



UNIVERSIDAD NACIONAL AUTÓNOMA DE MÉXICO

FACULTAD DE CIENCIAS

Tarea 2

INTEGRANTES

Torres Valencia Kevin Jair - 318331818

Aguilera Moreno Adrián - 421005200

Natalia Abigail Pérez Romero - 31814426

PROFESOR

Miguel Ángel Piña Avelino

AYUDANTE

Pablo Gerardo González López

ASIGNATURA

Computación Distribuida

26 de septiembre de 2022

1. Investiga y explica brevemente el concepto de time-to-live (TTL) usado en redes de computadoras, y úsalo para modificar el algoritmo de flooding visto en clase, de modo que un líder comunique un mensaje m a los procesos a distancia a lo más d del líder (m y d son entradas del algoritmo); todos los procesos a distancia mayor no deberán recibir m . Da un breve argumento que demuestre que tu algoritmo es correcto, y también haz un análisis de tiempo y número de mensajes.

Time-to-live (TTL) se refiere al tiempo o “saltos” que un paquete tiene que realizar para existir en una red antes de que sea descartado por un router. Y funciona cuando un paquete de información es creado y enviado por internet, existe un riesgo de que este continúe pasando de un router a otro de manera indefinida. Para evitar esta situación, los paquetes están diseñados con una expiración llamada time-to-live o límite de saltos.

Recordando el algoritmo de flooding visto en clase es:

Algorithm 1 flooding(ID,Lider,M)

```

1: flag = False
2: Ejecutar inicialmente:
3: if ID = Lider then
4:   flag = True
5:   send ( $\langle M \rangle$ ) por todos los puertos
6: end if
7: Al recibir  $\langle M \rangle$  por algún puerto:
8: if not flag then
9:   flag = True
10:  send ( $\langle M \rangle$ ) por todos los puertos
11: end if

```

Se propone que primero se escoja el líder y al hacerlo se envíe el $\langle M, 1 \rangle$, indicando su distancia (la cuál es 1). Por otro lado, cuando se recibe $\langle M, count \rangle$ y no han enviado su mensaje, y el entero es menor a todos los demás recibidos, implica que se envíe el mensaje a todos los puertos con su contador, el cuál irá incrementando en uno. La condición (la segunda), tiene que ser menor para asegurar que se envíe a 'uno antes' de su predecesor D .

Algorithm 2 TTL(ID,Lider,M,D)

```

1: flag = False
2: Ejecutar inicialmente:
3: if ID = Lider then
4:   flag = True
5:   send ( $\langle M, 1 \rangle$ ) por todos los puertos                                ▷ 1 es su distancia
6: end if
7: Al recibir  $\langle M, count \rangle$  por algún puerto:                                ▷ count es un contador
8: if not flag & count < D then
9:   flag = True
10:  send ( $\langle M, count + 1 \rangle$ ) por todos los puertos                        ▷ count incrementa en uno
11: end if

```

-Análisis de tiempo:

Como todo proceso recibe el mensaje M en a lo más tiempo $D + 1$, en el mejor de los casos es D .

-Análisis de mensajes:

Como cada proceso envía solo una copia de M a sus vecinos, así que cada arista transporta a lo más una copia de M por mensaje. Por el algoritmo original, observamos que M se envía a lo más 2 veces por arista, por lo que la cantidad de mensajes es a lo más $2|E|$.

2. Considera un sistema distribuido representado como una gráfica de tipo anillo, cuyos canales son bidireccionales, con $n = mk$ procesos, con $m > 1$ y k es impar. Los procesos en las posiciones $0, k, 2k, \dots, (m-1)k$ son marcados inicialmente como líderes, mientras que procesos en otras posiciones son seguidores. Todos los procesos tienen un sentido de dirección y pueden distinguir su vecino izquierdo de su vecino derecho, pero ellos no tienen información alguna acerca de sus ids.

El algoritmo 1 está destinado a permitir que los líderes recluten seguidores. No es difícil ver que todo seguidor eventualmente se agrega a sí mismo a un árbol enraizado con padre en algún líder. Nos gustaría que todos esos árboles tuvieran aproximadamente el mismo número de nodos.

- ¿Cuál es el tamaño mínimo y máximo posible de un árbol?
- Dibuja el resultado de una ejecución para el algoritmo con $k = 5$ y $m = 4$.

