. Τότε, για $i = 1, ..., l$: κάνε $t_i = F_k(t_{i-1} \oplus m_i)$

  , δώσε έξοδο το t_l.
- *Vrfy*: με είσοδο k, m, t, αν το m δεν είναι μήκους $l(n)n$, δώσε αποτέλεσμα 0, αλλιώς 1, ανν $t \stackrel{?}{=} Mac_k(m)$.

CBC-MAC

Θεώρημα

Έστω l πολυώνυμο. Αν η F είναι μια ψευδοτυχαία συνάρτηση, τότε η παραπάνω κατασκευή είναι ένα ασφαλές MAC για μηνύματα μήκους $l(n)n$.

CBC-MAC

Θεώρημα

Έστω l πολυώνυμο. Αν η F είναι μια ψευδοτυχαία συνάρτηση, τότε η παραπάνω κατασκευή είναι ένα ασφαλές MAC για μηνύματα μήκους $l(n)n$.

Παρατήρηση: Ασφαλές μόνο όταν το μήκος είναι σταθερό και προκαθορισμένο από αποστελέα και παραλήπτη.

CBC-MAC

CBC-MAC vs CBC-mode:

1. Το CBC-mode χρησιμοποιεί τυχαίο IV, ενώ το CBC-MAC όχι (ή IV=0^n). Με τυχαίο IV δεν είναι ασφαλές.
2. Στο CBC-mode όλα τα ενδιάμεσα t_i (c_i) αποκαλύπτονται, στο CBC-MAC όχι, μόνο το τελευταίο. Αν αποκαλύπτονταν, δεν θα ήταν ασφαλές.

CBC-MAC

CBC-MAC vs CBC-mode:

1. Το CBC-mode χρησιμοποιεί τυχαίο IV, ενώ το CBC-MAC όχι (ή IV=0^n). Με τυχαίο IV δεν είναι ασφαλές.
2. Στο CBC-mode όλα τα ενδιάμεσα t_i (c_i) αποκαλύπτονται, στο CBC-MAC όχι, μόνο το τελευταίο. Αν αποκαλύπτονταν, δεν θα ήταν ασφαλές.

Επέκταση για οποιοδήποτε μήκος:

1. Βάλε στην αρχή το μήκος του μηνύματος.
2. Χρησιμοποίηση δύο ανεξάρτητα, τυχαία κλειδιά k_1, k_2 και υπολόγισε το CBC-MAC του μηνύματος $t = Mac_{k_1}(m)$ και μετά $t' = F_{k_2}(t)$.

