Securitatea sistemelor de calcul

Controlul accesului

28 septembrie 2011

Politică și mecanism

O *politică de securitate* e o afirmație despre acțiunile permise/nepermise.

Un *mecanism de securitate* e o metodă, unealtă sau procedură pentru asigurarea (enforcement) unei politici de securitate.

Bishop, Computer Security: Art and Science

$\Rightarrow$ se impune verificarea corectitudinii mecanismului

mecanismul poate fi:

– sigur (dacă nu permite stări nepermise de politică);

– precis (permite exact ce specifică politica),

– larg (broad) (permite mai mult decât politica)

Mecanism de a permite sau interzice accesul unei entități la o resursă.

"principal"/subiect $\rightarrow$ solicitare $\rightarrow$ guard $\rightarrow$ obiect

Controlul accesului constă în doi pași:
autenticare: Cine a făcut cererea de acces ?
keyautorizare Are subiectul s drept de acces la obiectul o ?

Controlul accesului

Distingem:
– o mulțime de subiecți S
– o mulțime de obiecte O
– o mulțime de moduri de acces A.

Cel mai elementar: $A = \{observe, alter\}$. Prea simplu, de obicei...
Rafinând, modelul Bell-LaPadula propune:
$A = \{execute, read, append, write\}$. Cum se exprimă în funcție de permisiunile elementare ? Când sunt utile distincțiile între aceste moduri ?

Access Control Matrix

Cea mai simpla/generala organizare: matrice de control al accesului

Doua dimensiuni: subiecti și obiecte.
– în fiecare intrare $S \times O$: mulțime de drepturi/permisiuni
– un subiect poate fi și obiect (e.g. un proces):
dreptul de a citi/scrie (comunica) / executa un alt proces

	`file1`	`/etc/passwd`	`/bin/rlogin`
Alice	`r, w`	`r`	`x`
Bob	`r`	`-`	`r, x`

Drepturi și atenuarea lor

copy right (grant right): dreptul de a acorda permisiuni altora

own right (admin): dreptul de a-si acorda permisiuni sie insusi

Principiul atenuării privilegiilor:
Un subiect nu poate acorda altora drepturi pe care nu le posedă

Q: În UNIX, proprietarul unui fișier poate să dea altuia (group/others) drepturi de citire asupra fișierului, chiar dacă el însuși nu le posedă.
Se violează principiul de mai sus ?

Semantica identificatorilor UID în UNIX

Un *proces* are (în versiuni noi) *trei* identificatori denotând utilizatorul:
– *real* user ID: proprietarul procesului
– *effective* user ID: determină permisiunile de acces
– *saved* user ID: folosit pentru a reveni la un UID anterior
Normal: ruid = euid = utilizatorul care lansează procesul
Excepție: euid = proprietarul *fișierul executabil încărcat*, când acesta are bitul **s** (setuid) setat ⇒ rularea cu alte privilegii (ex. superioare)
(similar pentru identificatorii de grup)

Q1: De ce sunt necesare funcții pentru a manipula `uid` la execuție?

Semantica identificatorilor UID în UNIX

Un *proces* are (în versiuni noi) *trei* identificatori denotând utilizatorul:
– *real* user ID: proprietarul procesului
– *effective* user ID: determină permisiunile de acces
– *saved* user ID: folosit pentru a reveni la un UID anterior
Normal: ruid = euid = utilizatorul care lansează procesul
Excepție: euid = proprietarul *fișierul executabil încărcat*, când acesta are bitul **s** (setuid) setat ⇒ rularea cu alte privilegii (ex. superioare)
(similar pentru identificatorii de grup)

Q1: De ce sunt necesare funcții pentru a manipula `uid` la execuție?

Q2: De ce nu cade salvarea vechiului UID în sarcina programatorului?

Apelurile `setuid` / `seteiud`

`setuid(val)`
– dacă `euid` e 0 (root), setează `ruid=euid=val` (și saved uid)
$\Rightarrow$ identificatorul / privilegiile sunt setate *irevocabil*
– altfel (`euid` $\neq 0$) poate seta doar `euid = val` dacă `val == ruid`
`ruid` și saved uid rămân neschimbate

Q3: care sunt limitările dacă există doar acest apel?