Pseudocódigo 1: Algoritmo reclutamiento

```

1 Algoritmo reclutamiento(id, soyLider):
2
3 Inicialmente hacer:
4   if soyLider then
5     parent = id
6     send(<recluta>) a ambos vecinos
7   else
8     parent =  $\perp$ 
9
10 Al recibir <recluta> desde p hacer:
11   if parent =  $\perp$  then
12     parent = p
13     send(<recluta>) a mi vecino que no es p

```

▷ Empecemos dando respuesta a la pregunta ¿Cuál es el tamaño mínimo y máximo posible de un árbol?. Para contestar esta pregunta analicemos varias cosas:

1. Sabemos que la cantidad de procesos es múltiplo de la cantidad de líderes, pues si

$$n, m, k \in \mathbb{N} \Rightarrow \frac{n}{k} = m \in \mathbb{N}.$$

Entonces, la cantidad de líderes (k) es proporcional a la cantidad de seguidores (m), hasta el momento no sabemos si a cada líder le corresponda la misma cantidad de seguidores basados en el algoritmo de reclutamiento.

2. Recordemos que k es impar y por tanto tiene la forma $k = 2r + 1$ ($r \in \mathbb{N} \cup \{0\}$). Ahora, nos podemos preguntar ¿cada cuántos procesos hay un líder contando desde el último anterior o próximo? la respuesta es cada k procesos y la diferencia entre estos es de $k - 1$ procesos, pues los líderes están ubicados en múltiplos de k , luego

