Computación distribuida.

Aplicaciones de Relojes Vectoriales.

Integrantes:
Aguilera Moreno Adrian
Torres Valencia Kevin Jair
Pérez Romero Natalia Abigail

Facultad de Ciencias, UNAM

Tabla de contenido.

Los relojes vectoriales son un tipo de reloj lógico propuesto de manera independiente por *Colin J. Fidge* y *Friedemann Mattern* en 1988.

Esta técnica consiste en un mapeo entre eventos en una historia distribuida y vectores enteros.

Definiciones: Vector Tiempo.

Sistema Vectorial de Relojes. Es un mecanismo capaz de caracterizar estados locales (en adelante, eventos) en un sistema distribuido, asociando un valor vectorial a cada estado.

Tiempo Vectorial. Es la noción de tiempo capturada por los relojes vectoriales.

Caracterización Formal del Tiempo Vectorial. Sea `date(e)` la caracterización asociada a un evento `e`, de tal manera que se cumple:

1. $\forall_{e_1,e_2} : (e_1 \rightarrow e_2) \Leftrightarrow \texttt{date}(e_1) < \texttt{date}(e_2)$.
2. $\forall_{e_1,e_2} : (e_1 \,||\, e_2) \Leftrightarrow \texttt{date}(e_1) \,||\, \texttt{date}(e_2)$.

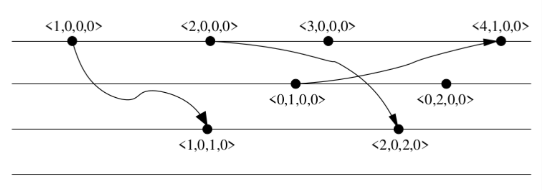


Figure: Reloj Vectorial con tiempos locales.

Reloj Vectorial. La implementación del tiempo vectorial requiere que cada proceso, en el sistema, mantenga un vector de enteros positivos $Vc_i[1, \cdots, n]$ con valores inicialmente $[0, \cdots, 0]$. Este vector debe cumplir con

1. $Vc_i[i]$ cuenta el número de eventos producidos por p_i.
2. $Vc_i[j], j \neq i$, nos dice cuántos eventos conoce p_i producido por p_j.

De manera formal, sea e un evento producido por p_i, tenemos que

$$Vc_i[k] = |\{f|(f \text{ se produjo por } p_k) \wedge (f \rightarrow e)\}| + 1(k, i).$$

Una primera aproximación. Inicialmente todos los procesos disponen de un vector con entradas igual al número total de procesos, este vector debe estar inicializado en 0 para cada entrada. A continuación se describe el algoritmo:

- Si p_i produce un evento, entonces:
  (1) $Vc_i[i] \leftarrow Vc_i[i] + 1;$
  (2) Produce un evento e caracterizado por $Vc_i[1, \cdots, n]$.
- Cuando p_i envia un mensaje a p_j, entonces:
  (3) $Vc_i[i] \leftarrow Vc_i[i] + 1;$
  (4) $\texttt{send}(\langle \texttt{msj}, Vc_i[1, \cdots, \texttt{n}] \rangle)$ a p_j.
- Cuando p_j recibe un mensaje, entonces:
  (3) $Vc_j[j] \leftarrow Vc_j[j] + 1;$
  (4) $Vc_j[1, \cdots, n] \leftarrow \forall_{k \in [1, \cdots, n]} \texttt{max}(Vc_i[k], Vc_j[k])$.

Notación: Para, cualesquiera, dos vectores Vc_1 y Vc_2 del tamaño n. Tenemos que

- $Vc_1 \leq Vc2 =_{def.} (\forall_{k \in \{1,\cdots,n\}} : Vc_1[k] \leq Vc_2[k]);$
- $Vc_1 < Vc2 =_{def.} (Vc_1[k] \leq Vc_2[k]) \wedge (Vc_1[k] \neq Vc_2[k]);$
- $Vc_1 || Vc_2 =_{def} \neg(Vc_1 \leq Vc_2) \wedge \neg(Vc_2 \leq Vc_1).$

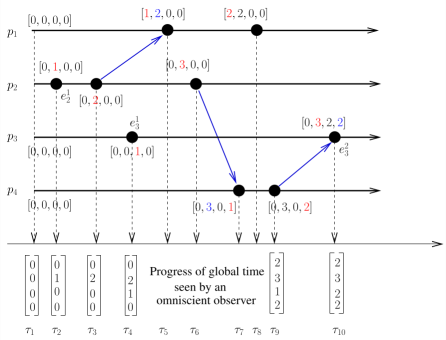


Figure: Ejemplo de propagación en un reloj Vectorial.

