

---

# Chapter 4

## 그리디 알고리즘

# 차례

- 4.1 동전 거스름돈
- 4.2 최소 신장 트리
- 4.3 최단 경로 찾기
- 4.4 부분 배낭 문제
- 4.5 집합 커버 문제
- 4.6 작업 스케줄링
- 4.7 허프만 압축

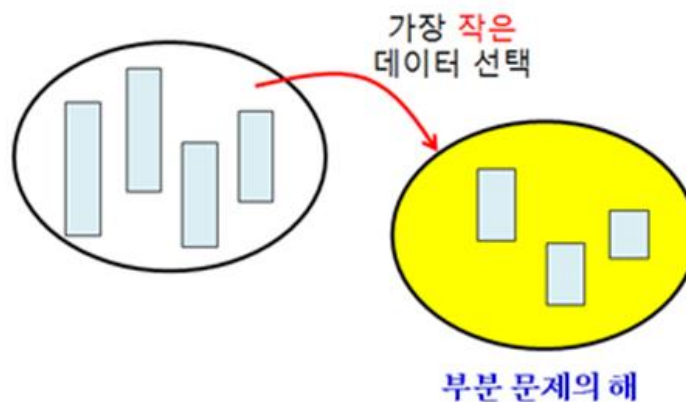
# 그리디 (Greedy) 알고리즘

- 그리디 알고리즘은 최적화 문제를 해결하는 알고리즘
  - 최적화 (optimization) 문제  
가능한 해들 중에서 가장 좋은 (최대 또는 최소) 해를 찾는 문제
- 욕심쟁이 방법, 탐욕적 방법, 탐욕 알고리즘 등으로 불림
- 그리디 알고리즘은 (입력) 데이터 간의 관계를 고려하지 않고 수행 과정에서 '욕심내어' 최소값 또는 최대값을 가진 데이터를 선택
  - 이러한 선택을 '근시안적'인 선택이라고 말하기도 함

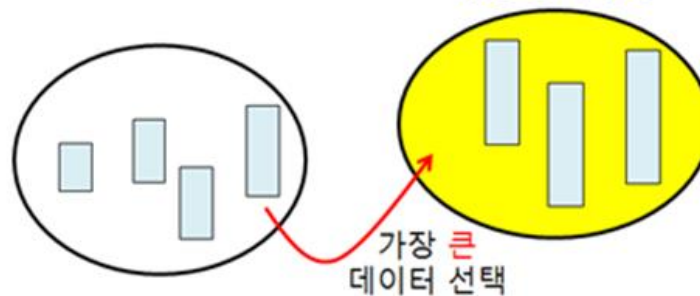
# 그리디 (Greedy) 알고리즘

- 그리디 알고리즘은 근시안적인 선택으로 부분적인 최적해를 찾고, 이들을 모아서(축적하여) 문제의 최적해를 얻는다.

최대값 찾는 문제



최소값 찾는 문제



# 그리디 (Greedy) 알고리즘

- 그리디 알고리즘은 일단 한 번 선택하면, 이를 절대로 반복하지 않는다.
  - 즉, 선택한 데이터를 버리고 다른 것을 취하지 않는다.
- 이러한 특성 때문에 대부분의 그리디 알고리즘들은 매우 단순하며, 또한 제한적인 문제만이 그리디 알고리즘으로 해결된다.

## 4.1 동전 거스름돈 문제

- ▶ 동전 거스름돈 (Coin Change) 문제를 해결하는 가장 간단하고 효율적인 방법
  - 남은 액수를 초과하지 않는 조건하에 '욕심내어' 가장 큰 액면의 동전을 취하는 것
- ▶ 동전 거스름돈 문제의 최소 동전 수를 찾는 그리디 알고리즘
  - 동전의 액면은 500원, 100원, 50원, 10원, 1원

# 알고리즘

## CoinChange

입력: 거스름돈 액수 W

출력: 거스름돈 액수에 대한 최소 동전 수

1.  $change = W, n500 = n100 = n50 = n10 = n1 = 0$

// n500, n100, n50, n10, n1은 각각의 동전 카운트

2. `while ( change  $\geq$  500 )`

$change = change - 500, n500++$       // 500원 동전 수 1 증가

3. `while ( change  $\geq$  100 )`

$change = change - 100, n100++$       // 100원 동전 수 1 증가

4. `while ( change  $\geq$  50 )`

$change = change - 50, n50++$       // 50원 동전 수 1 증가

5. `while ( change  $\geq$  10 )`

$change = change - 10, n10++$       // 10원 동전 수 1 증가

6. `while ( change  $\geq$  1 )`

$change = change - 1, n1++$       // 1원 동전 수 1 증가

7. `return (n500+n100+n50+n10+n1)`      // 총 동전 수 리턴

# CoinChange 알고리즘

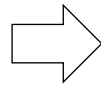
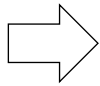
## ➤ 그리디 알고리즘의 근시안적인 특성

- CoinChange 알고리즘은 남아있는 거스름돈인 change에 대해 가장 높은 액면의 동전을 거스르며,
- 500원 동전을 처리하는 line 2에서는 100원, 50원, 10원, 1원 동전을 몇 개씩 거슬러 주어야 할 것인지에 대해서는 전혀 고려하지 않는다.



# 수행 과정

760원의 거스름돈에 대해



# CoinChange 알고리즘의 문제점

- 한국은행에서 160원 동전을 추가로 발행한다면, CoinChange 알고리즘이 항상 최소 동전 수를 계산할 수 있을까?
- 거스름돈이 200원이라면, CoinChange 알고리즘은 160원 동전 1개와 10원 동전 4개로서 총 5개를 리턴



CoinChange 알고리즘의 결과

- 200원에 대한 최소 동전 수는 100원짜리 동전 2개



CoinChange 알고리즘의 결과



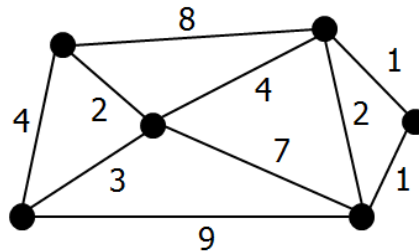
최소 동전의 거스름돈

- CoinChange 알고리즘은 항상 최적의 답을 주지 못함  
그러나 실제로는 거스름돈에 대한 그리디 알고리즘이  
적용되도록 동전이 발행됨

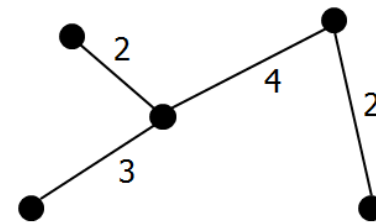
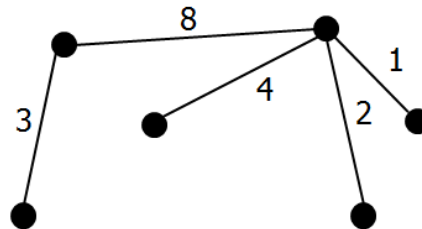
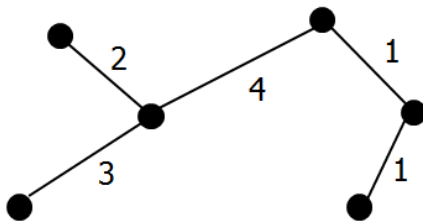
## 4.2 최소 신장 트리

### ▶ 최소 신장 트리 (Minimum Spanning Tree)

- 주어진 가중치 그래프에서 사이클이 없이 모든 점들을 연결시킨 트리들 중 간선들의 가중치 합이 최소인 트리



다음 중 최소 신장 트리는?



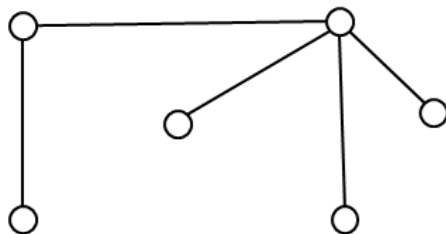
# 최소 신장 트리

## ➤ 주어진 그래프의 신장 트리를 찾는 방법

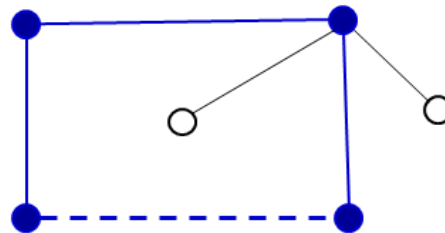
- 사이클이 없도록 모든 점을 연결시킨다.

## ➤ 그래프의 점의 수 = $n$

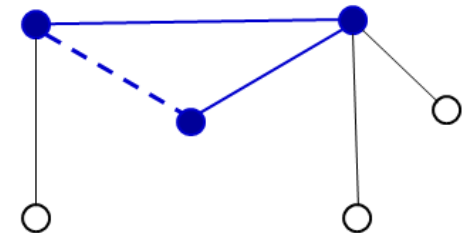
- 신장 트리에는 정확히  $(n-1)$ 개의 간선이 있다.
- 트리에 간선을 하나 추가시키면, 반드시 사이클이 만들어진다.



트리



점선으로 된 선분을 추가하여 만들어진 사이클



# 최소 신장 트리 알고리즘

## ➤ 크루스칼(Kruskal) 알고리즘

- 가중치가 가장 작은 간선이 사이클을 만들지 않을 때에만 '욕심내어' 그 간선을 추가시킨다.

## ➤ 프림(Prim) 알고리즘

- 임의의 점 하나를 선택한 후,  $(n-1)$ 개의 간선을 하나씩 추가시켜 트리를 만든다.

## ➤ 알고리즘의 입력은 1개의 연결 성분 (connected component)로 된 가중치 그래프

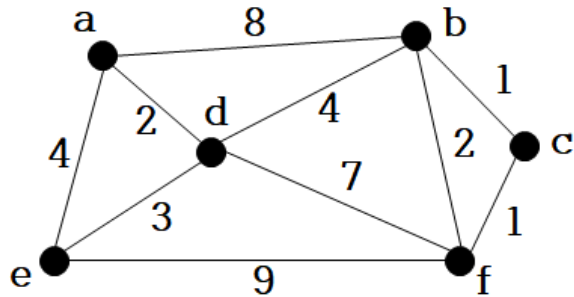
## KruskalMST(G)

입력: 가중치 그래프  $G=(V,E)$ ,  $|V|=n$ ,  $|E|=m$

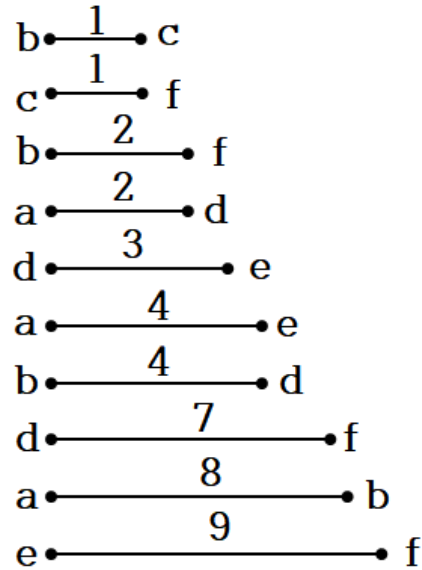
출력: 최소 신장 트리 T

1. 가중치의 오름차순으로 간선들을 정렬: L = 정렬된 간선 리스트
2.  $T=\emptyset$      // 트리 T를 초기화
3. **while** ( T의 간선 수 <  $n-1$  )
4.     L에서 가장 작은 가중치를 가진 간선 e를 가져오고, e를 L에서 제거
5.     **if** (간선 e가 T에 추가되어 사이클을 만들지 않으면)
6.         e를 T에 추가
7.     **else**     // e가 T에 추가되어 사이클이 생기는 경우
8.         e를 버린다.
9. **return** 트리 T     // T는 최소 신장 트리

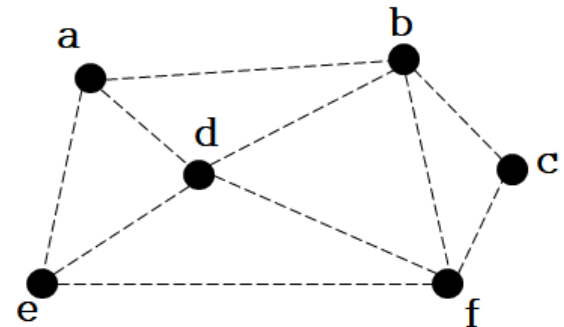
# KruskalMST 알고리즘 수행 과정



입력 그래프



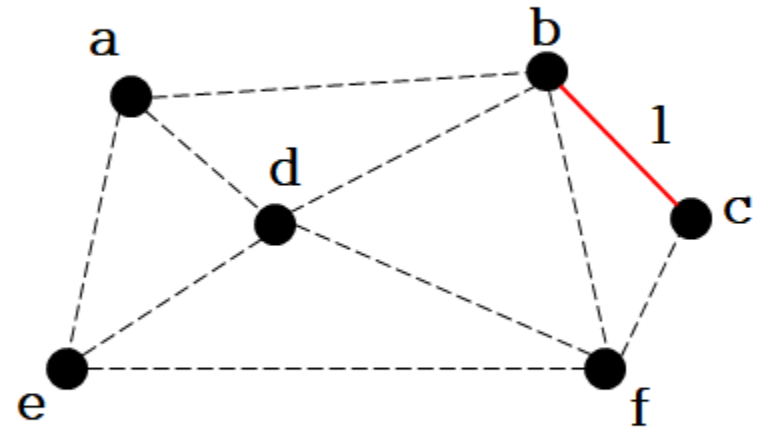
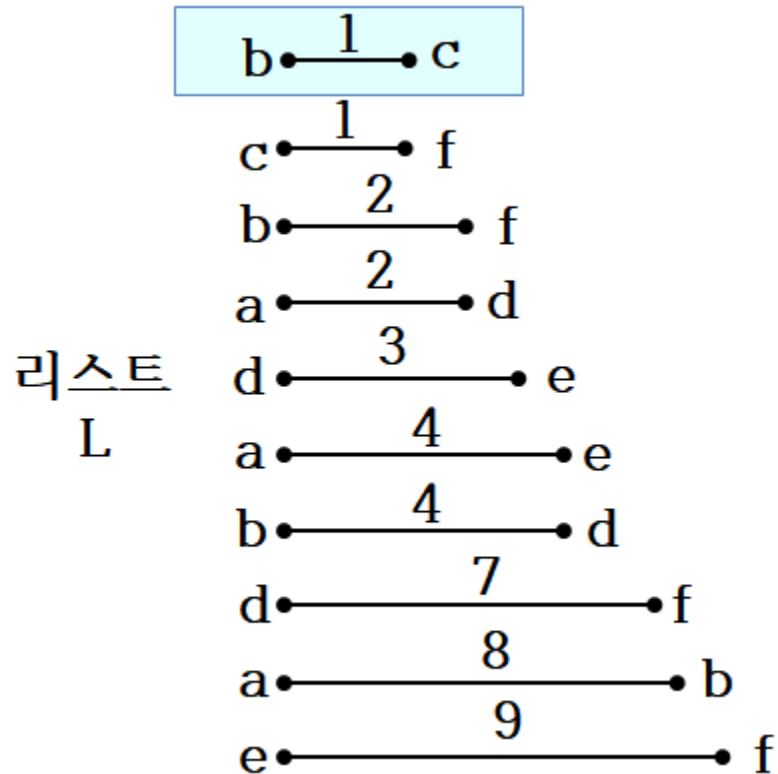
정렬된 리스트 L



$T = \emptyset$

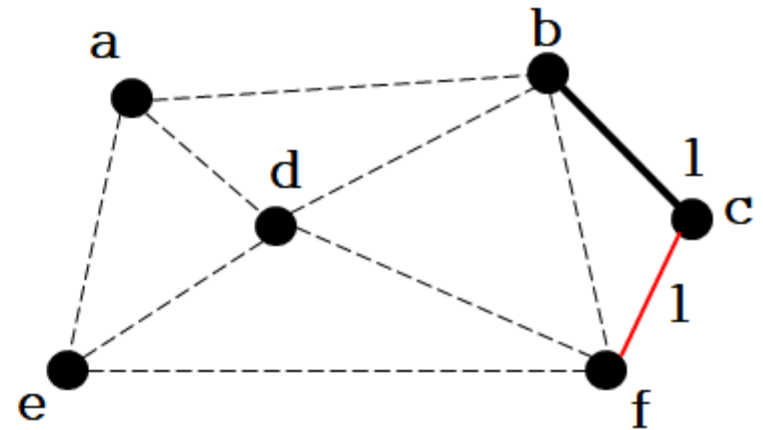
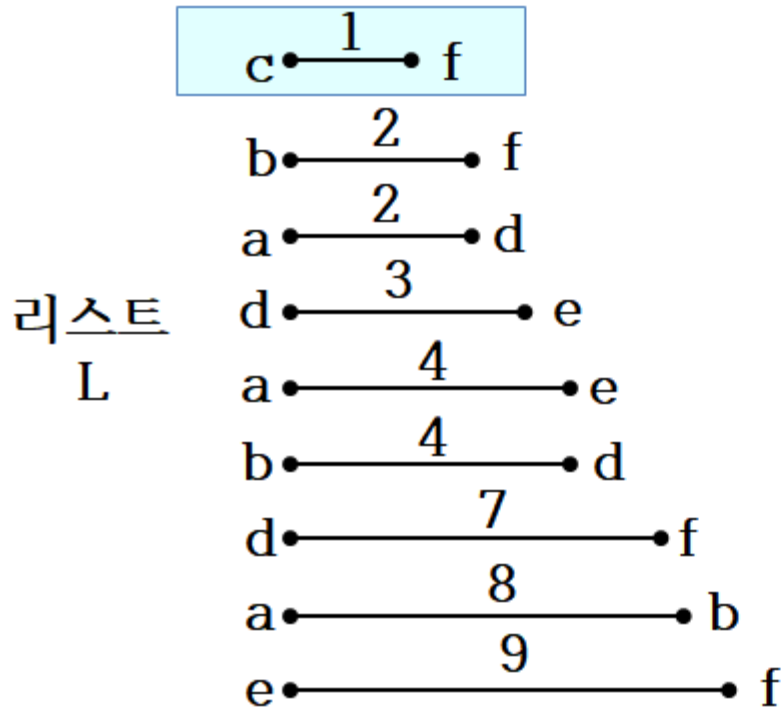


