

## MỘT MÔ HÌNH ĐỂ BIỂU DIỄN HÀNH VI VÀ PHÂN TÍCH CÁC HỆ THỐNG PHÂN TÁN

ĐẶNG VĂN HUNG

Viện Tin học

### I - GIỚI THIỆU

Trong khi nghiên cứu về các hệ thống phân tán, người ta gặp phải hai khó khăn chính là tính trì hoãn của việc truyền thông báo và hệ thống không có đồng hồ chung. Các kỹ thuật đồng bộ đã được đề xuất nhằm khắc phục các khó khăn này, chẳng hạn kỹ thuật gọi thủ tục cô lập [1], kỹ thuật giao tác nguyên tử [1, 2, 9], kỹ thuật gán nhãn thời gian [2],... Các kỹ thuật được đề xuất này đã giúp cho việc cài đặt các hệ thống đồng bộ trên các hệ tính toán phân tán. Tuy nhiên, việc xác định trạng thái tổng thể tức thời của hệ thống phân tán là không thể giải quyết được [1, 8]. Chandy và Lamport [4] đã đề xuất một phương pháp để xác định nhanh trạng thái của hệ phân tán dựa vào quan sát rằng trạng thái tổng thể của hệ phân tán không chỉ gồm các trạng thái của các quá trình trong hệ thống mà còn gồm cả các trạng thái của các kênh truyền thông tin. Thuật toán của Lamport xác định được rằng tại một thời điểm nào đó trong khoảng thời gian tiến hành của thuật toán, các quá trình thành phần ở trạng thái nào và còn những thông báo nào là chưa được xử lý cho tới thời điểm đó. Trong bài báo này chúng tôi chỉ ra rằng trong nhiều trường hợp, các thông tin được ghi nhận này không đủ để xác định được trạng thái đồng bộ của hệ thống ban đầu trước hoặc sau đó. Chúng tôi cũng cung cấp một số cách để giải quyết bài toán với một số giả thiết. Các kỹ thuật chúng tôi đề xuất có thể được dùng trong việc nghiên cứu bài toán điều khiển song song trong cơ sở dữ liệu phân tán cũng như nghiên cứu các tính chất ổn định của hệ thống phân tán.

Chúng tôi trình bày các vấn đề trên trong một mô hình riêng về các hệ phân tán dựa trên các kết quả trước đây [6, 7] của mình. Mô hình của chúng tôi dựa trên các vec tơ hành vi của các quá trình và được chỉ ra là tương đương với mô hình dựa trên thứ tự bộ phận [9, 10] nhưng dễ dùng và trực quan hơn, có thể được biểu diễn nhờ các công cụ của ngôn ngữ hình thức.

Bài báo này được tổ chức như sau. Đoạn sau đây trình bày mô hình hình thức cho các hệ phân tán và phát biểu bài toán. Đoạn 2 nghiên cứu một số kỹ thuật đồng bộ và cho một thuật toán để xác định trạng thái đồng bộ tổng thể của hệ phân tán. Chúng tôi cho rằng các độc giả đã quen với các khái niệm cơ sở của ngôn ngữ hình thức và ô tô máy.

### II - MÔ HÌNH HÀNH VI CỦA CÁC HỆ THỐNG PHÂN TÁN

Một hệ phân tán về mặt logic gồm có các quá trình được nối với nhau bởi các kênh logic truyền thông tin giữa các quá trình. Các quá trình trong hệ có thể tiến hành các tính toán địa

phương, gửi và nhận thông báo. Hệ được giả thiết là liên thông, tức là mỗi quá trình đều có thể gửi thông báo cho một quá trình bất kỳ khác. Việc truyền thông báo giữa các quá trình được gọi là đồng bộ nếu quá trình gửi chỉ có thể gửi khi quá trình nhận đã sẵn sàng nhận. Dĩ nhiên mỗi lệnh nhận thông báo phải xảy ra đồng thời với hành động gửi tương ứng (trong trường hợp truyền thông báo đồng bộ) hoặc sau hành động này (trong trường hợp truyền thông báo không đồng bộ).

Hệ phân tán được định nghĩa hình thức như sau.