`seteuid(val)`
– permis doar dacă `euid == 0`
– sau dacă `val` e una din cele 3 valori (euid/ruid/saved)
setează *doar* `euid`, nu modifică `ruid` și saved uid.
$\Rightarrow$ modificările sunt *reversibile* prin alt apel `seteuid`

Rezultate fundamentale

E simplu să proiectăm un sistem corect de control al accesului ?

Rezultate fundamentale

E simplu să proiectăm un sistem corect de control al accesului ?

Def: Un sistem e *sigur* în raport cu un anumit drept (al unui subiect asupra unui obiect), dacă nu există o secvență de tranziții (operații) prin care dreptul să poată fi adăugat, presupunând că nu există inițial

Thm: Siguranța unui sistem (arbitrar) într-o stare, relativ la un anumit drept de acces e *nedecidabilă*.
Dem: o mașină Turing se poate reduce la (codifica în) acest sistem
– în esență, datorită posibilității de a crea obiecte noi

Subclase mai simple de sisteme sunt însă decidabile
– dacă se permit doar operații simple
– dacă nu au condiții multiple și sunt monotone (se permite crearea dar nu și distrugerea de subiecți/obiecte)

Tipuri de control al accesului

Discretionary Access Control (DAC)
permite *utilizatorilor individuali* (tipic: owner) să seteze mecanismul prin care se permite/interzice accesul

Mandatory Access Control (MAC)
mecanismul de acces e determinat de sistem, nu poate fi schimbat de utilizatori
tipic: bazat pe un set de reguli (rule-based access control)

Q: care sunt avantajele si dezavantajele celor două categorii ?

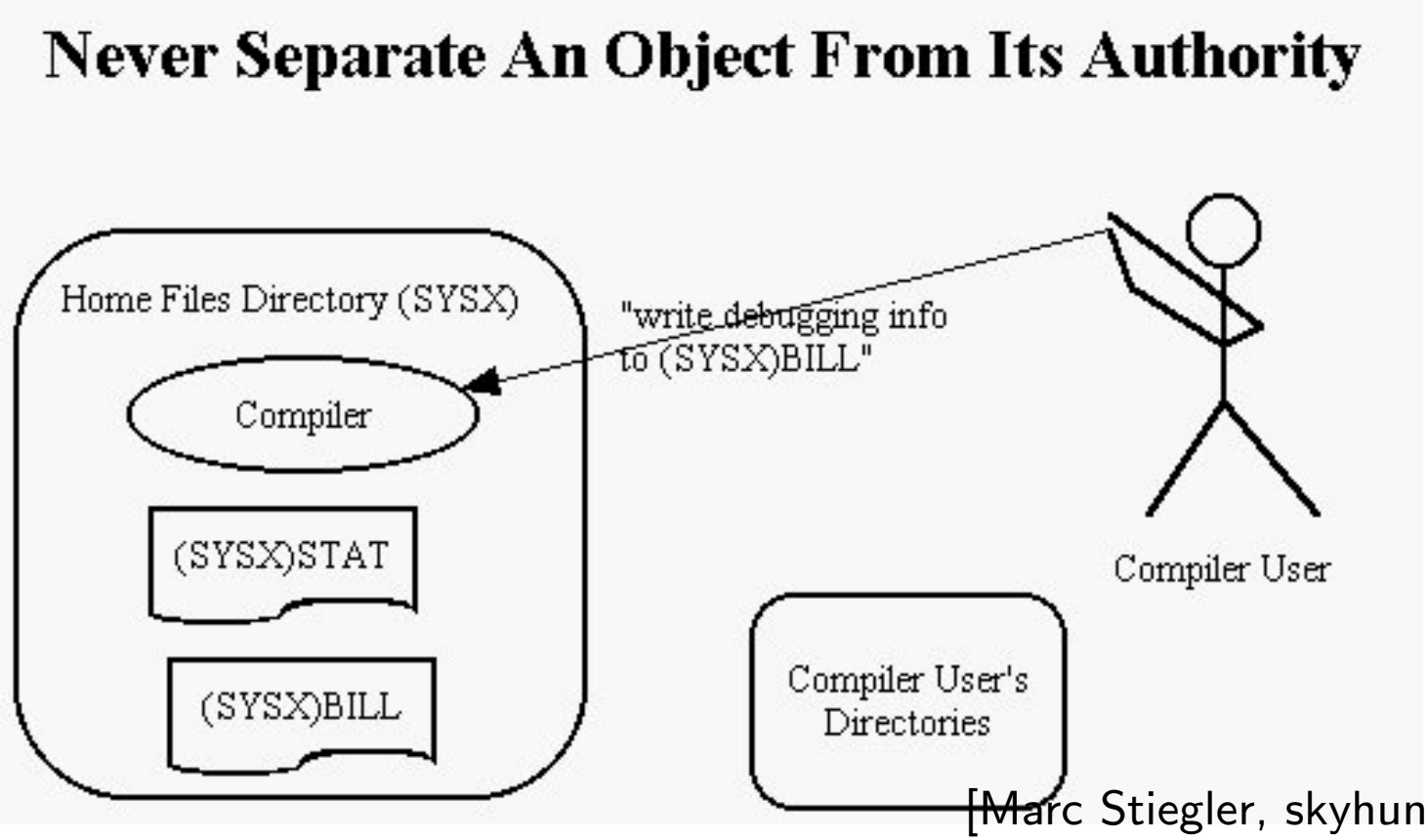
Role-Based Access Control (RBAC)
politică determinată de sistem, în funcție de *rolul* activ al unui *subiect*