# 수행 과정



간선 (b, c) 추가

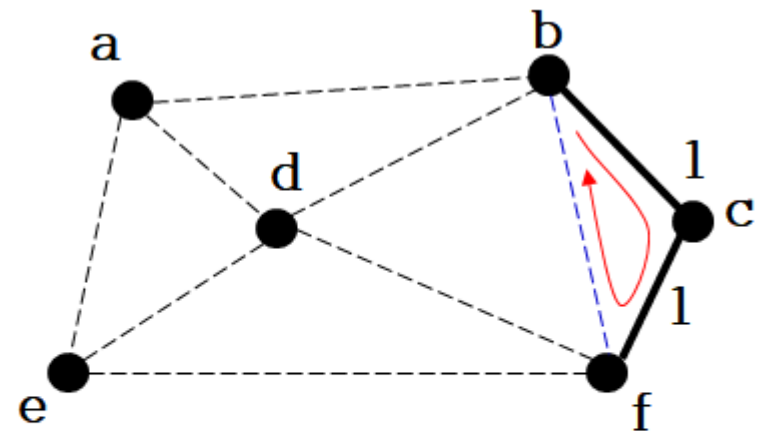
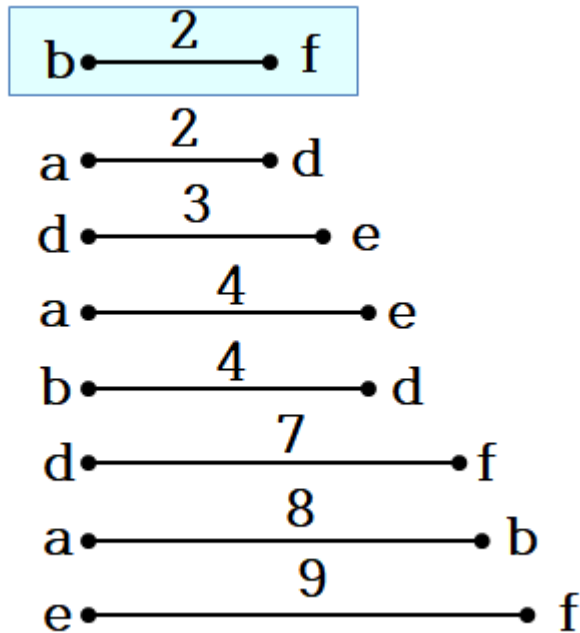
# 수행 과정



간선 (c, f) 추가

# 수행 과정

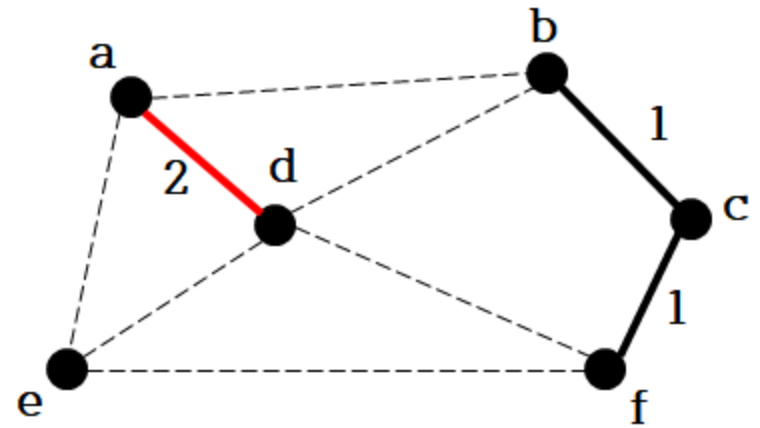
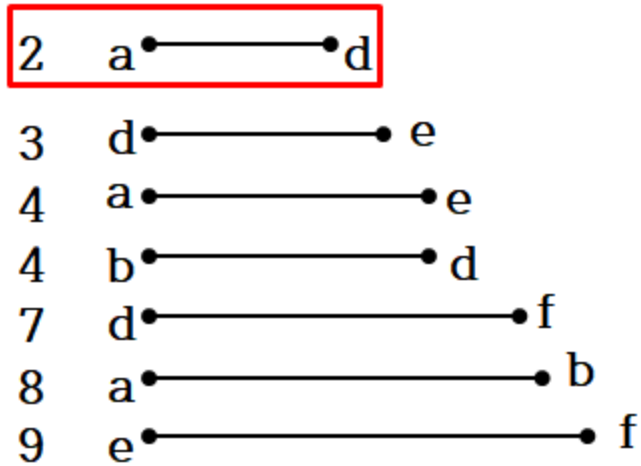
리스트  
L



사이클 b-c-f-b  
간선 (b, f) 버림

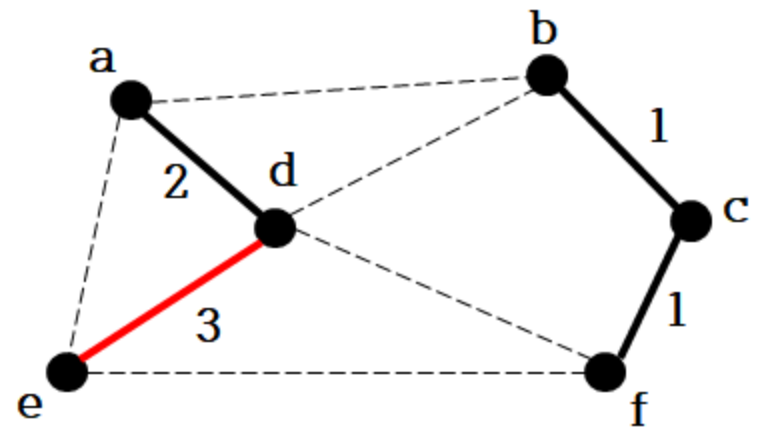
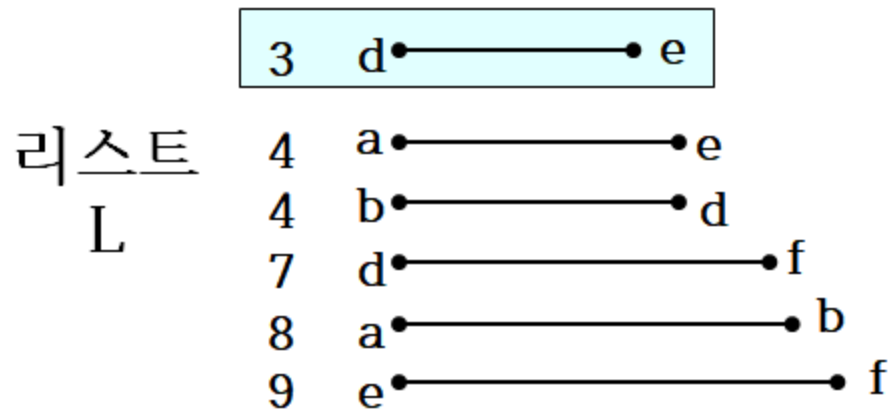
# 수행 과정

리스트  
L

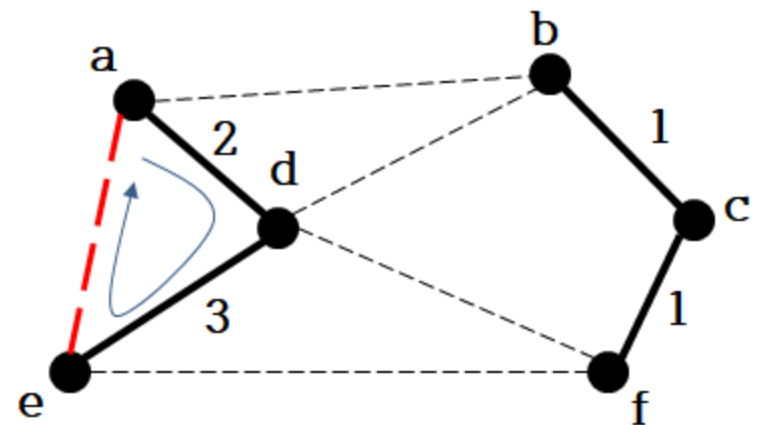
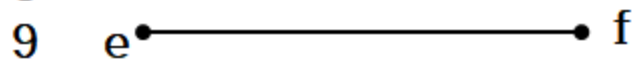
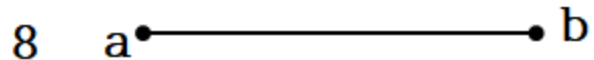
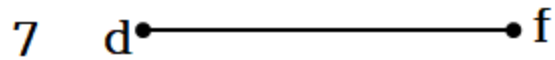
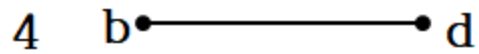
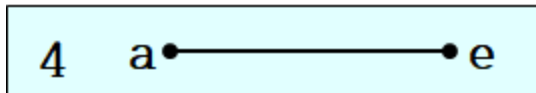


간선 (a, d) 추가

# 수행 과정

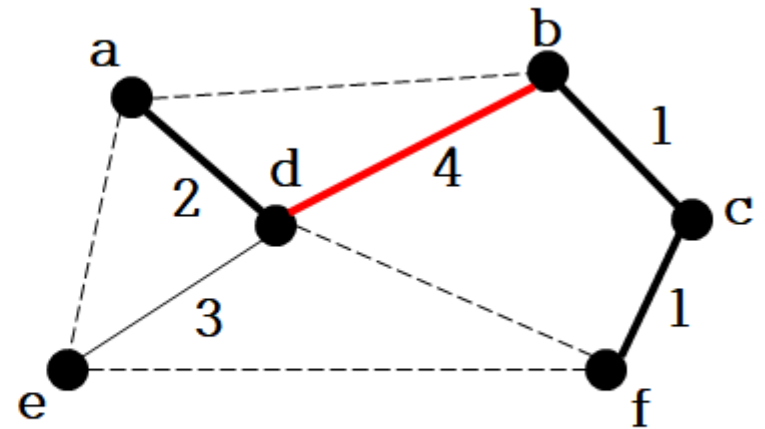
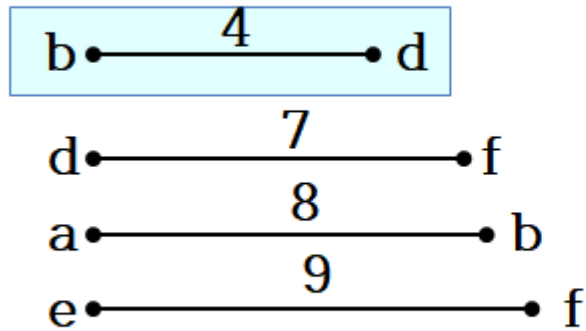


# 수행 과정

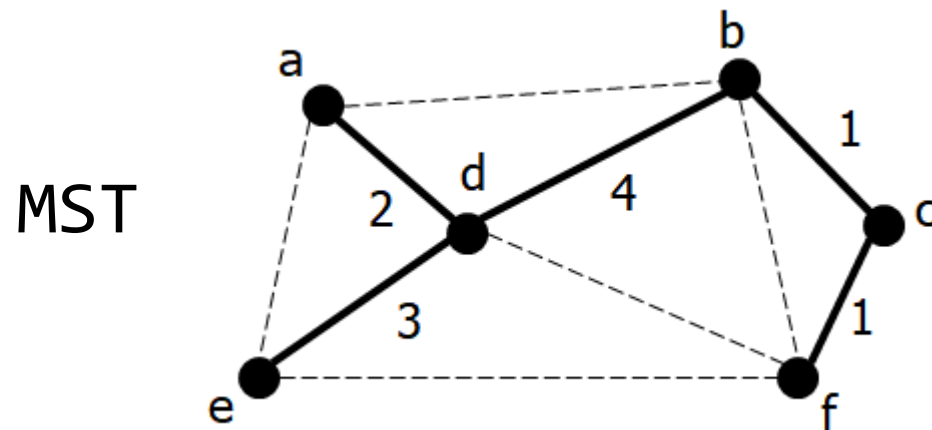


# 수행 과정

리스트  
L



간선 (b, d) 추가



MST

# 시간 복잡도

- Line 1 : 간선 정렬하는데  $O(m \log m)$  시간  
단,  $m$ 은 입력 그래프에 있는 간선의 수
- Line 2 :  $T$ 를 초기화하는 것이므로  $O(1)$  시간
- Line 3~8
  - while-루프는 최대  $m$ 번 수행  
그래프의 모든 간선이 while-루프 내에서 처리되는 경우
  - while-루프 내에서는  $L$ 로부터 가져온 간선  $e$ 가 사이클을 만드는지를 검사하는데 거의  $O(1)$  시간
- Kruskal 알고리즘의 시간복잡도:  $O(m \log m)$



# 프림 (Prim)의 MST 알고리즘

- 주어진 가중치 그래프에서 임의의 점 하나를 선택한 후,  $(n-1)$ 개의 간선을 하나씩 추가시켜 트리 생성
- 추가되는 간선은 현재까지 만들어진 트리에 연결시킬 때 '욕심내어' 항상 최소의 가중치로 연결되는 간선

## PrimMST(G)

입력: 가중치 그래프  $G=(V,E)$ ,  $|V|=n$ ,  $|E|=m$

출력: 최소 신장 트리  $T$

1.  $G$ 에서 임의의 점  $p$ 를 시작점으로 선택  $D[p] = 0$

//  $D[v]$ 는  $T$ 에 있는  $u$ 와  $v$ 를 연결하는 간선의 최소 가중치를 저장하기 위한 원소

2. **for** (점  $p$ 가 아닌 각 점  $v$ 에 대하여) { // 배열  $D$ 의 초기화

3.     **if** ( 간선  $(p, v)$ 가 그래프에 있으면 )

4.          $D[v] =$  간선  $(p, v)$ 의 가중치

5.     **else**

6.          $D[v] = \infty$

}

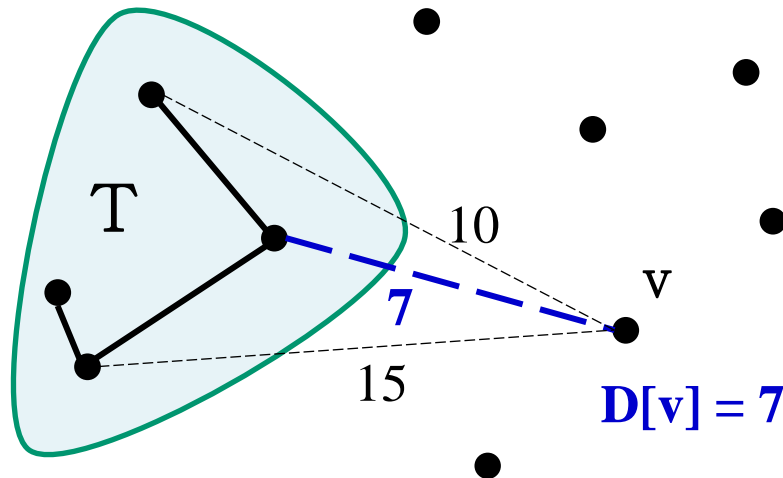
# Prim의 MST 알고리즘

7.  $T = \{p\}$       // 초기에 트리  $T$ 는 점  $p$ 만을 가진다.
8. **while** ( $T$ 에 있는 점의 수  $< n$ ) {
9.     $T$ 에 속하지 않은 각 점  $v$ 에 대하여,  $D[v]$ 가 최소인 점  $v_{\min}$ 과 연결된 간선  $(u, v_{\min})$ 을  $T$ 에 추가, 여기서  $u$ 는  $T$ 에 속한 점이고, 점  $v_{\min}$ 도  $T$ 에 추가
10.   **for** ( $T$ 에 속하지 않은 각 점  $w$ 에 대해서) {
11.     **if** (간선  $(v_{\min}, w)$ 의 가중치  $< D[w]$ )
12.        $D[w] =$  간선  $(v_{\min}, w)$ 의 가중치 //  $D[w]$ 를 갱신
- }
- }
13. **return**  $T$       //  $T$ 는 최소 신장 트리

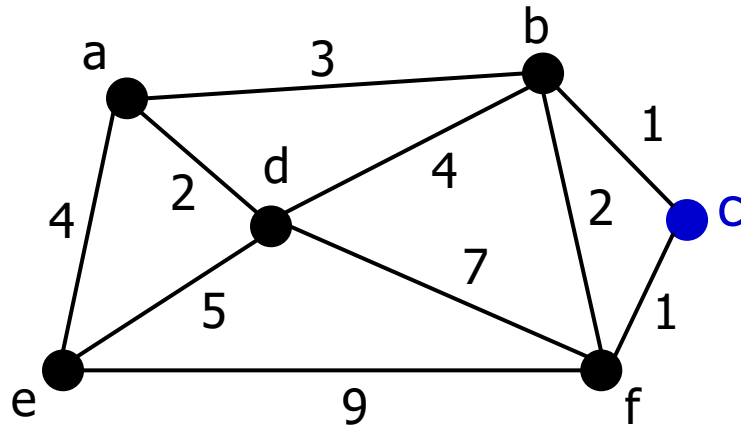
# D[v] 설명

## ➤ Line 1

- 임의로 점  $p$ 를 선택하고,  $D[p]=0$ 으로 놓는다.
- $D[v]$ 에는 점  $v$ 와  $T$ 에 속한 점들을 연결하는 간선들 중에서 최소 가중치를 가진 간선의 가중치를 저장
- 그림에서  $D[v]$ 에는 10, 7, 15 중에서 최소 가중치인 7이 저장