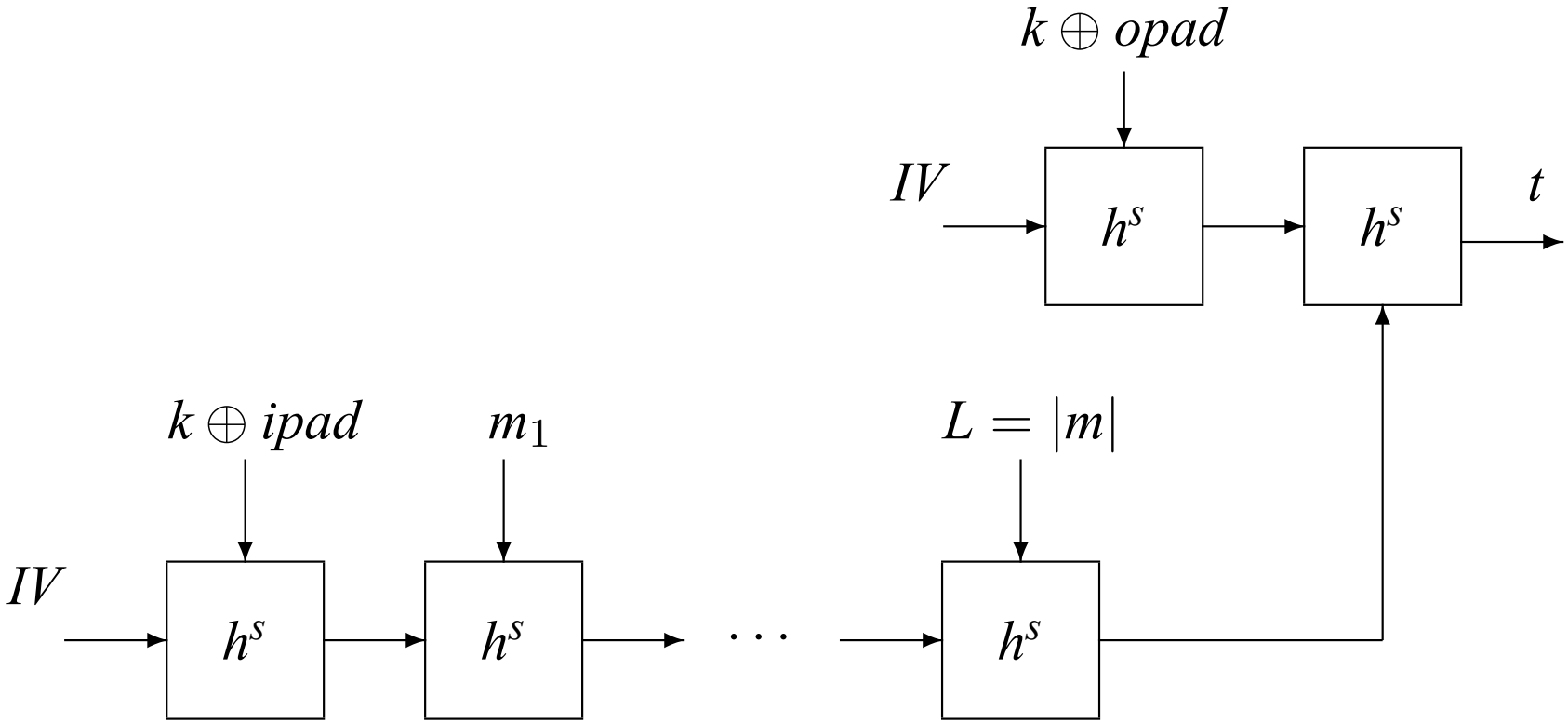
Hashed MAC (HMAC)

Μπορούμε να χρησιμοποιήσουμε συνάρτηση σύνοψης για MAC:

Κατασκευή HMAC

Έστω (Gen, h) μια συνάρτηση σύνοψης καθορισμένου μήκους που αντιστέκεται σε συγκρούσεις και (Gen, H) το αποτέλεσμα του Merkle-Damg ård μετασχηματισμού. Έστω $ipad, opad$ σταθερές μήκους n. Ο HMAC ορίζεται ως εξής:

- Gen: με είσοδο 1^n, τρέξε $Gen(1^n)$ για να πάρεις το κλειδί s. Επίλεξε $k \leftarrow \{0,1\}^n$ και δώσε στην έξοδο το κλειδί (s, k)
- Mac: με είσοδο (s, k), ένα $m \in \{0,1\}^*$ δώσε $t := H^s((k \oplus opad)||H^s(k \oplus ipad)||m))$
- $Vrfy$: με είσοδο (s, k), $m \in \{0,1\}^*$ και μια ετικέτα t, δώσε 1 ανν $t \stackrel{?}{=} H^s((k \oplus opad)||H^s(k \oplus ipad)||m))$



Σχήμα : HMAC

Σημασία των ipad και opad

- Η ασφάλεια του HMAC μπορεί να βασιστεί στην ασθενέστερη υπόθεση της ασφάλειας του δεύτερου ορίσματος

Σημασία των ipad και opad

- Η ασφάλεια του HMAC μπορεί να βασιστεί στην ασθενέστερη υπόθεση της ασφάλειας του δεύτερου ορίσματος
- Αρκεί ένα κλειδί

HMAC στην πράξη

- Το HMAC είναι πρότυπο και χρησιμοποιείται στην πράξη (SSL, SSH)

HMAC στην πράξη

- Το HMAC είναι πρότυπο και χρησιμοποιείται στην πράξη (SSL, SSH)
- Είναι αποδοτικό

HMAC στην πράξη

- Το HMAC είναι πρότυπο και χρησιμοποιείται στην πράξη (SSL, SSH)
- Είναι αποδοτικό
- Εύκολα υλοποιήσιμο

HMAC στην πράξη

- Το HMAC είναι πρότυπο και χρησιμοποιείται στην πράξη (SSL, SSH)
- Είναι αποδοτικό
- Εύκολα υλοποιήσιμο
- Έχει απόδειξη ότι είναι ασφαλές (βασισμένο σε υποθέσεις που πιστεύουμε ότι ισχύουν για συναρτήσεις σύνοψης)

Ιδιωτικότητα και γνησιότητα

- Μπορούμε να συνδυάσουμε ένα σύστημα κρυπτογράφησης με ένα σύστημα γνησιότητας μηνύματος;
- Στις περισσότερες online εργασίες, ιδίως τραπεζικές συναλλαγές χρειάζονται και τα δύο

Ιδιωτικότητα και γνησιότητα

- Μπορούμε να συνδυάσουμε ένα σύστημα κρυπτογράφησης με ένα σύστημα γνησιότητας μηνύματος;
- Στις περισσότερες online εργασίες, ιδίως τραπεζικές συναλλαγές χρειάζονται και τα δύο
- Κρυπτογράφηση αρχείων στο δίσκο: κρυπτογράφηση μόνο είναι αρκετή;

Ιδιωτικότητα και γνησιότητα

- Μπορούμε να συνδυάσουμε ένα σύστημα κρυπτογράφησης με ένα σύστημα γνησιότητας μηνύματος;
- Στις περισσότερες online εργασίες, ιδίως τραπεζικές συναλλαγές χρειάζονται και τα δύο
- Κρυπτογράφηση αρχείων στο δίσκο: κρυπτογράφηση μόνο είναι αρκετή; Αν κάποιος αλλάξει στοιχεία, τότε π.χ. μια εταιρεία θα βγάλει λάθος εκθέσεις

Ιδιωτικότητα και γνησιότητα

- Μπορούμε να συνδυάσουμε ένα σύστημα κρυπτογράφησης με ένα σύστημα γνησιότητας μηνύματος;
- Στις περισσότερες online εργασίες, ιδίως τραπεζικές συναλλαγές χρειάζονται και τα δύο
- Κρυπτογράφηση αρχείων στο δίσκο: κρυπτογράφηση μόνο είναι αρκετή; Αν κάποιος αλλάξει στοιχεία, τότε π.χ. μια εταιρεία θα βγάλει λάθος εκθέσεις
- Συμβουλή: πάντα συνδυασμός γνησιότητα μηνύματος με ιδιωτικότητα/κρυπτογράφηση

Ιδιωτικότητα και γνησιότητα

- Μπορούμε να συνδυάσουμε ένα σύστημα κρυπτογράφησης με ένα σύστημα γνησιότητας μηνύματος;
- Στις περισσότερες online εργασίες, ιδίως τραπεζικές συναλλαγές χρειάζονται και τα δύο
- Κρυπτογράφηση αρχείων στο δίσκο: κρυπτογράφηση μόνο είναι αρκετή; Αν κάποιος αλλάξει στοιχεία, τότε π.χ. μια εταιρεία θα βγάλει λάθος εκθέσεις
- Συμβουλή: πάντα συνδυασμός γνησιότητα μηνύματος με ιδιωτικότητα/κρυπτογράφηση (εξαίρεση: λίγους πόρους)

Ιδιωτικότητα και γνησιότητα

- Μπορούμε να συνδυάσουμε ένα σύστημα κρυπτογράφησης με ένα σύστημα γνησιότητας μηνύματος;
- Στις περισσότερες online εργασίες, ιδίως τραπεζικές συναλλαγές χρειάζονται και τα δύο
- Κρυπτογράφηση αρχείων στο δίσκο: κρυπτογράφηση μόνο είναι αρκετή; Αν κάποιος αλλάξει στοιχεία, τότε π.χ. μια εταιρεία θα βγάλει λάθος εκθέσεις
- Συμβουλή: πάντα συνδυασμός γνησιότητα μηνύματος με ιδιωτικότητα/κρυπτογράφηση (εξαίρεση: λίγους πόρους)
- Οποιοσδήποτε συνδυασμός δεν είναι σωστός

Ιδιωτικότητα και γνησιότητα

Ιδιωτικότητα και γνησιότητα

Έστω k_1 το κλειδί κρυπτογράφησης, k_2 γνησιότητας (ΠΑΝΤΑ ανεξάρτητα)