Mecanisme: Access Control Lists (ACL)

Reprezentare a matricii de acces în care *fiecare obiect* are asociată o listă de subiecți și permisiunile lor
– caz simplu: permisiunile sub UNIX
Exemplu cu set mai bogat de permisiuni: Andrew File System
read
list (pentru director: conținutul)
insert (fișier nou în director)
delete (fișier din director)
write
lock (poate folosi apeluri *lock* în director)
administer

O problema clasica: Confused Deputy

Norman Hardy, The Confused Deputy(or why capabilities might have been invented), ACM SIGOPS Operating Systems Review, 22(4), 1988



[Marc Stiegler, skyhunter.com]

The Confused Deputy

Who is to blame?

– The code to deposit the debugging output in the file named by the user?
– Must the compiler check to see if the output file name is in another directory?
– Should the compiler check for directory name SYSX?
– Should the compiler check for the name (SYSX)BILL?

Mecanisme: Capabilities

Înțeles oarecum diferit: *în SO*, desemnează un *identificator* care denotă un obiect *și* drepturile asociate cu acesta:
ex. descriptor de fișier (la deschidere se stabilește și modul de acces)

În *securitate*, o capabilitate e o *listă de drepturi* ale unui subiect
(corespunde cu un rând din matricea de control al accesului)
Exemplu: POSIX/Linux Capabilities `capability.h`

Multilevel Security (MLS)

Inspirată din domeniul militar. Definește *nivele de securitate*
ex. public $\leq$ restricționat $\leq$ confidențial $\leq$ strict secret
evtl: compartimentare după domeniul de interes (*need-to-know basis*)
Mulțimea atributelor de securitate e ordonată într-o *latice*

Modelul Bell-La Padula: urmărește *confidențialitatea*. 2 reguli:
no read up: un subiect nu poate citi peste nivelul său de securitate
no write down: nu poate scrie (dezvălui) ceva sub nivelul propriu

Modelul Biba: urmărește *integritatea*. Reguli duale:
interzisă scrierea deasupra nivelului propriu și citirea (folosirea) datelor aflate sub acest nivel: ambele pot corupe integritatea

Pentru a atinge ambele, în practică un subiect își poate să-și coboare voluntar nivelul de privilegiu

Integritate: de la practica la teorie

Principii de securitate în dezvoltarea de soft comercial (Lipner):
– *utilizatorii* nu își vor scrie propriile programe, ci vor folosi soft de productie existent
– programatorii vor dezvolta și testa pe alt sistem decât cel de producție
– instalarea unui program va presupune un proces special
– acest proces trebuie supus la *control* și *audit*
– managerii/auditorii vor avea acces și la starea de sistem și la log-uri

Principii:
– separation of duty
– separation of function
– audit/accountability