Def. Sea $e.Vc$ el vector asociado al evento e.

Teo 1. Por el algoritmo mencionado tenemos que, para cualesquiera e_1 y e_2 distintos tenemos que

a) $(e_1 \to e_2) \Leftrightarrow (e_1.Vc < e_2.Vc)$;
b) $(e_1 || e_2) \Leftrightarrow (e_1.Vc || e_2.Vc)$.

Cor 1. Dadas dos caracterizaciones a eventos (fechas), determinar si estos eventos están relacionados o no, puede requerir hasta n comparaciones de enteros.

Teo 2. Sean dos eventos e_1 y e_2 con tuplas $\langle e_1.Vc, i\rangle$ y $\langle e_2.Vc, j\rangle$ de manera respectiva y $i \neq j$. Entonces

a) $(e_1 \to e_2) \Leftrightarrow (e_1.Vc[i] \leq e_2.Vc[i])$;
b) $(e_1 || e_2) \Leftrightarrow ((e_1.Vc[i] > e_2.Vc[i]) \wedge (e_2.Vc[j] > e_1.Vc[j]))$.

Mejora en la complejidad en tiempo. Hasta el momento la complejidad en tiempo para combinar 2 eventos nos toma $\mathcal{O}(n)$, con n el número de procesos en el sistema.

Por el *Teo. 2*, sabemos que basta con verificar dos entradas para saber como es un evento respecto al otro. Así, basta comparar dos entradas para combinar la caracterización de 2 eventos esto nos toma $\mathcal{O}(1)$.

Relojes Vectoriales: Desventajas.

Esta mejora a los relojes lógicos de Lamport tiene un problema de implementación, que en un momento será más evidente.

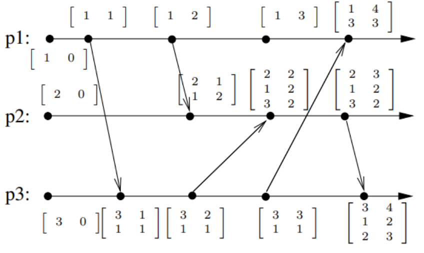
Desventaja

Esta desventaja es que cada proceso tiene que cargar con espacio igual al número de procesos en el sistema y cada intercambio entre eventos es de este tamaño.

A menudo el número de procesos participando en un computo distribuido no es constante, por lo que los relojes debe ser capaces de crecer.

El tamaño del vector está limitado por dos veces el número de procesos de los que el proceso de mantenimiento ha recibido (directa o indirectamente) valores de reloj.

Cada proceso p_i mantiene su propio reloj logico C_i el cual es una matriz de dos columnas, variable en su número de filas, donde $C_i(e_i^x)[k, 2]$, en e_i almacena el valor del último reloj vectorial conocido por p_i del proceso cuyo ID está en $C_i(e_i^x)[k, 1]$



(a) Ejemplo

Figure: Reloj vectorial dinamico

Inicialmente, el reloj consiste de una sola fila con $C_i(e_i^0)[1,1] = i$ y $C_i(e_i^0)[1,2] = 0$

Las reglas para actualizar son las siguientes:

1. Al recibir e_i^x, entonces $\forall l$ que no exceda el número de filas en $C_j(e_j^y)$: $C_j(e_j^y) = max\{C_i(e_i^{x-1})[k,2], C_j(e_j^y)[1,2]\}$, donde $C_j(e_j^y)$ la matriz de reloj del evento enviado en el proceso J que envio m al proceso i, y $C_j(e_j^y)[l,1] = C_i(e_i^x)[k,1]$
2. Si no existe k tal que $C_i(e_i^x)[k,1] = C_j(e_j^y)[l,1]$ para cualquier l, entonces una nueva fila es añadida a $C_i(e_i^x)$ con $C_i(e_i^x)[k,1] = C_j(e_j^y)[l,1]$ y $C_i(e_i^x)[k,2] = C_j(e_j^y)[l,2]$
3. Si e_i^x es cualquier evento, entonces el proceso incrementa su reloj vectorial: $C_i(e_i^x)[1,2] = C_i(e_i^{x-1})[1,2] + 1$

En proceso

proceso

Def. Un predicado es local para p_i ***Sii*** se encuentra en variables de p_i solamente.

