

Computación distribuida.

Aplicaciones de Relojes Vectoriales.

Integrantes:

Aguilera Moreno Adrian

Torres Valencia Kevin Jair

Pérez Romero Natalia Abigail

Facultad de Ciencias, UNAM



1 **Introducción (Revisitado).**

- Tiempo Vectorial.
- Relojes Vectoriales.
- Algoritmo.
- Desventajas.

2 **Aplicaciones.**

- El caso DynamoDB.
- Relojes vectoriales dinámicos.
- Determinando Propiedades Globales.
- Detección de una conjunción de predicados locales estables.

3 **Determinación sobre la marcha de los predecesores inmediatos**

- Introducción.

4 **Relojes vectoriales dinámicos**

- Introducción.
- Un problema de conjuntos: Conjuntos Posibles e Imposibles.

5 **Relojes de Bloom.**

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 $\text{date}(e)$ la caracterización asociada a un evento e , de tal manera que se cumple:

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

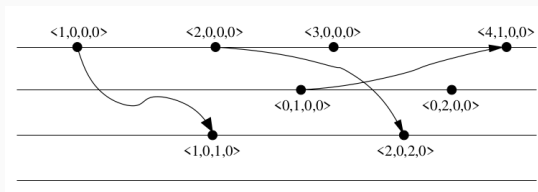


Figure: Reloj Vectorial con tiempos locales.



Reloj Vectorial. La implementación del tiempo vectorial requiere que cada proceso, en el sistema, mantenga un vector de enteros positivos $Vc_i[1, \dots, n]$ con valores inicialmente $[0, \dots, 0]$. 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 $Vc_i[1, \dots, n]$.
- ▶ Cuando p_i envia un mensaje a p_j , entonces:
 - (3) $Vc_i[i] \leftarrow Vc_i[i] + 1$;
 - (4) $\text{send}(\langle \text{msj}, Vc_i[1, \dots, n] \rangle)$ a p_j .
- ▶ Cuando p_j recibe un mensaje, entonces:
 - (3) $Vc_j[j] \leftarrow Vc_j[j] + 1$;
 - (4) $Vc_j[1, \dots, n] \leftarrow \forall_{k \in [1, \dots, n]} \max(Vc_i[k], Vc_j[k])$.

Algoritmo: Propagación del tiempo vectorial.

Notación: Para, cualesquiera, dos vectores V_{c1} y V_{c2} del tamaño n . Tenemos que

- ▶ $V_{c1} \leq V_{c2} =_{\text{def.}} (\forall k \in \{1, \dots, n\} : V_{c1}[k] \leq V_{c2}[k]);$
- ▶ $V_{c1} < V_{c2} =_{\text{def.}} (V_{c1}[k] \leq V_{c2}[k]) \wedge (V_{c1}[k] \neq V_{c2}[k]);$
- ▶ $V_{c1} || V_{c2} =_{\text{def.}} \neg(V_{c1} \leq V_{c2}) \wedge \neg(V_{c2} \leq V_{c1}).$

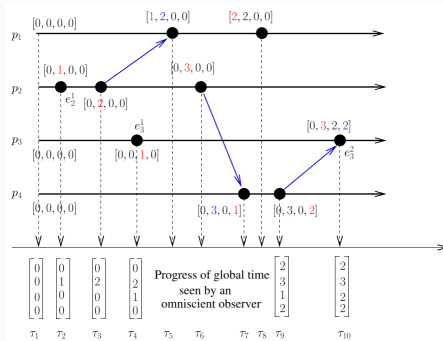


Figure: Ejemplo de propagación en un reloj Vectorial.



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

$$a) (e_1 \rightarrow e_2) \Leftrightarrow (e_1.Vc < e_2.Vc);$$

$$b) (e_1 || e_2) \Leftrightarrow (e_1.Vc || e_2.Vc).$$

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

$$a) (e_1 \rightarrow e_2) \Leftrightarrow (e_1.Vc[i] \leq e_2.Vc[j]);$$

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



Algoritmo: Reducción de costo en la comparación de dos vectores.

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 $\mathcal{O}(1)$.



Algoritmo: Relación del tiempo vectorial y estados globales.

Consideremos



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

Desventaja

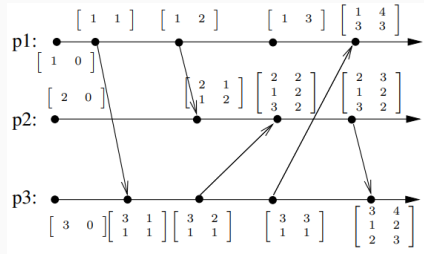
Esta desventaja es que cada proceso tiene que cargar con espacio igual al número de procesos en el sistema y cada intercambio entre eventos es de este tamaño.

