MidnightBlue6. Prueba la siguiente afirmacin:

El algoritmo BFS construye un rbol enrazado sobre un sistema distribuido con m aristas y dimetro D, con complejidad de mensajes $O(m)$ y complejidad de tiempo $O(D)$.

Para este problema damos por hecho que BFS construye un rbol enrazado de dimetro D (esto por la afirmacin 9 y 11).

Ahora, analicemos las complejidades de este algoritmo, para esto observemos dos posibles casos: enumerate

L a complejidad de tiempo es $O(D)$.

Sea G una grfica conexa de diametro D a la cul se le aplica BFS y nos genera T con algn vrtice distinguido v como lder.

Por las lneas 7 - 9, el lder v se convierte en un nodo enrazado para T. Ahora, cul es el nmero de rondas antes de que nuestro algoritmo termine para todos los procesos en G?, de acuerdo al algoritmo los descendientes de v en T sern el resto de los nodos.

El algoritmo, por proceso p_i, termina cuando Hijos $\cup$ Otros contiene a todos los vecinos del respectivo p_i, a excepcin de su padre (lneas 21 y 26). As, una vez que BFS inicia en v los p_i restantes no hacen nada (BFS ha iniciado pero no tiene instrucciones de distribuirse an), en cuanto los vecinos de p_i empiezan a realizar sus tareas, empiezan a propagar su ID para convertirse en padre, si es que se cumple la condicin necesaria.

Pensemos en la trayectoria t ms larga que inicia en v y termina en el ltimo proceso, p, en terminar. Esta trayectoria tiene longitud equivalente al dimetro de G, pues sino fuese as pasara que enumerate

- L a longitud de t es menor que diam(G). En este caso, existe (por definicin de dimetro) algn proceso que al conectarse con t por alguna arista e y que tiene como vecino a p, permite que t siga siendo trayectoria y de hecho $t - e$ tiene longitud 1 mayor que t, lo que contradice que t fuera la trayectoria ms larga.
- L a longitud de t es mayor que diam(G). En este caso, t debe contener al menos un ciclo por lo que t no sera trayectoria y esto es contradictorio.