# 수행 과정

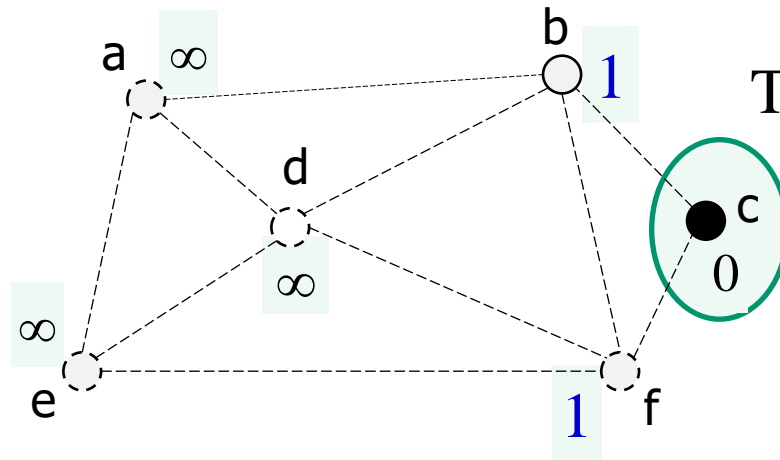


- Line 1: 임의의 점 **c** 선택,  $D[c]=0$ 으로 초기화

# 수행 과정

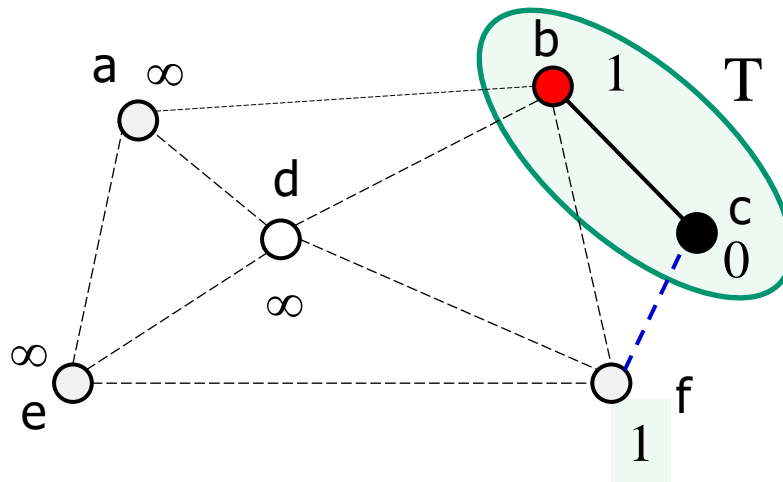
## ➤ Line 2~6:

- 시작점  $c$ 와 간선으로 연결된 각 점  $v$ 에 대해서,  $D[v]$ 를 각 간선의 가중치로 초기화
- 나머지 각 점  $v$ 에 대해서,  $D[v]$ 는  $\infty$ 로 초기화



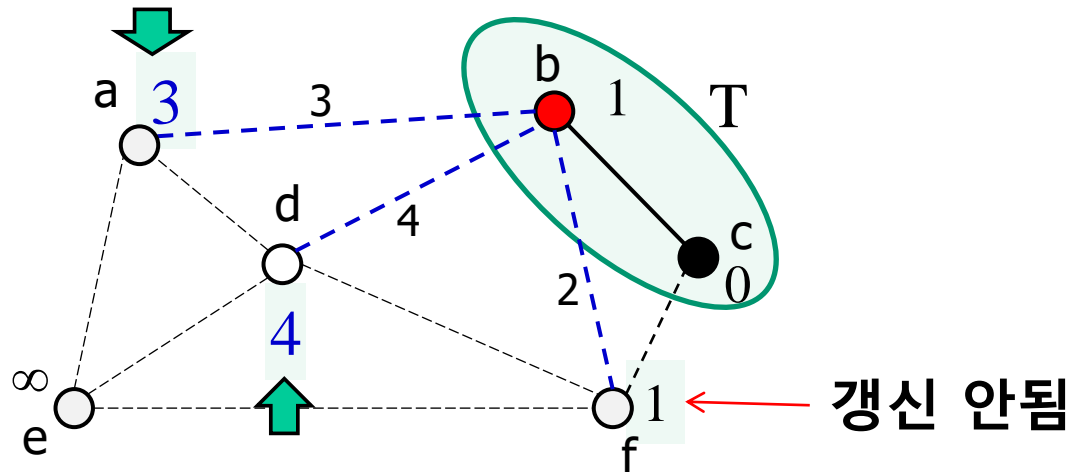
# 수행 과정

- Line 7:  $T=\{c\}$ 로 초기화
- Line 8-9:  $T$ 에 가장 가까운 점  $b$ 를 추가



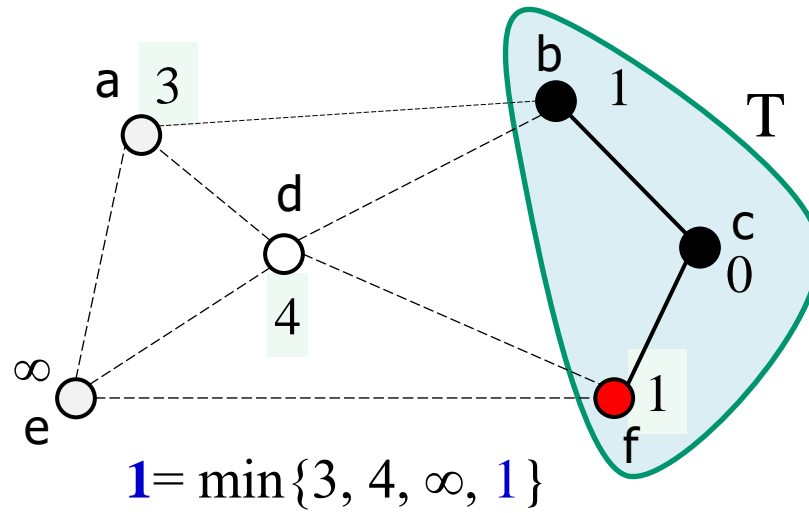
$$1 = \min\{\infty, 1, \infty, \infty, 1\}$$

# b에 연결된 a와 d의 $D[a]$ 와 $D[d]$ 갱신

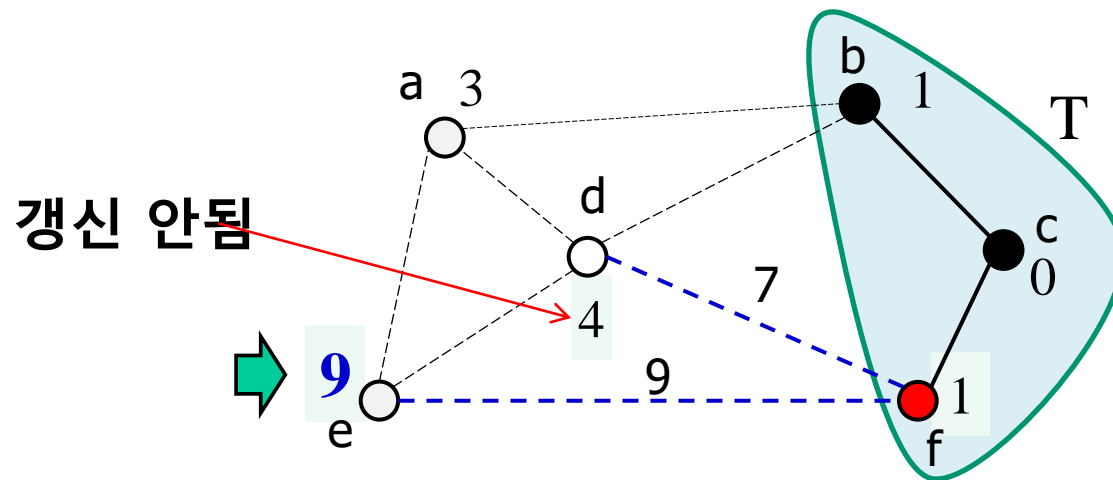




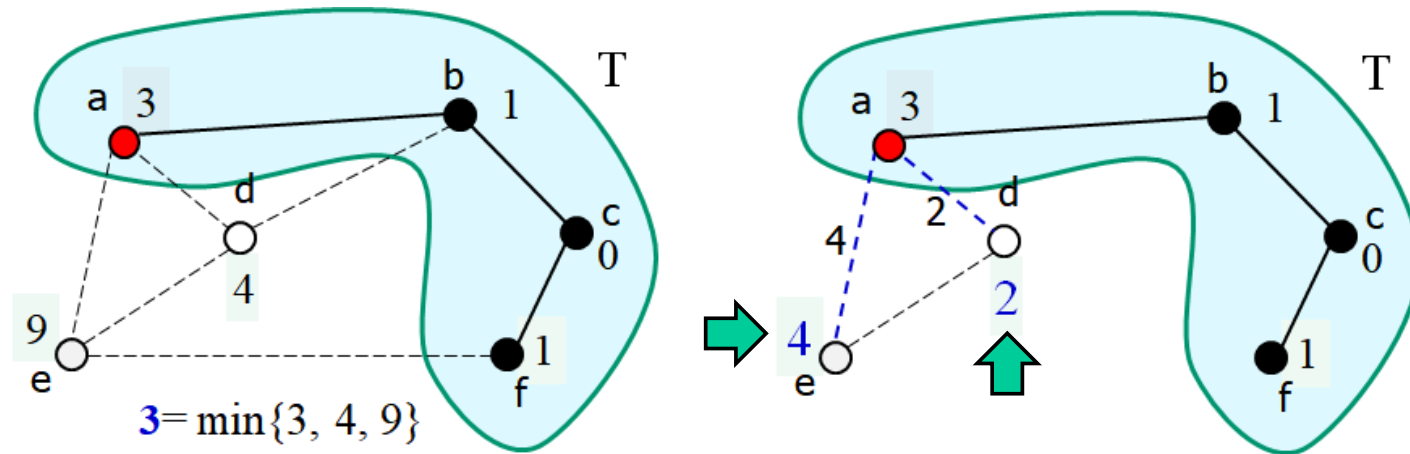
# T에 가장 가까운 점 f를 추가



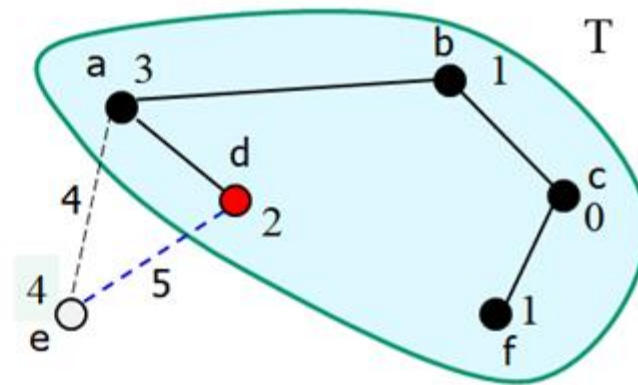
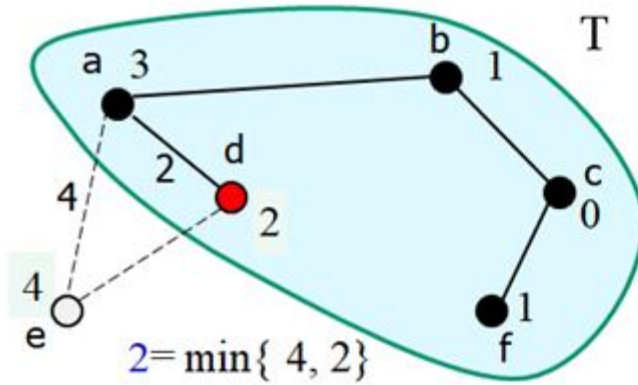
# f에 연결된 e의 D[e] 갱신



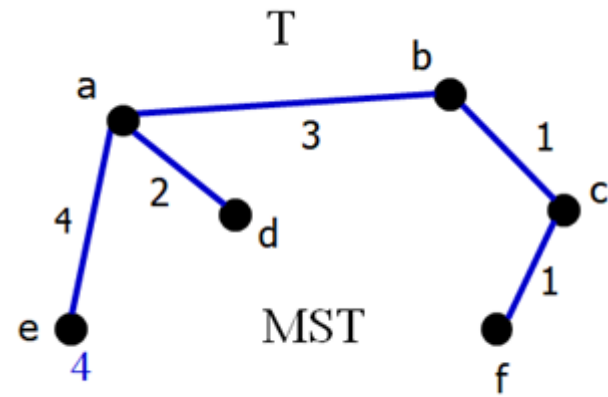
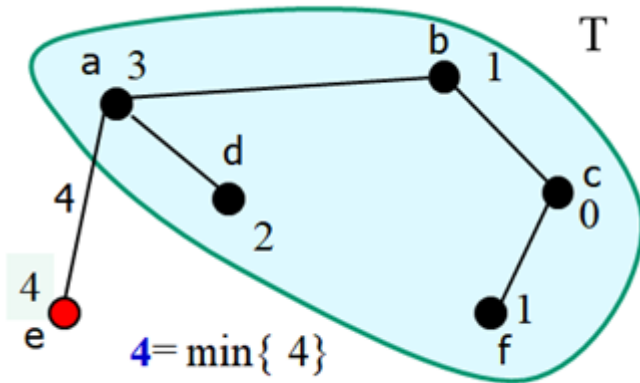
# a를 T에 추가



# d를 T에 추가

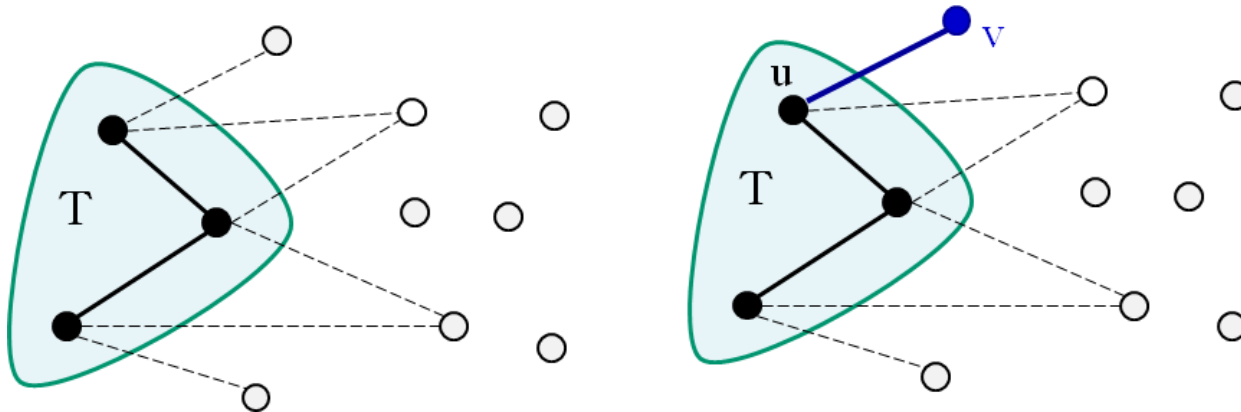


# e를 T에 추가



# PrimMST가 찾은 T에는 왜 사이클이 없을까?

- ▶ 프림 알고리즘은 T 밖에 있는 점을 항상 추가하므로 사이클이 만들어지지 않는다.



# 시간 복잡도

- while-루프가  $(n-1)$ 회 반복되고,
  - 1회 반복될 때 line 9에서  $T$ 에 속하지 않은 각 점  $v$ 에 대하여,  $D[v]$ 가 최소인 점  $v_{\min}$ 을 찾는데  $O(n)$  시간 소요
  - 배열  $D$ 에서 (현재  $T$ 에 속하지 않은 점들에 대해서) 최솟값을 찾는 것이고, 배열의 크기는  $n$ 이기 때문
- 프림 알고리즘의 시간 복잡도
  - $(n-1) \times O(n) = O(n^2)$
  - 최소 힙(Binary Heap)을 사용하여  $v_{\min}$ 을 찾으면  $O(m \log n)$ ,  $m$ 은 간선 수. 따라서 간선 수가  $O(n)$ 이면  $O(n \log n)$

# Kruskal과 Prim 알고리즘의 수행 과정 비교

## ➤ 크루스컬 알고리즘

- 간선이 1개씩 T에 추가되는데, 이는 마치 n개의 점들이 각각의 트리인 상태에서 간선이 추가되면 2개의 트리가 1개의 트리로 합쳐지는 것과 같음
- 크루스컬 알고리즘은 이를 반복하여 1개의 트리인 T를 생성
- n개의 트리들이 점차 합쳐져서 1개의 신장 트리가 만들어진다.

## ➤ 프림 알고리즘

- T가 점 1개인 트리에서 시작되어 간선을 1개씩 추가
- 1개의 트리가 자라나서 신장 트리가 된다.





