Κρυπτογραφία

Ψευδοτυχαιότητα - Κρυπτοσυστήματα ροής

Άρης Παγουρτζής - Πέτρος Ποτίκας

Περιεχόμενα

Εισαγωγή

Εισαγωγή

- Τυχαίοι αριθμοί αποτελούν σημαντικό στοιχείο της επιστήμης των υπολογιστών αλλά και της κρυπτογραφίας
- Αλγόριθμοι και πρωτόκολλα που τους χρησιμοποιούν:
  - Κατανομή κλειδιών, σχήματα ταυτοποίησης χρηστών
  - Ακεραιότητα μηνύματος (MAC)
  - Παραγωγή κλειδιών συνεδρίας (session keys)
  - Παραγωγή ροής από bit για συμμετρική κρυπτογράφηση (stream ciphers)

Γεννήτριες Ψευδοτυχαιότητας (Pseudorandom Generators - PRG)

- Επιτρέπουν ένα μικρό τυχαίο κλειδί (seed) να δώσει ένα μεγάλο “ψευδοτυχαίο”, αρκετά τυχαίο για έναν πολυωνυμικά φραγμένο αντίπαλο.
- Το ψευδοτυχαίο κλειδί μπορεί να χρησιμοποιηθεί σαν κλειδί για το one-time pad (πράξη XOR).
- Παρεμφερής χρήση: σε κρυπτοσυστήματα ροής.
- Η ύπαρξη ψευδοτυχαίων γεννητριών σχετίζεται με την ύπαρξη μονόδρομων συναρτήσεων (one-way functions).
- RC4 (Rivest ’87): μια σημαντική γεννήτρια / κρυπτοσύστημα ροής.

Γεννήτριες ψευδοτυχαιότητας, ψευδοτυχαίες συναρτήσεις και μεταθέσεις

Γεννήτριες Ψευδοτυχαιότητας

- Ιδέα: κάτι που “μοιάζει” με τυχαίο, αλλά δεν είναι πραγματικά
- Δε ξεχωρίζει ένα τυχαίο string από ένα που δημιουργείται από τη γεννήτρια ψευδοτυχαιότητας
- Εφαρμογή ψευδοτυχαιότητας και αλλού όπως π.χ. παίγνια, δειγματοληψία
- Την χρησιμοποιούμε είτε για την παραγωγή κλειδιών σε σχήματα συμμετρικής/ασύμμετρης κρυπτογράφησης είτε σε κρυπτογράφηση ροής

Γεννήτριες Ψευδοτυχαιότητας

Ποιο είναι τυχαίο;

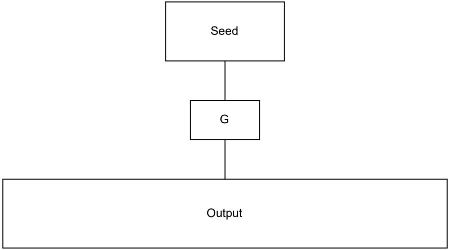
00101010100101010110

01010101010101010101

- Κατανομή πάνω σε strings:
  $D\colon \{0,1\}^n \to [0,1]$, ώστε $\Sigma_x D(x) = 1$
- Ορισμός ψευδοτυχαιότητας μέσω στατιστικών τεστ: Μια κατανομή D πάνω σε n-bit strings είναι ψευδοτυχαία αν ικανοποιεί κάποια τεστ (NIST SP 800-22)
  1. $\Pr_{x \leftarrow D}$[1ο bit του x = 1] $\simeq 1/2$
  2. $\Pr_{x \leftarrow D}$[parity του x = 1] $\simeq 1/2$
  3. $\Pr_{x \leftarrow D}$[#1 = #0 in x] $\simeq 1/2$
  4. ...
- Όμως με αντίπαλο, δε γνωρίζουμε τα τεστ που έχει
- Κρυπτογραφικά, η κατανομή D είναι ψευδοτυχαία, αν περνάει όλα τα *αποδοτικά* στατιστικά τεστ

PRG

Μια γεννήτρια ψευδοτυχαιότητας (PRG) είναι ένας αποδοτικός, ντετερμινιστικός αλγόριθμος που επεκτείνει ένα *μικρό*, *ομοιόμορφα τυχαία επιλεγμένο σπόρο* σε μια μεγαλύτερη, ψευδοτυχαία έξοδο.



