**B\_8**

Thuật toán không đảm bảo kết quả cho một thứ tự topo vì vd ở các đỉnh ở khoảng cách n hoàn toàn có thể có đường đi đến đến 1 đỉnh ở khoảng cách bé hơn n. Mà theo thuật toán thì các đỉnh ở khoảng cách bé hơn n được liệt kê trước.

**B\_10**

Bước 1: Chạy duyệt theo chiều sâu (DFS) từ đỉnh v trên đồ thị ban đầu G, lưu lại thứ tự kết thúc duyệt các đỉnh vào một ngăn xếp S.

Bước 2: Tạo đồ thị nghịch đảo G’ của G, tức là đảo ngược hướng của tất cả các cạnh trên G.

Bước 3: Lấy ra lần lượt các đỉnh từ ngăn xếp S, chạy DFS từ mỗi đỉnh trên đồ thị G’, lưu lại các đỉnh đến được vào một tập hợp T. Tập hợp T chính là thành phần liên thông mạnh chứa đỉnh v.

Độ phức tạp thời gian của thuật toán này là O(n + m), trong đó n là số đỉnh và m là số cạnh của đồ thị, vì mỗi bước chỉ cần duyệt qua tất cả các đỉnh và cạnh một lần.

Dựa trên thuật toán Kosaraju, ta có thể mô tả một thuật toán thời gian bậc hai đơn giản để tính các thành phần liên thông mạnh của một đồ thị có hướng như sau:

Bước 1: Chọn một đỉnh bất kỳ trên đồ thị G, gọi là u, và áp dụng thuật toán Kosaraju để tìm thành phần liên thông mạnh chứa u, gọi là C. Đánh dấu các đỉnh thuộc C là đã thăm và coi chúng như một đỉnh duy nhất trên đồ thị.

Bước 2: Lặp lại bước 1 cho đến khi tất cả các đỉnh trên đồ thị đều được thăm. Mỗi lần lặp, ta sẽ tìm được một thành phần liên thông mạnh khác nhau.

Độ phức tạp thời gian của thuật toán này là O(n \* (n + m)), trong đó n là số đỉnh và m là số cạnh của đồ thị, vì mỗi lần lặp, ta cần thực hiện thuật toán Kosaraju với độ phức tạp O(n + m), và số lần lặp không vượt quá n.

**B\_11**

B1:Thực hiện thuật toán sắp xếp topo đưa các cạn vào 1 mảng

B2: Duyệt từng đỉnh từ mảng. với mỗi đỉnh kiểm tra trong đó xem nếu có đỉnh nào đứng liền sau trong thứ tự tôp hay không nếu có tiếp tục duyệt nếu không thì ta có thể kết luận đồ thị không có đường đi hamilton.

**B\_13**

Đồ thị có V đỉnh, mỗi đỉnh có thể có cạnh nối đến V-1 đỉnh còn lại, với mỗi đỉnh có thể có 2 cách chọn (có nối hoặc không)

=> Tổng số cách chọn là 2^(V-1)

Ta có V đỉnh, mỗi đỉnh có thể được nối hoặc không

=> Số cách chọn đồ thị không có cạnh song song là 2^(V\*(V-1))

B\_14

Các phương pháp:

Liệt kê: Đối với đồ thị nhỏ, bạn có thể liệt kê tất cả các cách có thể để tạo ra các cạnh giữa các đỉnh mà không tạo ra chu trình. Phương pháp này không khả thi cho đồ thị lớn do độ phức tạp tính toán tăng theo cấp số mũ.

Công thức tổng quát: Có một số công thức và kỹ thuật toán học phức tạp được sử dụng để tính toán số lượng này, nhưng chúng thường chỉ khả thi cho các trường hợp với số đỉnh nhỏ.

Sử dụng phần mềm: Có các phần mềm và thư viện toán học có thể giúp tính toán hoặc ước lượng số lượng DAG cho một số lượng đỉnh nhất định.

Phương pháp gần đúng: Trong một số trường hợp, các phương pháp gần đúng hoặc kỹ thuật lấy mẫu có thể được sử dụng để ước lượng số lượng DAG.