



# MỘT GIẢI THUẬT LẬP LỊCH NHÓM TỐI ƯU TRONG MẠNG CHUYỂN MẠCH CHÙM QUANG

Nguyễn Hồng Quốc<sup>1</sup>, Võ Viết Minh Nhật<sup>2</sup>, Nguyễn Hoàng Sơn<sup>3</sup>

<sup>1</sup> Trường Đại học Sư phạm, Đại học Huế, 34 Lê Lợi, Huế, Việt Nam

<sup>2</sup> Đại học Huế, 4 Lê Lợi, Huế, Việt Nam

<sup>3</sup> Trường Đại học Khoa học, Đại học Huế, 77 Nguyễn Huệ, Huế, Việt Nam

**Tóm tắt:** Lập lịch là một trong những hoạt động quan trọng trong mạng chuyển mạch chùm quang. Khi gói điều khiển của một chùm đến tại một nút lõi mạng, dựa vào thông tin chứa trong gói điều khiển như thời điểm đến và thời điểm kết thúc của chùm, một giải thuật lập lịch sẽ được gọi để tìm kênh bước sóng ra khả dụng cho việc lập lịch chùm đến. Mục đích chính của giải thuật lập lịch là sắp xếp các chùm đến trên các kênh bước sóng ra sao cho tối đa hiệu suất sử dụng băng thông và giảm mất mát chùm. Trong bài báo này, chúng tôi đề xuất một giải thuật lập lịch nhóm OPT-GS nhằm tối ưu hiệu quả lập lịch. Qua phân tích, đánh giá và từ kết quả mô phỏng đã khẳng định ưu điểm của giải thuật được đề xuất mới này.

**Từ khoá:** mạng OBS, lập lịch nhóm, hiệu suất sử dụng băng thông, tỉ lệ mất mát chùm

## 1 Giới thiệu

Mạng chuyển mạch chùm quang (*Optical Burst Switching, OBS*) [1, 2, 5] được xem là mô hình thay thế phù hợp nhất hiện nay cho chuyển mạch gói quang (*Optical Packet Switching*) khi mà công nghệ quang chưa thực sự trưởng thành để sản xuất các bộ đệm quang (*optical buffer*) [4] và các bộ chuyển mạch gói nhanh (với tốc độ nano giây). Một đặc trưng của mạng OBS là gói điều khiển BHP (*Burst Header Packet*) tách rời với phần dữ liệu của nó (chùm dữ liệu, *burst*) về mặt không gian và thời gian, tức là gói điều khiển sẽ được gửi đi trước trên một kênh điều khiển, tách rời với kênh dữ liệu và thực hiện đặt trước tài nguyên cho chùm của nó tại các nút lõi mạng. Hoạt động đặt trước tài nguyên của một gói điều khiển khi đến tại một nút trung gian thực chất là việc thực hiện một giải thuật lập lịch cho chùm dữ liệu đi sau gói điều khiển trên một kênh bước sóng ra.

Lập lịch là một trong những hoạt động quan trọng trong mạng chuyển mạch chùm quang. Khi gói điều khiển của một chùm đến tại một nút lõi mạng, dựa vào thông tin được chứa trong gói điều khiển như thời điểm đến và thời điểm kết thúc của chùm, một giải thuật lập lịch sẽ được gọi để tìm kênh bước sóng ra khả dụng cho việc lập lịch chùm đến. Mục đích chính của giải thuật

\* Liên hệ: [nhquoc@hueuni.edu.vn](mailto:nhquoc@hueuni.edu.vn)

lập lịch là sắp xếp các chùm đến trên các kênh bước sóng ra nhằm tối đa hiệu suất băng thông sử dụng, giảm số lượng chùm bị loại bỏ và nâng cao hiệu suất hoạt động của mạng OBS.

Hiện đã có nhiều giải thuật lập lịch được đề xuất và có thể phân loại chúng thành hai nhóm tiếp cận chính: lập lịch trực tiếp và lập lịch nhóm. Đối với lập lịch trực tiếp, khi một gói điều khiển đến một nút lõi mạng, một giải thuật lập lịch trực tiếp sẽ được gọi để tìm kênh bước sóng khả dụng lập lịch cho chùm của nó; nếu có nhiều hơn một kênh bước sóng khả dụng, giải thuật lập lịch này sẽ chọn một kênh lập lịch mà tối ưu tiêu chí đặt ra của giải thuật. Tuy nhiên, giải thuật lập lịch trực tiếp chỉ quan tâm đến hiệu quả của việc lập lịch chùm hiện thời, mà không xem xét đến những tác động của nó đến tình trạng tài nguyên cho những lần lập lịch sau. Kết quả là băng thông trên các kênh dữ liệu ra bị phân mảnh và việc sử dụng băng thông của các kênh trở nên không hiệu quả.

Một giải pháp cho vấn đề nêu trên là lập lịch nhóm, trong đó các gói điều khiển đến trong mỗi khe thời gian  $\tau$  sẽ tiến hành lập lịch đồng thời cho các chùm tương ứng của chúng. Như đã được chứng minh trong [3, 6, 9], lập lịch nhóm hiệu quả hơn lập lịch trực tiếp dựa trên số chùm bị loại bỏ giảm, mức độ khai thác băng thông tốt hơn và giảm xác suất mất mát dữ liệu trên toàn mạng. Hiện đã có một số giải thuật lập lịch nhóm được đề xuất mà chúng có thể được chia thành 2 nhóm: hướng tiếp cận *heuristic* bao gồm SSF (*Smallest Start-time First*), LIF (*Largest Interval First*), SLV (*Smallest-Last Vertex*) và MCF (*Maximal Cliques First*) [7], và hướng tiếp cận tối ưu lập lịch với việc xem xét bài toán lập lịch nhóm trong mạng OBS như bài toán lập lịch trên máy đồng nhất bao gồm GreedyOPT [8][9] và BATCHOPT [10]. Các giải thuật lập lịch nhóm theo hướng *heuristic* có độ phức tạp giải thuật thấp do chỉ dựa trên cách sắp xếp các chùm trước khi thực hiện lập lịch tuần tự, nhưng chúng chưa đạt được kết quả lập lịch tối ưu; trong khi các giải thuật theo hướng tiếp cận tối ưu, như GreedyOPT và BATCHOPT phải chịu một độ phức tạp lớn về mặt tính toán; hệ thống phải có những thay đổi trong giao thức trong đặt trước lại tài nguyên; số gói điều khiển tăng lên; các nút mạng OBS phải thực hiện nhiều xử lý hơn và tranh chấp tài nguyên, do đó, sẽ tăng thêm. Ngoài ra, việc gỡ tất cả các chùm đã được lập lịch trên các kênh là không thực tế ở trên mạng thật. Bài báo sẽ đề xuất một giải thuật lập lịch nhóm tối ưu kết quả lập lịch.