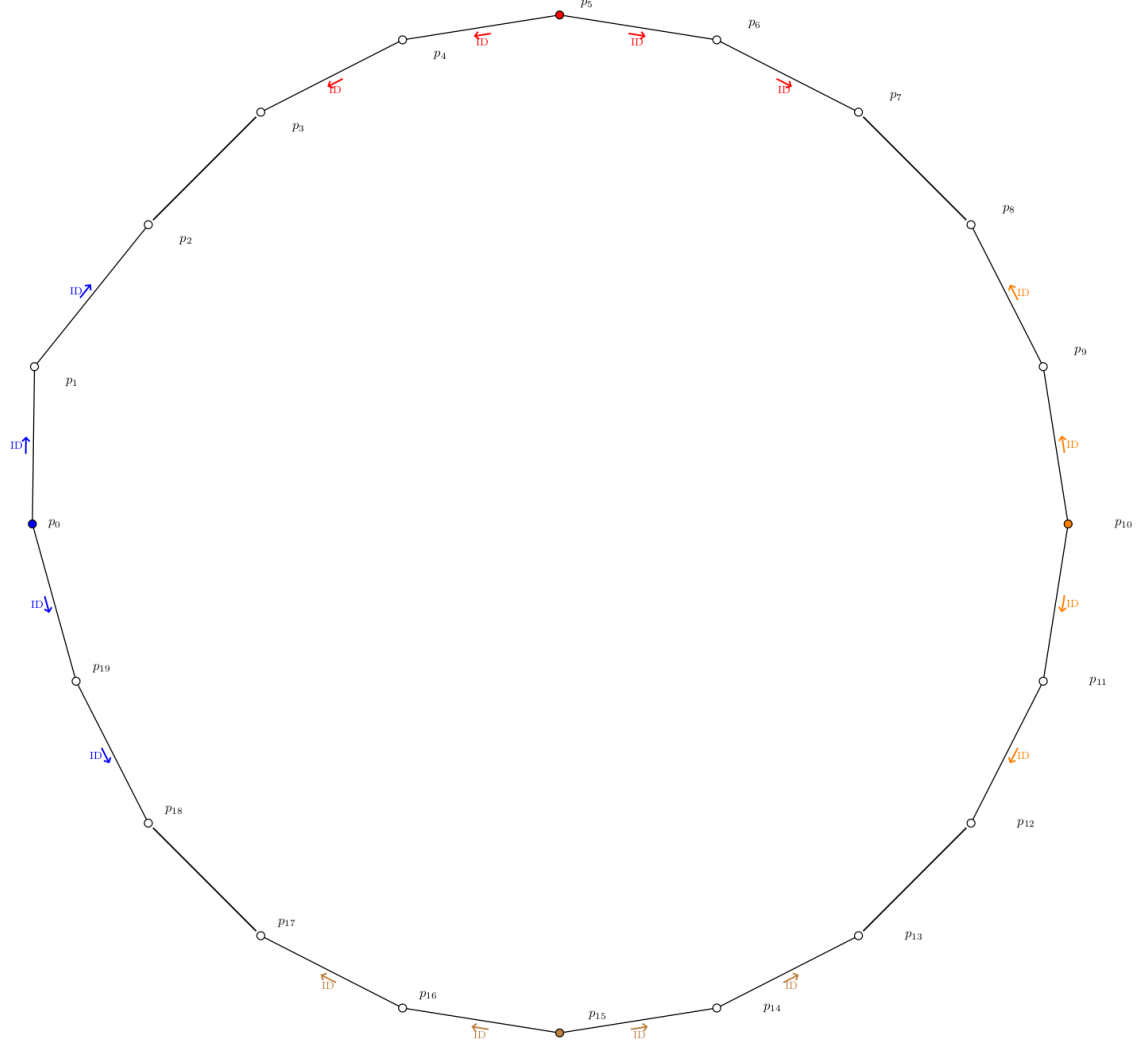
$$k - 1 = (2r + 1) - 1 = 2r.$$

Inicialmente, los procesos líderes empiezan a reclutar (línea 6). Después de la primer ronda los procesos reclutados reclutan a sus vecinos que no son su padre (línea 13). Eventualmente todo los procesos seguidores son reclutados, como todo esto (en cada proceso reclutado lo que sigue es reclutar a su vecino) pasa al mismo tiempo (en cada ronda los procesos líderes tienen la misma cantidad de descendientes) podemos notar que la diferencia de procesos entre cualesquiera dos procesos líderes es dividida entre 2 para que cada líder termine por ser ancestro común de exactamente la mitad, adyacente al líder en cuestión, de esos procesos.

Hasta este momento sabemos que un líder llegará a tener r descendientes por lado, en total cada líder tendrá $2r$ descendientes.

3. Como los árboles están enraizados por líderes y cada líder tiene $2r$ descendientes. Entonces, el total de nodos en los árboles generados será $2r + 1 = k$. Concluimos que el tamaño por árbol es de k sin importar como es m o k .

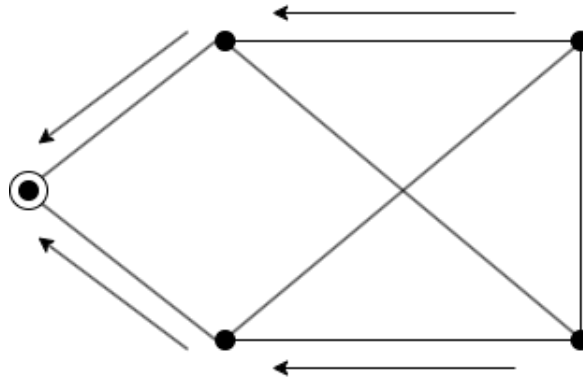
Por último, veamos como se ve la gráfica después de haber ejecutado el algoritmo de reclutamiento:



Los árboles en este caso se pueden formar desde cada nodo representado por algún color^I y hasta donde se indica con las flechas del respectivo color. \triangleleft

^Iestos son los nodos distinguidos como líderes.

3. ¿El árbol generador de la figura 1 puede obtenerse en alguna ejecución del algoritmo BFS visto en clase? de ser el caso, describe la ejecución, y de no serlo, explica por qué no se puede. Haz lo mismo con el algoritmo DFS.



4. Describe un algoritmo distribuido para construir un árbol generador sobre una gráfica arbitraria G , utilizando el algoritmo de elección de líder `eligeLider` para determinar la raíz del árbol y también el algoritmo BFS. Analiza la complejidad de tiempo y de mensajes.

Algorithm 3 `arbolGeneradorConBFS(ID,total)`

```

1:  $PADRE = \perp, HIJOS = \emptyset, OTROS = \emptyset$ 
2:  $LIDER = \perp$ 
3: Si no he recibido algún mensaje y no he decidido el lider
4: if  $LIDER == \perp$  and  $PADRE == \perp$  then ▷ Algoritmo eligeLider
5:    $LIDER = ID, ronda = 0$ 
6:   Ejecutar en todo momento  $t \geq 0$ 
7:    $send < LIDER >$  a todos los vecinos
8:   Al recibir mensaje de todos los vecinos en tiempo  $t \geq 1$ 
9:    $mensajes = \{ < L_1 >, < L_2 >, \dots < L_d > \} \cup LIDER$ 
10:   $LIDER = Max(mensajes)$ 
11:   $ronda = ronda + 1$ 
12:  if  $ronda == total$  then ▷ Termina elección de lider
13:    if  $LIDER$  and  $PADRE == \perp$  then ▷ Algoritmo BFS
14:       $send < BFS, ID >$  a todos mis vecinos
15:       $PADRE = ID$ 
16:    end if
17:    Al recibir  $< BFS, j >$  desde el vecino  $p_j$ :
18:    if  $PADRE == \perp$  then
19:       $Padre = j$ 
20:       $send(< parent >)$  a  $p_j$ 
21:       $send(< BFS, ID >)$  a todos excepto  $p_j$ 
22:    else
23:       $send(< already >)$  a  $p_j$ 
24:    end if
25:    Al recibir  $< parent >$  desde el vecino  $p_j$ 
26:     $HIJOS = HIJOS \cup \{p_j\}$ 
27:    if  $HIJOS \cup OTROS == VECINOS - PADRE$  then
28:      Terminar
29:    end if
30:    Al recibir  $< already >$  desde  $p_j$ 
31:     $OTROS = OTROS \cup P_j$ 
32:    if  $HIJOS \cup OTROS == VECINOS - PADRE$  then
33:      Terminar
34:    end if
35:  end if
36: end if