Ιδιωτικότητα και γνησιότητα

Έστω k_1 το κλειδί κρυπτογράφησης, k_2 γνησιότητας (ΠΑΝΤΑ ανεξάρτητα)

1. Κρυπτογράφηση-και-γνησιότητα

$$c \leftarrow Enc_{k_1}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_2}(m)$$

Ιδιωτικότητα και γνησιότητα

Έστω k_1 το κλειδί κρυπτογράφησης, k_2 γνησιότητας (ΠΑΝΤΑ ανεξάρτητα)

1. Κρυπτογράφηση-και-γνησιότητα

$$c \leftarrow Enc_{k_1}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_2}(m)$$

2. Γνησιότητα-μετά-κρυπτογράφηση

$$t \leftarrow Mac_{k_2}(m) \text{ και } c \leftarrow Enc_{k_1}(m||t)$$

Ιδιωτικότητα και γνησιότητα

Έστω k_1 το κλειδί κρυπτογράφησης, k_2 γνησιότητας (ΠΑΝΤΑ ανεξάρτητα)

1. Κρυπτογράφηση-και-γνησιότητα

$$c \leftarrow Enc_{k_1}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_2}(m)$$

2. Γνησιότητα-μετά-κρυπτογράφηση

$$t \leftarrow Mac_{k_2}(m) \text{ και } c \leftarrow Enc_{k_1}(m||t)$$

3. Κρυπτογράφηση-μετά-γνησιότητα

$$c \leftarrow Enc_{k_1}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_2}(c)$$

Ανάλυση ασφαλείας

- Θέλουμε όλοι οι συνδυασμοί σχημάτων κρυπτογράφησης και MACs να είναι ασφαλείς

Ανάλυση ασφαλείας

- Θέλουμε όλοι οι συνδυασμοί σχημάτων κρυπτογράφησης και MACs να είναι ασφαλείς
- Σημείωση: Μπορεί να υπάρχει ένα σχήμα από καθένα από αυτά ώστε να είναι ασφαλές

Ανάλυση ασφαλείας

- Θέλουμε όλοι οι συνδυασμοί σχημάτων κρυπτογράφησης και MACs να είναι ασφαλείς
- Σημείωση: Μπορεί να υπάρχει ένα σχήμα από καθένα από αυτά ώστε να είναι ασφαλές
- Θέλουμε όλα, ώστε να ελαχιστοποιήσουμε λάθη στην υλοποίηση (αντικατάσταση με νεότερες εκδόσεις ή αλλαγή των standards)

Ανάλυση ασφάλειας

Ορισμός "ασφαλούς συνδυασμού"

Έστω $\Pi_E = (Gen_E, Enc, Dec)$ σχήμα κρυπτογράφησης,
$\Pi_M = (Gen_M, Mac, Vrfy)$ σχήμα γνησιότητας μηνύματος.
Ένα *σχήμα μετάδοσης μηνύματος* $\Pi' = (Gen', EncMac', Dec')$ που παράγεται από τα Π_E, Π_M είναι μια πλειάδα αλγορίθμων που κάνουν τα εξής:

- Ο Gen' τρέχει $Gen_E(1^n), Gen_M(1^n)$ και παράγει τα κλειδιά k_1, k_2, αντίστοιχα
- Ο $EncMac'$ με είσοδο τα k_1, k_2 και m δίνει ένα c τρέχοντας κάποιο συνδυασμό των Enc_{k_1}, Mac_{k_2}
- Ο Dec' παίρνει είσοδο τα k_1, k_2 και ένα c και εφαρμόζει κάποιο συνδυασμό των $Dec_{k_1}, Vrfy_{k_2}$ και δίνει έξοδο είτε το m είτε $\perp$ για σφάλμα

Ανάλυση ασφάλειας

Για την ορθότητα του σχήματος απαιτούμε για κάθε n, κάθε κλειδιά k_1, k_2 που παράγονται από την Gen' και κάθε $m \in \{0,1\}^*$ να έχουμε

$$Dec'_{k_1,k_2}(EncMac'_{k_1,k_2}(m)) = m$$

Ανάλυση ασφάλειας

Για την ορθότητα του σχήματος απαιτούμε για κάθε n, κάθε κλειδιά k_1, k_2 που παράγονται από την Gen' και κάθε $m \in \{0,1\}^*$ να έχουμε

$$Dec'_{k_1,k_2}(EncMac'_{k_1,k_2}(m)) = m$$

Το Π' ικανοποιεί συντακτικά το σχήμα κρυπτογράφησης ιδιωτικού κλειδιού, γιατί έχουμε κρυπτογράφηση όπου επιπλέον ζητάμε γνησιότητα