## Applications

- ▶ **최소 비용으로 선로 또는 파이프 네트워크 (인터넷 광 케이블 선로, 케이블 TV선로, 전화선로, 송유관로, 가스관로, 배수로 등)를 설치하는데 활용**

## 4.3 최단 경로 찾기

- 최단 경로 (Shortest Path) 문제
  - 주어진 가중치 그래프에서 어느 한 출발점에서 또 다른 도착점까지의 최단 경로를 찾는 문제
- 최단 경로를 찾는 가장 대표적인 알고리즘
  - 다익스트라(Dijkstra) 최단 경로 알고리즘
- 다익스트라 알고리즘
  - 주어진 출발점에서 시작
  - 출발점으로부터 최단 거리가 확정되지 않은 점들 중에서 출발점으로부터 가장 가까운 점을 추가하고, 그 점의 최단 거리를 확정

## ShortestPath( $G, s$ )

입력: 가중치 그래프  $G=(V,E)$ ,  $|V|=n$ ,  $|E|=m$

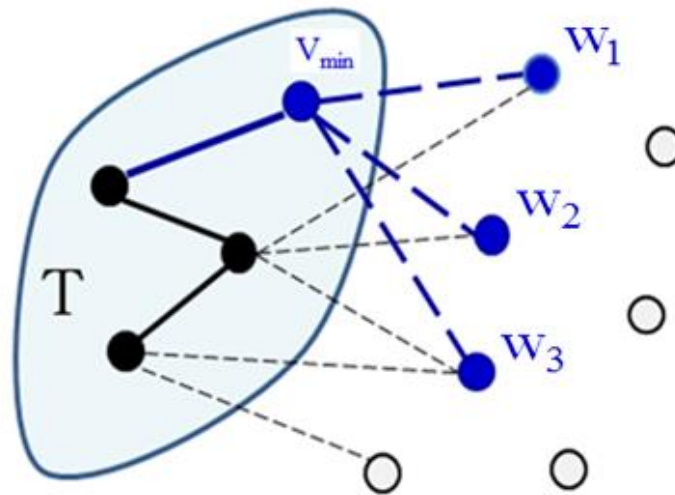
출력: 출발점  $s$ 로부터  $(n-1)$ 개의 점까지 각각 최단 거리를 저장한 배열  $D$

1. 배열  $D$ 를  $\infty$ 로 초기화. 단,  $D[s]=0$ 으로 초기화  
// 배열  $D[v]$ 에는 출발점  $s$ 로부터 점  $v$ 까지의 거리를 저장
2. **while** ( $s$ 로부터의 최단 거리가 확정되지 않은 점이 있으면)
3. 현재까지 최단 거리가 확정되지 않은 각 점  $v$ 에 대해서 최소의  $D[v]$ 의 값을 가진 점  $v_{\min}$ 을 선택하고,  $s$ 로부터 점  $v_{\min}$ 까지의 최단 거리  $D[v_{\min}]$ 을 확정
4.  $s$ 로부터 현재보다 짧은 거리로 점  $v_{\min}$ 을 통해 우회 가능한 각 점  $w$ 에 대해서  $D[w]$ 를 갱신 // 간선 완화
5. **return**  $D$

# 간선 완화(Edge Relaxation)

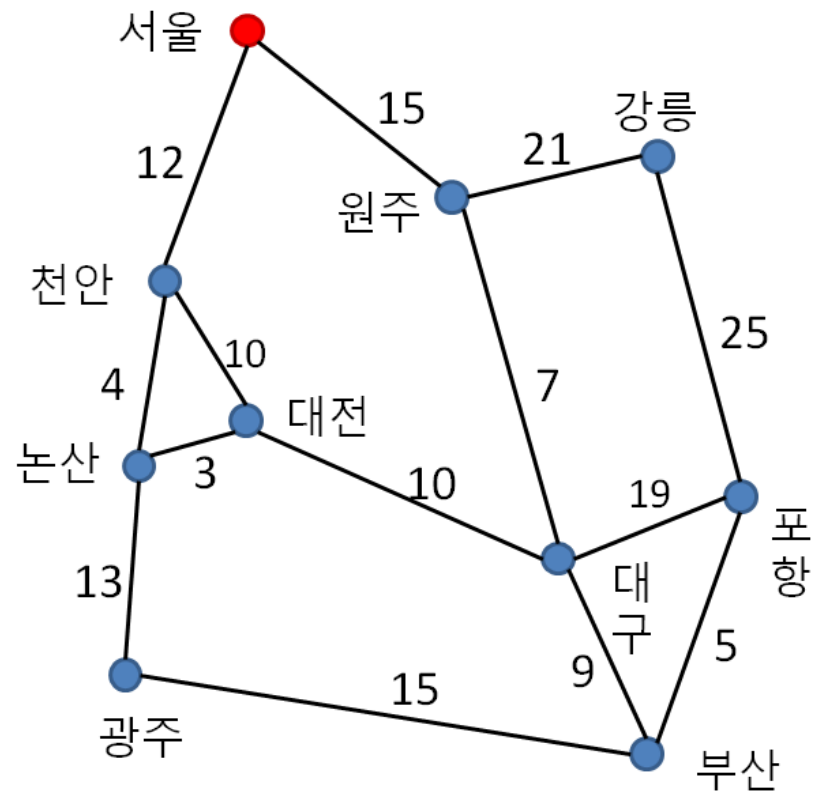
## ➤ Line 4

- V-T에 속한 점들 중  $v_{\min}$  을 거쳐 감 (경유함)으로서 s로부터의 거리가 현재보다 더 짧아지는 점  $w$ 가 있으면, 그 점의  $D[w]$ 를 갱신
- $v_{\min}$ 이 T에 포함된 상태에서  $v_{\min}$ 에 인접한 점  $w_1, w_2, w_3$  각각에 대해서 만일  $(D[v_{\min}] + \text{간선}(v, w_i) \text{의 가중치}) < D[w_i]$ 이면,  $D[w_i] = (D[v_{\min}] + \text{간선}(v_{\min}, w_i) \text{의 가중치})$ 로 갱신