Def. El predicado LP_i es estable ***Sii*** en cuanto se vuelva verdadero, este permanece así siempre.

Notación: $\sigma_i \models LP_i$. Indica que el estado local σ_i de p_i satisface el predicado LP_i.

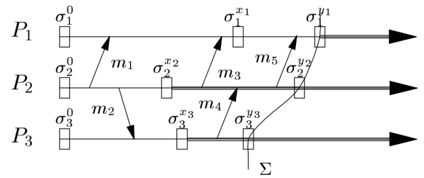
Def. Sea $\{p_1, \cdots, p_n\}$ un sistema distribuido y $LP_1, \cdots, LP_n$ n predicados locales, uno por proceso (con su respectivo proceso). Un *estado global consistente* $\sum = (\sigma_1, \cdots, \sigma_n)$ satisface el predicado global $LP_1 \wedge \cdots \wedge LP_n$ denotado por

$$\sum \models \bigwedge_i LP_i$$

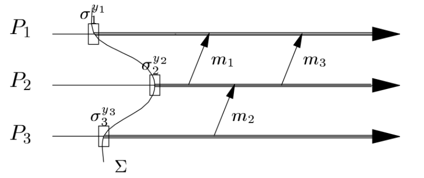
siempre que $\bigwedge_i (\sigma_i \models LP_i)$.

Problema.

Detectemos sobre la *historia* del sistema, y sin utilizar controles de mensajes adicionales, el primer estado global consistente Σ que satisface una conjunción de predicados locales estables.



(a) Ejemplo 1.



(b) Ejemplo 2.

Figure: Detección de una conjunción local estable.

Conjuntos Imposibles: Problema.

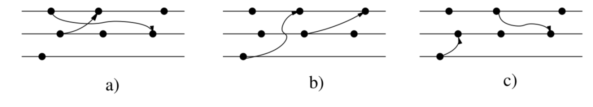
El problema de los *conjuntos imposibles* establece:

Dado un conjunto con n etiquetas vectoriales de k entradas cada una, decidir si es posible o no.

Ejemplo:

$$\mathcal{A} = \{< 2,3,1 >, < 3,0,0 >\}$$
$$\mathcal{B} = \{< 1,1,1 >\}$$

(a) Conjuntos.



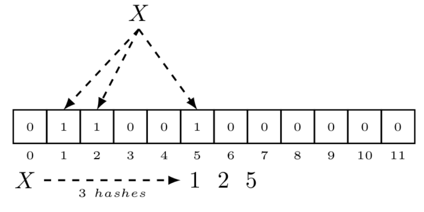
(b) Historias.

Figure: Detectando conjuntos.

Def. El *filtro Bloom* es una estructura de datos, probabilística, eficiente en espacio diseñada para verificar rápidamente si un elemento esta contenido en conjunto.

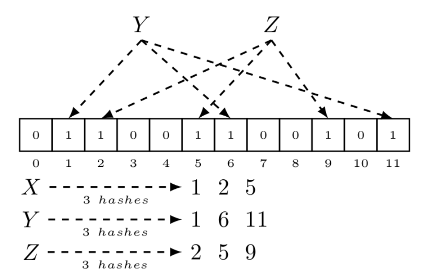
Algoritmo.

1. Definir k funciones *HASH* independientes.
2. Definir un arreglo de `bits` con m `bits`, todos inicialmente igual a 0.
3. Para agregar un elemento al *filtro bloom*, hacer
   3.1 Pasamos el elemento, digamos x, por las *k funciones hash*.
   3.2 Cada hash apunta a un índice en el arreglo de `bits`
   3.3 La posición a la que se apunte cambia de 0 a 1.



(a) Inserción al filtro.