Ανάλυση ασφάλειας

Για τον ορισμό της ασφάλειας του Π' θα ορίσουμε ξεχωριστές έννοιες ιδιωτικότητας και γνησιότητας

Ανάλυση ασφάλειας

Για τον ορισμό της ασφάλειας του Π' θα ορίσουμε ξεχωριστές έννοιες ιδιωτικότητας και γνησιότητας

Η έννοια της ιδιωτικότητας που θεωρούμε είναι ότι το Π' είναι CCA-secure (αναβάθμιση από CPA-secure)

Ανάλυση ασφάλειας

Για τον ορισμό της ασφάλειας του Π' θα ορίσουμε ξεχωριστές έννοιες ιδιωτικότητας και γνησιότητας

Η έννοια της ιδιωτικότητας που θεωρούμε είναι ότι το Π' είναι CCA-secure (αναβάθμιση από CPA-secure)

Για την γνησιότητα θεωρούμε ότι είναι υπαρξιακά μη-παραχαράξιμο σε μια προσαρμοζόμενη επίθεση επιλεγμένου μηνύματος

Ανάλυση ασφάλειας

Για τον ορισμό της ασφάλειας του Π' θα ορίσουμε ξεχωριστές έννοιες ιδιωτικότητας και γνησιότητας

Η έννοια της ιδιωτικότητας που θεωρούμε είναι ότι το Π' είναι CCA-secure (αναβάθμιση από CPA-secure)

Για την γνησιότητα θεωρούμε ότι είναι υπαρξιακά μη-παραχαράξιμο σε μια προσαρμοζόμενη επίθεση επιλεγμένου μηνύματος

Το Π' δεν ικανοποιεί το συντακτικό ορισμό ενός σχήματος γνησιότητας μηνύματος, άρα θα πρέπει να κάνουμε αλλαγές

Ανάλυση ασφάλειας

Για σχήμα Π', αντίπαλο $\mathcal{A}$ και παράμετρο ασφαλείας n ορίζουμε:

Πείραμα ασφαλούς μετάδοσης/μη παραχάριξης μηνύματος $\mathbf{Auth}_{\mathcal{A},\Pi'}(n)$

1. Ένα κλειδί $k = (k_1, k_2)$ παράγεται από τον $Gen'(1^n)$
2. Ο αντίπαλος $\mathcal{A}$ παίρνει σαν είσοδο το 1^n και πρόσβαση σε ένα μαντείο $EncMac'_k$. Δίνει έξοδο ένα c. Q: το σύνολο των ερωτήσεων που κάνει στο μαντείο
3. Έστω $m := Dec'_k(c)$. Η έξοδος είναι 1, ανν (1) $m \neq \perp$ και (2) $m \notin Q$

Ανάλυση ασφάλειας

Για σχήμα Π', αντίπαλο $\mathcal{A}$ και παράμετρο ασφαλείας n ορίζουμε:

Πείραμα ασφαλούς μετάδοσης/μη παραχάριξης μηνύματος $\mathbf{Auth}_{\mathcal{A},\Pi'}(n)$

1. Ένα κλειδί $k = (k_1, k_2)$ παράγεται από τον $Gen'(1^n)$
2. Ο αντίπαλος $\mathcal{A}$ παίρνει σαν είσοδο το 1^n και πρόσβαση σε ένα μαντείο $EncMac'_k$. Δίνει έξοδο ένα c. Q: το σύνολο των ερωτήσεων που κάνει στο μαντείο
3. Έστω $m := Dec'_k(c)$. Η έξοδος είναι 1, ανν (1) $m \neq \perp$ και (2) $m \notin Q$