*Định nghĩa 1.* Một hệ phân tán với  $N$  quá trình là bộ

$$\mathcal{D} = (P_1, P_2, \dots, P_N, C, \xrightarrow{o})$$

Trong đó,

$P_i = (Q_i, \xrightarrow{i}, A_i)$  là quá trình thứ  $i$  của hệ;  $Q_i$  là tập các trạng thái địa phương của quá trình  $i$ ,  $A_i$  là tập các hành động bên trong của nó (được giả thiết là rời nhau từng cặp),  $\xrightarrow{i} \subseteq Q_i \times A_i \times Q_i$  là quan hệ truyền ứng có nhãn trên  $A_i$  - quan hệ truyền trạng thái địa phương của quá trình  $i$ , (ta sẽ viết  $q \xrightarrow{a} q'$  nếu  $(q, a, q') \in \xrightarrow{i}$  đối với mỗi quan hệ truyền ứng có nhãn  $\xrightarrow{i}$ ),

$C = \bigcup_{i,j \leq N} (R_{ij} \cup S_{ij})$  là tập các hành động thông tin,  $S_{ij}$  là tập các hành động gửi thông báo của quá trình  $i$  từ quá trình  $j$ . Tagiá thiết các  $R_{ij}, S_{ij}, i, j = 1, \dots, N$  là rời nhau từng cặp.

$\xrightarrow{o}$  là quan hệ truyền ứng có nhãn trên  $C$ ,

$\xrightarrow{a} \subseteq Q_i \times Q_j \times Q_i$  nếu  $a \in R_{ij}$ ,  $\xrightarrow{a} \subseteq Q_i \times Q_j$  nếu  $a \in S_{ij}$  ( $i, j \leq N$ ).

Từ định nghĩa trên, mỗi quá trình trong hệ thống có thể tiến hành một phép toán địa phương hoặc phép toán gửi thông báo cho một quá trình khác trong hệ mà phụ thuộc vào trạng thái hiện tại của quá trình và của quá trình gửi lúc gửi thông báo (nội dung của thông báo) và kết quả của việc tiến hành sẽ làm thay đổi trạng thái của quá trình nhận.

Ta hãy xét các hành động của hệ tại mỗi thời điểm của thời gian rời rạc với giả thiết các hành động nói trên (bên trong, gửi và nhận thông báo) là nguyên tử (xem [9, 10]). Hành động của hệ thống tại mỗi thời điểm sẽ gồm hành động của các quá trình kể cả hành động nhận rồi. Tagi gọi  $A = (\Sigma_1, \Sigma_2, \dots, \Sigma_N)$  là tập các hành động có thể của hệ, với  $\Sigma_i = A_i \cup (\bigcup_j S_{ij}) \cup (\bigcup_j R_{ij}) \cup \{\lambda\}$  ( $\lambda$  ký hiệu cho hành động rỗng). Tập hợp

$$AS = \{\bar{a} : \bar{a} = (a_1, a_2, \dots, a_N) \in A \text{ \& } a_i \in R_{ij} \Leftrightarrow a_j \in S_{ji}, i, j \leq N\}$$

được gọi là tập hành động đồng bộ của hệ.

Để mô tả hành vi của hệ phân tán, ta sẽ đưa vào một công cụ gọi là véc tơ các dãy hành động được định nghĩa là phần tử của tập hợp

$$VAS(A) = \{\bar{w} : \bar{w} = (w_1, w_2, \dots, w_N) \text{ \& } w_i \in \Sigma^*_i, i \leq N\}.$$

Để đơn giản cách viết, trong bài báo này ta sẽ dùng các ký hiệu sau đây. Với mỗi  $\bar{w} \in VAS(A)$ ,  $w_i$  ký hiệu thành phần thứ  $i$  của nó. Tích của hai phần tử  $\bar{w}$  và  $\bar{w}'$  của  $VAS(A)$  là phần tử của  $VAS(A)$  mà mỗi thành phần thứ  $i$  của nó là  $w_i w'_i$ . Với  $B \subseteq (\Sigma_i \setminus \{\lambda\})$ ,  $\$_B w_i$  ký hiệu tổng số lần xuất hiện của các phần tử của  $B$  trong  $w_i$ . Tập gồm một phần tử sẽ được đồng nhất với phần tử của nó.  $\lambda$  ký hiệu cho cả hành động rỗng và từ rỗng. Ta gọi  $w_i, w_j$  là sánh được nếu phép tương ứng bộ phận một - một giữa các xuất hiện của các ký hiệu phép toán "gửi" và "nhận" trong  $w_i$  và  $w_j$  định nghĩa bởi

- (i)  $a$  tương ứng với  $b$  nếu  $a$  là tiến hành của phép toán trong  $S_{i_j}$  và  $b$  là tiến hành của phép toán trong  $R_{j_i}$  sao cho  $\$_{S_{i_j}} w'_i = \$_{R_{j_i}} w'_j$ , với  $w'_i$  là tiền tố ngắn nhất của  $w_i$  chứa  $a$  và  $w'_j$  là tiền tố ngắn nhất của  $w_j$  chứa  $b$ ,
- (ii)  $a$  tương ứng với  $b$  nếu  $b$  tương ứng với  $a$ ,

đảm bảo quan hệ xuất hiện trước sau của  $w_i$  và  $w_j$ .