```

Analiza la complejidad de tiempo y de mensajes.

Complejidad de tiempo

Este algoritmo utiliza dos algoritmos:

1. Primero `eligeLider` para elegir un lider, el cual utiliza una variable para contar el número de rondas que depende de $total$, ya que al final se tiene $total = ronda$ por lo tanto su complejidad en tiempo es $total = n$
2. En la segunda parte se utiliza el algoritmo BFS usando el LIDER que se eligio antes.

Al principio el LIDER le envia el mensaje $< BFS, ID >$ a todos su vecinos, los cuales pueden recibir:

- a) $< BFS, ID >$, y si no tiene PADRE le envía un mensaje a sus vecinos y al nodo del que recibio el mensaje para convertirlo en su PADRE. Si tiene PADRE le envia un mensaje al nodo del que recibio el mensaje para avisarle.

b) $\langle parent \rangle$, verifica si ya ha visitado sus vecinos, si lo hizo termina el algoritmo.

c) $\langle already \rangle$, verifica si ya ha visitado sus vecinos, si lo hizo termina el algoritmo.

Los casos descritos anteriormente se evalúan para cada nodo en n en una ronda. Podemos pensar que el peor de los casos se tendrá que la gráfica es un camino y el LIDER está en el centro de manera que tarda la máxima distancia entre el LIDER y cualquier vértice de la gráfica, es decir, su complejidad es $O(diam(G))$

Por lo tanto la complejidad de tiempo de todo el algoritmo es $O(n + diam(G))$

Complejidad de mensajes

Este algoritmo utiliza dos algoritmos:

1. Primero eligeLider para elegir un líder, el cual por cada nodo $total = n$ envía un mensaje $\langle LIDER \rangle$ a todos sus vecinos, por tanto su complejidad es $\sum_v n * deg(v) = O(n|E|)$
2. En la segunda parte se utiliza el algoritmo BFS usando el LIDER que se eligió antes. De manera similar cada nodo $total = n$ envía el mensaje $\langle BFS, ID \rangle$ a sus vecinos con la diferencia de que si ya tiene un padre se envía el mensaje, por tanto su complejidad es $\sum_v n * deg(v) = O(n|E|)$

Por lo tanto la complejidad de mensajes de todo el algoritmo es $O(2n|E|)$

5. El algoritmo puede mejorar su complejidad de tiempo si se ejecutan de forma paralela los dos algoritmos anteriores, es decir, si se ejecuta la elección de líder y la construcción del árbol BFS. Da un algoritmo distribuido que realice esto y muestra que es correcto. Adicionalmente, compara la complejidad de tiempo respecto al algoritmo anterior.

Algorithm 4 arbolGeneradorConBFS(ID,total)

```

1:  $PADRE = \perp$ ,  $HIJOS = \emptyset$ ,  $OTROS = \emptyset$ 
2: Si no he recibido algún mensaje
3: if  $PADRE == \perp$  then
4:    $LIDER = ID$ 
5:    $send(< BFS, ID, LIDER >)$  a todos mis vecinos
6:    $PADRE = ID$ 
7: end if
8: Al recibir  $< BFS, ID, LIDER >$  desde el vecino  $p_j$ 
9: if  $PADRE == \perp$  then
10:   $PADRE = j$ 
11:   $mensajes = \{< L_1 >, < L_2 >, \dots, < L_d >\} \cup LIDER$ 
12:   $LIDER = max(mensajes)$ 
13:   $send(< parent, LIDER >)$  a  $p_j$ 
14:   $send(< BFS, ID, LIDER >)$  a todos excepto  $p_j$ 
15: else
16:   $send(< already, LIDER >)$ 
17: end if
18: Al recibir  $< parent, LIDER >$  desde el vecino  $p_j$ 
19:  $mensajes = \{< L_1 >, < L_2 >, \dots, < L_d >\} \cup LIDER$ 
20:  $LIDER = max(mensajes)$ 
21:  $HIJOS = HIJOS \cup \{p_j\}$ 
22:  $send(< LIDER >)$  a todos en HIJOS
23: if  $HIJOS \cup OTROS == VECINOS - PADRE$  then
24:   Terminar
25: end if
26: Al recibir  $< already, LIDER >$  desde  $p_j$ 
27:  $OTROS = OTROS \cup \{p_j\}$ 
28:  $mensajes = \{< L_1 >, < L_2 >, \dots, < L_d >\} \cup LIDER$ 
29:  $LIDER = max(mensajes)$ 
30: if  $HIJOS \cup OTROS == VECINOS - PADRE$  then
31:   Terminar
32: end if
33: Al recibir  $< LIDER >$  desde  $p_j$ 
34:  $LIDER = < LIDER >$ 
35:  $send(< LIDER >)$  a HIJOS