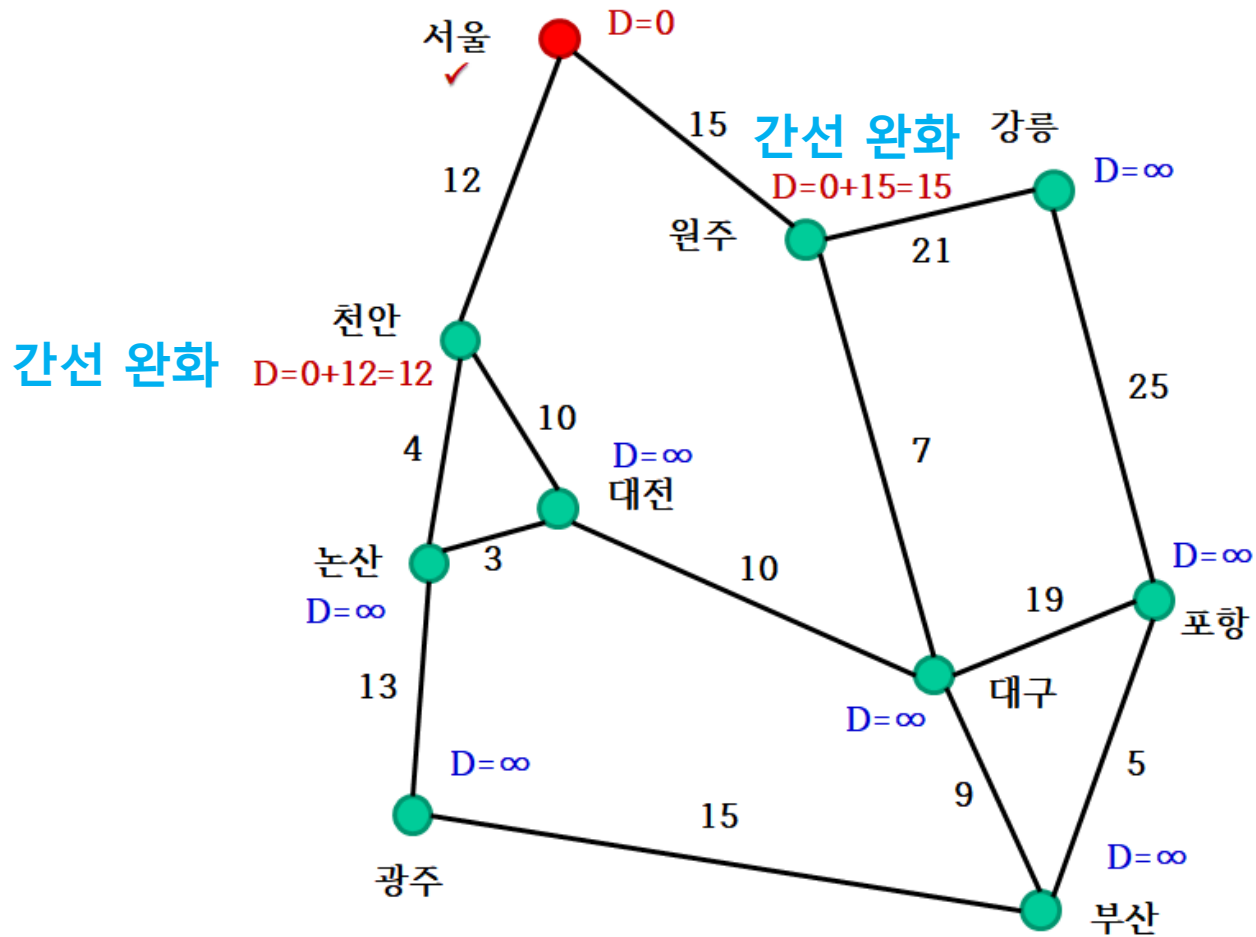


# 수행 과정

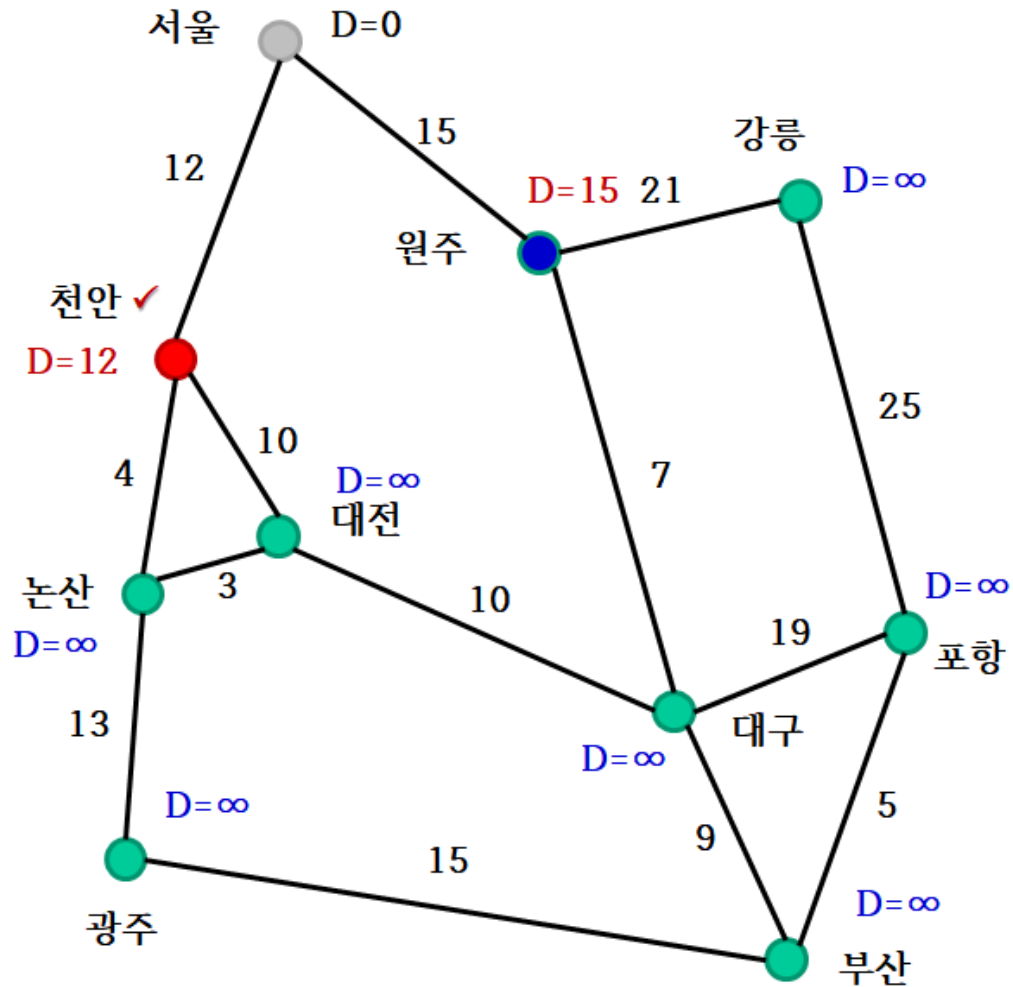
## ▶ 서울 확정



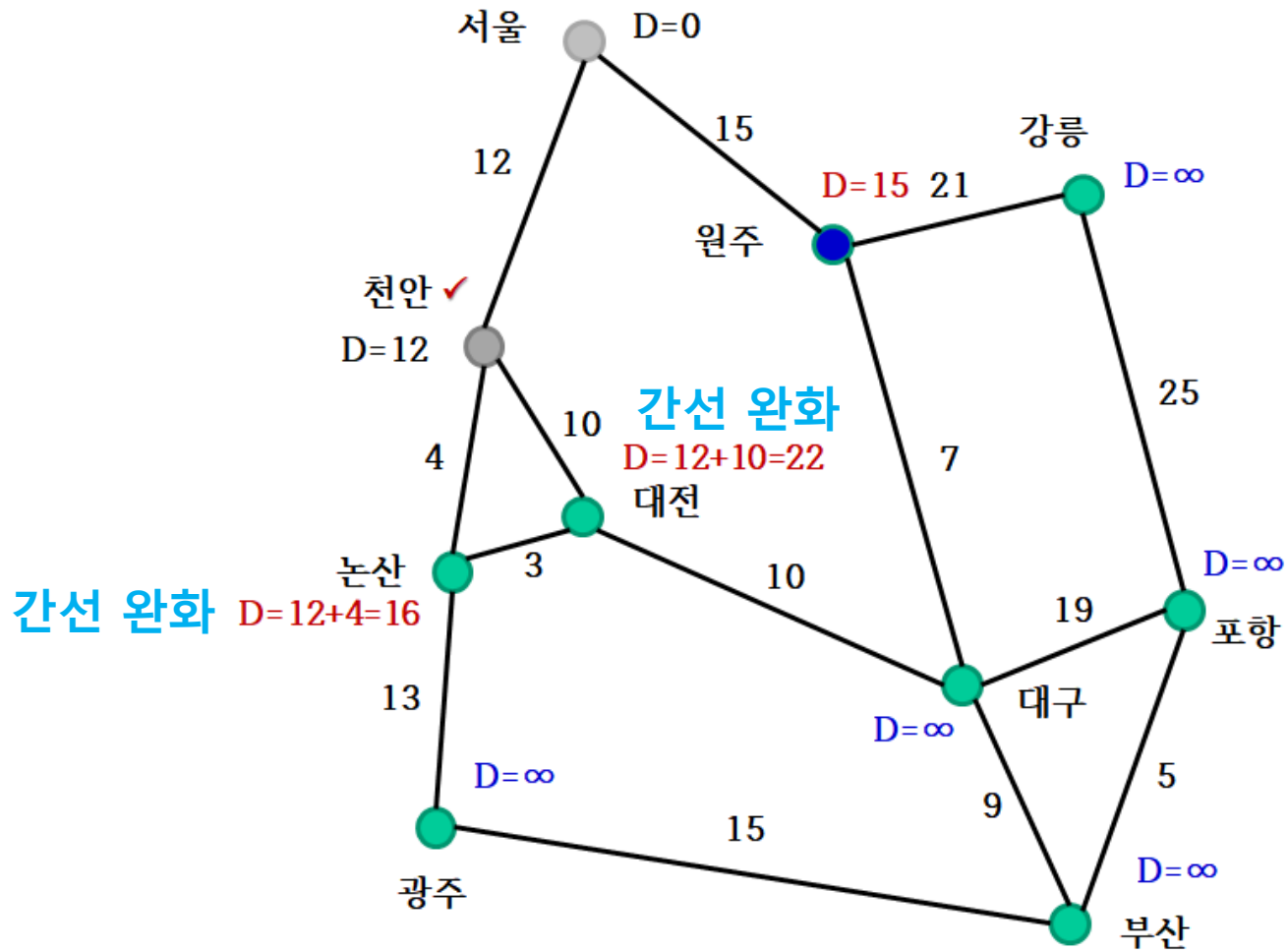
# 간선 완화



# 천안 확정

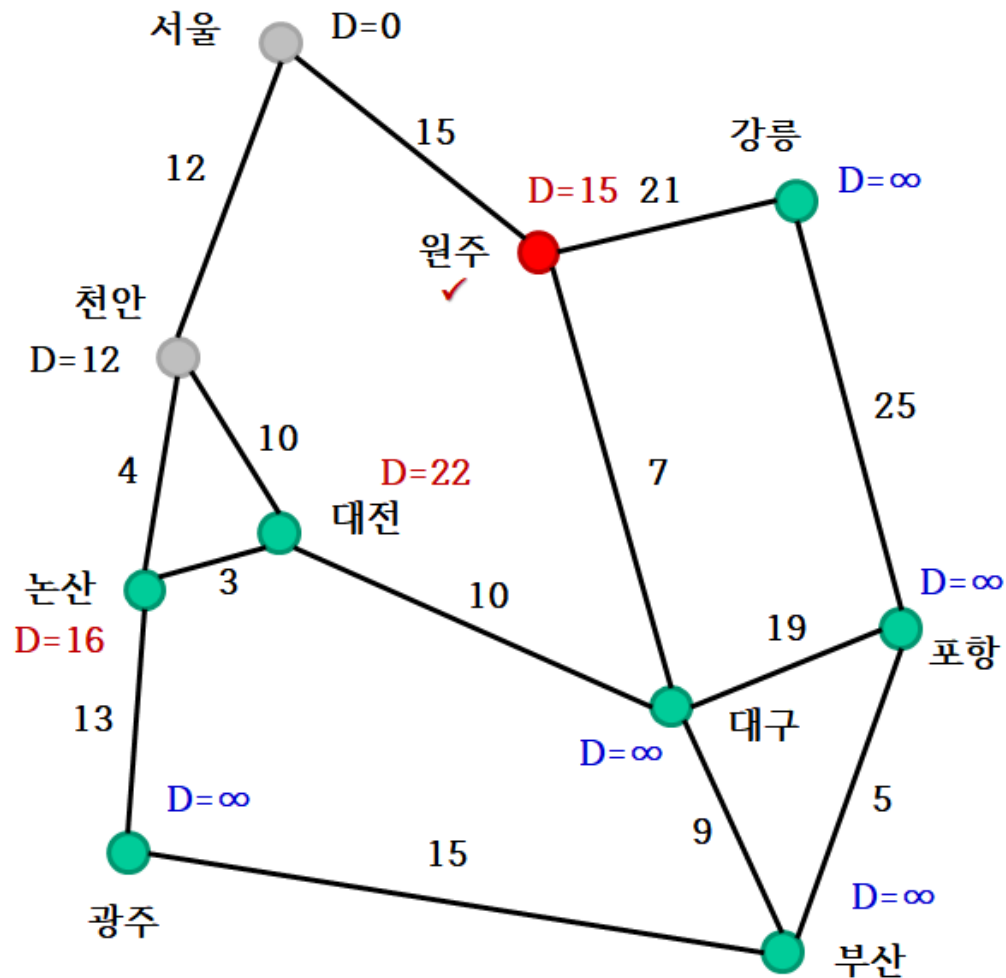


# 간선 완화

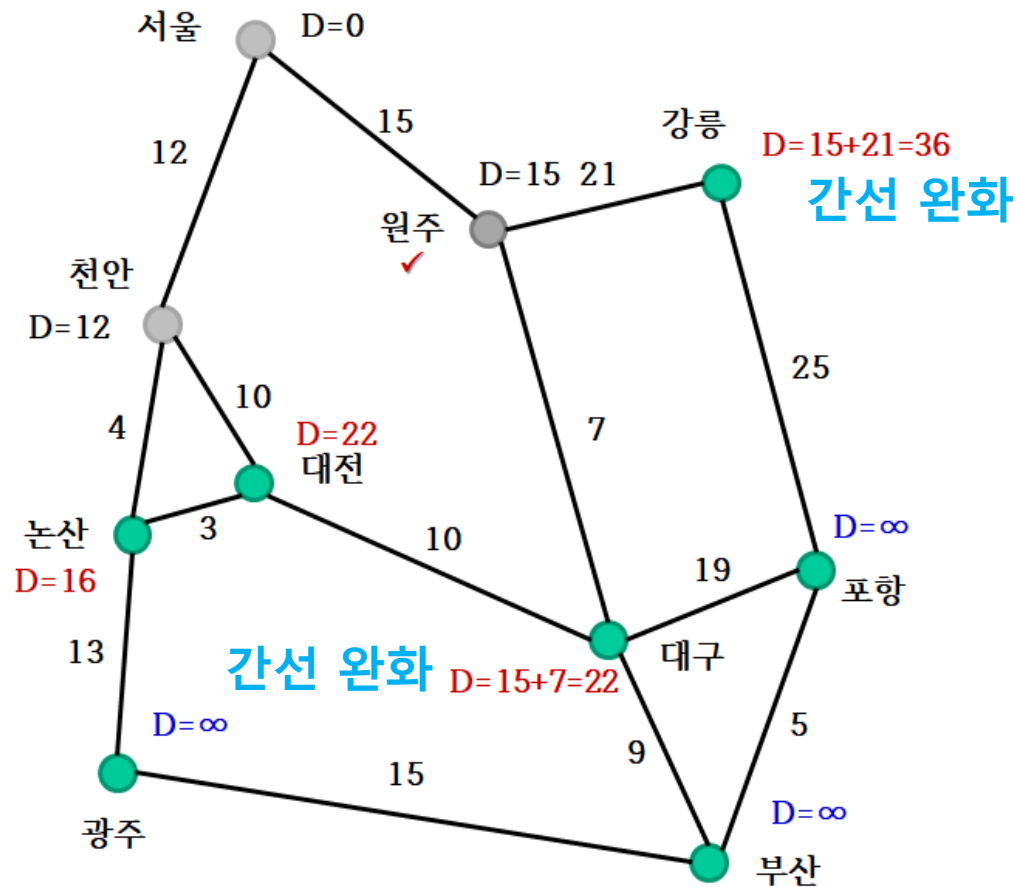




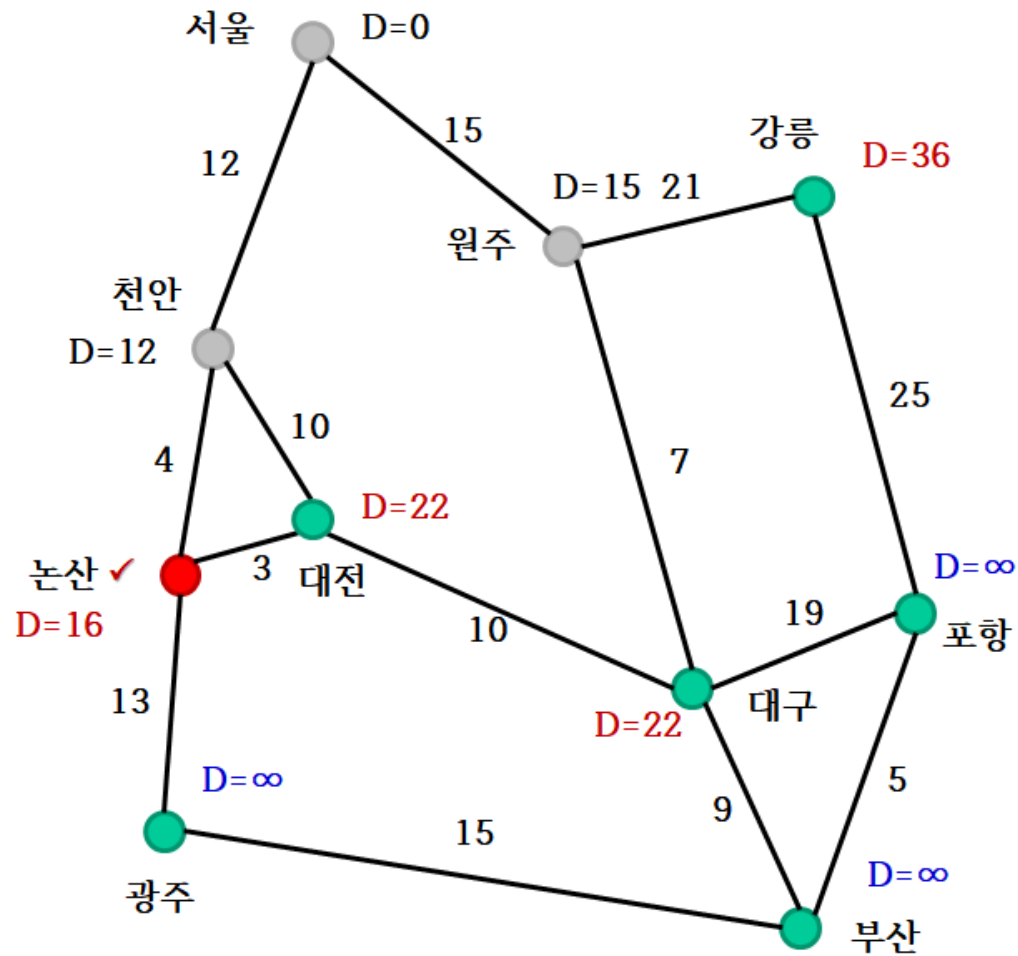
# 원주 확정



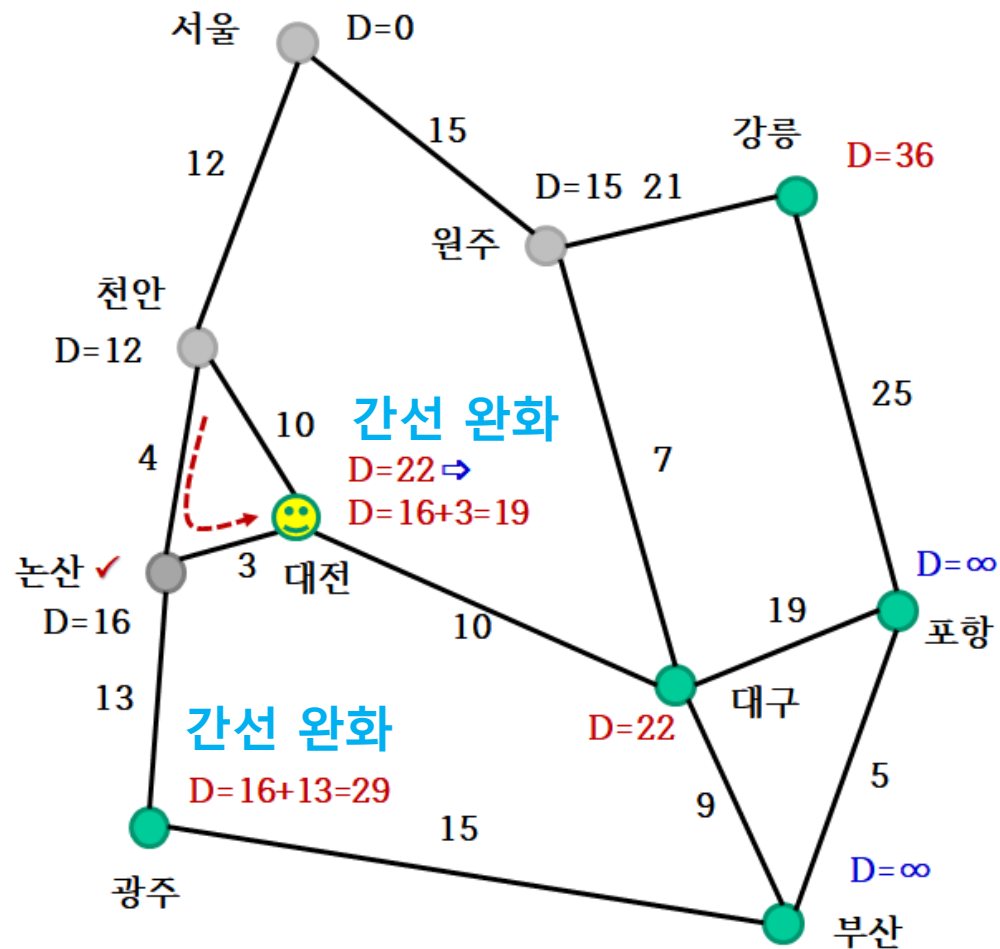
# 간선 완화



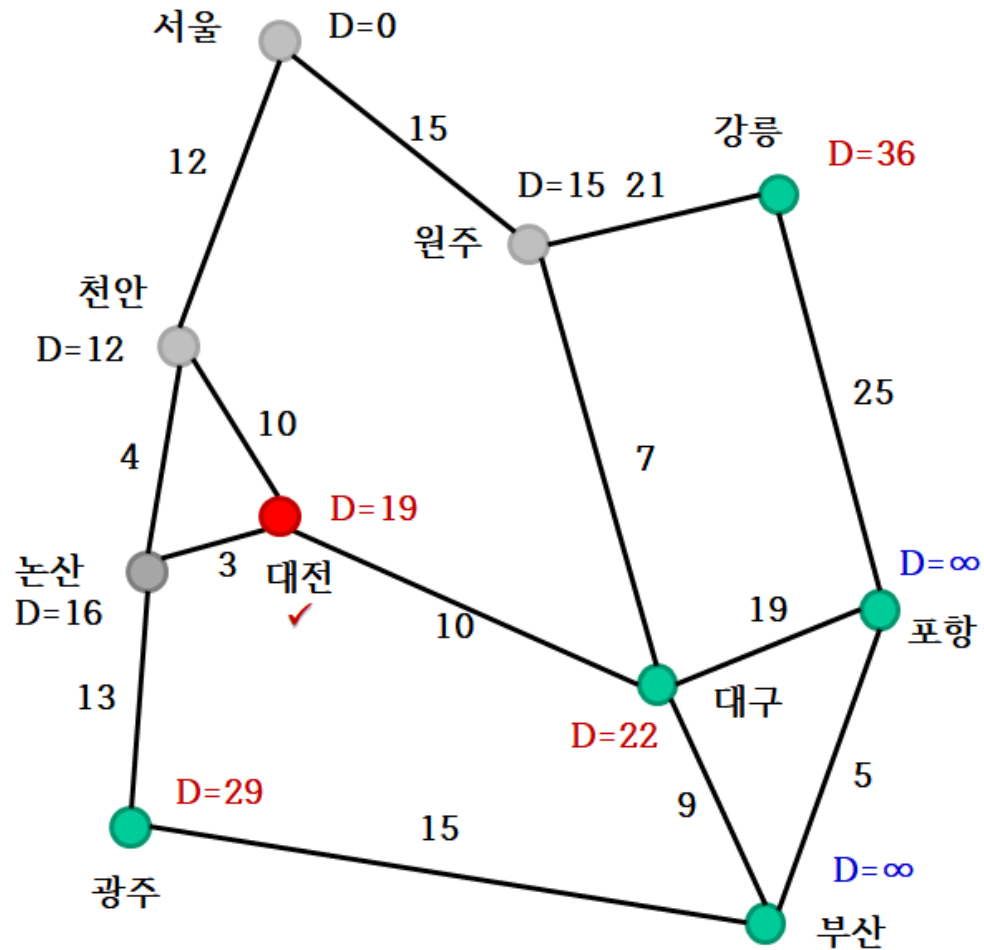
# 논산 확정



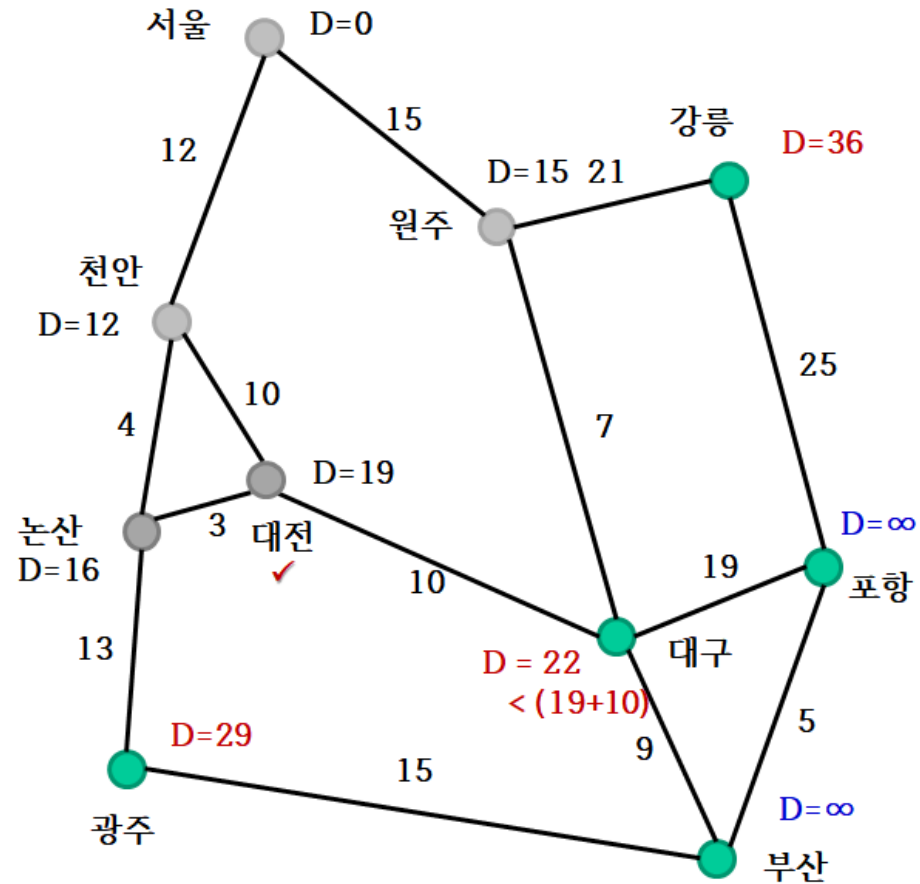
# 간선 완화



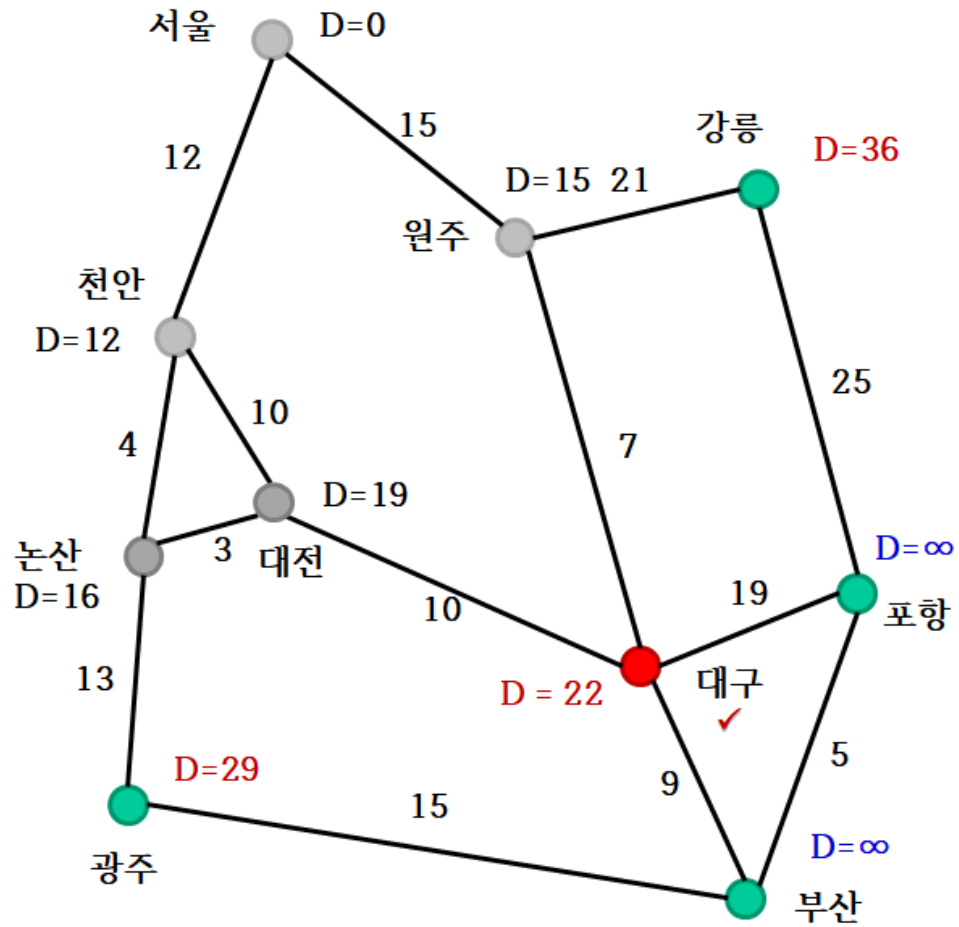
# 대전 확정



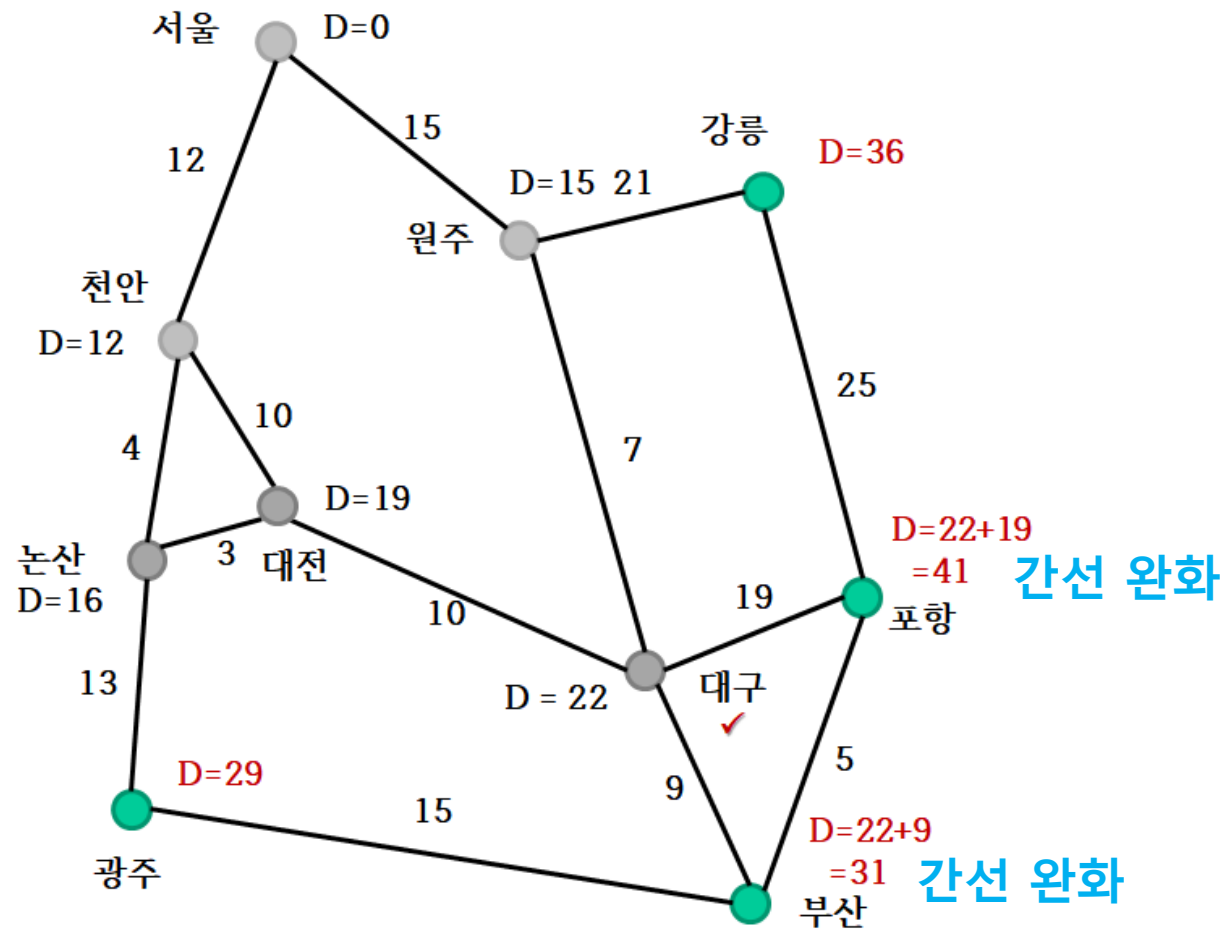
# 간선 완화 없음



# 대구 확정

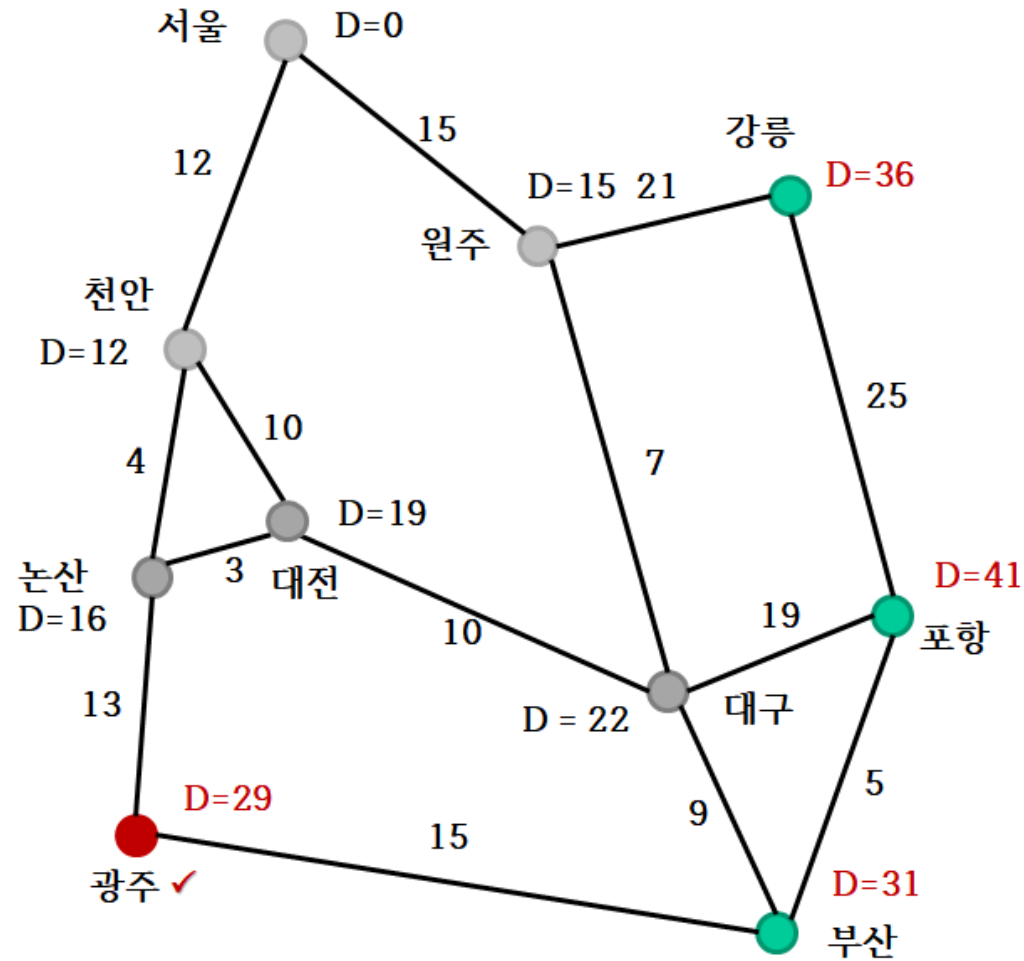


# 간선 완화

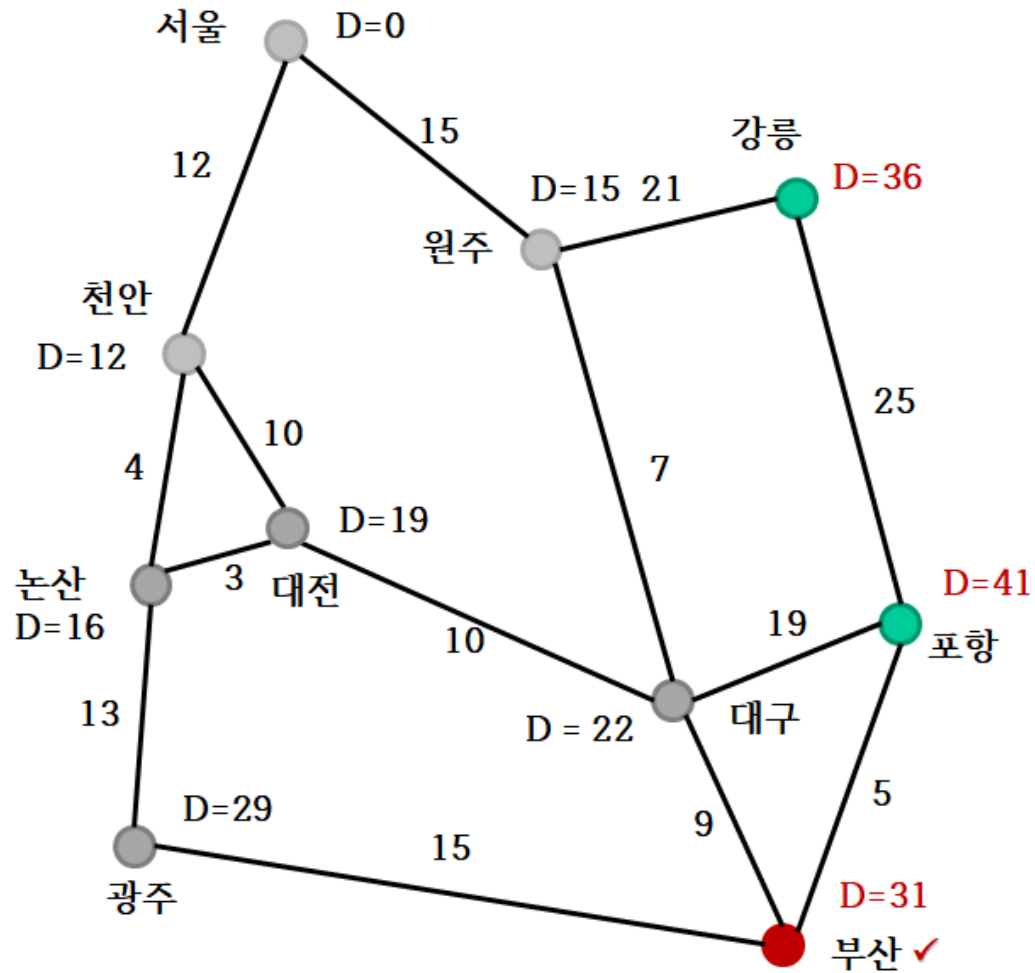




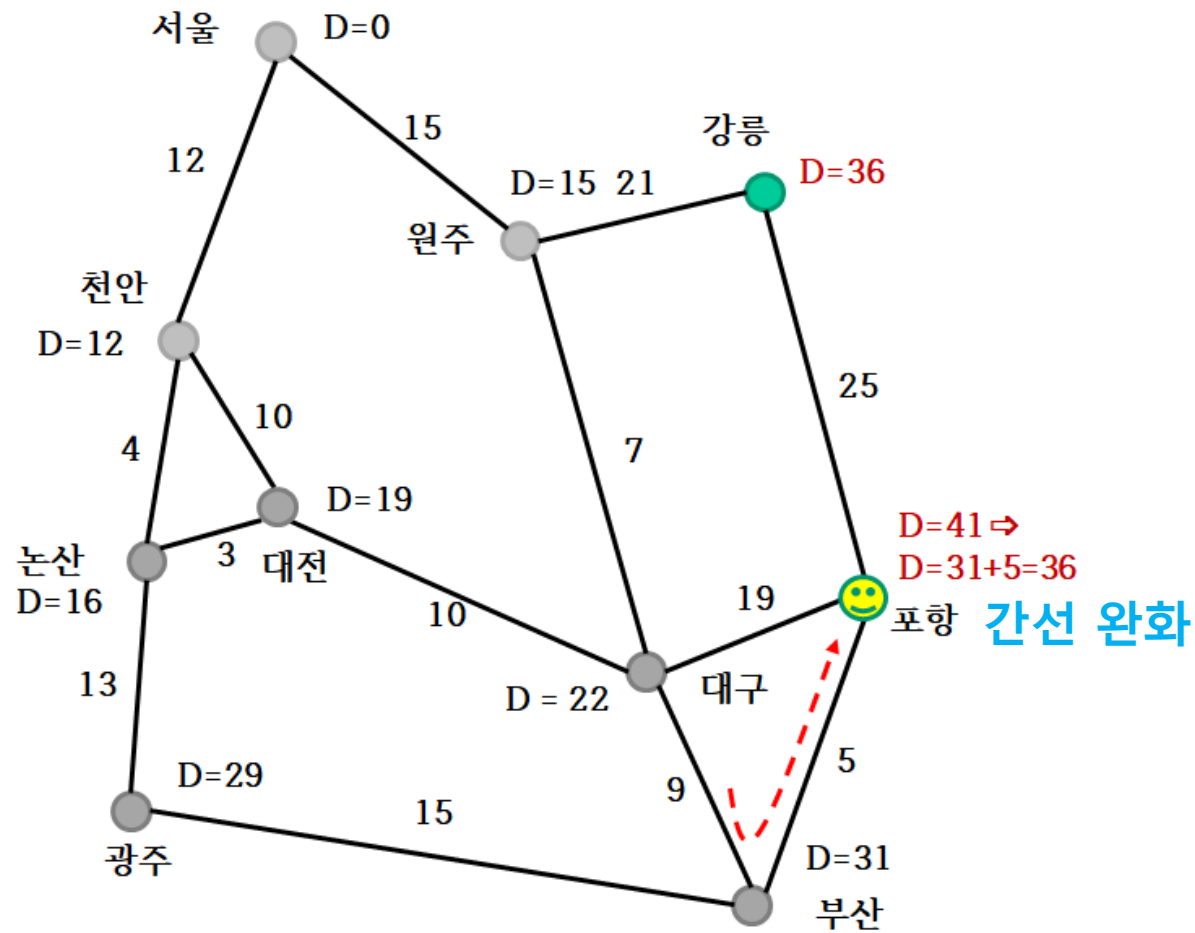
# 광주 확정



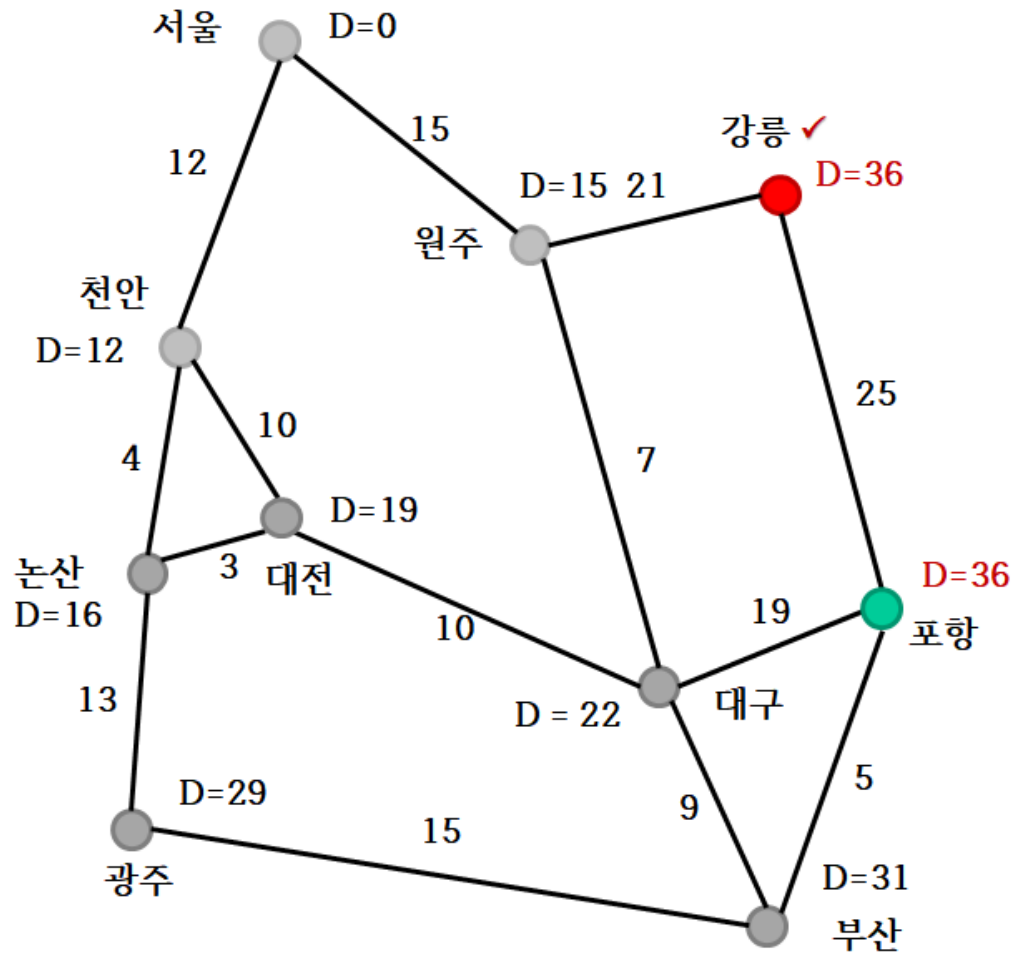
# 부산 확정



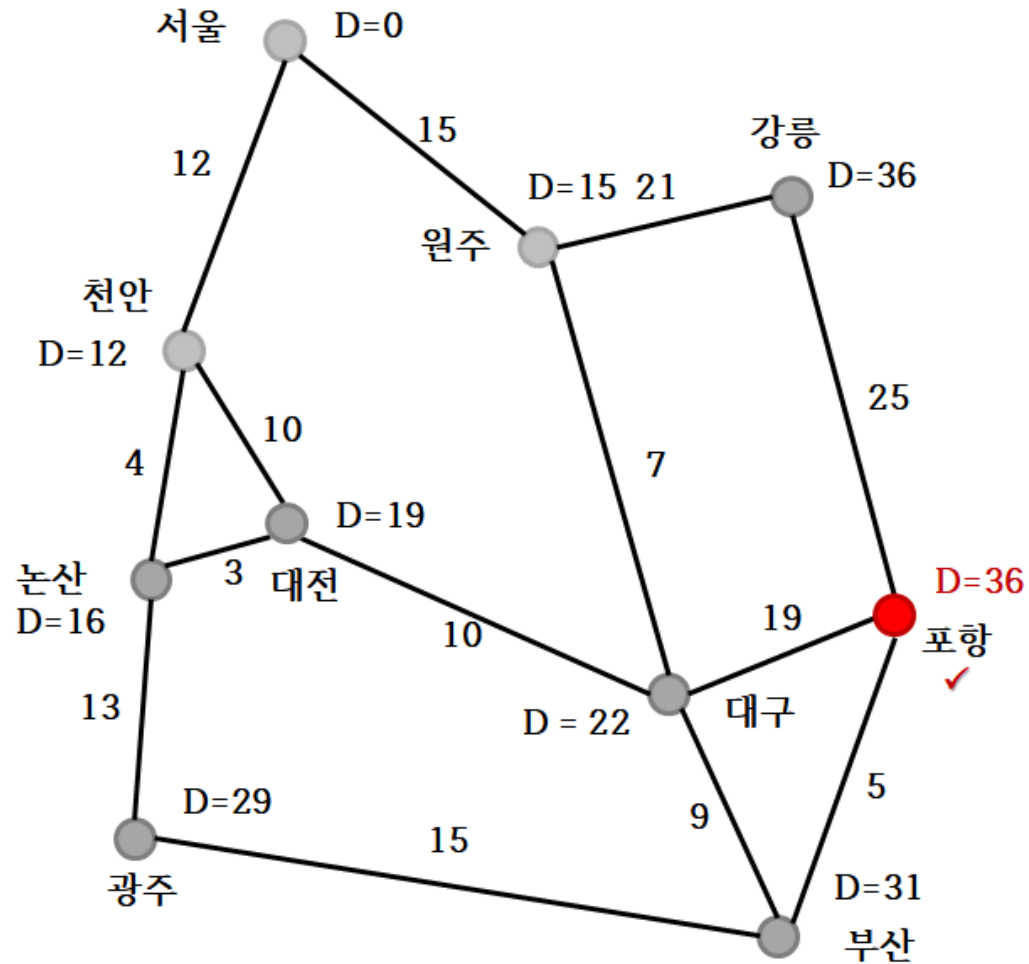
# 간선 완화



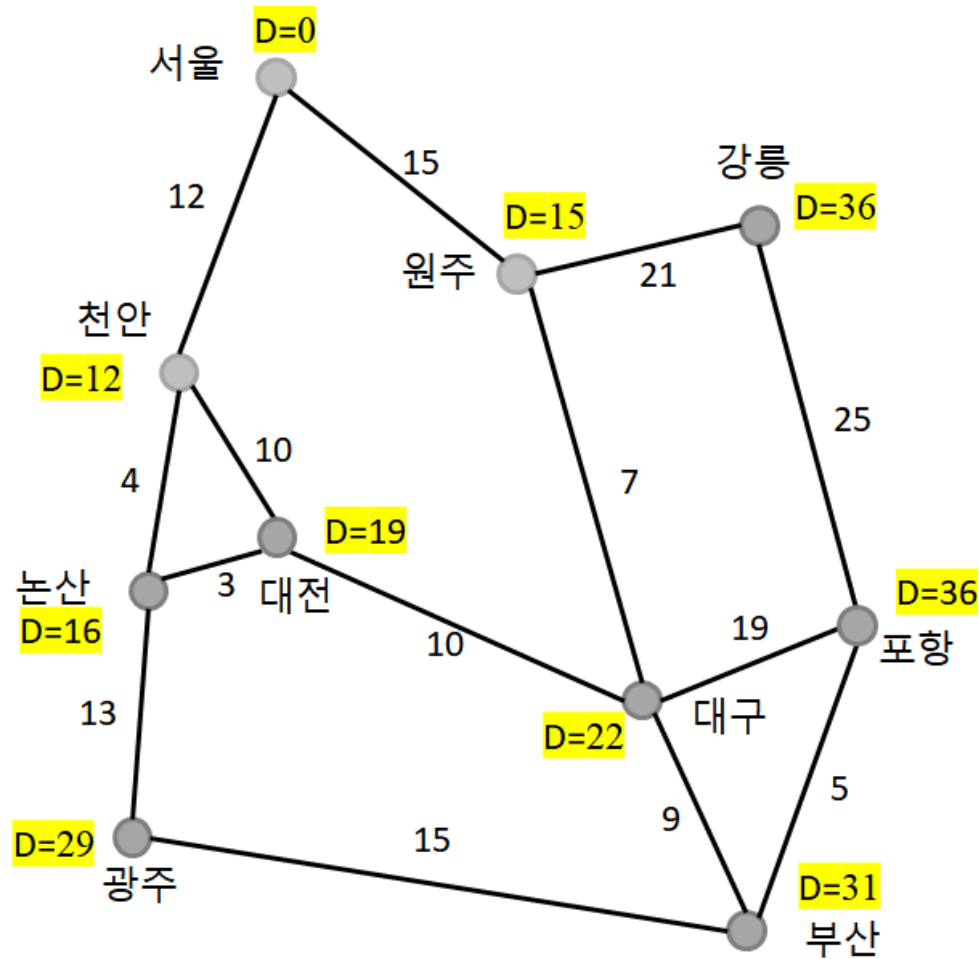
# 강릉 확정



## 포항 확정



# ShortestPath 알고리즘의 수행 결과



# 시간 복잡도

- while-루프가  $(n-1)$ 회 반복되고, 1회 반복될 때
  - line 3에서 최소의  $D[v]$ 를 가진 점  $v_{\min}$ 을 찾는데  $O(n)$  시간 소요  
왜냐하면 배열  $D$ 에서 최솟값을 찾기 때문
  - line 4에서도  $v_{\min}$ 에 연결된 점의 수가 최대  $(n-1)$ 개이므로, 각  $D[w]$ 를 갱신하는데 걸리는 시간은  $O(n)$
- ShortestPath의 시간 복잡도는
  - $(n-1) \times \{O(n)+O(n)\} = O(n^2)$
  - 프림 알고리즘과 같이 최소 힙(Binary Heap)을 사용하면  $O(m \log n)$ ,  $m$ 은 간선 수. 따라서 간선 수가  $O(n)$ 이면  $O(n \log n)$



## Applications

- 맵퀘스트 (MapQuest)와 구글 (Google) 맵
- 자동차 네비게이션
- 네트워크와 통신 분야
- 모바일 네트워크
- 산업 공학/경영 공학의 운영 (Operation) 연구
- 로봇 공학
- 교통 공학
- VLSI 디자인 분야 등



## 4.4 부분 배낭 문제

### ➤ 배낭 (Knapsack) 문제

- $n$ 개의 물건이 각각 1개씩 있고,
- 각 물건은 무게와 가치를 가지고 있으며,
- 배낭이 한정된 무게의 물건들을 담을 수 있을 때,
- 최대의 가치를 갖도록 배낭에 넣을 물건들을 정하는 문제

### ➤ 부분 배낭 (Fractional Knapsack) 문제

- 물건을 부분적으로 담는 것을 허용
- 그리디 알고리즘으로 해결

### ➤ 0-1 배낭 문제

- 부분 배낭 문제의 원형으로 물건을 통째로 배낭에 넣어야 한다.