PRG

- Από λίγα πραγματικά τυχαία bits, παράγονται πολλά περισσότερα bits που “φαίνονται” τυχαία
- Παραγωγή πραγματικά τυχαίων bits είναι δύσκολη και χρονοβόρα
- Μέριμνα για τον σπόρο

Γεννήτριες Ψευδοτυχαιότητας (PRG)

Παρατήρηση: ασυμπτωτικά μιλάμε για Dist = $\{\text{Dist}_n\}$, όπου n η παράμετρος ασφαλείας.

Όπως η σημασιολογική (υπολογιστική) ασφάλεια είναι η υπολογιστική χαλάρωση της τέλειας μυστικότητας έτσι και η ψευδοτυχαιότητα είναι η υπολογιστική χαλάρωση της πραγματικής τυχαιότητας.

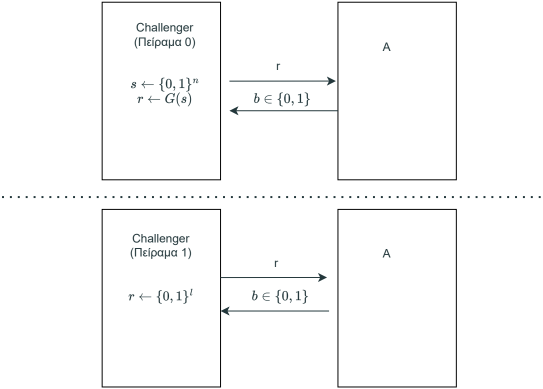
Τυπικός ορισμός ψευδοτυχαίας κατανομής

Έστω συνάρτηση $G : \{0,1\}^n \mapsto \{0,1\}^l$.
Ορίζουμε Dist την κατανομή σε l-bit strings που προκύπτει επιλέγοντας ομοιόμορφα τυχαία ένα $s \in \{0,1\}^n$ από την $G(s)$.
Η G είναι ψευδοτυχαία ανν η Dist είναι ψευδοτυχαία.

Πείραμα

- Θεωρούμε πως έχουμε έναν πολυωνυμικά φραγμένο αντίπαλο, ο οποίος λαμβάνει strings μήκους l.
- Θέλουμε ο αντίπαλος να μην καταλαβαίνει αν παίρνουμε δείγμα από την κατανομή Dist ή αν παίρνουμε ομοιόμορφα τυχαία l-bit string
- Θέλουμε ο αντίπαλος να μην καταλαβαίνει αν αυτά προήλθαν από την $G(s)$ (με ομοιόμορφα τυχαία επιλεγμένο s) ή αν αυτά προήλθαν ομοιόμορφα τυχαία από το $\{0,1\}^l$ (δηλ. είναι πραγματικά τυχαία string μήκους l)

Πείραμα Ψευδοτυχαιότητας



Ορισμός

Έστω l πολυώνυμο, G ένας ντετερμινιστικός αλγόριθμος πολυωνυμικού χρόνου, τ.ώ. για κάθε n και είσοδο $s \in \{0,1\}^n$ το αποτέλεσμα $G(s)$ είναι μήκους $l(n)$. Ο G είναι *γεννήτρια ψευδοτυχαιότητας (PRG)* αν:

1. Για κάθε n, $l(n) > n$
2. Για κάθε πιθανοτικό πολυωνυμικού χρόνου αλγόριθμο (PPT) D, υπάρχει μια αμελητέα[1] συνάρτηση $negl$, ώστε

$$|Pr_{s \leftarrow \{0,1\}^n}[D(G(s)) = 1] - Pr_{r \leftarrow \{0,1\}^{l(n)}}[D(r) = 1]| \leq negl(n)$$

όπου η πρώτη πιθανότητα είναι από την ομοιόμορφη τυχαία επιλογή του $s \in \{0,1\}^n$ και την τυχαιότητα του D, ενώ η δεύτερη από την ομοιόμορφη τυχαία επιλογή του $r \in \{0,1\}^{l(n)}$ και την τυχαιότητα του D.