¿Será cierto qué todos los elementos para los cuales las *hash-funciones* nos regresen valores que en el *bloom-filtro* tienen asigando 1, son valores que han sido introducidos al filtro?



(a) Falsos Positivos.

¿Qué podemos hacer? ...

¿Qué podemos hacer? ...
Podemos controlar la tasa de falsos positivos ajustando:

1. El tamaño del *bloom-filtro* (m).
2. El número de elementos insertados en el filtro (n).
3. El número de *hash-funciones* (k) utilizadas en la codificación.

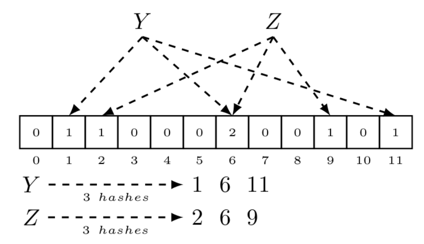
y por medio de la ecuación:

$$\left(1 - \left(1 - \frac{1}{m}\right)^{kn}\right)^{k}$$

Idea Intuitiva:

- $1 - \frac{1}{m}$ es la probabilidad de tener un `bit` en el filtro que no este establecido como 1 por alguna determinada función.
- $\left(1 - \frac{1}{m}\right)^{k}$ es la probabilidad de que un bit en particular no se establezca en uno, dado que k hashes pueden señalarlo potencialmente.
- $\left(1 - \frac{1}{m}\right)^{kn}$ es la probabilidad de que un bit en particular siga siendo cero después de n elementos.
- $\left(1 - \left(1 - \frac{1}{m}\right)^{kn}\right)^{k}$ es la probabilidad de que k índices sean 1 después de insertar n elementos, también conocido como tasa de falsos positivos.

¿Qué podemos hacer? ...
Podemos usar una variante de *bloom-filtros* con conteo de entradas, como se muestra en el siguiente ejemplo:

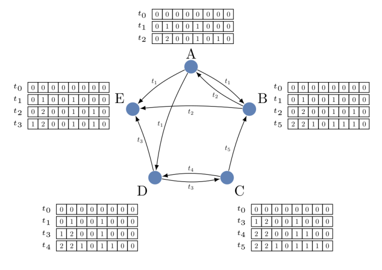


(a) Filtro de Bloom tipo contador.

A continuación se describe el algoritmo usado en la dispersión de tiempos:

1. Definimos el tamaño del *bloom-filtro-conteo m* y las *k hash-funciones*.
2. Cada vez que un nodo tiene un evento interno, procesa ese evento con *k hash-funciones* e incrementa su filtro. Luego envía ese filtro de floración a todos los demás nodos.
3. Cada vez que un nodo recibe un evento, actualiza su filtro tomando el valor máximo de su filtro y el filtro receptor.

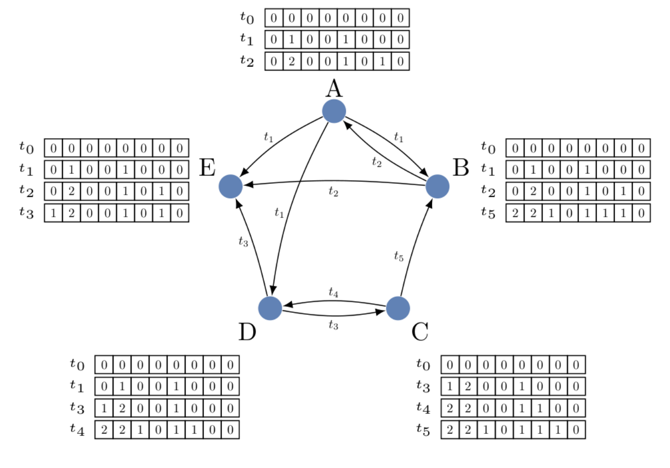
Ejemplo:



(a) Reloj de Bloom.

Relojes Bloom: Ejecución.

Ejemplo:



(a) Reloj de Bloom.

¡¡AL FIN!!


MUCHAS GRACIAS
POR PONER ATENCIÓN
ME CONFORMO CON UN 100


FIN DE LA
PRESENTACION
PARA PREGUNTAS CONSULTEN
GOOGLE O WIKIPEDIA, GRACIAS.
memegenerator.es