- 동적 계획 알고리즘, 백트래킹 기법, 분기 한정 기법으로 해결



## 아이디어

- ▶ 부분 배낭 문제에서는 물건을 부분적으로 배낭에 담을 수 있으므로, 최적해를 위해서 '욕심을 내어' 단위 무게 당 가장 값나가는 물건을 배낭에 넣고, 계속해서 그 다음으로 값나가는 물건을 넣는다.
- ▶ 만일 물건을 '통째로' 배낭에 넣을 수 없으면, 배낭에 넣을 수 있을 만큼만 물건을 부분적으로 배낭에 담는다.

## Fractional Knapsack

입력:  $n$ 개의 물건, 각 물건의 무게와 가치, 배낭의 용량  $C$

출력: 배낭에 담은 물건 리스트  $L$ 과 배낭 속의 물건 가치의 합  
 $v$

1. 각 물건에 대해 단위 무게 당 가치를 계산한다.
2. 물건들을 단위 무게 당 가치를 기준으로 내림차순으로 정렬하고, 정렬된 물건 리스트를  $S$ 라고 하자.
3.  $L = \emptyset, w = 0, v = 0$   
//  $L$ 은 배낭에 담은 물건 리스트,  $w$ 는 배낭에 담긴 물건들의 무게의 합,  $v$ 는 배낭에 담긴 물건들의 가치의 합
4.  $S$ 에서 단위 무게 당 가치가 가장 큰 물건  $x$ 를 가져온다.

5. `while`  $w + (\text{x의 무게}) \leq C$

6.  $x$ 를  $L$ 에 추가

7.  $w = w + (\text{x의 무게})$

8.  $v = v + (\text{x의 가치})$

9.  $x$ 를  $S$ 에서 제거

10.  $S$ 에서 단위 무게 당 가치가 가장 큰 물건  $x$ 를 가져온다.

11. `if`  $C - w > 0$  // 배낭에 물건을 부분적으로 담을 여유가 있으면

12. 물건  $x$ 를  $(C - w)$  만큼만  $L$ 에 추가

13.  $v = v + (C - w)$  만큼의  $x$ 의 가치

14. `return`  $L, v$

# 수행 과정

- ▶ 배낭의 최대 용량 = 40그램



- ▶ 단위 무게 당 가치로 정렬:  $S=[\text{백금}, \text{금}, \text{은}, \text{주석}]$

<u>물건</u>	<u>단위 그램당 가치</u>
백금	6만원
금	5만원
은	4천원
주석	1천원

# 수행 과정

- 백금을 통째로 담는다.
- 배낭에 담긴 물건(들)의 무게  $w = 10$ , 얻는 가치  $v = 60$



60만원

- 금을 통째로 담는다.
- 배낭에 담긴 물건(들)의 무게  $w = 25$ ,  
 $v = 60 + 75 = 135$



75만원

# 수행 과정

- 은을 통째로 담으려 하지만
- 배낭에 담긴 물건(들)의 무게  $w = 25 + 25 = 50$ 이 되어 배낭 용량 초과



- 은을  $40 - 25 = 15$  만큼만 담는다.
- 배낭에 담긴 물건(들)의 무게  $w = 40$ ,  
 $v = 135 + (0.4 \times 15) = 141$  만원



# 시간 복잡도

- Line 1:  $n$ 개의 물건 각각의 단위 무게 당 가치를 계산하는 데는  $O(n)$  시간 소요
- Line 2: 물건의 단위 무게 당 가치에 대해서 정렬하기 위해  $O(n \log n)$  시간 소요
- Line 5~10: while-루프의 수행은  $n$ 번을 넘지 않으며, 루프 내부의 수행은  $O(1)$  시간 소요
- Line 11~14: 각각  $O(1)$  시간 소요
- 알고리즘의 시간 복잡도:  
 $O(n) + O(n \log n) + n \times O(1) + O(1) = O(n \log n)$