## 2 Một số khái niệm toán học liên quan

Đồ thị  $G$  là một cặp  $(V, E)$ , trong đó  $V$  là tập hữu hạn các đỉnh và  $E$  là tập các cạnh. Nếu cạnh  $(u, v) \in E$  thì ta nói hai đỉnh  $u$  và  $v$  liên kề và cạnh  $(u, v)$  liên thuộc với các đỉnh  $u, v$ . Cạnh có dạng  $(v, v)$  được gọi là *khuyên*. Khi ta không phân biệt thứ tự của các cặp đỉnh trong tập  $E$  thì đồ thị  $G = (V, E)$  còn được gọi là đồ thị vô hướng. Ngược lại,  $G$  là đồ thị có hướng. Các cạnh trong đồ thị có hướng còn được gọi là *cung*. Trong nghiên cứu này, khi chúng tôi đề cập đến đồ thị nhưng nếu không nói rõ là vô hướng hay có hướng thì đồ thị như vậy có thể vô hướng và cũng có thể có hướng. Đồ thị không có khuyên, trong đó mỗi cặp đỉnh được nối với nhau bởi không

quá một cạnh, được gọi là *đơn đồ thị*. Ngược lại, nếu đồ thị không có khuyên và có những cặp đỉnh được nối với nhau bằng nhiều hơn một cạnh thì được gọi là *đa đồ thị*. Một đồ thị  $G' = (V', E')$  trong đó  $V' \subseteq V$  và  $E' \subseteq E$  được gọi là *đồ thị con* của  $G = (V, E)$ .

Bậc của đỉnh  $v$  trong đồ thị vô hướng  $G = (V, E)$  là số cạnh liên thuộc với  $v$  và ký hiệu là  $deg(v)$ . Đỉnh  $v$  gọi là *đỉnh treo* nếu  $deg(v) = 1$  và gọi là *đỉnh cô lập* nếu  $deg(v) = 0$ . Cạnh có một đỉnh là treo được gọi là *cạnh treo*. Bậc lớn nhất (trung ứng nhỏ nhất) của các đỉnh trong  $G$  được gọi là *bậc cực đại* (trung ứng *bậc cực tiểu*) của  $G$  và ký hiệu là  $\Delta(G)$  (trung ứng  $\delta(G)$ ). Trường hợp đồ thị có hướng thì khái niệm bậc được phân làm hai loại: bậc ra và bậc vào. *Bậc ra* (trung ứng *bậc vào*) của đỉnh  $v$  trong đồ thị có hướng  $G = (V, E)$ , ký hiệu là  $deg^+(v)$  (trung ứng  $deg^-(v)$ ), là số cung của  $G$  đi ra khỏi (trung ứng đi vào)  $v$ . Đỉnh  $v$  gọi là *đỉnh treo* nếu  $deg^+(v) = 0$  và  $deg^-(v) = 1$ . Trường hợp  $deg^+(v) = deg^-(v) = 0$  thì  $v$  được gọi là *đỉnh cô lập*. Cung có một đỉnh treo được gọi là *cung treo*.

Một *đường đi* độ dài  $n$  từ đỉnh  $u$  đến đỉnh  $v$  trong đồ thị  $G = (V, E)$  là một dãy  $n$  cạnh hay cung  $e_1, e_2, \dots, e_n$  của  $G$  sao cho  $e_1 = (v_0, v_1), e_2 = (v_1, v_2), \dots, e_n = (v_{n-1}, v_n)$  hoặc một dãy  $n + 1$  đỉnh  $v_0, v_1, \dots, v_n$  sao cho  $u = v_0, v = v_n$  và  $(v_i, v_{i+1}) \in E, i = 0, 1, \dots, n - 1$ .

### 3 Giải thuật lập lịch được đề xuất OPT-GS

Xét tập các  $n$  gói điều khiển  $\{BHP_1, BHP_2, \dots, BHP_n\}$  đến trong khe thời gian  $\tau$ , yêu cầu lập lịch cho  $n$  chùm trung ứng của nó  $I = \{b_1, b_2, \dots, b_n\}$ , mỗi chùm  $b_i$  được mô tả bởi cặp  $(s_i, e_i)$  trong đó  $s_i$  là thời điểm đến và  $e_i$  thời điểm kết thúc chùm trên tập  $m$  kênh ra tại một cổng ra ( $W = \{1, 2, \dots, m\}$ ). Hai chùm  $b_i$  và  $b_j$  có thể lập lịch cùng nhau trên kênh thứ  $k$  ( $1 \leq k \leq w$ ) nếu thời điểm đến của chùm lớn hơn giá trị  $LAUT$  trên kênh đó ( $s_i > LAUT_k, s_j > LAUT_k$ ) và chúng không chồng lấp nhau ( $s_i \geq e_j$  hoặc  $s_j \geq e_i$ ). Mục tiêu của giải thuật được đề xuất và được gọi là OPT-GS (*Optimal Group Scheduling*) là tìm tập các chùm  $I' \subseteq I$  có thể lập lịch cùng nhau trên  $m$  kênh ra sao cho tổng độ dài các chùm được lập lịch là lớn nhất.

