

## Prova 2021.07.21

### Esercizio c.1

Per capire con quale squadra deve giocare la squadra  $i$  al turno  $k$ , mantengo in memoria un albero dove le foglie sono esattamente il numero di squadre, e il padre di due foglie contiene il vincitore. Mantenendo questa struttura aggiornata riesco sempre a trovare l'avversario, capire se è già arrivato fino a quel turno e nel caso aspettarlo.

1. `dfs_init` dovrebbe inizializzare l'albero, mettere nelle foglie il valore corrispondente della squadra (da 1 a  $N$ ) e aggiornare l'array `foglie`
2. l'albero ha nelle foglie gli indici delle squadre (in ordine).
3. `foglie` è l'array dove `foglie[i]` è il nodo dell'albero della squadra  $i$

```
class tree:
    int value = -1
    tree parent = null
    tree left = null
    tree right = null
    condition giocato

monitor Torneo:
    tree albero;
    tree foglie[2^N]

    supporto_numerazione_nodi = 0

    def dfs_init(tree nodo, int depth):
        if depth == 0:
            foglie[supporto_numerazione_nodi] = nodo
            nodo.value = supporto_numerazione_nodi++
        else:
            nodo.left = new tree;
            nodo.right = new tree;
            dfs(nodo.left, depth-1)
            dfs(nodo.right, depth-1)

    def inizializzazione():
        dfs_init(albero, N)

    def gioca(i, turno, forma):
        squadra = foglie[i]
        tree tmp = squadra
```

```

avversario = NULL

#trovo l'avversario, sicuramente le partite fino all'indice i escluso sono state go
for (x in range(turno)):
    tmp = tmp.parent;

if (tmp.left.value == i):
    avversario = tmp.right
else:
    avversario = tmp.left

if avversario.value == -1:
    #non ho ancora un avversario, lo aspetto
    avversario.giocato.wait()
else:
    #se sono qua l'avversario già era arrivato e mi stava aspettando
    squadra.giocato.signal()

if forma > valutaforma(avversario.value, turno):
    squadra.parent.value = i
    return True
elif: forma == valutaforma(avversario.value, turno):
    x = random(0,2)
    if x == 0:
        squadra.parent.value = i
        return True
    else:
        squadra.parent.value = avversario.value
        return False
else:
    squadra.parent.value = avversario.value
    return False

```

## Esercizio c.2

Questo è troppo difficile!!! Nessuno capisce come farlo.

```

class wrongsem:
    int value = 0, count = 0
    semaphore mutex init 1;
    semaphore s init 0;

void wV():
    mutex.P()
    if value == 0 && count > 0:

```

```

        s.V()
    else:
        value++
    mutex.V()    #<- va nell'else

void wP()
    mutex.P()
    if value == 0:
        count++
        mutex.V()
        s.P()
        mutex.P()    #<-
        count--
    else:
        value--
    mutex.V()

```

## Esercizio g.1

### A

```

1 2 3 4 5 3 3 3 1 5
1 2 3 4 5 6 7 8 9 10

```

- NF = 3
  - 1|2|3 -> 4|2|3 -> 4|5|3 -> 4|5|1
- NF = 4
  - 1|2|3|4 -> 5|2|3|4 -> 1|2|3|4 -> 1|5|3|4

### B

Non è a stack poichè esiste una stringa tale per cui aumentando il numero di frame aumentano i page fault, tale stringa è la stringa dell'esercizio.

## Esercizio g.2

- a) Perché il nome del file non è memorizzato all'interno dell'i-node nei file system tipo UNIX (e.g. ext2/3/4)?

Perchè tramite hardlink potrei avere due nomi che puntano allo stesso i-node.

- b) Un bug di tipo buffer overflow consente ad un attaccante di spedire più dati di quelli che il buffer di ricezione può contenere, tracimando così nelle aree di memoria di altre variabili. Come è stato possibile in tanti casi che venisse spedito codice macchina e che il programma vittima dell'attacco lo eseguisse?

Sovrascrivendo l'indirizzo di ritorno posso ritornare in un indirizzo dello stack che ho scritto io e così facendo eseguo codice arbitrario. E' stato possibile perchè non

c'erano misure di sicurezza come uno stack non eseguibile attraverso il canarino (che proteggeva lo stack, se esso viene sovrascritto il programma termina con errore).

- c) come fa l'allocazione gerarchica ad evitare che si possano verificare casi di deadlock?

Evita che si verifichi la condizione di attesa circolare. Assumiamo per assurdo che P usi la risorsa r1 e sia in attesa di r2 usata da Q. L'attesa circolare si verifica se Q (in una serie di richieste) sia in attesa di r1, ma ciò conduce all'assurdo perchè o r1 ha priorità minore r2 quindi Q dovrebbe rilasciare r2, o viceversa e P dovrebbe rilasciare r1.

- d) Per rendere uno scheduler round-robin più pronto a servire i processi interattivi si decide di dimezzare la durata del time slice. Quali effetti collaterali può avere la scelta?

Se il time slice è troppo breve allora l'alto numero di context switch potrebbe pesare troppo sull'efficienza del sistema.