[1]αμελητέα συνάρτηση f: για κάθε πολυώνυμο p, υπάρχει μια σταθερά N, τ.ώ. για κάθε $n > N$ ισχύει $f(n) < 1/p(n)$

Παράδειγμα

Δίνεται ο $G(s) = s || \oplus_{i=1}^{n} s_i$

Είναι PRG;

Γεννήτριες Ψευδοτυχαιότητας

Παρατηρήσεις:

- Ο αλγόριθμος είναι ντετερμινιστικός και αποδοτικός (πολυωνυμικός)
- Είναι τυχαία η κατανομή; Όχι τελείως!
- αν $l(n) = n + 1$, τότε στην ομοιόμορφη κατανομή στο $\{0, 1\}^{n+1}$ κάθε συμβολοσειρά έχει ακριβώς $1/2^{n+1}$ πιθανότητα να επιλεγεί
- αν $|dom(G)| = 2^n, |range(G)| = 2^{n+1}$, τότε η πιθανότητα μια συμβολοσειρά μήκους $n + 1$ να εμφανιστεί στην έξοδο της G είναι τουλάχιστον $1/2^n$ για τις μισές το πολύ συμβολοσειρές και 0 για τις υπόλοιπες
- Αν ο διαχωριστής είναι εκθετικού χρόνου, τότε με εξαντλητική αναζήτηση μπορεί να ξεχωρίσει την κατανομή D από την ομοιόμορφη
- Ο σπόρος πρέπει να μείνει μυστικός και αρκετά μεγάλος, ώστε να μη γίνεται επίθεση με εξαντλητική αναζήτηση

Γεννήτριες Ψευδοτυχαιότητας

- Υπάρχουν γεννήτριες ψευδοτυχαιότητας; Άγνωστο, χωρίς κάποια υπόθεση.
- Μπορούν να κατασκευαστούν με την υπόθεση ότι υπάρχουν μονόδρομες συναρτήσεις (one-way functions).
- Υπάρχουν, με την υπόθεση ότι το πρόβλημα της παραγοντοποίησης μεγάλων αριθμών είναι δύσκολο.
- Υποψήφιες: stream ciphers, block ciphers (OFB, CFB, CTR mode)

Γεννήτριες Ψευδοτυχαιότητας και μη προβλέψιμότητα

- Στο σημείο αυτό θα θεωρήσουμε την περίπτωση που η γεννήτρια παράγει μια ακολουθία από τυχαία bits.
- Ισχύει: G γεννήτρια ψευδοτυχαιότητας ανν G μη προβλέψιμη

Ορισμός

(Προβλέψιμη) Υπάρχει πολυωνυμικός αλγόριθμος A τέτοιος ώστε:

$$Pr[A(G(K)_{1..i}) = G(K)_{i+1}] > \frac{1}{2} + \epsilon$$

για μη αμελητέο ϵ

Επιπλέον, θα πρέπει να έχουμε και προς τα πίσω μη προβλεψιμότητα: οι τιμές που έχουν εμφανιστεί δεν αποκαλύπτουν το σπόρο.

Pseudorandom Functions - PRF

- Συνάρτηση που φαίνεται ίδια με μια τυχαία συνάρτηση
- Τυχαία συνάρτηση: $Func_n$ = όλες οι συναρτήσεις από το $\{0,1\}^n$ στο $\{0,1\}^n$
- Πόσες; Μπορούμε να αναπαραστήσουμε μια συνάρτηση στο $Func_n$ με $n2^n$ bits
- Άρα, $|Func_n| = 2^{n2^n}$
- Τυχαία συνάρτηση: διάλεξε ομοιόμορφα μια $f \in Func_n$
- Ισοδύναμα: σε κάθε θέση του πίνακα τιμών διάλεξε ομοιόμορφα ένα string από το $\{0,1\}^n$