Ορισμός

Ένα σχήμα μετάδοσης μηνύματος Π' πετυχαίνει *authenticated communication* αν για όλους τους PPT αντιπάλους $\mathcal{A}$ υπάρχει μια αμελητέα συνάρτηση *negl* τέτοια ώστε:

$$Pr[Auth_{\mathcal{A},\Pi'}(n) = 1] \leq negl(n)$$

Ανάλυση ασφάλειας

Ορισμός

Ένα σχήμα μετάδοσης μηνύματος $(Gen', EncMac', Dec')$ είναι *ασφαλές* αν είναι CCA-secure σχήμα κρυπτογράφησης και πετυχαίνει authenticated communication

Ανάλυση ασφάλειας Κρυπτογράφηση-και-Γνησιότητα

Για μήνυμα m, στέλνονται τα $\langle c, t \rangle$, όπου:

$$c \leftarrow Enc_{k_1}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_2}(m)$$

Ανάλυση ασφάλειας Κρυπτογράφηση-και-Γνησιότητα

Για μήνυμα m, στέλνονται τα $\langle c, t \rangle$, όπου:

$$c \leftarrow Enc_{k_1}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_2}(m)$$

Δεν είναι ασφαλές, γιατί παραβιάζει την ιδιωτικότητα

Ανάλυση ασφάλειας Κρυπτογράφηση-και-Γνησιότητα

Για μήνυμα m, στέλνονται τα $\langle c, t \rangle$, όπου:

$$c \leftarrow Enc_{k_1}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_2}(m)$$

Δεν είναι ασφαλές, γιατί παραβιάζει την ιδιωτικότητα

Παράδειγμα: μπορεί το $(Gen, Mac, Vrfy)$ να είναι ασφαλές, όπως και το $Mac'_k = (m, Mac_k(m))$, αλλά να δίνει π.χ. το 1ο bit (παραβιάζει indistinguishability)

Ανάλυση ασφάλειας Γνησιότητα-μετά-Κρυπτογράφηση

$$t \leftarrow Mac_{k_2}(m) \text{ και } c \leftarrow Enc_{k_1}(m||t)$$

Ανάλυση ασφάλειας Γνησιότητα-μετά-Κρυπτογράφηση

$$t \leftarrow Mac_{k_2}(m) \text{ και } c \leftarrow Enc_{k_1}(m||t)$$

Δεν είναι απαραίτητα ασφαλές

Ανάλυση ασφάλειας Γνησιότητα-μετά-Κρυπτογράφηση

Μη ασφαλές, αν ο αντίπαλος μπορεί να μάθει αν ένα κρυπτοκείμενο είναι έγκυρο ή μη (padding attack)

Ανάλυση ασφάλειας Γνησιότητα-μετά-Κρυπτογράφηση

Μη ασφαλές, αν ο αντίπαλος μπορεί να μάθει αν ένα κρυπτοκείμενο είναι έγκυρο ή μη (padding attack)

Στέλνει κρυπτοκείμενα και παρατηρεί την αντίδραση των τίμιων παικτών

Ανάλυση ασφάλειας Γνησιότητα-μετά-Κρυπτογράφηση

Μη ασφαλές, αν ο αντίπαλος μπορεί να μάθει αν ένα κρυπτοκείμενο είναι έγκυρο ή μη (padding attack)

Στέλνει κρυπτοκείμενα και παρατηρεί την αντίδραση των τίμιων παικτών

Στο SSL είναι ασφαλές

Ανάλυση ασφάλειας Κρυπτογράφηση-μετά-Γνησιότητα

Μεταδίδεται το $\langle c, t \rangle$, όπου

$$c \leftarrow Enc_{k_1}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_2}(c)$$

Θεώρημα

Έστω Π_E ένα ασφαλές σχήμα κρυπτογράφησης και Π_M ένα ασφαλές σχήμα γνησιότητας μηνύματος. Τότε ο συνδυασμός $\Pi' = (Gen', EncMac', Dec')$ που παράγεται εφαρμόζοντας πρώτα κρυπτογράφηση και μετά γνησιότητα μηνύματος στα Π_E, Π_M είναι ένα ασφαλές σχήμα μετάδοσης μηνύματος.

Ανάλυση ασφάλειας Κρυπτογράφηση-μετά-Γνησιότητα

Μεταδίδεται το $\langle c, t \rangle$, όπου

$$c \leftarrow Enc_{k_1}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_2}(c)$$

Θεώρημα

Έστω Π_E ένα ασφαλές σχήμα κρυπτογράφησης και Π_M ένα ασφαλές σχήμα γνησιότητας μηνύματος. Τότε ο συνδυασμός $\Pi' = (Gen', EncMac', Dec')$ που παράγεται εφαρμόζοντας πρώτα κρυπτογράφηση και μετά γνησιότητα μηνύματος στα Π_E, Π_M είναι ένα ασφαλές σχήμα μετάδοσης μηνύματος.

