Κρυπτογραφία

MAC - Γνησιότητα/Ακεραιότητα μηνύματος

Πέτρος Ποτίκας

Εθνικό Μετσόβιο Πολυτεχνείο
Σχολή Ηλεκτρολόγων Μηχανικών και Μηχανικών Υπολογιστών

Περιεχόμενα

1. Message Authentication Code (MAC)
2. Ψευδοτυχαίες συναρτήσεις ως κώδικες γνησιότητας
3. CBC-MAC
4. HMAC
5. Κρυπτογράφηση και γνησιότητα (Authenticated Encryption)
6. Βιβλιογραφία

- Η 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.
- 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)

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 / γνήσια μηνύματα'
- Ανταλλάσσουν ένα 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 Authentication 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 προσαρμόζει τα μηνύματα που στέλνει

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
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 $i||m$
- 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 (εξαρτάται πόσο στενό είναι το χρονικό περιθώριο)

Ψευδοτυχαίες συναρτήσεις ως Κώδικες Γνησιότητας

- Οι ψευδοτυχαίες συναρτήσεις είναι κατάλληλες για κώδικες γνησιότητας
- Αν το 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 κώδικας γνησιότητας για μηνύματα καθορισμένου 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
- 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. Σπάμε το μήνυμα m σε $m_1, ..., m_d$ blocks και βρίσκουμε τη γνησιότητα κάθε block με κάποιο τρόπο
     - 2.1 Πάρε κάθε block ξεχωριστά, $t := \langle MAC'_k(m_1), ..., MAC'_k(m_d)\rangle$ Αν αλλάξεις σειρά στα blocks;
     - 2.2 Πάρε block ξεχωριστά μαζί με έναν αριθμό $t := \langle MAC'_k(1||m_1), ..., MAC'_k(d||m_d)\rangle$ 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) $Vrfy'_k(r||l||i||m_i) = t_i$, για όλα τα $1 \leq i \leq d$

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 $l(n)n$.

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 c_i (t_i) αποκαλύπτονται, στο CBC-MAC μόνο το τελευταίο. Αν αποκαλυπτόταν τα ενδιάμεσα, δεν θα ήταν ασφαλές.

Επέκταση της προηγούμενης κατασκευής, ώστε να δουλεύει για οποιοδήποτε μήκος μηνύματος:

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

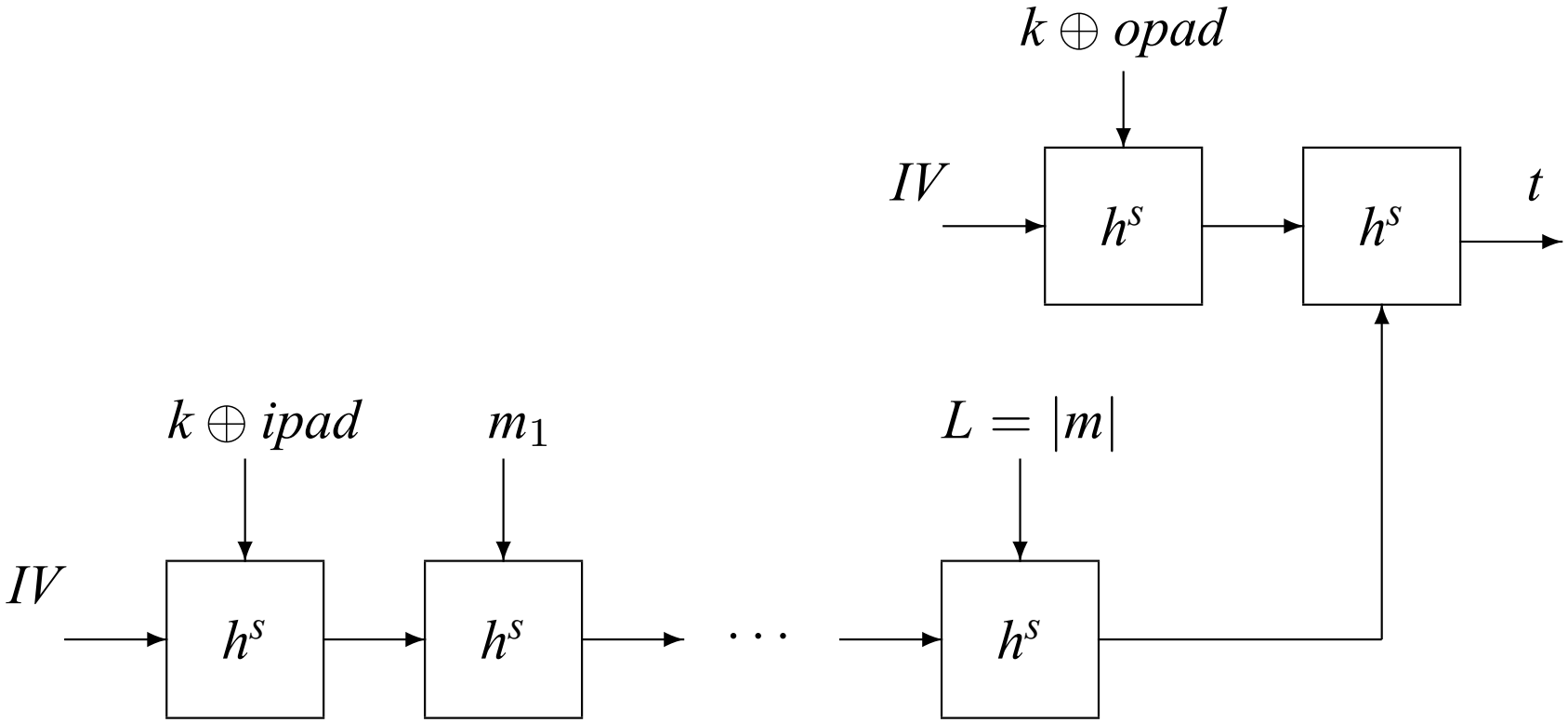
Hashed MAC (HMAC)