Để đạt được mục tiêu này, đầu tiên các chùm trong  $I$  được sắp xếp không giảm theo thời điểm kết thúc ( $e_i$ ) và thu được tập sau khi sắp xếp là  $A = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}, a_i \in I$  với  $i = 1, 2, \dots, n$ . Tiếp đó, vấn đề lập lịch  $n$  chùm đến trên  $m$  kênh ra được mô hình hoá thành một đơn đồ thị có hướng với trọng số  $G = (V, E)$  như sau

- Mỗi đỉnh  $i \in V$  tương ứng chùm  $a_i$  và trọng số của đỉnh  $i$  là độ dài chùm  $l_i$ .
- Hai đỉnh  $i, j$  tạo thành một cung đi từ  $i$  đến  $j$  khi và chỉ khi:
  - +  $i < j$ ;
  - + Chùm  $a_i$  không chồng lấp chùm  $a_j$ ;

- + Không tồn tại đỉnh  $x$  ( $x \in (i + 1, j - 1)$ ) sao cho chòm  $a_x$  không chồng lấp với chòm  $a_i$  và  $a_j$ .

Với cách xây dựng đồ thị như vậy, một đường đi xuất phát từ đỉnh không có bậc vào và kết thúc ở đỉnh không có bậc ra thì tập các đỉnh trên đường đi đó chính là tập các chòm có thể lập lịch trên các kênh bước sóng. OPT-GS tìm tất cả các đường đi và tính trọng số của mỗi đường dựa trên các đỉnh đi qua. Đường đi có trọng số lớn nhất sẽ được chọn để lập lịch cho các chòm tương ứng các đỉnh mà đường đó đi qua.

### Giải thuật OPT-GS

**Đầu vào:** – Tập  $n$  chòm cần lập lịch  $I = \{b_1, b_2, \dots, b_n\}$ ; trong đó, mỗi  $b_i = (s_i, e_i)$  với  $s_i$  thời điểm đến và  $e_i$  kết thúc của chòm ( $i = 1, 2, \dots, n$ );

– Tập  $m$  kênh dữ liệu ra  $W = \{1, 2, \dots, m\}$ .

**Đầu ra:** –  $I'$  tập các chòm được lập lịch trên các kênh ra sao cho tổng độ dài là lớn nhất ( $I' \subseteq I$ );

### Phương pháp

**Bước 1:** Sắp xếp không giảm các kênh theo giá trị  $LAUT_k$ :  $k = \{1, 2, \dots, m\}$  là dãy các kênh sau khi đã được sắp xếp;

**Bước 2:** Sắp xếp không giảm tập  $I$  theo thời điểm kết thúc của mỗi chòm trong  $I$  và thu được tập  $A$  sau khi đã sắp xếp  $A = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ ,  $a_i \in I$  với  $i = 1, 2, \dots, n$ ;

**Bước 3:** Từ tập  $A$  xây dựng đơn đồ thị có hướng có trọng số  $G = (V, E)$ , trong đó:

**Bước 3.1:** Mỗi đỉnh  $i \in V$  tương ứng chòm  $a_i$  và trọng số của đỉnh  $i$  là  $l_i$ . Như vậy, tập đỉnh của  $G$  sẽ là  $V = \{1, 2, \dots, n\}$ ;

**Bước 3.2:** Hai đỉnh  $i, j$  tạo thành một cung đi từ  $i$  đến  $j$  khi và chỉ khi:

- +  $i < j$ ;
- + Chòm  $a_i$  không chồng lấp chòm  $a_j$ ;
- + Không tồn tại đỉnh  $x$  ( $x \in (i + 1, j - 1)$ ) sao cho chòm  $a_x$  có thời điểm đến không chồng lấp với chòm  $a_i$  và  $a_j$ .

**Bước 4:** Với mỗi kênh  $k \in \{1, 2, \dots, m\}$ , tìm tập các đường đi và lưu vào tập  $D_k$  như sau:

**Bước 4.1:** Với mỗi chòm  $a_i$  với  $i \in \{1, 2, \dots, n\}$ , nếu ( $s_i \leq LAUT_k$ ) thì:

Loại bỏ đỉnh  $i$  và các cung liên thuộc của  $i$  trong đồ thị  $G$ ;

**Bước 4.2:** Với mỗi đỉnh  $i \in V$ : Tính bậc vào  $deg^-(i)$  và bậc ra  $deg^+(i)$ ;

**Bước 4.3:** Khởi tạo  $D_k = \emptyset$ ;

**Bước 4.4:** Với mỗi đỉnh ( $i \in V$ ) và  $deg^-(i) = 0$ : Tìm mọi đường đi  $d_i^k$  xuất phát từ đỉnh  $i$  có dạng  $\{r_1, r_2, \dots, r_l\}$  trong đó:  $r_1 = i$ ;  $(r_i, r_{i+1}) \in E, \forall i = 1..l - 1$ ;  $(r_l, r_k) \notin E, \forall k > l$ ; và lưu tập các đường đi vào tập  $D_k$  (giả sử  $D_k = \{d_1^k, d_2^k, \dots, d_r^k\}$ );

**Bước 5:** Hợp  $m$  đường đi trong tập  $D = \{D_k: k = 1, 2, \dots, m\}$  và lưu vào tập  $P$ ; tính tổng trọng số tương ứng các tập  $p_i \in P$ . Sau đó, chọn tập có tổng trọng số lớn nhất và lập lịch các chùm tương ứng với các đỉnh trong tập đó.