Aplicación: Relojes vectoriales dinámicos

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) 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 el m de e_j^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 envío 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:
 $C_i(e_i^x)[1, 2] = C_i(e_i^{x-1})[1, 2] + 1$

Evento relevante En algún nivel de abstracción, sólo un subconjunto de los eventos son relevantes. Por ejemplo, en algunas aplicaciones sólo la modificación de algunas variables locales, o el procesamiento de ciertos mensajes específicos son relevantes.

Dado un computo distribuido $\hat{H} = (H, \xrightarrow{ev})$, sea $R \subset H$ los eventos relevantes.

Definición. Relación causal de Precedencia, denotada como \xrightarrow{re} :

$$\forall e_1, e_2 \in R : (e_1 \xrightarrow{re} e_2) \iff (e_2 \xrightarrow{ev} e_1)$$

Esta relación es la proyección de \xrightarrow{ev} sobre los elementos de R .

Sean $e_1, e_2 \in R$. Si e_1 es **predecesor inmediato de** e_2 entonces:

$$(e_1 \xrightarrow{re} e_2) \wedge (\nexists e \in R : (e_1 \xrightarrow{re} e) \wedge (e \xrightarrow{re} e_2))$$



Vector Clocks in Action: Immediate Precessors

when producing a relevant internal event e do

- (1) $vc_i[i] \leftarrow vc_i[i] + 1$;
- (2) Produce the relevant event e . % The date of e is $vc_i[1..n]$.

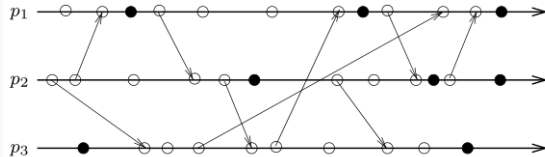
when sending $MSG(m)$ to p_j do

- (3) send $MSG(m, vc_i[1..n])$ to p_j .

when $MSG(m, vc)$ is received from p_j do

- (4) $vc_i[1..n] \leftarrow \max(vc_i[1..n], vc[1..n])$.

Vector clock system for relevant events (code for process p_i)



7 Relevant events in a distributed computation



Aplicación: Detección de conjunciones de predicados estables.

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 .

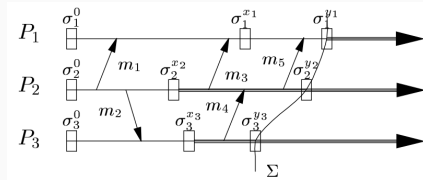
Def. Sea $\{p_1, \dots, p_n\}$ un sistema distribuido y LP_1, \dots, LP_n n predicados locales, uno por proceso (con su respectivo proceso). Un estado global consistente $\Sigma = (\sigma_1, \dots, \sigma_n)$ satisface el predicado global $LP_1 \wedge \dots \wedge LP_n$ denotado por

$$\Sigma \models \bigwedge_i LP_i$$

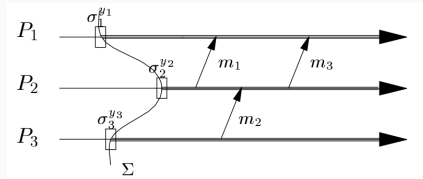
siempre que $\bigwedge_i (\sigma_i \models LP_i)$.

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.



Evento relevante En algún nivel de abstracción, sólo un subconjunto de los eventos son relevantes. Por ejemplo, en algunas aplicaciones sólo la modificación de algunas variables locales, o el procesamiento de ciertos mensajes específicos son relevantes.

Dado un computo distribuido $\hat{H} = (H, \xrightarrow{ev})$, sea $R \subset H$ los eventos relevantes.

Definición. Relación causal de Precedencia, denotada como \xrightarrow{re} :

$$\forall e_1, e_2 \in R : (e_1 \xrightarrow{re} e_2) \iff (e_2 \xrightarrow{ev} e_1)$$

Esta relación es la proyección de \xrightarrow{ev} sobre los elementos de R .