π.χ. CCM (CTR+CBC-MAC)

Διαφορετικά κλειδιά για διαφορετικές εφαρμογές

Ίδιο κλειδί μπορεί να οδηγήσει σε μη ασφαλή συνδυασμό

Διαφορετικά κλειδιά για διαφορετικές εφαρμογές

Ίδιο κλειδί μπορεί να οδηγήσει σε μη ασφαλή συνδυασμό

Παράδειγμα: έστω F μια ισχυρή ψευδοτυχαία μετάθεση. Τότε και η F^{-1} είναι ισχυρή ψευδοτυχαία μετάθεση

Διαφορετικά κλειδιά για διαφορετικές εφαρμογές

Ίδιο κλειδί μπορεί να οδηγήσει σε μη ασφαλή συνδυασμό

Παράδειγμα: έστω F μια ισχυρή ψευδοτυχαία μετάθεση. Τότε και η F^{-1} είναι ισχυρή ψευδοτυχαία μετάθεση

Για $Enc_k(m) = F_k(m||r)$, όπου $m \in \{0,1\}^{n/2}, r \leftarrow \{0,1\}^{n/2}$ και $Mac_k(c) = F_k^{-1}(c)$, στην προσέγγιση Κρυπτογράφηση-μετά-Γνησιότητα, θα είχαμε:

Διαφορετικά κλειδιά για διαφορετικές εφαρμογές

Ίδιο κλειδί μπορεί να οδηγήσει σε μη ασφαλή συνδυασμό

Παράδειγμα: έστω F μια ισχυρή ψευδοτυχαία μετάθεση. Τότε και η F^{-1} είναι ισχυρή ψευδοτυχαία μετάθεση

Για $Enc_k(m) = F_k(m||r)$, όπου $m \in \{0,1\}^{n/2}, r \leftarrow \{0,1\}^{n/2}$ και $Mac_k(c) = F_k^{-1}(c)$, στην προσέγγιση Κρυπτογράφηση-μετά-Γνησιότητα, θα είχαμε:

$$Enc_k(m), Mac_k(Enc_k(m)) => F_k(m||r), F_k^{-1}(F_k(m||r)) => F_k(m||r), m||r$$

Διαφορετικά κλειδιά για διαφορετικές εφαρμογές

Ίδιο κλειδί μπορεί να οδηγήσει σε μη ασφαλή συνδυασμό

Παράδειγμα: έστω F μια ισχυρή ψευδοτυχαία μετάθεση. Τότε και η F^{-1} είναι ισχυρή ψευδοτυχαία μετάθεση

Για $Enc_k(m) = F_k(m||r)$, όπου $m \in \{0,1\}^{n/2}, r \leftarrow \{0,1\}^{n/2}$ και $Mac_k(c) = F_k^{-1}(c)$, στην προσέγγιση Κρυπτογράφηση-μετά-Γνησιότητα, θα είχαμε:

$$Enc_k(m), Mac_k(Enc_k(m)) => F_k(m||r), F_k^{-1}(F_k(m||r)) => F_k(m||r), m||r$$

άρα θα αποκαλυπτόταν το m!

Βιβλιογραφία

- Jonathan Katz and Yehuda Lindell. Introduction to Modern Cryptography (Chapman and Hall/Crc Cryptography and Network Security Series). Chapman and Hall/CRC, 2007
- M. Bellare, J. Kilian, and P. Rogaway. The security of the cipher block chaining message authentication code. Journal of Computer and System Sciences, 61(3):362-399, 2000.
- S. Goldwasser, S. Micali, and R. Rivest. A digital signature scheme secure against adaptive chosen-message attacks. SIAM J. Computing, 17(2):281-308, 1988.
- M. Bellare, R. Canetti, and H. Krawczyk. Keying hash functions for message authentication. Advances in Cryptology - Crypto 96 Proceedings, Lecture Notes in Computer Science Vol. 1109, N. Koblitz ed, Springer-Verlag, 1996.