**Bước 5.1:** Với mỗi đường đi trên kênh 1  $d_j^1 (j = \{1, 2, \dots, |D_1|\})$ :

$$p_j = d_j^1; P = P \cup \{p_j\};$$

**Bước 5.2:** Khởi gán  $Q = \emptyset; h = 0$ ;

**Bước 5.3:** Với mỗi kênh  $k \in \{2, 3, \dots, m\}$ :

**Bước 5.3.1:** Với mỗi  $i \in \{1, 2, \dots, |P|\}$ :

Với mỗi đường đi  $d_j^k (j = \{1, 2, \dots, |D_k|\})$ :

$$h = h + 1;$$

$$q_h = p_i \cup d_j^k \setminus p_i;$$

$$Q = Q \cup \{q_h\};$$

**Bước 5.3.2:** Gán  $P = Q, h = 0$  và  $Q = \emptyset$ ;

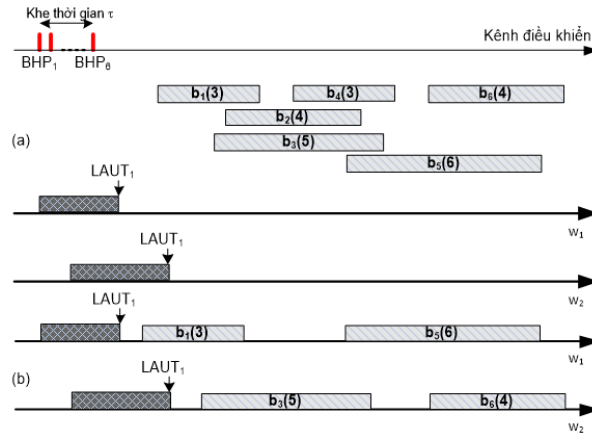
**Bước 5.4:** Với mỗi  $i \in \{1, 2, \dots, |P|\}$ :

Tính tổng trọng số các đỉnh trong  $p_i$  ký hiệu là  $L_i$ ;

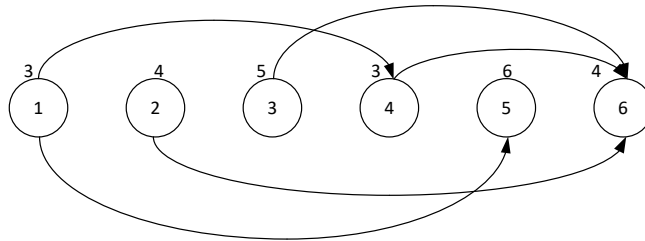
**Bước 6:** Lập lịch cho các chùm tương ứng các đỉnh trong  $q_h(I')$  có tổng trọng số  $L_i$  lớn nhất trên tập  $m$  kênh ra;

**Bước 7:** Kết thúc.

**Ví dụ:** Xét một tập các 6 gói điều khiển  $\{BHP_1, BHP_2, BHP_3, BHP_4, BHP_5, BHP_6\}$  đến trong khe thời gian  $\tau$  (Hình 1a), yêu cầu lập lịch cho 6 chùm tương ứng  $I = \{b_1, b_2, b_3, b_4, b_5, b_6\}$ . Độ dài của các chùm lần lượt là  $l_1 = 3, l_2 = 4, l_3 = 3, l_4 = 5, l_5 = 6, l_6 = 4$  trên hai kênh dữ liệu ra với giá trị  $LAUT_1$  và  $LAUT_2$  tương ứng.



Hình 1. (a) Một ví dụ về tình trạng các chùm đến yêu cầu lập lịch hai kênh dữ liệu ra và (b) kết quả lập lịch tối ưu các chùm trên hai kênh ra.



Hình 2. Đơn đồ thị có hướng được xây dựng từ tập các chùm đến trong Hình 1.

**Giải thuật OPT-GS thực hiện như sau:**

**Bước 1:** Sắp xếp các kênh không giảm theo giá trị  $LAUT$ .

**Bước 2:** Sắp xếp các chùm đến lập lịch không giảm theo thời gian bắt đầu, lúc này tập  $A = \{a_1, a_2, a_3, a_4, a_5, a_6\}$ ,  $a_i \in I$  với  $i = 1, 2, \dots, 6$  là tập các chùm sau khi sắp xếp;

**Bước 3:** Xây dựng đơn đồ thị có hướng  $G = (V, E)$  tương ứng với tập các chùm trong  $A$  (Hình 2).

**Bước 4:** Tìm tất cả các đường đi bắt đầu đỉnh có bậc vào  $deg^-(i) = 0$  và kết thúc tại một đỉnh bậc ra  $deg^+(i) = 0$ .

Trên kênh 1 có tập các đường đi:  $D_1 = \{d_1^1, d_2^1, d_3^1, d_4^1\}$ ; trong đó,  $d_1^1 = \{1, 4, 6\}$ ,  $d_2^1 = \{1, 5\}$ ,  $d_3^1 = \{2, 6\}$ ,  $d_4^1 = \{3, 6\}$ .

Trên kênh 2 có tập các đường đi:  $D_2 = \{d_1^2, d_2^2, d_3^2, d_4^2\}$ ; trong đó,  $d_1^2 = \{2, 6\}$ ,  $d_2^2 = \{3, 6\}$ ,  $d_3^2 = \{4, 6\}$ ,  $d_4^2 = \{5\}$ .

**Bước 5:** Hợp hai đường đi để tìm tập các chùm được lập lịch trên hai kênh ra có tổng chiều dài các chùm lập lịch lớn nhất.

$p_1 = d_1^1 \cup d_1^2 \setminus d_1^1 = \{1, 4, 6, 2\}$  có tổng trọng số  
 $L_1 = 15$

$p_2 = d_1^1 \cup d_2^2 \setminus d_1^1 = \{1, 4, 6, 3\}$  có tổng trọng số  
 $L_2 = 15$

$p_3 = d_1^1 \cup d_3^2 \setminus d_1^1 = \{1, 4, 6\}$  có tổng trọng số  
 $L_3 = 10$

$p_4 = d_1^1 \cup d_4^2 \setminus d_1^1 = \{1, 4, 6, 5\}$ , có tổng trọng số  
 $L_4 = 16$

$p_5 = d_2^1 \cup d_1^2 \setminus d_2^1 = \{1, 5, 2, 6\}$  có tổng trọng số  
 $L_5 = 18$

$p_6 = d_2^1 \cup d_2^2 \setminus d_2^1 = \{1, 5, 3, 6\}$  có tổng trọng số  
 $L_6 = 17$

$p_7 = d_2^1 \cup d_3^2 \setminus d_2^1 = \{1, 5, 4, 6\}$  có tổng trọng số  
 $L_7 = 15$

$p_8 = d_2^1 \cup d_4^2 \setminus d_2^1 = \{1, 5\}$  có tổng trọng số  $L_8 = 9$

$p_9 = d_3^1 \cup d_1^2 \setminus d_3^1 = \{2, 6\}$  có tổng trọng số  $L_9 = 9$

$p_{10} = d_3^1 \cup d_2^2 \setminus d_3^1 = \{2, 6, 3\}$  có tổng trọng số  
 $L_{10} = 13$

$p_{11} = d_3^1 \cup d_3^2 \setminus d_3^1 = \{2, 6, 4\}$  có tổng trọng số  
 $L_{11} = 12$

$p_{12} = d_3^1 \cup d_4^2 \setminus d_3^1 = \{3, 6, 5\}$  có tổng trọng số  
 $L_{12} = 14$

$p_{13} = d_4^1 \cup d_1^2 \setminus d_4^1 = \{3, 6, 2\}$  có tổng trọng số  
 $L_{13} = 13$

$p_{14} = d_4^1 \cup d_2^2 \setminus d_4^1 = \{3, 6\}$  có tổng trọng số  
 $L_{14} = 7$

$p_{15} = d_4^1 \cup d_3^2 \setminus d_4^1 = \{3, 6, 4\}$  có tổng trọng số  
 $L_{15} = 11$

$p_{16} = d_4^1 \cup d_4^2 \setminus d_4^1 = \{3, 6, 5\}$  có tổng trọng số  
 $L_{16} = 14$

**Bước 6:** Các đỉnh trong tập  $p_5 = \{1, 5, 2, 6\}$  tương ứng chòm  $\{b_1, b_5, b_4, b_6\}$  có tổng chiều dài lớn nhất sẽ được chọn để lập lịch trên hai kênh ra (Hình 1b) và đây cũng là kết quả lập lịch tối ưu với tổng độ dài các chòm được lập lịch lớn nhất.

**Độ phức tạp giải thuật OPT-GS được xác định như sau:**

**Bước 1:** Sắp xếp các kênh theo LAUT có độ phức tạp  $O(m \times \log(m))$ ;

**Bước 2:** Sắp xếp các chòm không giảm theo thời gian bắt đầu có độ phức tạp  $O(n \times \log(n))$ ;

**Bước 3:** Xây dựng đồ thị có độ phức tạp  $O(n^2)$ ;

**Bước 4:** Tìm tất cả các tập đường đi trong đồ thị theo giải thuật duyệt sâu có độ phức tạp  $O(V^2 \times E)$ ;

**Bước 5:** Hợp các đường đi có độ phức tạp  $O(m \times |P| \times |D|)$  với  $|D| = \max(|D_w|) (w \in \{1, 2, \dots, m\})$ ;

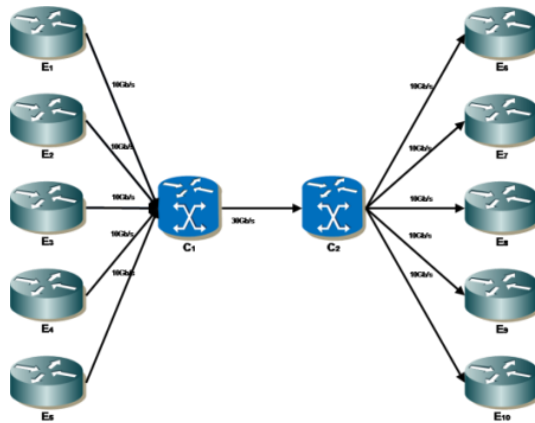
**Bước 6:** Lập lịch cho các chòm có độ phức tạp  $O(n)$ .

Các bước được thực hiện độc lập, vì vậy độ phức tạp của toàn bộ giải thuật là  $Max\{(m \times \log(m)), O(n \times \log(n)), O(n^2), O(V^2 \times E), O(m \times |P| \times |D|)\}$ . Ở đây,  $m$  là một số xác định trong

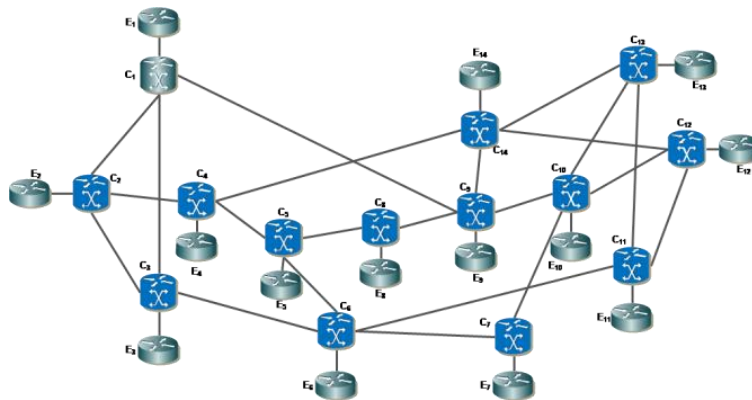
ứng số kênh ra tại một cổng ra nào đó và  $|P| \times |D|$  là giá trị lớn nhất nên độ phức tạp của giải thuật OPT-GS là  $O(|P| \times |D|)$ .

#### 4 Mô phỏng và phân tích kết quả

Để chứng minh tính hiệu quả của giải thuật bằng thực nghiệm, chúng tôi thực hiện cài đặt mô phỏng OPT-GS và so sánh với các giải thuật đã đề xuất trước đây dựa trên xác suất mất gói tin (các gói tin được chứa trong các chùm bị mất). Môi trường mô phỏng là NS2 với gói mở rộng obs0.9a [11] và phần mềm C++ trên máy tính CPU Intel Core 2 CPU 2.4 GHz, 2G RAM. Hai mô hình mạng mô phỏng được thực hiện là mạng Dumbbell và mạng NSFNet. Mạng Dumbbell gồm 10 nút biên ( $E_0, \dots, E_9$ ) và 2 nút lõi ( $C_0, C_1$ ); băng thông giữa nút biên và nút lõi là 10 Gb/s và giữa 2 nút lõi là 30 Gb/s (Hình 3). Mạng NSFNET gồm 14 nút lõi ( $C_i, i = 0, 1, \dots, 13$ ); trong đó, mỗi nút lõi kết nối với một nút biên ( $E_i, i = 0, 1, \dots, 13$ ) (Hình 4). Các luồng dữ liệu đến tại nút biên có phân phối Poisson. Mỗi liên kết có 4 kênh dữ liệu và 1 kênh điều khiển. Băng thông trên mỗi kênh là 10 Gb/s. Mô phỏng được thực hiện với tải chuẩn hoá từ 0,1 đến 0,9.



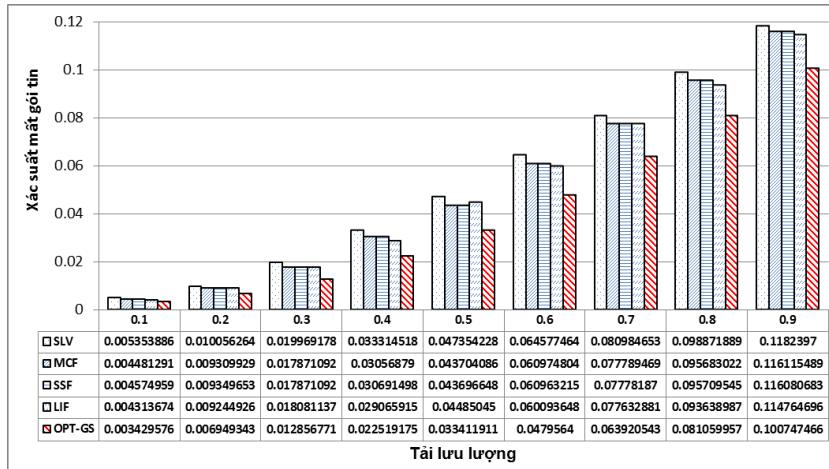
Hình 3. Mô hình mạng mô phỏng Dumbbell.



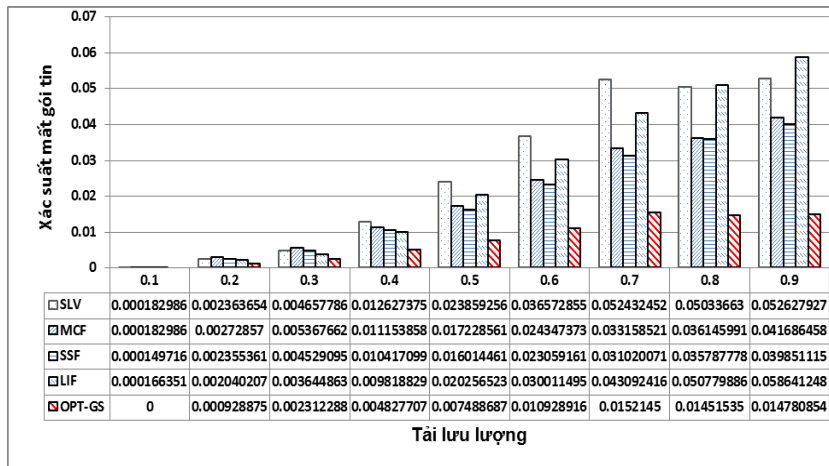
Hình 4. Mô hình mạng mô phỏng NSFNET.



Xác suất mất gói tin của OPT-GS thấp hơn nhiều so với 4 giải thuật *heuristic* SLV, MCF, SSF, LIF đã được công bố đối với cả 2 mô hình mạng mô phỏng Dumbbell và NSFNet (Hình 5, 6).

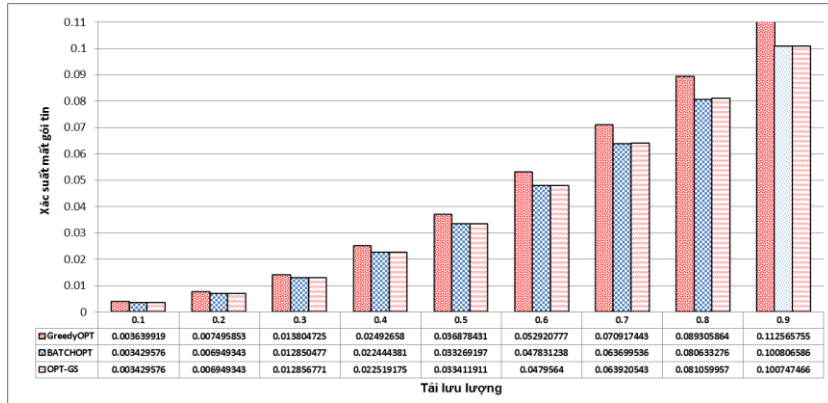


Hình 5. So sánh xác suất mất gói tin của OPT-GS với SLV, MCF, SSF, LIF trên mô hình mạng mô phỏng Dumbbell.

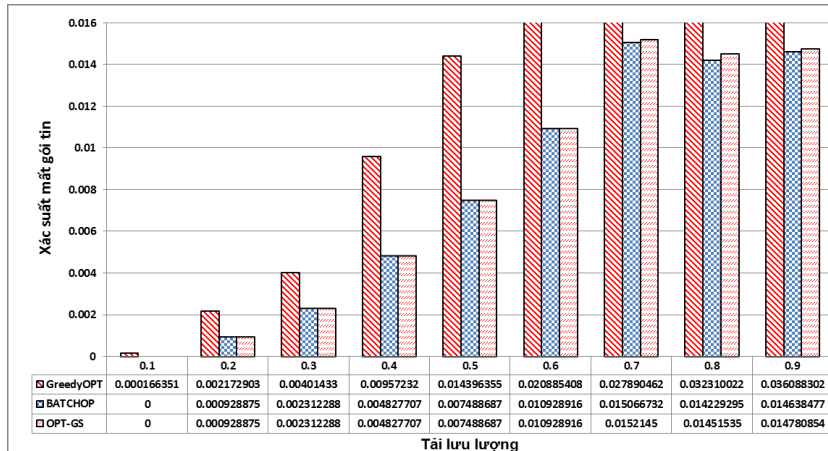


Hình 6. So sánh xác suất mất gói tin của OPT-GS với SLV, MCF, SSF, LIF trên mô hình mạng mô phỏng NSFNET.

Hình 7 và 8 mô tả so sánh kết quả mô phỏng dựa trên xác suất mất gói tin của giải thuật được đề xuất OPT-GS với GreedyOPT và BATCHOPT, trong đó OPT-GS có xác suất mất gói thấp hơn so với GreedyOPT. Nguyên nhân là do GreedyOPT dựa trên ý tưởng tham lam khi sắp xếp các chùm theo thời điểm đến sớm nhất và thực hiện lập lịch cho các chùm trong danh sách đó nên GreedyOPT chỉ tối ưu trong trường hợp các chùm có độ dài bằng nhau. Nếu độ dài chùm biến thiên thì việc lập lịch của GreedyOPT sẽ không hiệu quả.



Hình 7. So sánh xác suất mất gói tin của OPT-GS với GreedyOPT và BATCHOPT trên mô hình mạng Dumbbell.



Hình 8. So sánh xác suất mất gói tin của OPT-GS với GreedyOPT và BATCHOPT trên mô hình mạng NSFNET.

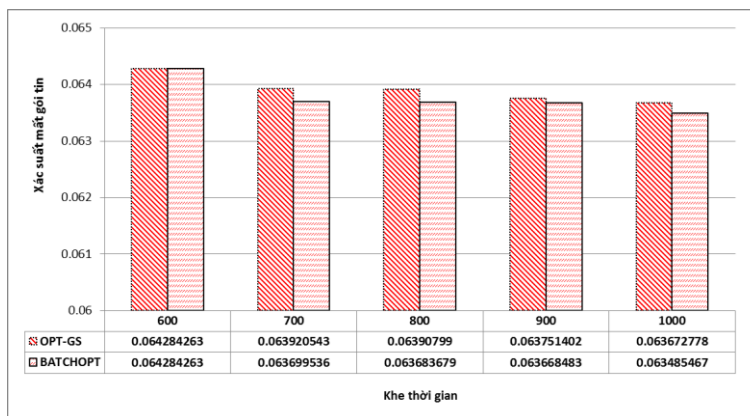
Một vấn đề khác là GreedyOPT gỡ các chùm đã được lập lịch và thực hiện lập lịch lại chúng cùng với các chùm mới đến. Tuy nhiên, cách làm này không đảm bảo rằng các chùm đã được lập lịch sẽ được lập lịch lại hết và việc lập lịch này có thay đổi kênh so với vị trí ban đầu. Trong trường hợp có sự thay đổi kênh lập lịch lại hoặc bị loại bỏ do không lập lịch được, một gói điều khiển của chùm đã được lập lịch này sẽ được gửi lại vào mạng để thông báo các thay đổi, mà điều này sẽ làm tăng số lượng gói điều khiển gửi lại và kết quả là làm tăng xác suất tắc nghẽn trong mạng. Một chứng minh bằng thực nghiệm về tỉ lệ các chùm đã được lập lịch, bị gỡ ra và không thể lập lịch lại được trình bày chi tiết ở Bảng 1. Bên cạnh đó, hiệu quả của OPT-GS gần tương đương với BATCHOPT. Điều này được giải thích rằng với giải thuật BATCHOPT, thực hiện gỡ các chùm đã được lập lịch trước đó và thực hiện lập lịch lại cùng với các chùm đến hiện tại. Để tìm được tập các chùm tối ưu có tổng trọng số lớn nhất để lập lịch trên đa kênh ra, giải thuật BATCHOPT thực hiện xây dựng đồ thị luồng và tìm luồng cực tiểu trên đồ thị đó và

loại bỏ. Việc làm này sẽ dẫn đến tập các chòm còn lại trên đồ thị chính là tập các chòm lập lịch trên đa kênh ra tối ưu. Vì vậy, kết quả lập lịch của giải thuật BATCHOPT là tối ưu lập lịch toàn cục. Giải thuật OPT-GS tối ưu với tập các chòm đến lập lịch hiện tại. Tuy nhiên, với giải thuật BATCHOPT cũng giống như GreedyOPT, các chòm đã được lập lịch trước đó sẽ được gỡ ra, vì vậy nó làm gia tăng số gói điều khiển, thay đổi lại giao thức truyền và không thực tế để ứng dụng trong mạng OBS.

