2.4)

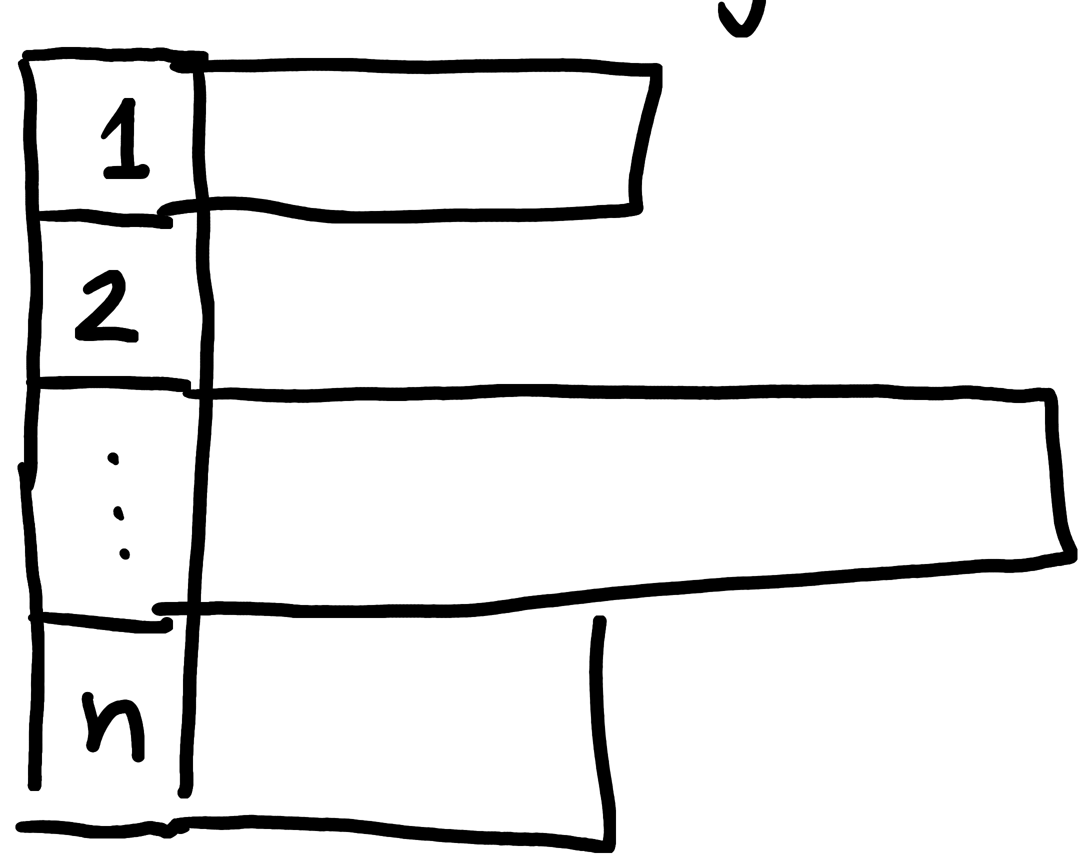
$G = (V, E)$ no dirigit

$V' \subseteq V$ "subconjunt de vèrtexs respecte l'original"

$G[V'] = (V', E')$ on $E' = E \cap (V' \times V')$

"graf induït on per a cada parell de vèrtex $V' \times V'$, mirem si al graf G existeix aresta, en aquest cas, l'afegim al conjunt d'arestes E'"

1. Partim d'una llista d'adjacències



2. Inicialitzem un vector amb els graus de cada vèrtex.

grau(1)	grau(2)	...	grau(n)

$O(n)$

3. Comencem a recòrrer el vector de graus, en el cas que el grau sigui menor que k ($g(n) < k$), llavors reduïm en un el grau de tots els vèrtexs del que és veí.

$\forall v \in V \quad O(n)$ $\qquad\qquad O(n+m)$

vec_graus

if vec_graus(v) < k:

$\left.\forall \{v,u\} \in E, \; \text{-- vec\_graus}(u)\right\} O(m)$

4. Fem un subconjunt recorrent de nou el vector amb aquells nodes en que grau(v) ≥ k.

$\forall v \in V$

vec_graus "després del pas 3"

if vec_graus(v) ≥ k:

V'.add(v)

$\Big\} O(n)$

V' contindrà els vèrtexs que fan que en el graf induït $\forall v$, grau$(v) \geq k$

Cost Total:

$$O(\text{Pas } 2 + \text{Pas } 3 + \text{Pas } 4)$$

$$O(O(n) + O(n+m) + O(n))$$

$$\max(O(n), O(n+m), O(n))$$

$$O(n+m)$$

El cost final de l'algorisme serà $O(n+m)$