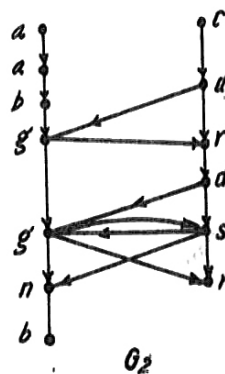
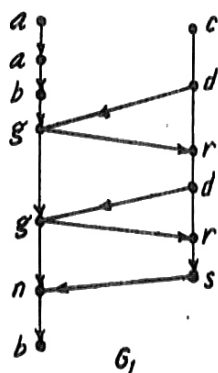
Định nghĩa được mở rộng cho  $w_1, w_2, \dots, w_N$  theo cách tự nhiên.

Ví dụ 1.  $w_1 = aabggnb, w_2 = cdrdrs, w_3 = cdrdsr, A_1 = \{a, b\}, R_{12} = \{n\}, A_2 = cd, R_{21} = \{r\}, S_{12} = \{g\}, S_{21} = \{s\}$ . Khi đó  $w_1$  và  $w_2$  là sánh được, trong khi  $w_1$  và  $w_3$  là không sánh được.

**Mệnh đề 1.** Cho  $w_i \in \sigma_i^+, i = 1, 2, \dots, N$ . Các  $w_i, i = 1, 2, \dots, N$  là sánh được nếu và chỉ nếu quan hệ "đi trước" giữa các tiến hành của các phép toán trong  $w_i$  định nghĩa như sau đây là phi chu trình:

- (i)  $a$  đi trước  $b$  nếu  $a$  và  $b$  đều xuất hiện trong một  $w_i$  nào đó và  $a$  xuất hiện trước  $b$  trong  $w_i$ ,
- (ii)  $a$  đi trước  $b$  nếu  $a$  là tiến hành của phép toán trong  $S_{i_j}$  và  $b$  là tiến hành của phép toán trong  $R_{j_i}$  tương ứng với  $\tau$ ,
- (iii)  $a$  đi trước  $b$  nếu  $a$  đi trước tiến hành phép toán tương ứng của  $b$ .

Mệnh đề này là cách phát biểu lại định nghĩa trên. Trong ví dụ 1 trên đây, quan hệ đi trước sinh bởi  $w_1$  và  $w_2$  được biểu diễn bởi đồ thị định hướng  $G_1$ , quan hệ đi trước sinh bởi  $w_1$  và  $w_3$  được biểu diễn bởi đồ thị định hướng  $G_2$  trong hình vẽ dưới đây.



Theo nhận xét của Lamport, trạng thái đầy đủ của hệ phân tán gồm có các trạng thái địa phương của các quá trình và nội dung của các kênh. Nội dung của các kênh sẽ được biểu diễn bởi ma trận mà phần tử hàng  $i$  và cột  $j$  sẽ là dãy các thông báo của quá trình  $i$  gửi cho quá trình  $j$  nhưng vẫn chưa được nhận. Trong hình thức hóa, đó là dãy các trạng thái của quá trình  $i$  lúc phát ra thông báo cho các quá trình  $j$ . Một cách hình thức, không gian trạng thái của hệ thống là

$$S = Q_1 \times Q_2 \times \dots \times Q_N \times X$$

trong đó  $X$  là tập hợp các ma trận vuông cấp  $N$  mà các phần tử hàng thứ  $i$  của nó nằm trong  $Q_i$ . Mỗi phần tử của  $S$  sẽ được gọi là trạng thái đầy đủ của hệ,  $N$  thành phần đầu tiên của trạng thái của hệ sẽ được gọi là trạng thái của hệ.

Với mỗi dãy ký tự  $k$ , các phép toán in và out

(tương ứng với việc gửi và nhận thông báo) được định nghĩa là

in ( $k, q$ ) sẽ thêm  $q$  vào cuối của dãy  $k$  tạo thành kết quả.

out ( $k$ ) sẽ lấy bớt một phần tử ở đầu của dãy  $k$  nếu dãy này không rỗng, đặt phần tử lấy ra và dãy còn lại là kết quả của phép toán, không xác định nếu  $k$  là dãy rỗng.

Hoạt động của hệ phân tán được xác định bởi quan hệ truyền ứng có nhãn  $\rightarrow \in S \times A \times S$  trên không gian trạng thái được định nghĩa dưới đây. Ký hiệu

$$AL = (A_1 \cup \{\lambda\}, A_2 \cup \{\lambda\}, \dots, A_N \cup \{\lambda\})$$

$$AR = (R_1 \cup \{\lambda\}, R_2 \cup \{\lambda\}, \dots, R_N \cup \{\lambda\}) \quad R_i = \bigcup_j R_{ij}, \quad j = 1, 2, \dots, N$$

$$AA = (S_1 \cup \{\lambda\}, S_2 \cup \{\lambda\}, \dots, S_N \cup \{\lambda\}) \quad S_i = \bigcup_j S_{ij}, \quad j = 1, 2, \dots, N$$

(Khi các quan hệ truyền ứng có nhãn có thể phân biệt nhờ các tập nhãn, ta sẽ bỏ các chỉ số dưới nếu không gây ra sự hiểu lầm nào).

Với mỗi  $f, f' \in S$ ,  $f = (f_1, f_2, \dots, f_N, K)$ ,  $f' = (f'_1, f'_2, \dots, f'_N, K')$ ,  $\bar{a} = (a_1, a_2, \dots, a_N) \in A$ ,

Nếu  $\bar{a} \in AL$ ,  $f \xrightarrow{\bar{a}} f' \Leftrightarrow K' = K * \& (\forall i \leq N) f_i \xrightarrow{a_i} f'_i$ ,

Nếu  $\bar{a} \in AA$ ,  $f \xrightarrow{\bar{a}} f' \Leftrightarrow ((\forall i \in N) f_i \xrightarrow{a_i} f'_i) \& ((\forall i, j \leq N) ((k'_{ij} = \text{in}((k_{ij}, f_i) \& a_i \in S_{ij}) \vee (k'_{ij} = k_{ij} \& a_i \notin S_{ij})))$ ,

Nếu  $\bar{a} \in AR$ ,  $f \xrightarrow{\bar{a}} f' \Leftrightarrow$

$$((\forall i, j \leq N) ((q, k'_{ij}) = \text{out}(k_{ij} \& a_i \in R_{ij} \& (f_i, p) \xrightarrow{\bar{a}} f'_i))$$

$$\vee (k'_{ij} = k_{ij} \& a_i \notin (R_{ij} \cup \{\lambda\})) \vee (k'_{ij} = k_{ij} \& a_i = \lambda \& f_i = f'_i)),$$

Nếu  $\bar{a} \in A$ ,  $\bar{a} = \bar{a}_1 \bar{a}_2 \bar{a}_3$  với  $\bar{a}_1 \in AL$ ,  $\bar{a}_2 \in AA$ ,  $\bar{a}_3 \in AR$ ; khi đó

$$f \xrightarrow{\bar{a}} f' \Leftrightarrow (\exists f'', f''') (f \xrightarrow{\bar{a}_1} f'' \xrightarrow{\bar{a}_2} f''' \xrightarrow{\bar{a}_3} f').$$

Theo định nghĩa này, mỗi quá trình trong hệ thống có thể tiến hành các tính toán địa phương và gửi thông báo độc lập với các quá trình khác; việc gửi thông báo là đồng bộ nếu kênh truyền tin tương ứng là rỗng và quá trình nhận đã sẵn sàng nhận; hành động nhận thông báo có thể trì hoãn tùy ý.

Quan hệ  $\longrightarrow$  được mở rộng thành quan hệ có nhãn trên  $VAS(A)$  theo cách tự nhiên thông thường và lưu ý rằng mở rộng này độc lập với cách phân tích của  $\bar{w}$  thành dãy các hành động của  $A$ . Hạn chế của quan hệ này trên tập nhãn là các dãy hành động đồng bộ được gọi là quan hệ truyền ứng đồng bộ, ký hiệu là  $\xrightarrow{a}$ , tức là

$$\xrightarrow{a} = \longrightarrow \cap S \times VAS(AS) \times S.$$

Cho  $s = (s_1, s_2, \dots, s_N, \emptyset)$  là một trạng thái đầu tiên của hệ ( $\emptyset$  ký hiệu ma trận mà các phần tử của nó là các dãy rỗng).

**Định nghĩa 2.** Tập hợp  $\beta = \{\bar{w} : (\exists f \in S) s \xrightarrow{\bar{w}} f\}$  được gọi là hành vi của hệ phân tán  $D$  tương ứng với trạng thái đầu tiên  $s$ . Tập hợp  $R(D, s) = \{f : (\exists \bar{w} \in \beta) s \xrightarrow{\bar{w}} f\}$  được gọi là tập các trạng thái có thể đạt được từ  $s$  của  $D$ .

Khi thay thế  $\longrightarrow$  bởi  $\xrightarrow{a}$  trong định nghĩa trên đây, ta được định nghĩa tương ứng của hành vi đồng bộ  $\beta_a$  và tập các trạng thái đồng bộ có thể đạt được từ  $s$ ,  $R_a(D, s)$ , của hệ.

**Ví dụ 2.** Giả sử  $D$  có hai quá trình  $P_1, P_2$  được cho bởi sơ đồ truyền trạng thái sau



Khi đó

$$\beta = \{\lambda, (s_1, \lambda), (s_1, r_2), (s_1, r_2 s_2), (s_1 r_1, r_2 s_2)\},$$

$$\beta_a = \{\lambda, (s_1, r_2), (s_1 r_1, r_2 s_2)\},$$

$$R(D, (q_0, p_0)) = \{(q_0, p_0), (q_1, p_0), (q_1, p_1), (q_1, p_2), (q_2, p_2)\}$$

$$R_a(D, (q_0, p_0)) = \{(q_0, p_0), (q_1, p_1), (q_2, p_2)\}.$$

(Ở đây ta chỉ xét các trạng thái - thành phần kênh đã bị bỏ qua).

Mệnh đề sau đây là một hệ quả của định nghĩa trên.

**Mệnh đề 2.**

(i)  $\bar{w} \in \beta$  kéo theo  $\forall i, j \leq N, \#_{s_i} w_i \geq \#_{r_j} w_j$ .

(ii)  $\bar{w} \in \beta_a$  kéo theo  $\forall i, j \leq N, \#_{s_i} w_i = \#_{r_j} w_j$  và nếu  $s \xrightarrow{\bar{w}} f = (f_1, f_2, \dots, f_N, K)$  thì  $K = \emptyset$ .

**Định lý 1.**  $\bar{w} \in \beta_a$  kéo theo các thành phần  $\bar{w}$  là sánh được. Ngược lại, nếu  $\bar{w} \in \beta$  có các thành phần sánh được và

$$s \xrightarrow{\bar{w}} f = (f_1, f_2, \dots, f_N, \emptyset)$$

thì  $\bar{w} \in \beta_a$ .

Định lý này nói rằng khi một hệ thống tính toán song song đồng bộ chạy trên một hệ phân tán truyền thông báo không đồng bộ, hệ thống cần một cơ chế để điều khiển hành vi của các quá trình sao cho chúng là sánh được, các cơ chế đó, chẳng hạn giao tác nguyên tử hoặc gọi thủ tục cô lập, hoặc các yếu tố P-V.

*Chứng minh.*

( $\Rightarrow$ ) Được chứng minh dễ dàng bằng qui nạp theo độ dài của các bước truyền ứng.

( $\Leftarrow$ ) Từ điều kiện của định lý và định nghĩa của  $\rightarrow$ , suy ra rằng

$$\forall i, j \leq N, \mathcal{S}_{S_i}, \omega_i = \mathcal{S}_{R_j}, \omega_j$$

Nghĩa là mỗi tiến hành của phép toán gửi trong  $\bar{w}$  đều có tiến hành của phép toán nhận tương ứng. Các hành động chỉ gồm hai thành phần khác rỗng gồm hành động gửi và hành động nhận mà các tiến hành của chúng trong  $\bar{w}$  là tương ứng là các hành động đồng bộ. Theo mệnh đề 1, bao đóng truyền ứng của quan hệ đi trước là thứ tự bộ phận không phản xạ trên tập các tiến hành phép toán trong các thành phần của  $\bar{w}$ . Lấy một sắp xếp tô pô của thứ tự bộ phận này và bỏ đi khỏi dãy các tiến hành của phép toán nhận. Xét dãy các hành động của hệ phân tán tương ứng với sắp xếp này như sau.

Ứng với một phần tử của dãy sắp xếp, xây dựng một hành động của hệ, gồm chỉ một thành phần khác rỗng là phép toán ứng với phần tử đó nếu phần tử đó là một tính toán địa phương; gồm hành động gửi tương ứng với phần tử đó và hành động nhận có tiến hành tương ứng với phần tử này trong  $\bar{w}$ . Dễ dàng chỉ ra rằng dãy các hành động như vậy tạo thành một phân tích thành dãy các hành động đồng bộ của  $\bar{w}$  và hệ thống có thể tiến hành dãy các hành động đồng bộ này để đi tới trạng thái  $f$ , Đó là điều phải chứng minh.

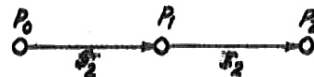
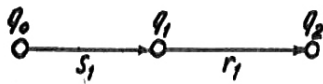
Chúng tôi đã trình bày một mô hình hình thức cho hệ phân tán và biểu diễn hành vi của chúng. Trong bài nào chúng tôi quan tâm đến việc cài đặt một hệ đồng bộ trên hệ thống truyền thông báo không đồng bộ, mà làm tăng hiệu quả của hệ thống. Vì thế, chúng tôi hạn chế xét lớp các hệ phân tán thỏa mãn tính chất sau:

**Định nghĩa 3.** Hệ phân tán  $D$  với trạng thái đầu tiên  $s$  được gọi là được đồng bộ nếu

$$B \subseteq Pref(B_s) \ \& \ B_s \subseteq Pref(B),$$

trong đó  $Pref(X)$ , đối với  $X \subseteq VAS(A)$ , ký hiệu tập con của  $VAS(A)$  gồm các phần tử  $\bar{w}$  mà đối với nó có phần tử  $\bar{w}'$  của  $X$  để mọi thành phần của  $\bar{w}$  là tiền tố của thành phần tương ứng của  $\bar{w}'$ ; nghĩa là mỗi hành vi của  $D$  đều được mở rộng thành hành vi đồng bộ của nó.

**Ví dụ 3.** Giả sử  $P_1$  và  $P_2$  là như sau:



Khi đó,

$$B = \{\lambda, (s_1, \lambda), (\lambda, s_2), (s_1, s_2), (s_1 r_1, s_2), (s_1, s_2 r_2), (s_1 r_1, s_1 r_2)\}$$

$$R(D, (q_0, p_0)) = \{(q_0, p_0), (q_1, p_0), (q_1, p_1), (q_1, p_2), (q_2, p_2)\}$$

$$R_s(D, (q_0, p_0)) = \{(q_0, p_0)\}, \quad B = \{\lambda\},$$

$\mathcal{D}$  không phải là hệ được đồng bộ.

Bài toán xác định trạng thái được phát biểu như sau: Cho  $\mathcal{D}$  là một hệ phân tán được đồng bộ. Hãy xác định trạng thái đồng bộ mới nhất mà hệ thống vừa đi qua tại một thời điểm nào đó.

Định lý sau đây khẳng định rằng nếu khả năng của bộ nhớ là hữu hạn, ta không thể giải được bài toán trên.

**Định lý 2.** Tồn tại một hệ phân tán được đồng bộ sao cho từ một trạng thái đồng bộ, hệ thống không đi qua một trạng thái đồng bộ nào và có một số quá trình tiến hành một số lớn tùy ý các hành động gửi và nhận thông báo, ngay cả hệ thống có khả năng kênh bị chặn.

*Chứng minh.* Xét hệ thống  $\mathcal{D}$  gồm 3 quá trình như sau

$$\begin{array}{l} P_1 \quad p_1 \xrightarrow{r_{12}} p_2 \xrightarrow{a_1} p_3 \xrightarrow{r_{12}} p_4 \\ P_2 \quad q_1 \xrightarrow{s_{21}} q_2 \xrightarrow{s_{22}} q_3 \xrightarrow{s_{23}} q_4 \xrightarrow{s_{23}} q_5 \longrightarrow \dots \\ P_3 \quad t_1 \xrightarrow{r_{32}} t_2 \xrightarrow{r_{32}} t_3 \xrightarrow{r_{32}} t_4 \longrightarrow \dots \end{array}$$

Khi đó  $(p_1, q_1, t_1) \xrightarrow{\alpha} (p_2, q_m, t_m)$  với  $m$  lớn tùy ý. Ở trạng thái  $q_m$ ,  $P_2$  sẽ tiến hành lệnh gửi cho  $P_1$ .

### III - MỘT THUẬT TOÁN ĐỂ XÁC ĐỊNH TRẠNG THÁI ĐỒNG BỘ TỔNG THỂ CỦA HỆ PHÂN TÁN

Trong phần này, ta sẽ xét một lớp đặc biệt các hệ phân tán và ta gọi là các hệ thống được đồng bộ chặt và cho một thuật toán để giải bài toán phát biểu ở đoạn trước đối với lớp này.

**Định nghĩa 4.** Hệ phân tán được đồng bộ  $\mathcal{D}$  gọi là được đồng bộ chặt nếu có hằng số  $m$  và trong mỗi tập  $S_{ij}$  có một phần tử "phức tạp"  $u_{ij}$  để sao cho:

- Mỗi hành động nhận không tương ứng với hành động phức tạp phải được đi sau bởi một hành động gửi cho quá trình tương ứng,
- Mỗi quá trình không tiến hành quá  $m$  hành động gửi thông báo cho các quá trình mà không nhận được thông báo từ các quá trình này.

**Ví dụ 4.** Hệ trong chứng minh định lý 2 không được đồng bộ chặt. Hệ sau đây được đồng bộ chặt với  $m = 4$

$$\begin{array}{l} P_1 \quad p_1 \xrightarrow{r_{12}} p_2 \xrightarrow{a_1} p_3 \xrightarrow{r_{12}} p_4 \xrightarrow{u_{12}} p_5 \\ P_2 \quad q_1 \xrightarrow{s_{21}} q_2 \xrightarrow{s_{21}} q_3 \xrightarrow{s_{23}} q_4 \xrightarrow{r_{23}} q_5 \xrightarrow{u_{23}} q_6 \xrightarrow{r_{21}} q_7 \\ P_3 \quad t_1 \xrightarrow{r_{32}} t_2 \xrightarrow{s_{32}} t_3 \xrightarrow{r_{32}} t_4 \end{array}$$

**Định lý 3.** Với một hệ phân tán được đồng bộ chặt, nếu  $s \xrightarrow{\bar{w}} f$  thì  $\bar{w} = \bar{u}\bar{v}$  sao cho  $s \xrightarrow{\bar{u}} q \xrightarrow{\bar{v}} f$ ,  $q \in R_s(\mathcal{D}, s)$  và mỗi thành phần của  $\bar{v}$  không có quá  $m \times N^2$  tiến hành phép toán gửi và nhận thông báo cho mỗi quá trình trong hệ.



*Chứng minh.* Tại mỗi trạng thái đạt được của hệ, số thông báo chưa nhận được không vượt quá  $m \times N$ . Từ định nghĩa của hệ đồng bộ chặt và thứ tự nhân quả trong định nghĩa của hành vi, tất cả các thông báo được gửi trước đó  $m \times N$  hành động trao đổi thông tin (gửi và nhận) bởi mỗi quá trình đều đã nhận được, tức là có các lệnh nhận tương ứng. Và  $\beta \in Pref(\beta_s)$  nên có  $\bar{w}'$  "ngắn nhất" trong  $\beta_s$  để  $\bar{w} \in Pref(\bar{w}')$ . Theo định nghĩa của  $\beta_s$ , tồn tại  $\bar{u}$  cực đại trong  $VAS(\mathcal{AS})$  để  $\bar{u} \in Pref(\bar{w}') \cap Pref(\bar{w})$ . Do đó  $\bar{w} = \bar{u}\bar{v}$  với  $\bar{v}$  nào đó. Theo định lý 1,  $\bar{u} \in \beta_s$ . Vì tính cực đại (theo thứ tự bộ phận "tiền tố" trên  $VAS(\mathcal{AS})$ ) và theo định lý 1, có thể chứng minh rằng mỗi thành phần của  $\bar{v}$  không có quá  $m \times N^2$  hành động thông tin.

Định lý trên nói rằng các quá trình trong hệ được đồng bộ chặt không được phép đi trước quá xa các quá trình khác. Mỗi một thông báo sẽ được nhận muộn nhất là sau khi quá trình gửi đã tiến hành  $m \times N^2$  hành động thông tin. Kết hợp với thuật toán của Chandy và Lamport [4], định lý trên đây dẫn đến một thuật toán để xác định trạng thái đồng bộ của hệ phân tán, được trình bày tóm tắt dưới đây.