Kết quả trên Hình 9 mô tả ảnh hưởng của kích thước khe thời gian  $\tau$  đến hiệu quả lập lịch nhóm của các giải thuật và cho thấy khi tăng kích thước khe thời gian  $\tau$  thì xác suất mất gói tin giảm. Đây cũng là một ưu điểm của lập lịch nhóm và điều này cũng giải thích vì sao giải thuật BATCHOPT tốt hơn giải thuật OPT-GS. Tuy nhiên, kích thước  $\tau$  còn phụ thuộc và yếu tố độ trễ và thời gian sống của các gói tin; vì vậy, kích thước khe thời gian  $\tau$  được thiết lập để thỏa mãn 3 ràng buộc đó.

**Bảng 1.** Thống kê số chòm được gỡ ra và lập lịch lại thành công của giải thuật GreedyOPT

Tải	Số chòm bị loại bỏ	Số chòm lập lịch lại qua kênh khác	Tỷ lệ lập lịch lại thành công (%)
0,1	319	276	86,52
0,2	392	327	83,42
0,3	560	481	85,89
0,4	620	537	86,61
0,5	739	646	87,42
0,6	797	692	86,83
0,7	929	803	86,44
0,8	1072	805	75,09
0,9	1286	904	70,30



**Hình 9.** So sánh ảnh hưởng của kích thước khe thời gian  $\tau$  đến hiệu quả lập lịch nhóm của OPT-GS với BATCHOPT.

## 5 Kết luận

Lập lịch là một hoạt động quan trọng trên mạng chuyển mạch chùm quang và có ảnh hưởng đáng kể đối với việc truyền thông qua mạng. Trong nghiên cứu này chúng tôi đã đề xuất một giải thuật lập lịch nhóm tối ưu trên mạng chuyển mạch chùm quang. Các phân tích và kết quả mô phỏng cho thấy giải thuật lập lịch đề xuất OPT-GS có xác suất mất gói tin thấp hơn các giải thuật đã được công bố. Hơn nữa, giải thuật đề xuất OPT-GS theo hướng tiếp cận tối ưu nên không làm gia tăng số lượng gói điều khiển, không thay đổi giao thức truyền thông hiện tại và thực tế có thể triển khai trên mạng thật.

### Tài liệu tham khảo

1. Y. Chen, C. Qiao, and X. Yu, "Optical Burst Switching: New Area in Optical Networking Research," *IEEE Network*, vol. 18, no. 3, June 2004, pp. 16–23.
2. S. Charcranon et al., "Group-Scheduling for Optical Burst Switched (OBS) networks," *IEEE GLOBECOM*, vol. 5, Dec. 1–5, 2003, pp. 2745–2749.
3. H. Zheng, C. Chen, and Y. Zhao, "Optimization Scheduling for OBS Networks with Wavelength Conversion," *IEEE Int. Conf. Commun. Techno., Guilin, China*, Nov. 2006, pp. 1–4.
4. J.S. Turner, "Terabit Burst Switching," *J. High Speed Networks*, vol. 8, 1999, pp. 3–16.
5. Y. Xiong, M. Vandenhoute, and H.C. Cankaya, "Control Architecture in Optical Burst-Switched WDM Networks," *IEEE J. Sel. Areas Comm.*, vol. 18, no. 10, Oct. 2000, pp. 1838–1851.
6. N.H. Quoc, V.V.M. Nhat, and N.H. Son, "A New Algorithm of Group Scheduling in OBS Core Nodes." *IEEE Int. Conf. Adv. Techno. Commun.*, Ho Chi Minh City, Vietnam, Oct. 2013, pp. 592–596.
7. A. Kaheel and H. Alnuweiri, "Batch Scheduling Algorithms: a Class of Wavelength Schedulers in Optical Burst Switching Networks," *IEEE Int. Conf. Commun.*, 2005, vol. 3, May 2005, pp. 1713–1719.
8. G.B. Figueiredo, E.C. Xavier, and N.L.S. da Fonseca, "Optimal Algorithms for the Batch Scheduling Problem in OBS Networks," *Comput. Networks*, vol. 56, no. 14, Sept. 2012, pp. 3274–3286.
9. N.H. Quoc, V.V.M. Nhat, and N.H. Son, "Group Scheduling for Multiple Channels in OBS Networks," *REV J. Electron. Commun.*, vol. 3, no. 3–4, Dec. 2013, pp. 134–137.
10. E.M. Arkin and E.B. Silverberg, "Scheduling Jobs with fixed Start and End Times," *Discrete Appl. Math.*, vol. 18, Sept. 1987, pp. 1–8.
11. *OBS-ns Simulator*, Optical Internet Research Center, Accessed Oct. 2007. <http://www.wine.icu.ac.kr/obsns/index.php>.

## AN OPTIMAL ALGORITHM FOR GROUP SCHEDULING IN OPTICAL BURST SWITCHING NETWORKS

Nguyen Hong Quoc<sup>1</sup>, Vo Viet Minh Nhat<sup>2</sup>, Nguyen Hoang Son<sup>3</sup>

<sup>1</sup>University of Education, Hue University, 34 Le Loi St., Hue, Vietnam

<sup>2</sup>Hue University, 4 Le Loi St., Hue, Vietnam

<sup>3</sup>University of Sciences, Hue University, 77 Nguyen Hue St., Hue, Vietnam

**Abstract:** Scheduling is one of the most important operations in optical burst switching networks. When the control packet of a burst arrives at a core node, on the basis of the information contained in the control packet such as the arrival time and the end time of the burst, a scheduling algorithm is called to find an available outgoing wavelength channel to schedule the incoming burst. The main purpose of the scheduling algorithm is to arrange incoming bursts on the wavelength channels to maximize the bandwidth utilization efficiency and reduce the number of lost bursts. In this study, we propose an OPT-GS scheduling algorithm that optimizes the scheduling efficiency. The advantages of the proposed algorithm are confirmed through simulation-based analysis and evaluation.

**Keywords:** OBS networks, group scheduling, bandwidth utilization efficiency, burst loss rate