## Applications

- 0-1 배낭 문제는 최소의 비용으로 자원을 할당하는 문제로서, 조합론, 계산이론, 암호학, 응용 수학 분야에서 기본적인 문제로 다뤄진다.
- '버리는 부분 최소화하는' 원자재 자르기
- 자산투자 및 금융 포트폴리오에서의 최선의 선택
- Merkle-Hellman 배낭 암호 시스템에 사용

## 4.5 집합 커버 문제

### ➤ 문제

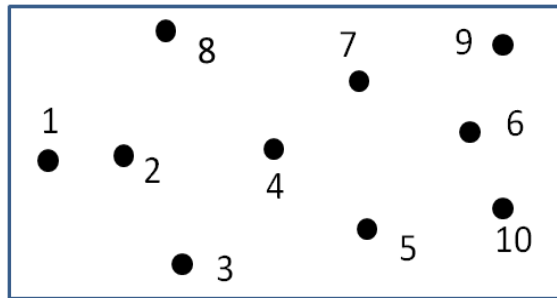
- $n$ 개의 원소를 가진 집합  $U$ 가 있고,
- $U$ 의 부분집합들을 원소로 하는 집합  $F$ 가 주어질 때,
- $F$ 의 원소들인 집합들 중에서 어떤 집합들을 선택하여 합집합하면  $U$ 와 같게 되는가?

### ➤ 집합 커버 (Set Cover) 문제

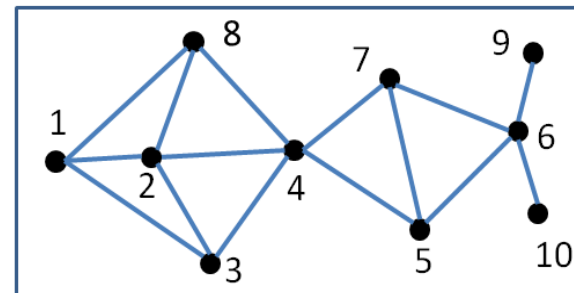
- 집합  $F$ 에서 선택하는 집합들의 수를 최소화하는 문제

# 신도시 학교 배치

- 신도시를 계획하는 데 있어서 학교 배치의 예
- 10개의 마을이 신도시에 만들어질 계획이다.
  - 다음 조건이 만족되도록 학교 위치를 선정해야 한다.  
학교는 마을에 위치해야 한다.  
등교 거리는 걸어서 15분 이내이어야 한다.
  - 어느 마을에 학교를 신설해야 학교의 수가 최소가 되는가?



10개 마을의 위치

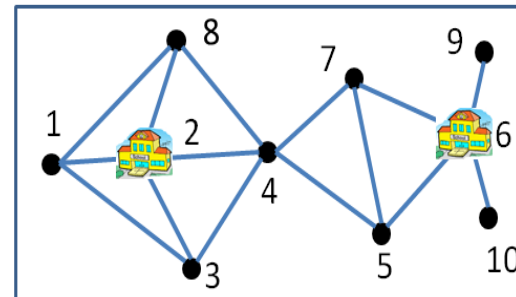


등교 거리가 15분 이내인 마을 간의 관계

# 최적해

➤ 어느 마을에 학교를 신설해야 학교의 수가 최소가 되는가?

- 2번 마을에 학교를 만들면  
1, 2, 3, 4, 8 마을의 학생들이 15분 이내에 등교 가능  
즉, 마을 1, 2, 3, 4, 8이 커버된다.
- 6번 마을에 학교를 만들면  
마을 5, 6, 7, 9, 10이 커버된다.
- 2번과 6번 마을에 학교를 배치하면 모든 마을이 커버된다.  
최소의 학교 수 = 2개



# 집합 커버

## ➤ 신도시 계획 문제를 집합 커버 문제로 변환

$U = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10\}$  // 신도시의 마을 10개

$F = \{S_1, S_2, S_3, S_4, S_5, S_6, S_7, S_8, S_9, S_{10}\}$

//  $S_i$ 는 마을  $i$ 에 학교를 배치했을 때 커버되는 마을의 집합

$S_1 = \{1, 2, 3, 8\}$

$S_5 = \{4, 5, 6, 7\}$

$S_9 = \{6, 9\}$

$S_2 = \{1, 2, 3, 4, 8\}$

$S_6 = \{5, 6, 7, 9, 10\}$

$S_{10} = \{6, 10\}$

$S_3 = \{1, 2, 3, 4\}$

$S_7 = \{4, 5, 6, 7\}$

$S_4 = \{2, 3, 4, 5, 7, 8\}$

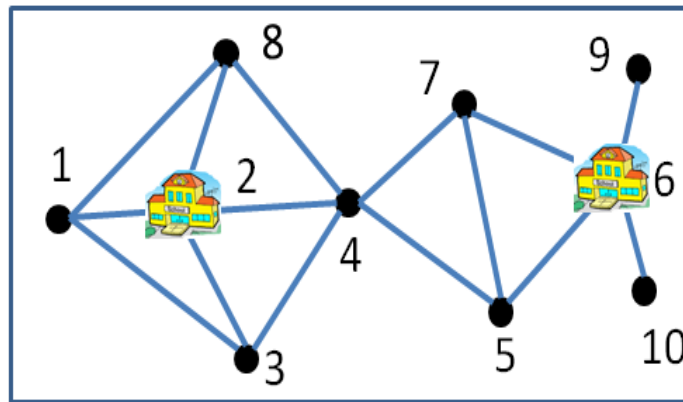
$S_8 = \{1, 2, 4, 8\}$

- $S_i$  집합들 중에서 어떤 집합들을 선택해야 그들의 합집합이  $U$ 와 같은가?

단, 선택된 집합의 수는 최소이어야

# 최적해

- $S_2 \cup S_6 = \{1, 2, 3, 4, 8\} \cup \{5, 6, 7, 9, 10\}$   
=  $\{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10\} = U$



# 단순한 해결 방법

## ➤ 집합 커버 문제의 최적해는 어떻게 찾아야 할까?

- F에 n개의 집합들이 있다고 가정해보자.