```

Muestra que el algoritmo es correcto.

Al principio de la ejecución cualquier nodo que se tome al principio será el líder y la raíz del árbol BFS. Luego le envía $< BFS, ID, LIDER >$ a todos sus vecinos

El último segmento líneas 33-35 termina cuando el nodo ya no tiene hijos.

Caso base:

Compara la complejidad de tiempo respecto al algoritmo anterior.

6. Prueba la siguiente afirmación:

El algoritmo BFS construye un árbol enraizado sobre un sistema distribuido con m aristas y diámetro D , con complejidad de mensajes $O(m)$ y complejidad de tiempo $O(D)$.

▷ Para este problema damos por hecho que BFS construye un árbol enraizado de diámetro D (esto por la afirmación 9 y 11).

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

1. La complejidad de tiempo es $O(D)$.

Sea G una gráfica conexa de diámetro D a la cuál se le aplica BFS y nos genera T con algún vértice distinguido v como líder.

Por las líneas 7 - 9, el líder v se convierte en un nodo enraizado para T . Ahora, ¿cuál es el número de rondas antes de que nuestro algoritmo termine para todos los procesos en G ?, de acuerdo al algoritmo los descendientes de v en T serán el resto de los nodos.

El algoritmo, por proceso p_i , termina cuando $\text{Hijos} \cup \text{Otros}$ contiene a todos los vecinos del respectivo p_i , a excepción de su padre (líneas 21 y 26). Así, una vez que BFS inicia en v los p_i restantes no hacen nada (BFS ha iniciado pero no tiene instrucciones de distribuirse aún), 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 condición necesaria.

Pensemos en la trayectoria t más larga que inicia en v y termina en el último proceso, p , en terminar. Esta trayectoria tiene longitud equivalente al diámetro de G , pues sino fuese así pasaría que

- a) La longitud de t es menor que $\text{diam}(G)$. En este caso, existe (por definición de diámetro) algún 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 más larga.
- b) La longitud de t es mayor que $\text{diam}(G)$. En este caso, t debe contener al menos un ciclo por lo que t no sería trayectoria y esto es contradictorio.

En conclusión t es de longitud igual que el diámetro de G . En el momento en que p recibe parent desde alguno de sus puertos, ya el resto nodos han recibido parent o lo están recibiendo de manera simultánea. Esto pasa en la ronda $D - 1$, pues es en la ronda 0 donde inicia a realizar sus tareas al menos un proceso (v). En la siguiente ronda envía realiza sus tareas y recibe sus respectivos mensajes. Si no terminara en esta ronda, entonces hay un proceso que no tiene padre y p no es último!!, esto es contradictorio. Como p termina en la ronda siguiente a la que le llega padre, podemos notar que este último proceso termina en tiempo

$$(D - 1) + 1 = D \in O(D)$$

2. La complejidad de mensajes es $O(m)$.

Sabemos que cada proceso envía sus respectivos mensajes a sus vecinos, exceptuando a su padre. Eventualmente los procesos ocupan como puerto de salida a todas las aristas que conecten a sus vecinos, como la gráfica es conexa, entonces al finalizar el algoritmo se utilizan todas las aristas.

En el peor de los casos, un proceso que recibe parent ya tiene asignado a un padre, entonces debe regresarle already por el mismo puerto. La complejidad de mensajes será, entonces

$$m + c \cdot m \in O(m)$$

donde c nos indica la cantidad de procesos que caén en este peor caso, como sabemos que esto no pasa cuando se recibe parent , el número de peores caso no es m .

◁