Pseudorandom Functions - PRF

- Δεν έχει νόημα να μιλάμε για σταθερή συνάρτηση, αλλά θέλουμε κάποια κατανομή
- Αν έχουμε μια $F\colon \{0,1\}^* \times \{0,1\}^* \mapsto \{0,1\}^*$, τότε αν κρατήσουμε σταθερή την πρώτη παράμετρο έχουμε συναρτήσεις $F_k(x) = F(k,x)$, όπου k κλειδί (επιλέγεται ομοιόμορφα)
- Επιλέγοντας το κλειδί $k \leftarrow \{0,1\}^n$ επιλέγεται μια $F_k\colon \{0,1\}^n \to \{0,1\}^n$
- Άρα η F με κλειδί, ορίζει μια κατανομή στις συναρτήσεις της $Func_n$

Τυπικός ορισμός PRF

- Η αναπαράσταση με $n2^n$ bits είναι αδύνατο να ελεχθεί από έναν πολυωνυμικό διαχωριστή
- Έχουμε ένα μαντείο O που είτε είναι ίσο με F_k (για ομοιόμορφο k) ή με f (για ομοιόμορφη f)
- Μπορούμε να ρωτήσουμε για όποιο x θέλουμε, αλλά ίδια απάντηση για το ίδιο x.
- Μόνο πολυωνυμικά πολλές ερωτήσεις γίνονται στο μαντείο. Οι ερωτήσεις προσαρμόζονται.

Ορισμός

Έστω συνάρτηση $F : \{0,1\}^* \times \{0,1\}^* \mapsto \{0,1\}^*$ αποδοτικά υπολογίσιμη, με κλειδί. Η F είναι *ψευδοτυχαία συνάρτηση* αν για κάθε πιθανοτικό πολυωνυμικού χρόνου διαχωριστή D υπάρχει αμελητέα συνάρτηση $negl$ ώστε:

$$|Pr_{k \leftarrow \{0,1\}^n}[D^{F_k()}(1^n) = 1] - Pr_{f \leftarrow Func_n}[D^{f()}(1^n) = 1]| \leq negl(n)$$

όπου η πρώτη πιθανότητα είναι πάνω στην τυχαία επιλογή του κλειδιού $k \in \{0,1\}^n$ και την τυχαιότητα του D, ενώ η δεύτερη ως προς την τυχαία επιλογή της $f \in Func_n$ και την τυχαιότητα του D

Σημείωση: Αν δοθεί το κλειδί, παύει να είναι PRF.

Παράδειγμα

$F(k, x) = k \oplus x$. Είναι ψευδοτυχαία συνάρτηση;

Ψευδοτυχαία μετάθεση (Pseudorandom permutation)

- Υπάρχει και η έννοια της ψευδοτυχαίας μετάθεσης, δηλ. συνάρτηση που είναι 1-1 και επί (άρα έχει και αντίστροφη)
- Ο υπολογισμός της αντίστροφης πρέπει να γίνεται αποδοτικά.
- Όμως έχουμε oracle και για την αντίστροφη, οπότε ο ορισμός της ασφάλειας πρέπει να αλλάξει (strong pseudorandom permutation)

Ορισμός

Έστω 1-1 και επί συνάρτηση $F : \{0,1\}^* \times \{0,1\}^* \mapsto \{0,1\}^*$, αποδοτικά υπολογίσιμη, με κλειδί. Η F είναι *ισχυρά ψευδοτυχαία μετάθεση* αν για κάθε πιθανοτικό πολυωνυμικού χρόνου διαχωριστή D υπάρχει αμελητέα συνάρτηση $negl$ ώστε:

$$|Pr_{k \leftarrow \{0,1\}^n}[D^{F_k(),F_k^{-1}()}(1^n) = 1] - Pr_{f \leftarrow Func_n}[D^{f(),f^{-1}()}(1^n) = 1]| \leq negl(n)$$

PRF vs PRG

Από PRF σε PRG:
Από μια ψευδοτυχαία συνάρτηση μπορούμε να πάρουμε μια ψευδοτυχαία γεννήτρια: $G(k) = F_k(0)||F_k(1)||\ldots$

Αλλά και αντίστροφα, από μια PRG μπορούμε να πάρουμε μια PRF:

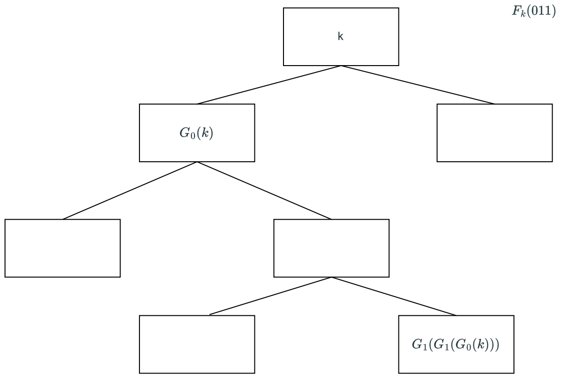
Έστω PRG G με παράγοντα επέκτασης $n2^{t(n)}$, τότε ορίζεται μια συνάρτηση $F : \{0,1\}^n \times \{0,1\}^{t(n)} \mapsto \{0,1\}^n$
Για να υπολογίσουμε το $F_k(i)$, υπολογίζουμε το $G(k)$ και ερμηνεύουμε το αποτέλεσμα σαν look-up table με $2^{t(n)}$ γραμμές, όπου κάθε γραμμή περιέχει ένα n-bit string. Δίνουμε ως έξοδο την i-οστή γραμμή.

Άλλος τρόπος:

Έστω $G : \{0,1\}^n \mapsto \{0,1\}^{2n}$ PRG.

$G(k) = G_0(k)||G_1(k)$, με $G_0(k), G_1(k)$ τα δύο μισά της εξόδου.

Για $k \in \{0,1\}^n$, ορίζουμε $F_k(x_1x_2...x_n) = G_{x_n}(...G_{x_2}(G_{x_1}(k)))$



Δημιουργία πραγματικής τυχαιότητας

- υλικό, φυσικά φαινόμενα π.χ. θερμικός ή ηλεκτρικός θόρυβος
- λογισμικό π.χ. πάτημα πλήκτρων πληκτρολογίου, κίνηση του ποντικιού

Γεννήτριες τυχαίων αριθμών γενικού σκοπού είναι μη κατάλληλες για την κρυπτογραφία π.χ. rand() της C.

Intel, random.org …

‘Αποδεδειγμένα’ ασφαλείς γεννήτριες ψευδοτυχαίων

- RSA-based (Micali-Schnorr), BBS.
- Βασίζονται σε (γενικά παραδεκτές) αριθμοθεωρητικές μονόδρομες συναρτήσεις: ύψωση σε δύναμη modulo n, τετραγωνισμός modulo n.
- Λειτουργία: διαδοχικές εφαρμογές της συνάρτησης, έξοδος κάθε φορά το λιγότερο σημαντικό bit του αριθμού (ή κάποια από τα λιγότερο σημαντικά bit).
- Είναι ασφαλείς κάτω από την υπόθεση δυσκολίας αντιστροφής της αντίστοιχης συνάρτησης.
- Απαιτούν μεγαλύτερη υπολογιστική προσπάθεια.

Blum-Blum-Shub

Αλγόριθμος

- Βρες δύο μεγάλους πρώτους p, q, με $p \equiv q \equiv 3 \pmod 4$, και θέσε $n = pq$.
- Επίλεξε τυχαία ένα s_0 σχετικά πρώτο με το n.
- Δώσε έξοδο (i-οστό bit):

$$z_i = (s_0^{2^i} \bmod n) \bmod 2$$

για $1 \leq i \leq \infty$

Παρατήρηση: σχετικά αργό, αλλά ασφαλές υπό την υπόθεση ότι ο έλεγχος τετραγωνικών υπολοίπων $(\bmod n)$ είναι δύσκολος αν δεν είναι γνωστή η παραγοντοποίηση του n.

Παράδειγμα BBS

Έστω $n = 192649 = 383 * 503$ και $s_0 = 101355^2 \mod n = 20749$.

Τα πρώτα 5 bits που παράγονται από τον BBS είναι

$$11001$$

και προκύπτουν:

i	s_i	z_i
0	20749	
1	143135	1
2	177671	1
3	97048	0
4	89992	0
5	174051	1

Κρυπτοσυστήματα ροής (stream ciphers)

Κρυπτοσυστήματα ροής (stream ciphers)

Παραγωγή ακολουθίας κλειδιών με βάση κάποιο αρχικό κλειδί, και (πιθανά) το plaintext.

Ορισμός

- Plaintext: $x_0, x_1, \ldots, x_{n-1}$
- Ciphertext: $y_0, y_1, \ldots, y_{n-1}$
- Αρχικό κλειδί: k
- Βοηθητικές συναρτήσεις: $f_i, 0 \leq i < m$
- Key stream: $z_i = f_{i \bmod m}(k, x_0, \ldots, x_{i-1}, z_0, \ldots, z_{i-1})$
- Κρυπτογράφηση: $y_i = enc_{z_i}(x_i)$
- Αποκρυπτογράφηση: $x_i = dec_{z_i}(y_i)$

Π.χ. για δυαδικές ακολουθίες:

$$enc_z(x) = x \oplus z = x + z \bmod 2$$
$$dec_z(y) = y \oplus z = y + z \bmod 2$$

Κρυπτοσυστήματα ροής - Τρόποι λειτουργίας

Διακρίνονται σε synchronous (το κλειδί δεν εξαρτάται από το plaintext), και asynchronous (λέγονται και self-synchronizing).

Επίσης σε periodic ($\forall i : z_{i+d} = z_i$, όπου d η περίοδος) και aperiodic.

Παράδειγμα: το Vigenère είναι synchronous και periodic.

RC4

Η γεννήτρια ψευδοτυχαίων RC4

- Rivest (1987)
- Ιδιωτικό της εταιρίας RSA Data Security, Inc (κλειστό)
- Διέρρευσε το 1994
- Χρήση σε πολύ διαδεδομένα πρωτόκολλα: WEP/WPA, SSL/TLS

Η γεννήτρια ψευδοτυχαίων RC4

- Συστατικά: 2 arrays of bytes:
  - Μετάθεση $P[0..255]$. Αρχικοποίηση:
    $\textbf{for all } i \in \{0..255\} \textbf{ do } : P[i] = i$
  - Κλειδί $K[0..keylen-1]$, $keylen \leq 256$ – συνήθως $keylen \in [5..8]$.
    Επιλέγεται από χρήστη.
- Δημιουργία σειράς κλειδιών (key-scheduling algorithm – KSA).

  Η αρχική (ταυτοτική) μετάθεση P μετατρέπεται μέσω μιας σειράς ανταλλαγών (swap) σε μια φαινομενικά τυχαία μετάθεση.

  Το “ανακάτεμα” επηρεάζεται από το αρχικό κλειδί K και τις μεταβολές της P.
- Παραγωγή ψευδοτυχαίων bytes (pseudorandom generation algorithm – PRGA)

  Επαναληπτικός βρόχος: σε κάθε επανάληψη επιλέγεται κάποιο byte της P ως κλειδί εξόδου με τρόπο που καθορίζεται από τα τρέχοντα περιεχόμενα της P.

  Οι επαναλήψεις συνεχίζονται για όσο χρειάζεται (δηλ. μέχρι να τελειώσει το stream). Σε κάθε επανάληψη γίνεται και ένα νέο swap στοιχείων της P.

Η γεννήτρια ψευδοτυχαίων RC4

Περιγραφή KSA και PRGA

- Δημιουργία σειράς κλειδιών (KSA)

$j = 0$

$\texttt{for}\ \ i = 0\ \texttt{to}\ \ 255\ \ \texttt{do}\ \ :$

$\quad j = (j + P[i] + K[i \bmod keylen]) \bmod 256$

$\quad \mathrm{swap}(P[i], P[j])$

- Παραγωγή ψευδοτυχαίων bytes (PRGA)

$i = 0;\ j = 0$

$\texttt{while}\ \ \text{next key needed}:$

$\quad i = (i + 1) \bmod 256\ ;\ j = (j + P[i]) \bmod 256$

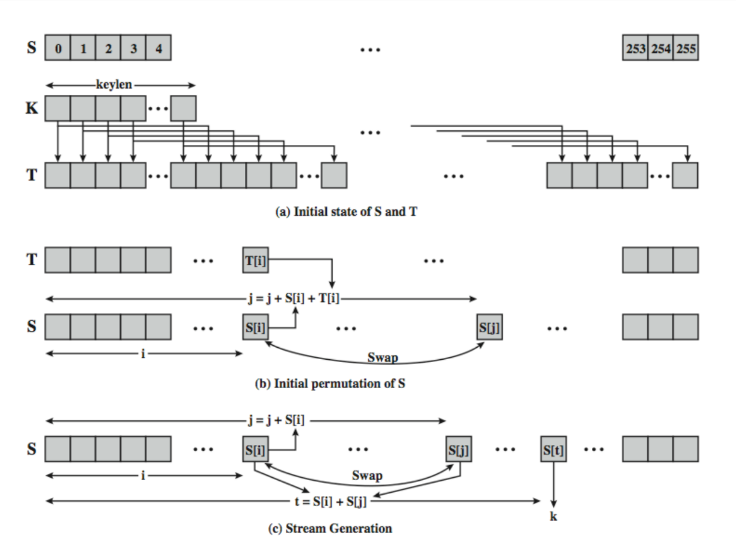
$\quad \mathrm{swap}(P[i], P[j])$

$\quad K_o = P[(P[i] + P[j]) \bmod 256]$

$\quad \texttt{output}\ K_o$

Κάθε κλειδί εξόδου K_o χρησιμοποιείται για την κρυπτογράφηση ενός byte αρχικού κειμένου.

RC4 σχηματικά



Σχήμα 4: RC4

Παρατηρήσεις

- Με ίδιο αρχικό κλειδί K προκύπτει η ίδια σειρά κλειδιών εξόδου.
- Απλή και γρήγορη στην υλοποίηση με software (σε αντίθεση με άλλα stream cipher, π.χ. αυτά που βασίζονται σε LFSRs).
- Η ασφάλεια της γεννήτριας RC4 έχει αμφισβητηθεί έντονα. Κάποιοι τρόποι χρήσης ιδιαίτερα ανασφαλείς (π.χ. WEP) – επίθεση Fluhrer, Mantin, Shamir (2001).
- Ουσιαστικό πρόβλημα η παραλλαγή του RC4 με χρήση IV, όπου μπορεί να αποκαλυφθεί το πραγματικό κλειδί (WEP)
- Μη ασφαλής!
- Άμυνα: απόρριψη αρχικού τμήματος κλειδοροής (RC4-drop[n]), ενδεικτικά: $n = 768$ bytes, συστήνεται ακόμη και $n = 3072$.

Linear Recurrence Keystream

Κρυπτοσυστήματα ροής: Linear Recurrence Keystream

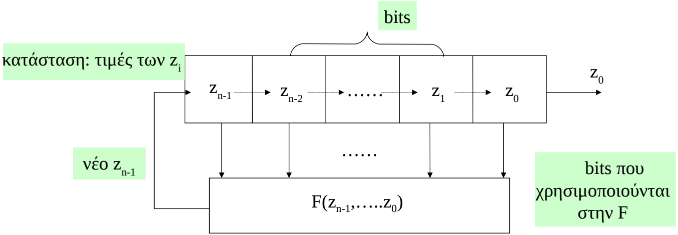
Αρχικό διάνυσμα κλειδιών: $(z_0, z_1, \ldots, z_{m-1})$.
Τα υπόλοιπα κλειδιά υπολογίζονται ως εξής:

$$z_{i+m} = \sum_{j=0}^{m-1} c_j \cdot z_{i+j} \pmod 2, \quad \forall j, c_j \in \{0,1\}$$

Εάν το πολυώνυμο $c_0 + c_1 x + c_2 x^2 + \ldots + c_{m-1} x^{m-1} + x^m$ είναι primitive, τότε το κρυπτοσύστημα έχει περίοδο $d = 2^m - 1$.
Π.χ. $c_0 = c_1 = 1, c_2 = c_3 = 0$ ορίζουν το πολυώνυμο $x^4 + x + 1$, και με δεδομένο αρχικό κλειδί $z_0, \ldots, z_3$ έχουμε
$z_{4+i} = z_i + z_{i+1} \bmod 2$.

Το κρυπτοσύστημα αυτό έχει περίοδο 15.

Υλοποίηση με Linear Feedback Shift Register (LFSR).


bits
κατάσταση: τιμές των z_i
z_{n-1}
z_{n-2}
……
z_1
z_0
z_0
……
νέο z_{n-1}
$F(z_{n-1},\ldots..z_0)$
bits που χρησιμοποιούνται στην F

Σχήμα 5: FSR

Καταχωρητές Ολίσθησης Γραμμικής Ανάδρασης - LFSRs

- Δημιουργούν περιοδικές ακολουθίες, με περίοδο το πολύ $2^L - 1$, όπου L το πλήθος των ψηφίων.
- Αν το αντίστοιχο πολυώνυμο είναι primitive έχουμε maximum-length LFSR. Πολλά γνωστά primitive πολυώνυμα.
- Σημαντικό μέγεθος για ακολουθίες: γραμμική πολυπλοκότητα (linear complexity). Είναι το ελάχιστο μέγεθος LFSR που παράγει την ίδια ακολουθία.
- Αλγόριθμος Berlekamp-Massey: υπολογίζει τη γραμμική πολυπλοκότητα και τον αντίστοιχο LFSR.
- Αύξηση γραμμικής πολυπλοκότητας: χρήση περισσότερων LFSRs, συνδυασμός εξόδων με μη γραμμικό τρόπο.
  Π.χ. Geffe generator συνδυάζει 3 maximum-length LFSRs με μήκος L_1, L_2, L_3 και εξόδους x_1, x_2, x_3:
  $$f(x_1, x_2, x_3) = x_1x_2 \oplus (1 \oplus x_2)x_3$$
  έχει περίοδο $(2^{L_1} - 1) \cdot (2^{L_2} - 1) \cdot (2^{L_3} - 1)$ και γραμμική πολυπλοκότητα $L = L_1L_2 + L_2L_3 + L_3$

Πρακτικά κρυπτοσυστήματα ροής με LFSRs

Κρυπτοσυστήματα ροής με LFSRs

- LFSR: εύκολη υλοποίηση σε hardware, καλές στατιστικές ιδιότητες, αλλά μη ασφαλή γιατί τα bits εξόδου έχουν γραμμική σχέση
- Λύσεις
  - μη γραμμική ανάδραση
  - μη γραμμικός συνδυασμός των registers δίνει την έξοδο
  - συνδυασμός των εξόδων περισσότερων LFSRs, αλλά χωρίς εξάρτηση της τελικής εξόδου από κάποια από τις επιμέρους
- Χρήση σε:
  1. DVD (CSS): 2 LFSRs, (ανάκτηση σπόρου σε 2^{17})
  2. GSM (A5/1): 3 LFSRs ($2^{39.91}$, με προεργασία 2^{38}), (A5/2): 4 LFSRs
  3. Bluetooth (E0): 4 LFSRs (ανάκτηση σπόρου σε 2^{38})

Σύγχρονα κρυπτοσυστήματα ροής

eStream

- eStream project: 2004-2008
- Κατηγορίες:
  - Μήκος κλειδιού 128 bits και ένα IV (initialization vector) μήκους 64 και/ή 128 bits (SW)
  - Μήκος κλειδιού 80 bits και ένα IV (initialization vector) μήκους 32 και/ή 64 bits (HW)
- Ξεχωριστές προτάσεις για SW και για HW
- Αξιολόγηση:
  - Ασφάλεια
  - Δωρεάν αδειοδότηση
  - Επιδόσεις και φάσμα εφαρμογών
- Η επιτροπή απλά μάζεψε τις συμμετοχές, η αξιολόγηση έγινε από την κοινότητα

eStream

- Κριτήρια ασφάλειας
  - οποιαδήποτε επίθεση ανάκτησης κλειδιού πρέπει να είναι τόσο δύσκολη όσο η εξαντλητική αναζήτηση
  - Απλότητα σχεδίασης
- Κριτήρια υλοποίησης
  - SW και HW αποδοτικότητα
  - Εκτέλεση και μνήμη
  - Επίδοση
  - Ευελιξία χρήσης

SW	HW
HC-128	Grain v1
Rabbit	MICKEY 2.0
Salsa20	Trivium
Sosemanuk	

Λεπτομέρειες στο www.ecrypt.eu.org/stream