Sean $e_1, e_2 \in R$. Si e_1 es **predecesor inmediato de** e_2 entonces:

$$(e_1 \xrightarrow{re} e_2) \wedge (\nexists e \in R : (e_1 \xrightarrow{re} e) \wedge (e \xrightarrow{re} e_2))$$

Vector Clocks in Action: Immediate Precessors

when producing a relevant internal event e do

- (1) $vc_i[i] \leftarrow vc_i[i] + 1$;
- (2) Produce the relevant event e . % The date of e is $vc_i[1..n]$.

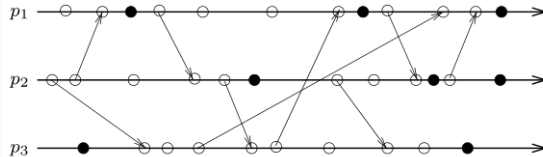
when sending $MSG(m)$ to p_j do

- (3) send $MSG(m, vc_i[1..n])$ to p_j .

when $MSG(m, vc)$ is received from p_j do

- (4) $vc_i[1..n] \leftarrow \max(vc_i[1..n], vc[1..n])$.

Vector clock system for relevant events (code for process p_i)



7 Relevant events in a distributed computation

El problema del seguimiento del predecesor inmediato (Immediate predecessor tracking IPT) Consiste en asociar a cada evento relevante el conjunto de eventos relevantes que son sus predecesores inmediatos.

Además, esto se ha hecho sobre la marcha y sin añadir mensajes de control.

La determinación de los predecesores inmediatos consiste en calcular la reducción transitiva (o diagrama de Hasse) del orden parcial $\widehat{R} = (R, \xrightarrow{re})$.

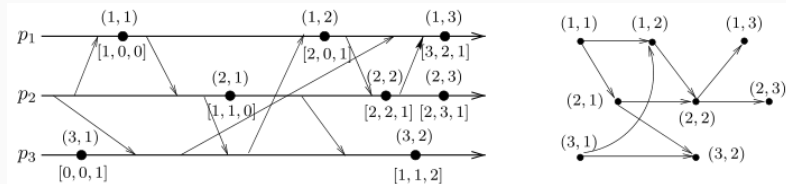


Fig. 7.19 From relevant events to Hasse diagram

Un algoritmo que resuelve el problema IPT: variables locales

when producing a relevant internal event e do

- (1) $vc_i[i] \leftarrow vc_i[i] + 1$;
- (2) Produce the relevant event e ; **let** $e.imp = \{(k, vc_i[k]) \mid imp_i[k] = 1\}$;
- (3) $imp_i[i] \leftarrow 1$;
- (4) **for each** $j \in \{1, \dots, n\} \setminus \{i\}$ **do** $imp_i[j] \leftarrow 0$ **end for**.

when sending MSG(m) to p_j do

- (5) send MSG($m, vc_i[1..n], imp_i[1..n]$) to p_j .

when MSG(m, vc, imp) is received do

- (6) **for each** $k \in \{1, \dots, n\}$ **do**
- (7) **case** $vc_i[k] < vc[k]$ **then** $vc_i[k] \leftarrow vc[k]$; $imp_i[k] \leftarrow imp[k]$
- (8) $vc_i[k] = vc[k]$ **then** $imp_i[k] \leftarrow \min(imp_i[k], imp[k])$
- (9) $vc_i[k] > vc[k]$ **then** skip
- (10) **end case**
- (11) **end for**.

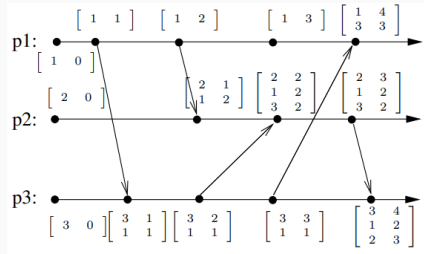
Determination of the immediate predecessors (code for process p_i)

Aplicación: Relojes vectoriales dinámicos

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) 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 el m de e_j^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 envío 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:
 $C_i(e_i^x)[1, 2] = C_i(e_i^{x-1})[1, 2] + 1$



Conjuntos Imposibles: Problema.

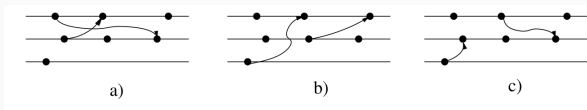
El problema de los *conjuntos imposibles* establece:

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

Ejemplo:

$$\mathcal{A} = \{ \langle 2, 3, 1 \rangle, \langle 3, 0, 0 \rangle \}$$
$$\mathcal{B} = \{ \langle 1, 1, 1 \rangle \}$$

(a) Conjuntos.



(b) Historias.

Figure: Detectando conjuntos.



Introducción: