

Theo yêu cầu của khách hàng, trong một năm qua, chúng tôi đã dịch qua 16 môn học, 34 cuốn sách, 43 bài báo, 5 sổ tay (chưa tính các tài liệu từ năm 2010 trở về trước) Xem ở đây

**DỊCH VỤ  
DỊCH  
TIẾNG  
ANH  
CHUYÊN  
NGÀNH  
NHANH  
NHẤT VÀ  
CHÍNH  
XÁC  
NHẤT**

Chỉ sau một lần liên lạc, việc dịch được tiến hành

Giá cả: có thể giảm đến 10 nghìn/1 trang

Chất lượng: Tạo dựng niềm tin cho khách hàng bằng công nghệ 1. Bạn thấy được toàn bộ bản dịch; 2. Bạn đánh giá chất lượng. 3. Bạn quyết định thanh toán.

Tài liệu này được dịch sang tiếng việt bởi:

**[www.mientayvn.com](http://www.mientayvn.com)**

Từ bản gốc:

<https://docs.google.com/file/d/0B2JJMzJbJcwRnF0YlZSUUnNDZUk/edit>

Liên hệ:

[thanhlam1910\\_2006@yahoo.com](mailto:thanhlam1910_2006@yahoo.com) hoặc [frbwrthes@gmail.com](mailto:frbwrthes@gmail.com)

Dịch tài liệu của bạn:  
[http://www.mientayvn.com/dich\\_tiang\\_anh\\_chuyen\\_nghanh.html](http://www.mientayvn.com/dich_tiang_anh_chuyen_nghanh.html)

Figure 12.19 Example of desynchronization effect in CRRD ( $n = m = k = 2$ ).

Hình 12.9 Ví dụ về hiệu ứng mất đồng bộ trong CRRD ( $n=m=k=2$ ).

iteration,  $L_i(i, 0)$  cannot be matched with any non-empty VOQs. At the next iteration, the matching between unmatched non-empty VOQs and  $L_i(i, 1)$  will be performed.

lần lặp,  $L_i(i, 1)$  không thể khớp với bất kỳ VOQ nào không rỗng. Ở bước lặp tiếp theo, sự khớp giữa các VOQ không rỗng không khớp và  $L_i(i, 1)$  sẽ được thực hiện.

Desynchronization Effect of CRRD. While the ATLANTA switch suffers contention at CM [8], CRRD decreases the contention at the CM because pointers  $P_V(i, v)$ ,  $P_L(i, r)$ , and  $P_c(r, j)$ , are desynchronized.

Hiệu ứng mất đồng bộ của CRRD. Trong khi chuyển mạch ATLANTA trải qua sự cạnh tranh tại CM [8], CRRD giảm sự cạnh tranh tại CM bởi vì các con trỏ  $P_V(i, v)$ ,  $P_L(i, r)$ , và  $P_c(r, j)$ , bị mất đồng bộ.

By using a simple example, desynchronization of the pointers is demonstrated. Consider the example of  $n = m = k = 2$  as shown in Figure 12.19. We can assume that every VOQ is always occupied with cells. Each VOQ sends a request to be selected as a candidate at every time slot. All the pointers are set to be  $P_V(i, v) = 0$ ,  $P_L(i, r) = 0$ , and  $P_c(r, j) = 0$  at the initial state. Only one iteration in phase 1 is considered here.

Bằng cách sử dụng ví dụ đơn giản, sự mất đồng bộ của các con trỏ được minh họa. Xét ví dụ  $n = m = k = 2$  như được biểu diễn trong hình 12.19. Chúng ta có thể chứng tỏ rằng mọi VOQ luôn được chiếm bởi các ô. Mỗi VOQ gửi một yêu cầu được chọn như một ứng cử viên tại mỗi khe thời gian. Tất cả các con trỏ được thiết lập là  $P_V(i, v) = 0$ ,  $P_L(i, r) = 0$ , và  $P_c(r, j) = 0$  ở trạng thái ban đầu. Chỉ một lần lặp ở pha 1 được xét ở đây.

At time slot  $T = 0$ , since all the pointers are set to 0, only one VOQ in  $IM(0)$ , which is  $VOQ(0, 0, 0)$ , can send a cell with  $L_i(0, 0)$  through  $CM(0)$ . The related pointers with the grant,  $P_V(0, 0)$ ,  $P_L(0, 0)$ , and  $P_c(0, 0)$ , are updated from 0 to 1. At  $T = 1$ , three VOQs, which are  $VOQ(0, 0, 0)$ ,  $VOQ(0, 1, 0)$ , and  $VOQ(1, 0, 0)$ , can send cells. The related pointers with the grants are updated. Four VOQs can

send cells at  $T = 2$ . In this situation, 100 percent switch throughput is achieved. There is no contention at the CMs from  $T = 2$  because the pointers are desynchronized.

Tại khe thời gian  $T = 0$ , bởi vì tất cả các con trỏ được cho bằng 0, chỉ có một VOQ trong LM(0) có thể gửi các ô tới CM(0), có liên quan với  $I(0, 0)$  và CM(0). Các con trỏ có liên quan với grant (phụ cấp ?),  $I_V(0, 0)$ ,  $I_L(0, 0)$ , và  $I_C(0, 0)$ , được cập nhật từ 0 đến 1. Tại  $T = 1$ , ba VOQ, chúng là  $VOQ(0, 0, 0)$ ,  $VOQ(0, 1, 0)$ , và  $VOQ(1, 0, 0)$ , có thể gửi các ô. Các con trỏ có liên quan với các grant được cập nhật. Bốn VOQ có thể gửi các ô tại  $T = 2$ . Trong trường hợp này, đạt được 100% thông lượng chuyển mạch không có sự cạnh tranh tại các CM từ  $T = 2$  và các con trỏ bị mất đồng bộ.

## 12.11 CHUYỂN ĐỔI ĐƯỜNG DẪN

If we consider each input module and each output module as a node, a particular connection pattern in the middle stage of the Clos network can be represented by a regular bipartite multigraph with node degree  $m$  as illustrated in Figure 12.20, where each central module corresponds to a group of  $n$  edges, each connecting one distinct pair of input–output nodes (modules).

Một hình ảnh tương ứng giữa định tuyến và tô màu đường dẫn trong một mạng Clos ba tầng có thể được biểu diễn bằng một đồ thị lưỡng phân đều có bậc  $m$  như được minh họa trong hình 12.20, ở đây mỗi môđun trung tâm tương ứng với một nhóm  $n$  cạnh, mỗi kết nối phân biệt cặp nút đầu vào và đầu ra (các môđun).

Suppose the routing algorithm of the Clos network is based on dynamic cell switching, and the amount of traffic from input module  $I_i$  to output module  $O_j$  is  $\lambda_{ij}$  cells per time slot.

Giả sử rằng thuật toán định tuyến của Clos network dựa trên chuyển đổi ô động, và thông lượng từ môđun đầu vào  $I_i$  đến môđun đầu ra  $O_j$  là  $\lambda_{ij}$  ô trên một khe thời gian.

Figure 12.20 Correspondence between the middle-stage route scheduling in a three-stage Clos network (a) and the edge-coloring of the equivalent regular bipartite multigraph (b). (©1997 IEEE.)

Hình 12.20 Sự tương ứng giữa các định tuyến đa giai đoạn (giai đoạn trung gian) trong Closnetwork ba trạng thái (a) và sự tô màu cạnh của đa đồ thị phân đôi đều tương đương (b) (©1997 IEEE.)

The connection pattern will change in every time slot according to arrival packets, and the routing will be calculated on a slot-by-slot basis. Let  $e_{ij}(t)$  be the number of edges from  $I_i$  to  $O_j$  of the corresponding bipartite multigraph in time slot  $t$ . Then the capacity  $C_{ij}$  of the virtual path between  $I_i$  and  $O_j$  must satisfy

Kiểu kết nối sẽ thay đổi ở mỗi khe thời gian theo các gói tin đến và sự định tuyến được tính toán dựa trên số từng khe. Đa đồ thị là số cạnh từ  $I_i$  đến  $O_j$  của đa đồ thị phân đôi tương ứng theo khe thời gian  $t$ . Thì công suất  $C_{ij}$  của đường ảo giữa  $I_i$  và  $O_j$  phải thoãn mãn

$$\dots\dots (12.5)$$

On the other hand, the routing of a circuit switched Clos network is fixed, and the connection pattern will be the same in every time slot. The capacity satisfies

Mặt khác, sự định tuyến của một Clos network được chuyển mạch không đổi, và kiểu kết nối sẽ giống tương tự trong mỗi khe thời gian. Dung lượng thỏa mãn

$$C_{ij} = \min_i \{e_{ij}(t)\}$$

which implies that the peak bandwidth  $C_{ij}$  is provided for each virtual circuit at call set-up time, and it does not take the statistical multiplexing into consideration at all. We conceived the idea of quasi-static routing, called path switching, using a finite number of different connection patterns in the middle stage repeatedly, as a compromise of the above two extreme schemes. For any given  $\lambda_{ij}$ , if  $i \lambda_{ij} < n \leq m$ , and  $j \lambda_{ij} < n \leq m$ , we can always find a finite number,  $f$ , of regular bipartite multigraphs such that

điều này có nghĩa là băng thông tối đa  $C_{ij}$  được cung cấp đối với mỗi mạch ảo tại thời điểm trở đó nên và nó không tính đến sự ghép kênh thống kê cả. Chúng ta đã nghĩ ra được ý tưởng về định tuyến gần tĩnh, hay là gọi là chuyển đổi đường dẫn, dùng một số kiểu kết nối khác nhau ở giai đoạn giữa (giai đoạn trung gian) lặp đi lặp lại như là sự tổng hợp của hai sơ đồ cực trị bên trên. Đối với bất kỳ  $\lambda_{ij}$  nhất

định, nếu  $i \lambda_{ij} < n \leq m$ , và  $j \lambda_{ij} < n \leq m$ , chúng ta luôn luôn có thể tìm một số xác định,  $f$ , của các đa đồ thị phân đôi đều sao cho

where  $e_{ij}(t)$  is the number of edges from node  $i$  to node  $j$  in the  $t$ th bipartite multigraph. The capacity requirement (12.5) can be satisfied if the system provides connections repeatedly according to the coloring of these  $f$  bipartite multigraphs, and these finite amounts of routing information can be stored in the local memory of each input module to avoid the slot-by-slot computation of route assignments. The path switching becomes circuit switching if  $f = 1$ , and it is equivalent to cell switching if  $f \rightarrow \infty$ .

ở đây  $e_{ij}(t)$  là số cạnh từ nút  $i$  đến nút  $j$  trong đa đồ thị phân đôi thứ  $t$ . Yêu cầu dung lượng (12.5) có thể được thỏa mãn nếu hệ cung cấp các kết nối lặp đi lặp lại theo sự phân đôi các đa đồ thị phân đôi  $f$  này, và thông tin về thông tin định tuyến của các định này có thể được lưu trữ trong bộ nhớ cục bộ của mỗi mô đun đầu vào để tránh tính toán phân công định tuyến từng khe một. Chuyển đổi đường dẫn trở thành chuyển mạch nếu  $f = 1$ , và nó tương đương với chuyển đổi ô nếu  $f \rightarrow \infty$ .

The scheduling of path switching consists of two steps, the capacity assignment and the route assignment. The capacity assignment is to find the capacity  $C_{ij} > \lambda_{ij}$  for each virtual path between input module  $I_i$  and output module  $O_j$ ; it can be carried out by optimizing some objective function subject to  $i C_{ij} = j C_{ij} = m$ . The choice of the objective function depends on the stochastic characteristic of the traffic on virtual paths and the quality of service requirements of connections.

Quy trình chuyển đổi đường dẫn bao gồm hai bước phân công dung lượng và phân công định tuyến. Phân công dung lượng là tìm dung lượng  $C_{ij} > \lambda_{ij}$  cho mọi đường ảo giữa các mô đun đầu vào  $I_i$  và mô đun đầu ra  $O_j$  sao cho việc thực hiện đường dẫn tối ưu hóa dựa trên một tiêu chí nào đó. Việc lựa chọn hàm mục tiêu phụ thuộc vào tính chất ngẫu nhiên của lưu lượng thông tin trên các đường ảo và chất lượng của yêu cầu dịch vụ của các kết nối.

The next step is to convert the capacity matrix,  $[C_{ij}]$ , into edge-coloring of a finite number,  $f$ , of regular bipartite multigraphs, each of them representing a particular connection pattern of central modules in the Clos network. An edge-coloring of a bipartite multigraph is to assign  $m$  distinct colors to  $m$  edges of each node such that no two adjacent edges have the same color. It is well-known that a regular bipartite multigraph with degree  $m$  is  $m$ -colorable [10, 11]. Each color corresponds to a central module, and the color assigned to an edge from input module  $i$  to output module  $j$  represents a connection between them through the corresponding central module.

Bước tiếp theo là chuyển ma trận dung lượng  $[C_{ij}]$  thành sự tô màu cạnh của một số xác định,  $f$ , của các đồ thị phân đôi đều, mỗi đồ thị hay biểu diễn một kiểu kết nối cụ thể của các mô đun trung tâm trong Clos network. Sự tô màu cạnh của một đồ thị phân đôi là để phân công  $m$  màu phân biệt cho  $m$  cạnh của mỗi nút để hai cạnh kề bên không cùng màu. Chúng ta biết rằng đồ thị phân đôi đều bậc  $m$  sẽ có  $m$  màu [10, 11]. Mỗi màu tương ứng với một mô đun trung tâm, và một màu được gán cho một cạnh từ mô đun đầu vào  $i$  đến mô đun đầu ra  $j$  biểu diễn kết nối giữa chúng qua mô đun trung tâm tương ứng.

Suppose that we choose a sufficiently large integer  $f$  such that  $fC_{ij}$  are integers for all  $i, j$ , and form a regular bipartite multigraph, called capacity graph, in which the number of edges between node  $i$  and node  $j$  is  $fC_{ij}$ . Since the capacity graph is regular with degree  $fm$ , it can be edge-colored by  $fm$  different colors [11]. Furthermore, it is easy to show that any edge-coloring of the the capacity graph with degree  $fm$  is the superposition of the edge-coloring of  $f$  regular bipartite multigraphs of degree  $m$ . Consider a particular color assignment  $a \in \{0, 1, \dots, fm - 1\}$  of an edge between input node  $I_i$  and output node  $O_j$  of the capacity graph. Let

Giả sử rằng chúng ta chọn số nguyên  $f$  đủ lớn sao cho  $fC_{ij}$  là các số nguyên đối với mọi  $i, j$ , và hình thành nên một đồ thị phân đôi đều, được gọi là đồ thị dung lượng, trong đó số cạnh giữa nút  $i$  và nút  $j$  là  $fC_{ij}$ . Bởi vì đồ thị dung lượng đều bậc  $fm$ , nó có thể được tô màu cạnh bằng  $fm$  màu khác nhau [11]. Hơn nữa, có thể dễ dàng chứng minh rằng bất kỳ sự tô màu cạnh nào của đồ thị dung lượng với bậc  $fm$  cũng là sự chồng chất của sự tô màu cạnh của  $f$  đồ thị phân đôi đều bậc  $m$ . Xét sự phân công màu cụ thể  $a \in \{0, 1, \dots, fm - 1\}$  của một cạnh giữa nút đầu vào  $I_i$  và nút đầu ra  $O_j$  của đồ thị dung lượng. Đặt

where  $r \in \{0, 1, \dots, m-1\}$  and  $t \in \{0, 1, \dots, f-1\}$  are the quotient and the remainder of dividing  $a$  by  $f$ , respectively. The mapping  $g(a) = (t, r)$  from the set  $\{0, 1, \dots, fm-1\} \rightarrow \{0, 1, \dots, f-1\} \times \{0, 1, \dots, m-1\}$  is one-to-one and onto, that is

ở đây  $r \in \{0, 1, \dots, m-1\}$  và  $t \in \{0, 1, \dots, f-1\}$  là thương và phần dư của phép chia  $a$  cho  $f$ . Ánh xạ  $g(a) = (t, r)$  từ tập hợp  $\{0, 1, \dots, fm-1\} \rightarrow \{0, 1, \dots, f-1\} \times \{0, 1, \dots, m-1\}$  là một-một và bên trên, tức là

That is, the color assignment  $a$ , or equivalently the assignment pair  $(t, r)$ , of the edge between  $I_i$  and  $O_j$  indicates that the central module  $r$  has been assigned to a route from  $I_i$  to  $O_j$  in the  $t$ th time-slot of every cycle. Adopting the convention in the TDMA system, each cycle will be called a frame and the period  $f$  frame size. As illustrated by the example shown in Fig. 12.21, where  $m = 3$  and frame size  $f = 2$ , the decomposition of the edge-coloring into assignment pairs guarantees that route assignments are either space interleaved or time interleaved. Thus, the relation (12.8) will be called the time-space interleaving principle.

Tức là, gán màu  $a$  cho cạnh trong đường cắt phân công  $(t, r)$  của cạnh nối  $I_i$  và  $O_j$  chỉ ra rằng mô đun trung tâm ra được phân công cho tuyến từ  $I_i$  đến  $O_j$  trong khe thời gian thứ  $t$  của mọi chu kỳ. Thừa nhận quy ước trong hệ TDMA, mỗi chu kỳ được gọi là một khung, và kích thước khung là  $f$ . Như được minh họa trong ví dụ ở hình 12.21, ở đây  $m=3$  và kích thước khung là 2, sự khai triển tô màu cạnh thành các cặp phân công đảm bảo rằng sự phân công tuyến hoặc là đan xen không gian hoặc đan xen thời gian. Vì thế, hệ thức (12.8) sẽ được gọi là nguyên lý đan xen không thời gian.

### 12.11.1 Homogeneous Capacity and Route Assignment

For uniform traffic, where the distribution of traffic loading between input modules and output modules is homogeneous, the  $fm$  edges of each node can be evenly divided into  $k$  groups, where  $k$  is the total number of input (output) modules. Each group contains  $g = fm/k$  edges between any I/O pair, where the frame size  $f$  should be chosen properly

12.1.1. Đồ thị dung lượng đồng đều và sự phân công thời gian

Đối với lưu lượng thông tin đồng đều, ở đó sự phân bố của tải lưu lượng giữa các mô đun đầu vào và các mô đun đầu ra đồng nhất, fm cạnh của mỗi nút có thể được chia đều thành k nhóm, ở đây k là tổng số mô đun đầu vào (đầu ra). Mỗi nhóm chứa g = fm/k cạnh (với số bất kỳ cấp f > 0, g đây luôn thuộc khùng 1 nên được chọn thích hợp).

Figure 12.21 Illustration of time-space interleaving principle. (©1997 IEEE.)

Hình 12.21 Minh họa nguyên lý đan xen không-thời gian. (©1997 IEEE.)

to make the group size g an integer. The edges of this capacity graph can be easily colored by the Latin Square given in Table 12.1, where each  $A_i, 0 \leq i \leq k - 1$ , represents a set of distinct colors, for example,

để làm cho kích thước nhóm g là một số nguyên. Các cạnh của đồ thị dung lượng này có thể dễ dàng được tô màu bằng hình vuông Latin trong bảng 12.1, ở đây mỗi  $A_i, 0 \leq i \leq k - 1$ , biểu diễn một tập màu khác nhau, ví dụ,

$$A_0 = \{0, 1, \dots, g - 1\}; A_1 = \{g, g + 1, \dots, 2g - 1\}; \dots$$

$$A_{k-1} = \{(k-1)g, (k-1)g + 1, \dots, (k-1)g + g - 1\}$$

Since each number in the set  $\{0, 1, \dots, fm - 1\}$  appears only once in any row or column in the table, it is a legitimate edge-coloring of the capacity graph. The assignment  $a = (t, r)$  of an edge between the  $I_i/O_j$  pair indicates that the central module r will connect the input module i to output module j in the tth slot of every frame. As an example, for  $m = 3$  and  $k = 2$ , we can choose  $f = 2$  and thus  $g = 3$ .

Bởi vì mỗi số trong tập hợp  $\{0, 1, \dots, fm - 1\}$  chỉ xuất hiện một lần trong bất kỳ hàng hoặc cột trong bảng, nó là một sự tô màu hợp lý của đồ thị dung lượng. Phân công  $a = (t, r)$  của một cạnh giữa cặp  $I_i/O_j$  đảm bảo rằng mô đun trung tâm r sẽ kết nối mô đun đầu vào i với mô đun đầu ra j trong khe thời gian của mỗi khung. Chẳng hạn như đối với  $m = 3$  và  $k = 2$ , chúng ta có thể chọn  $f = 2$  và vì thế  $g = 3$ .

Then, the groups of colors are  $A_0 = \{0, 1, 2\}$  and  $A_1 = \{3, 4, 5\}$ , respectively. The procedure described above is illustrated in Figure 12.22, and the



correspondence between the route assignments and the connection patterns in the middle stage is shown in Figure 12.23.

Thế thì, các nhóm màu tương ứng là  $A_0 = \{0, 1, 2\}$  and  $A_1 = \{3, 4, 5\}$ . Quy trình được mô tả ở trên được minh họa trong hình 12.22 và sự tương ứng giữa sự phân công tuyến và kết nối nội trong trạng thái giao được biểu diễn trong hình 12.23.

### TABLE 12.1 Latin Square Assignment

BẢNG 12.1 Phân công hình vuông Latin

Figure 12.22 Route assignment by Latin Square for uniform traffic.

Hình 12.22 Phân công tuyến bằng hình vuông Latin đối với lưu lượng thông tin đồng đều

In the above example, since the number of central modules  $m$  is greater than the number of input modules  $k$ , it is possible that more than one central module is assigned to some I/O pairs in one time slot. In the case that  $m < k$ , there are not enough central modules for all I/O pairs in one time slot assignment. Nevertheless, the total number of central modules assigned to every I/O pair within a frame should be the same, for uniform input traffic to fulfill the capacity requirement, and it is equal to  $g = fm/k$ . This point is illustrated in the following example. For  $m = 4$  and  $k = 6$ , we choose  $f = 3$  and  $g = 2$ . The same method will result in the connection patterns shown in Figure 12.24. It is easy to verify that the number of central modules (paths, edges) assigned for each I/O pair is equal to  $g = 2$  per  $f = 3$  slots.

Trong ví dụ trên, bởi vì số mô đun trung tâm lớn hơn số mô đun đầu vào  $k$ , có thể có nhiều hơn một mô đun trung tâm được phân công cho các cặp I/O nào đó trong một khe thời gian. Trong trường hợp ngược lại, không có đủ mô đun trung tâm cho tất cả các cặp I/O trong sự phân công khe thời gian. Tuy nhiên, tổng số mô đun trung tâm được phân công cho mỗi cặp I/O trong khung khung thời gian phải bằng nhau để lưu lượng thông tin đầu vào đồng đều để thỏa mãn yêu cầu dung lượng, và nó tương đương  $g = fm/k$ . Quan điểm này được minh họa trong ví dụ sau. Đối với  $m = 4$  và  $k = 6$ , chúng ta chọn  $f = 3$  và  $g = 2$ . Phương pháp tương tự sẽ dẫn đến các kiểu kết nối

Hình 12.23. Để định tuyến trong mạng đa bước, lưu lượng tải đồng đều được phân công cho mỗi cặp I/O tương đương với  $g = 2$  trên  $f = 3$  kkeh.

## 12.11.2 Heterogeneous Capacity Assignment

### 12.11.2 Sự phân công dung lượng không đồng đều

The capacity assignment in a cross-path switch is virtual-path based. It depends on the traffic load on each virtual path to allocate the capacity and determine the route assignment. The Latin Square offers a legitimate capacity assignment with homogeneous traffic, but it may not be effective anymore with heterogeneous traffic with non-uniformly distributed traffic load over the virtual paths. A more general assignment method is therefore introduced and the procedure is illustrated in Figure 12.25. The assignment procedure has four steps, each of which will be explained along with an example in the following subsections.

Sự phân công dung lượng trong chuyển mạch chéo dựa trên đường ảo. Nó phụ thuộc vào tải lưu lượng trên mỗi đường ảo để chỉ định dung lượng và xác định phân công tuyến. Ô vuông Latin đưa ra một sự phân công dung lượng hợp lý với lưu lượng tải đồng đều, nhưng nó có thể không còn hiệu quả với lưu lượng tải không đồng nhất với tải ảo đường được phân công không đều trên các đường ảo. Do đó, một phương pháp phân công tổng quát hơn được giới thiệu và quy trình được mô tả trong hình 12.25. Quy trình phân công có bốn bước, mỗi bước sẽ được giải thích cùng với một ví dụ trong các phần nhỏ sau.

Figure 12.23 Route scheduling in the middle-stage for uniform traffic. (©1997 IEEE.)

Hình 12.23 Quy trình định tuyến trong giai đoạn giữa (giai đoạn trung gian) đối với lưu lượng tải đồng đều

Virtual Path Capacity Allocation (VPCA). This step is to allocate capacity to each virtual path based on the traffic loads. It can be formulated as an optimization problem with some traffic modeling.

Cấp ưu tiên trong định tuyến (QCA) được sử dụng để ưu tiên lưu lượng cho mỗi đường ảo dựa trên tải lưu lượng. Nó có thể được phát biểu như bài toán tối ưu hóa với sự mô hình hóa lưu lượng tin nào đó.

Figure 12.24 Route scheduling in central modules for the second example of uniform traffic. (©1997 IEEE.)

Hình 12.24. Quy trình định tuyến trong các mô đun trung tâm đối với ví dụ thứ hai về lưu lượng tin đồng đều. (©1997 IEEE.)

Figure 12.25 Procedure of capacity and route assignment.

Hình 12.25. Quy trình phân bổ dung lượng và định tuyến.

Consider the cross-path switch with parameters  $n = 3$ ,  $k = 3$ , and  $m = 4$ . Suppose the traffic matrix is given by

ma trận phân công dung lượng được tính toán bằng cực tiểu của sự trì hoãn giai đoạn đầu vào với mô hình M/D/1 là

..... (12.9)

the capacity assignment matrix calculated by the minimization of input-stage delay with M/D/1 model is

ma trận phân công dung lượng được tính toán bằng cực tiểu của sự trì hoãn giai đoạn đầu vào với mô hình M/D/1 là

..... (12.10)

The Round-Off Procedure. Some elements in the resulting capacity matrix may be non-integers. When they are rounded into integers that are required in the route assignment, round-off error arises. The concept of frame size is used to reduce the round-off error. Each element in the capacity matrix is multiplied by the frame size. Then the capacity per slot is translated into capacity per frame (see below). After that, we round the matrix into an integer matrix.

Quy trình làm tròn. Một số thành phần trong ma trận dung lượng cuối cùng có thể không nguyên. Khi chúng được làm tròn thành số nguyên để phân công tuyến thì sai số do làm tròn này sinh. Khái niệm về kích thước khung được sử dụng để sửa ra

khung. Tiếp theo, dung lượng trên khe được chuyển thành dung lượng trên khung (xem bên dưới). Sau đó, chúng ta làm tròn ma trận thành ma trận nguyên.

$$(12-11)$$

The round-off error is inversely proportional to  $f$ . That is, the error can be arbitrary small if the frame size is sufficiently large. However, since the amount of routing information stored in the memory is linearly proportional to  $f$ , the frame size is limited by the access speed and the memory space of input modules. In practice, the choice of frame size  $f$  is a

Sai số làm tròn tỉ lệ nghịch với  $f$ . Tức là, sai số có thể nhỏ tùy ý nếu kích thước khung đủ lớn. Tuy nhiên, bởi vì lượng thông tin định tuyến được lưu trữ trong bộ nhớ tỉ lệ tuyến tính với  $f$ , kích thước khung bị giới hạn bởi tốc độ truy cập và không gian bộ nhớ của các mô-đun đầu vào. Trong thực tế, việc lựa chọn kích thước khung  $f$  là

Figure 12.26 Route Scheduling example (heterogenous traffic). (©1997 IEEE.)

Hình 12.26 Ví dụ về quy trình định tuyến (lưu lượng tin không đồng nhất) (©1997 IEEE.)

compromise between the round-off error and the memory requirement. In general,

Thỏa hiệp giữa sai số làm tròn và yêu cầu bộ nhớ. Nói chung,

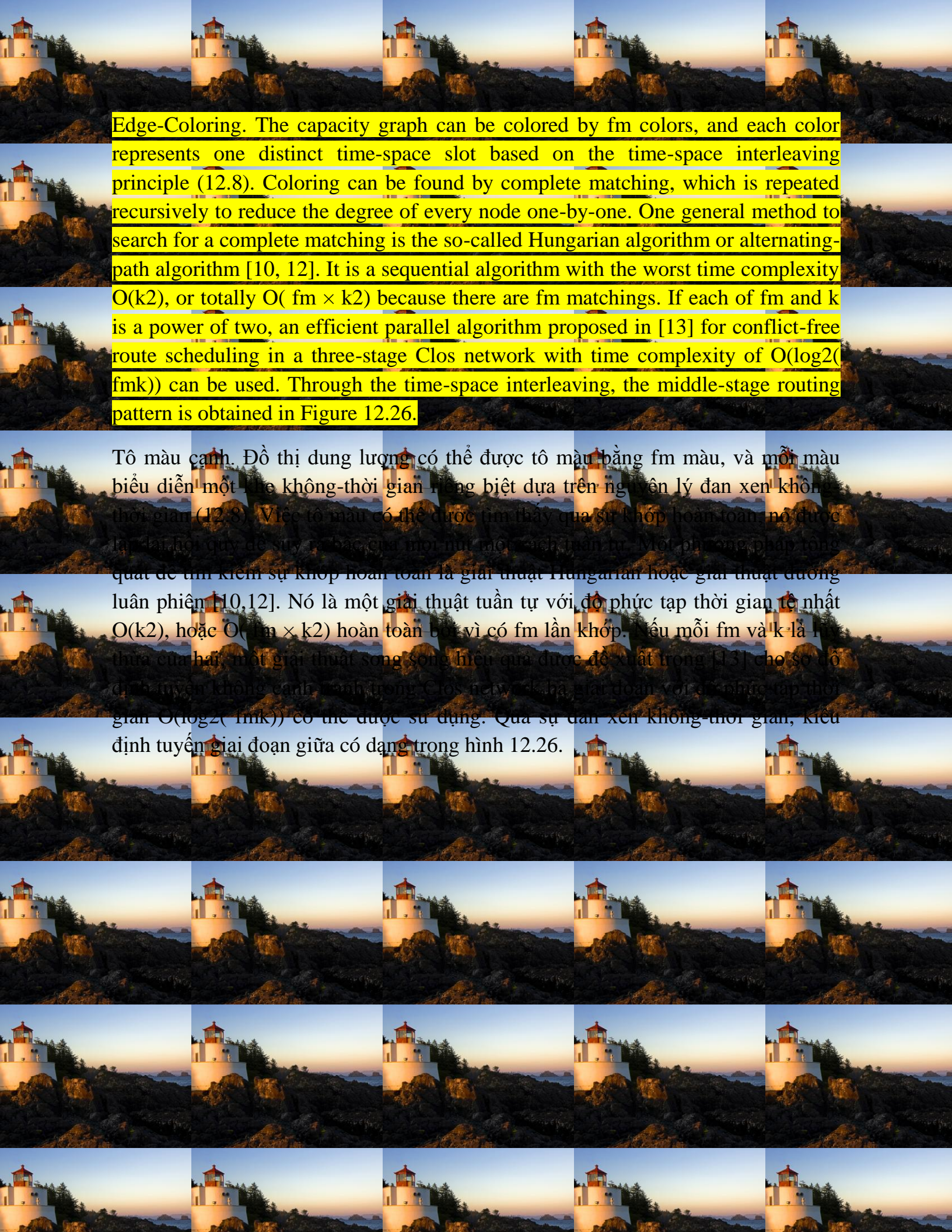
And

Và

$$(12-12)$$

In the above matrix  $E$ , each element  $e_{ij}$  represents the number of the edges between the input module  $i$  and output module  $j$  in the  $k \times k$  capacity graph, in which each node has a degree of  $fm$ .

Trong ma trận  $E$  bên trên, mỗi yếu tố  $e_{ij}$  biểu diễn số cạnh giữa mô-đun đầu vào  $i$  và mô-đun đầu ra  $j$  trong đồ thị dung lượng  $k \times k$ , trong đó mỗi nút có bậc là  $fm$ .



Edge-Coloring. The capacity graph can be colored by  $f_m$  colors, and each color represents one distinct time-space slot based on the time-space interleaving principle (12.8). Coloring can be found by complete matching, which is repeated recursively to reduce the degree of every node one-by-one. One general method to search for a complete matching is the so-called Hungarian algorithm or alternating-path algorithm [10, 12]. It is a sequential algorithm with the worst time complexity  $O(k^2)$ , or totally  $O(f_m \times k^2)$  because there are  $f_m$  matchings. If each of  $f_m$  and  $k$  is a power of two, an efficient parallel algorithm proposed in [13] for conflict-free route scheduling in a three-stage Clos network with time complexity of  $O(\log_2(fmk))$  can be used. Through the time-space interleaving, the middle-stage routing pattern is obtained in Figure 12.26.

Tô màu cạnh. Đồ thị dung lượng có thể được tô màu bằng  $f_m$  màu, và mỗi màu biểu diễn một khe không-thời gian riêng biệt dựa trên nguyên lý đan xen không-thời gian (12.8). Việc tô màu có thể được tìm thấy qua sự khớp hoàn toàn, nó được lặp lại liên tục để sự khớp của mọi nút một cách tuần tự. Một phương pháp tổng quát để tìm kiếm sự khớp hoàn toàn là giải thuật Hungarian hoặc giải thuật đường luân phiên [10, 12]. Nó là một giải thuật tuần tự với độ phức tạp thời gian tệ nhất  $O(k^2)$ , hoặc  $O(f_m \times k^2)$  hoàn toàn bởi vì có  $f_m$  lần khớp. Nếu mỗi  $f_m$  và  $k$  là lũy thừa của hai, một giải thuật song song hiệu quả được đề xuất trong [13] cho số độ đan xen không cạnh tranh trong Clos network là giải đoạn với độ phức tạp thời gian  $O(\log_2(fmk))$  có thể được sử dụng. Qua sự đan xen không-thời gian, kiểu định tuyến giải đoạn giữa có dạng trong hình 12.26.