A-PROBLEMES-2.pdf

Arnau_FIB

Algorítmica

3º Grado en Ingeniería Informática

Facultad de Informática de Barcelona (FIB)
Universidad Politécnica de Catalunya

LLISTA 2

(31) $G = (V, E)$ no dirigit

$C \subseteq V$: recobriment vèrtexs $\rightarrow$ $\forall \{u,v\} \in E : \{u,v\} \cap C \neq \emptyset$

$\forall \{u,v\} \in E : u \in C \lor v \in C$

Recobriment minimal $\rightarrow$ $\forall C' \subseteq V$ tq $C' \subset C \Rightarrow C'$ no és recob.

Recobriment mínim $\rightarrow$ C té mínima cardinalitat

a) Demostrar que un recobr. minimal no necessàriament ha de ser mínim.

En els grafs estrella S_i $i \geq 3$ un recobriment minimal és tots els vèrtex v tq v no és el centre. Però no és mínim perquè el recob. mínim seria $C = \{$vertex central$\}$

b) Demostrar que tot recobriment mínim és minimal.

C és recobr. mínim $\Rightarrow |C| = n$ és la mínima cardinalitat per qualssevol recobriment de G. Sigui C' recobriment de G tq $C' \subset C \Rightarrow |C'| < |C| \Rightarrow \exists$ recobriment més "petit" que $C \Rightarrow$ contradicció : C era mínim.

c) Algorisme polinòmic per trobar un recobriment minimal

$G = (V, E)$

$C = \emptyset$

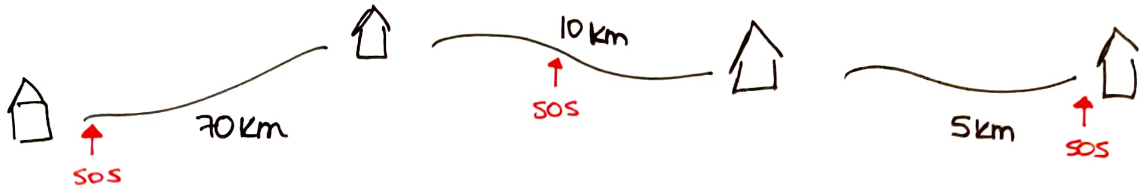
for each $\{u,v\} \in E$ do

  if(!($u \in C$ or $v \in C$)) $C = C \cup \{u\}$

end for

* Si implementem C com vector de bools de size $= |V|$ el cost de consultar si pertany i el de fer la unió és $O(1)$ $\rightarrow$ cost total : $O(|E|)$

38



Representació : Cases com a nodes d'un graf, que serà un camí. Representat com a llista d'adjacència on també es té la distància entre les dues cases.

Implementació : Iniciem l'algorisme per un dels extrems del camí. Guardem la distància inicial i anem consultant els vèrtexs adjacents seguint el camí tenint en compte la distància acumulada. Si la dist. acumulada que tindrem en passar al següent vèrtex supera els 30 km, tenim el primer tram on hi haurà una estació SOS. La col·loquem a (dFin - dIn)/2. Actualitzem dIn = dFin i guardem la dist. del SOS. Quan arribem a l'últim vèrtexs apliquem el mateix: SOS a (dF-dI)/2 i hem acabat.

Correctesa: Des de l'inici fins el final aprofita la màxima distància entre les cases. S'assegura que estigui centrat entre les cases que entren dins el rang acceptat i per les cases de més lluny s'aplicarà correctament també.

Cost i complexitat: Recorrem el graf G = (V, E), passem per tots els vèrtexs, consultant totes les arestes, així que el cost és: $O(|V| + |E|)$