1. Mỗi quá trình ghi vết lịch sử trao đổi thông tin của mình có độ dài  $m \times N^2$  (gồm dãy các cặp có dạng  $(c, q)$  với  $c$  là hành động thông tin được tiến hành và  $q$  là trạng thái của quá trình lúc tiến hành  $c$ ) theo thứ tự của tiến hành (đầu tiên dãy này là  $\lambda$ ). Để đơn giản, ta coi dãy này là một phần của trạng thái của quá trình, được bổ sung thêm vào cuối dãy một phần tử mới và bớt đi ở đầu dãy một phần tử nếu nó có độ dài vượt quá  $m \times N^2$  mỗi khi một phép toán trao đổi thông tin được tiến hành.

2. Dùng thuật toán của Lamport [4] để xác định một trạng thái đầy đủ  $f = f_1, f_2, \dots, f_N, K$  tương đối mới mà hệ thống vừa đi qua. Theo định lý trên, các phần tử của  $K$  có độ dài bị chặn bởi  $m \times N^2$ .

3. Căn cứ vào các thành phần của  $f$ , "tháo gỡ" (undo) dần để xác định trạng thái đồng bộ  $g$ , tồn tại (theo định lý trên) trong lịch sử đã ghi ở  $f$ .

#### IV - KẾT LUẬN VÀ HƯỚNG NGHIÊN CỨU TỚI

Chúng tôi đã trình bày một mô hình để biểu diễn hành vi và phân tích các hệ phân tán, đề cập vấn đề nguyên lý của các kỹ thuật đồng bộ và cho một thuật toán để xác định trạng thái đồng bộ của các hệ phân tán đặc biệt. Do khuôn khổ hạn chế, chúng tôi mới chỉ trình bày các nét chính. Chúng tôi cho rằng mô hình này có thể được dùng để nghiên cứu về bài toán điều khiển song song trong các cơ sở dữ liệu phân tán. Các nghiên cứu tiếp theo của chúng tôi sẽ là việc xây dựng các thuật toán đồng bộ dựa trên nguyên lý đã đề xuất và cải tiến thuật toán trình bày trên đây. Một vấn đề nữa chúng tôi thấy cần quan tâm là phân tích và xác định các tính chất của hành vi của hệ dựa trên mô hình này và xét bài toán trong trường hợp hệ thống không đồng bộ tổng quát.

Nhận ngày 15-4-1991



## TÀI LIỆU THAM KHẢO

1. H. E. Bal, J. G. Steiner, A. S. Tanenbaum, Programming languages for distributed computing systems, ACM Comput. Surv. 31 (3) (1989) 261-322.
2. Bernstein, N. Goodman, Concurrency control in distributed systems, ACM Comput. Surv. 13 (2) (1981) 154-168.
3. L. Bouge, Repeated snapshots in Distributed systems with synchronous communications and their implementation in CSP, Theoretical Computer Science 49 (1987) 145-169.
4. K. M. Chandy and L. Lamport, Distributed snapshots: determining the global state of distributed systems, ASM Trans. Comput. Systems 3 (1) (1985) 63-75.
5. J. Y. Halpern, Using reasoning about knowledge to analyze distributed systems, Ann. Rev. Computer Science 2 (1987) 37-68.
6. D. V. Hung and E. Knuth, Semi-commutations and Petri nets, Theoretical Computer Science 64 (1989) 67-81.
7. D. V. Hung, Notes on projection products, trace languages and synthesized concurrent computation systems, MTA-SZTAKI Kozlemenyek 32 (1985) 87-104.
8. T. A. Joseph, T. Rauchle, S. Toueg, State Machines and assertions: an itegrated approach to modelling and verification of distributed systems, Science of Computer Programming 7 (198) 1-22.
9. L. Lamport, On interprocess communication, Distributed Computing 1 (1986) 77-85.
10. A. Mazurkiewicz, E. Ochmanski, W. Peuczek, Concurrent systems and inevitability, Theoretical Computer Science 64 (1989) 281-304.

## ABSTRACT

## A MODEL FOR ANALYZING DISTRBUTET SYSTEMS

The present paper gives a formal model for analyzing distributed systems and representing their behavior. The model is proved to be simple and powerful enough in studying the problems concerning distributed systems. Some synchronization techniques are considered, and an algorithm for determining states of distributed systems is given.