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 αντίστασης δεύτερου ορίσματος (second pre-image resistance)
- Αρκεί ένα κλειδί (γιατί;)

HMAC στην πράξη

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

Κρυπτογράφηση και γνησιότητα (Authenticated Encryption)

Έστω $\Pi = (Gen, Enc, Dec)$ σχήμα κρυπτογράφησης, PPT αντίπαλος $\mathcal{A}$, n παράμετρος ασφάλειας.

Πείραμα ασφαλούς μετάδοσης / μη παραχάραξης μηνύματος Enc-Forge$_{\mathcal{A},\Pi}(n)$:

1. Ο $Gen(1^n)$ παράγει ένα κλειδί k.
2. Ο αντίπαλος $\mathcal{A}$ παίρνει σαν είσοδο το 1^n και πρόσβαση σε ένα μαντείο Enc_k. Δίνει έξοδο ένα c.
3. Έστω $m := Dec_k(c)$ και Q το σύνολο των ερωτήσεων που κάνει στο μαντείο. Η έξοδος είναι 1, ανν (1) $m \neq \perp$ και (2) $m \notin Q$

Ορισμός ασφάλειας

Ορισμός

Ένα σχήμα κρυπτογράφησης Π είναι *μη-παραχαράξιμο* αν για όλους τους PPT αντιπάλους $\mathcal{A}$ υπάρχει μια αμελητέα συνάρτηση *negl* τέτοια ώστε:

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

Ορισμός ασφάλειας

Ορισμός

Ένα σχήμα κρυπτογράφησης που είναι CCA-secure σχήμα κρυπτογράφησης και μη-παραχαράξιμο είναι σχήμα που πετυχαίνει *authenticated encryption*.

Κρυπτογράφηση και γνησιότητα (Authenticated Encryption)

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

Ασφαλείς συνδυασμός

- Θέλουμε οποιοσδήποτε συνδυασμός ασφαλών σχημάτων κρυπτογράφησης και MACs να είναι ασφαλής
- Έτσι, ώστε να ελαχιστοποιήσουμε λάθη στην υλοποίηση (αντικατάσταση με νεότερες εκδόσεις ή αλλαγή των standards)
- Σημείωση: Μπορεί να υπάρχει ένας συνδυασμός σχημάτων που είναι ασφαλής (π.χ. SSH, IPsec, SSL)

Συνδυασμός σχημάτων

- Έστω $\Pi_E = (Enc, Dec)$, ένα CPA-secure σχήμα κρυπτογράφησης και $\Pi_M = (Mac, Vrfy)$, ένα σχήμα MAC
- Δύο ανεξάρτητα κλειδιά k_E, k_M αντίστοιχα, που παράγονται από την Gen, για κάθε παράμετρο ασφάλειας n

1. Κρυπτογράφηση-και-γνησιότητα

$$c \leftarrow Enc_{k_E}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_M}(m)$$

2. Γνησιότητα-μετά-κρυπτογράφηση

$$t \leftarrow Mac_{k_M}(m) \text{ και } c \leftarrow Enc_{k_E}(m||t)$$

3. Κρυπτογράφηση-μετά-γνησιότητα

$$c \leftarrow Enc_{k_E}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_M}(c)$$

Ανάλυση ασφάλειας Κρυπτογράφηση-και-Γνησιότητα

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

$$c \leftarrow Enc_{k_E}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_M}(m)$$

Δεν είναι ασφαλές, γιατί παραβιάζει την ιδιωτικότητα

Παράδειγμα: μπορεί το MAC να είναι ασφαλές, αλλά να δίνει π.χ. το 1ο bit του t να είναι ίδιο με του μηνύματος (παραβιάζει indistinguishability)

Ανάλυση ασφάλειας Γνησιότητα-μετά-Κρυπτογράφηση

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

$$t \leftarrow Mac_{k_M}(m) \text{ και } c \leftarrow Enc_{k_E}(m||t)$$

- 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

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

$$c \leftarrow Enc_{k_E}(m) \text{ και } t \leftarrow Mac_{k_M}(c)$$

Είναι ασφαλές, όπως αποδεικνύει το θεώρημα:

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

Παράδειγμα

Έστω F μια ισχυρή ψευδοτυχαία μετάθεση.
Τότε και η F^{-1} είναι ισχυρή ψευδοτυχαία μετάθεση.
Έστω $Enc_k(m) = F_k(m||r)$, 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:

$$< c, t >=< F_k(m||r), F_k^{-1}(F_k(m||r)) >=< F_k(m||r), m||r >$$

άρα θα αποκαλυπτόταν το m!

Συμπέρασμα: Ίδιο κλειδί μπορεί να οδηγήσει σε μη ασφαλή συνδυασμό.

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.