## ➤ 가장 단순한 방법

- F에 있는 집합들의 모든 조합을 1개씩 합집합하여 U가 되는지 확인하고,
- U가 되는 조합의 집합 수가 최소인 것을 찾는다.
- $F = \{S_1, S_2, S_3\}$ 일 경우 모든 조합

$S_1, S_2, S_3, S_1 \cup S_2, S_1 \cup S_3, S_2 \cup S_3, S_1 \cup S_2 \cup S_3$

집합이 1개인 경우 3개 =  ${}_3C_1$

집합이 2개인 경우 3개 =  ${}_3C_2$

집합이 3개인 경우 1개 =  ${}_3C_3$

총합은  $3+3+1=7=2^3-1$  개

➤ **n개의 원소가 있을 경우**

- 최대  $(2^n - 1)$ 개를 검사하여야
- $n$ 이 커지면 최적해를 찾는 것은 실질적으로 불가능

➤ **이를 극복하기 위한 방법**

- 최적해를 찾는 대신에 최적해에 근접한 근사해 (Approximation solution)를 찾는다.



## SetCover

입력:  $U, F = \{S_i\}, i=1, \dots, n$

출력: 집합 커버  $C$

1.  $C = \emptyset$
2. **while**  $U \neq \emptyset$
3.  $U$ 의 원소를 가장 많이 가진 집합  $S_i$ 를  $F$ 에서 선택
4.  $U = U - S_i$
5.  $S_i$ 를  $F$ 에서 제거하고,  $S_i$ 를  $C$ 에 추가
6. **return**  $C$

# 수행 과정

$$U = \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10\}$$

$$F = \{S_1, S_2, S_3, S_4, S_5, S_6, S_7, S_8, S_9, S_{10}\}$$

$$S_1 = \{1, 2, 3, 8\}$$

$$S_6 = \{5, 6, 7, 9, 10\}$$

$$S_2 = \{1, 2, 3, 4, 8\}$$

$$S_7 = \{4, 5, 6, 7\}$$

$$S_3 = \{1, 2, 3, 4\}$$

$$S_8 = \{1, 2, 4, 8\}$$

$$S_4 = \{2, 3, 4, 5, 7, 8\}$$

$$S_9 = \{6, 9\}$$

$$S_5 = \{4, 5, 6, 7\}$$

$$S_{10} = \{6, 10\}$$

# 수행 과정

- U의 원소를 가장 많이 커버하는 집합

$$S_4 = \{2, 3, 4, 5, 7, 8\} \text{ 선택}$$

- $U = U - S_4$

$$= \{1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10\} - \{2, 3, 4, 5, 7, 8\}$$

$$= \{1, 6, 9, 10\}$$

- $S_4$ 를 F에서 제거  $F = \{S_1, S_2, S_3, S_4, S_5, S_6, S_7, S_8, S_9, S_{10}\} - \{S_4\} = \{S_1, S_2, S_3, S_5, S_6, S_7, S_8, S_9, S_{10}\}$

- $S_4$ 를 C에 추가. 즉,  $C = \{S_4\}$

# 수행 과정

- $U = \{1, 6, 9, 10\}$ 을 가장 많이 커버하는 집합  
 $S_6 = \{5, 6, 7, 9, 10\}$  선택
- $U = U - S_6$   
 $= \{1, 6, 9, 10\} - \{5, 6, 7, 9, 10\}$   
 $= \{1\}$
- $S_6$ 을 F에서 제거  $F = \{S_1, S_2, S_3, S_5, \cancel{S_6}, S_7, S_8, S_9, S_{10}\} - \{S_6\} = \{S_1, S_2, S_3, S_5, S_7, S_8, S_9, S_{10}\}$
- $S_6$ 을 C에 추가. 즉,  $C = \{S_4, S_6\}$

# 수행 과정

- $U = \{1\}$ 을 가장 많이 커버하는 집합

$$S_1 = \{1, 2, 3, 8\} \text{ 선택}$$

- $U = U - S_1$

$$= \{1\} - \{1, 2, 3, 8\}$$

$$= \{ \}$$

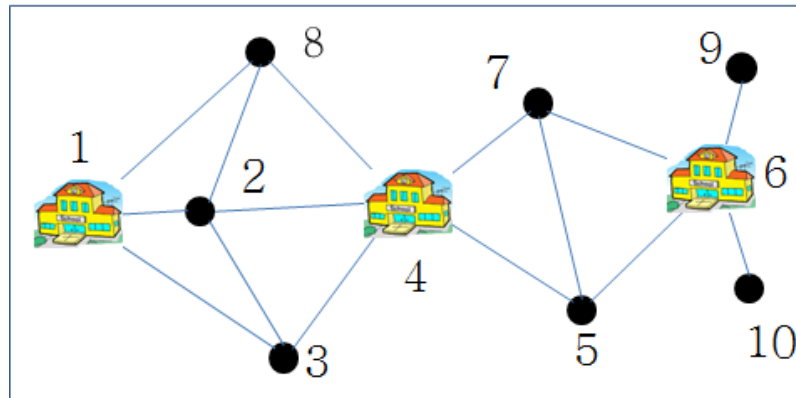
- $S_1$ 을  $F$ 에서 제거,  $F = \{\cancel{S_1}, S_2, S_3, S_5, S_7, S_8, S_9, S_{10}\}$   
 $- \{S_1\} = \{S_2, S_3, S_5, S_7, S_8, S_9, S_{10}\}$

- $S_1$ 을  $C$ 에 추가. 즉,  $C = \{S_4, S_6, S_1\}$

# 수행 과정

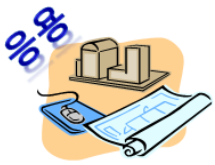
- Line 6:  $C = \{S_1, S_4, S_6\}$  리턴

SetCover 알고리즘의 최종해



# 시간 복잡도

- 먼저 while-루프가 수행되는 횟수는 최대  $n$ 회
  - 루프가 1회 수행될 때마다 집합  $U$ 의 원소 1개씩만 커버된다면, 최악의 경우 루프가  $n$ 번 수행되어야 하기 때문
- 루프가 1회 수행될 때
  - Line 3:  $U$ 의 원소들을 가장 많이 포함하고 있는 집합  $S$ 를 찾으려면, 현재 남아있는  $S_i$ 들 각각을  $U$ 와 비교하여야
  - $S_i$ 들의 수가 최대  $n$ 이라면, 각  $S_i$ 와  $U$ 의 비교는  $O(n)$  시간이 걸리므로, line 3은  $O(n^2)$  시간
  - 집합  $U$ 에서 집합  $S_i$ 의 원소를 제거하므로  $O(n)$  시간
  - $S_i$ 를  $F$ 에서 제거하고,  $S_i$ 를  $C$ 에 추가하는 것은  $O(1)$  시간
- 시간 복잡도:  $n \times O(n^2) = O(n^3)$



## Applications

- 도시 계획 (City Planning)에서 공공 기관 배치하기
- 경비 시스템: 경비가 요구되는 장소의 CCTV 카메라의 최적 배치
- 컴퓨터 바이러스 찾기
- 대기업의 구매 업체 선정
- 기업의 경력 직원 고용
- 그 외에도 비행기 조종사 스케줄링, 조립 라인 균형화, 정보 검색 등에 활용



## 4.6 작업 스케줄링

### ▶ 작업 스케줄링 (Job Scheduling) 문제

- 작업의 수행 시간이 중복되지 않도록 모든 작업을 가장 적은 수의 기계에 배정하는 문제
- 학술대회에서 발표자들을 강의실에 배정하는 문제와 같다.  
발표 = '작업', 강의실 = '기계'

### ▶ 작업 스케줄링 문제에 주어진 문제 요소

- 작업의 수  
입력의 크기이므로 알고리즘을 고안하기 위해 고려되어야 하는 직접적인 요소는 아니다.
- 각 작업의 시작시간과 종료시간
- 작업의 길이  
작업의 시작시간과 종료시간은 정해져 있으므로 작업의 길이도 주어진 것

# 작업 스케줄링

- 시작시간, 종료시간, 작업 길이에 대한 그리디 알고리즘
  - 빠른 시작시간 작업 우선 (Earliest start time first) 배정
  - 빠른 종료시간 작업 우선 (Earliest finish time first) 배정
  - 짧은 작업 우선 (Shortest job first) 배정
  - 긴 작업 우선 (Longest job first) 배정
- 위 4가지 중 첫 번째 알고리즘을 제외하고 나머지 3가지는 항상 최적해를 찾지 못함

# 작업 스케줄링 알고리즘

## JobScheduling

입력:  $n$ 개의 작업  $t_1, t_2, \dots, t_n$

출력: 각 기계에 배정된 작업 순서

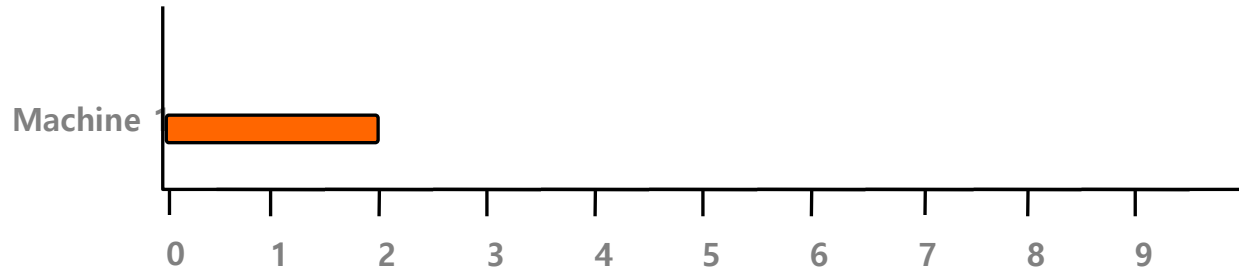
1. 시작 시간으로 정렬한 작업 리스트:  $L$
2. **while**  $L \neq \emptyset$
3.      $L$ 에서 가장 이른 시작 시간 작업  $t_i$ 를 가져온다.
4.     **if**  $t_i$ 를 수행할 기계가 있으면
5.          $t_i$ 를 수행할 수 있는 기계에 배정
6.     **else**
7.         새 기계에  $t_i$ 를 배정
8.      $t_i$ 를  $L$ 에서 제거
9. **return** 각 기계에 배정된 작업 순서

# 수행 과정

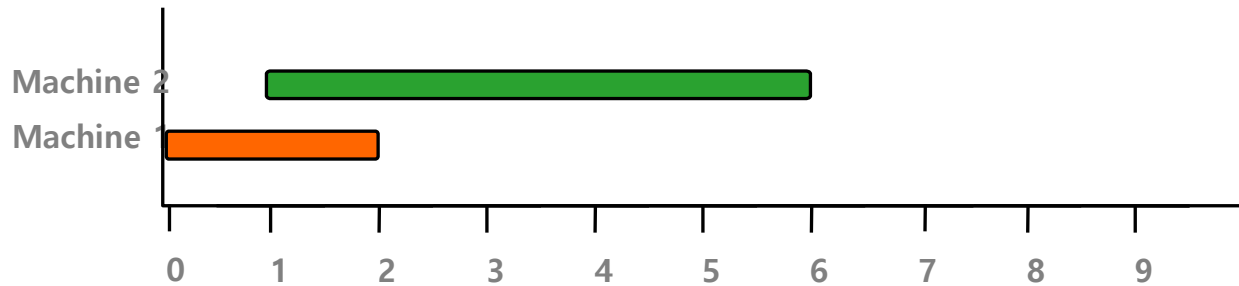
- $t_1=[7,8]$ ,  $t_2=[3,7]$ ,  $t_3=[1,5]$ ,  $t_4=[5,9]$ ,  $t_5=[0,2]$ ,  
 $t_6=[6,8]$ ,  $t_7=[1,6]$ 
  - $[s, f]$ 에서,  $s$ 는 시작 시간,  $f$ 는 종료 시간
- 정렬:  $L = \{[0,2], [1,6], [1,5], [3,7], [5,9], [6,8], [7,8]\}$

# 수행 과정

[0,2]

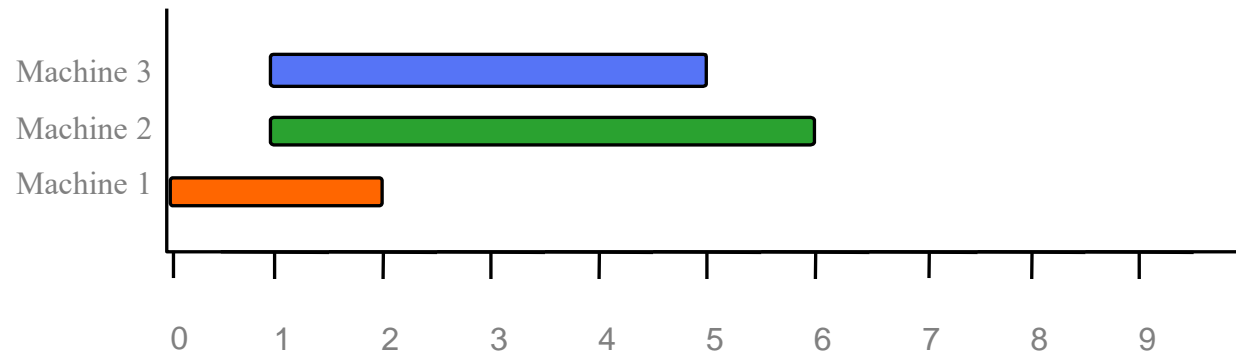


[0,2], [1,6]

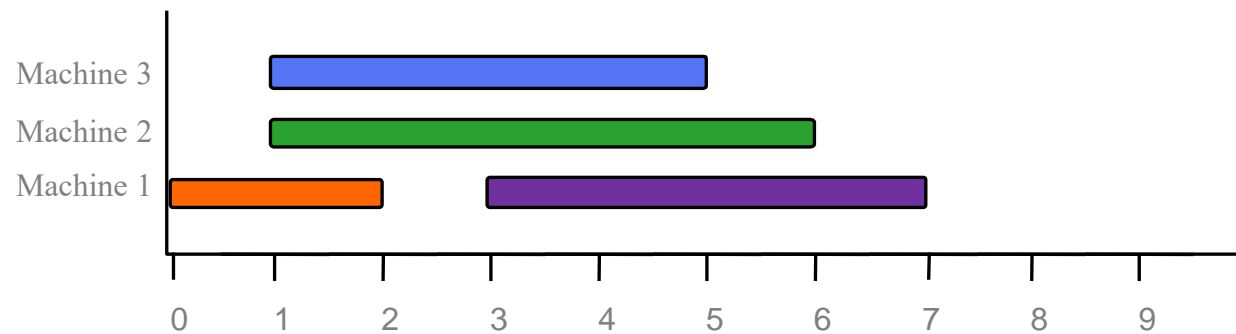


# 수행 과정

[0,2], [1,6], [1,5]

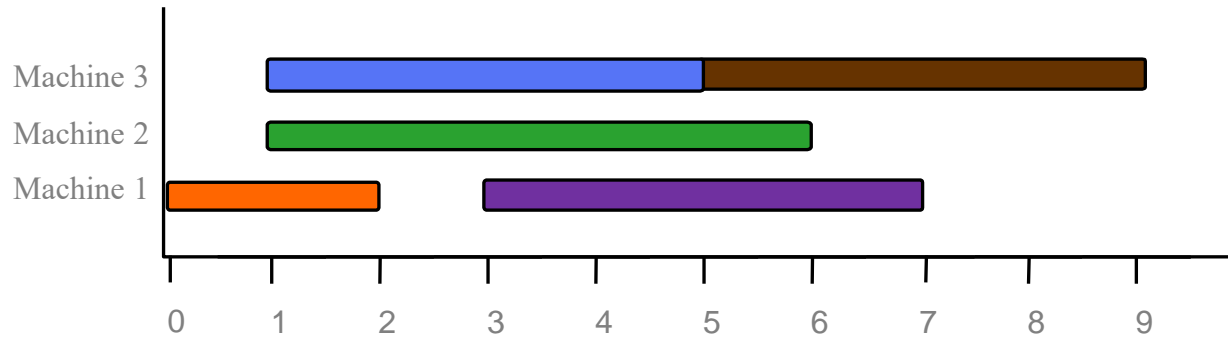


[0,2], [1,6], [1,5], [3,7]

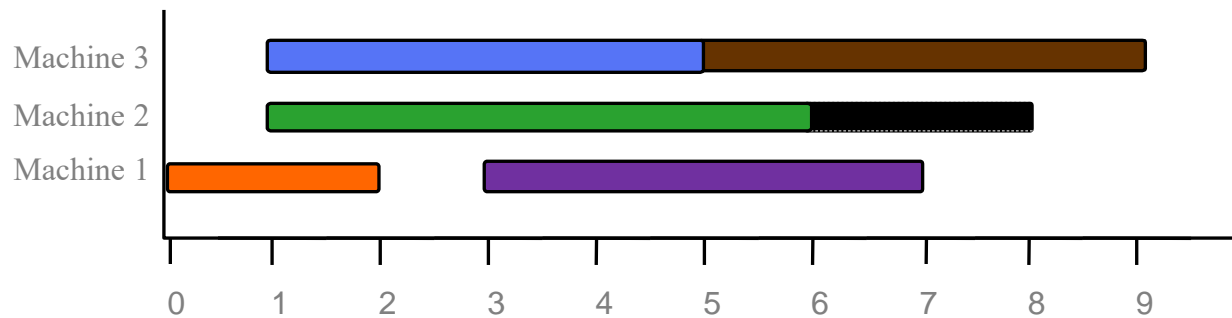


# 수행 과정

[0,2], [1,6], [1,5], [3,7], [5,9]

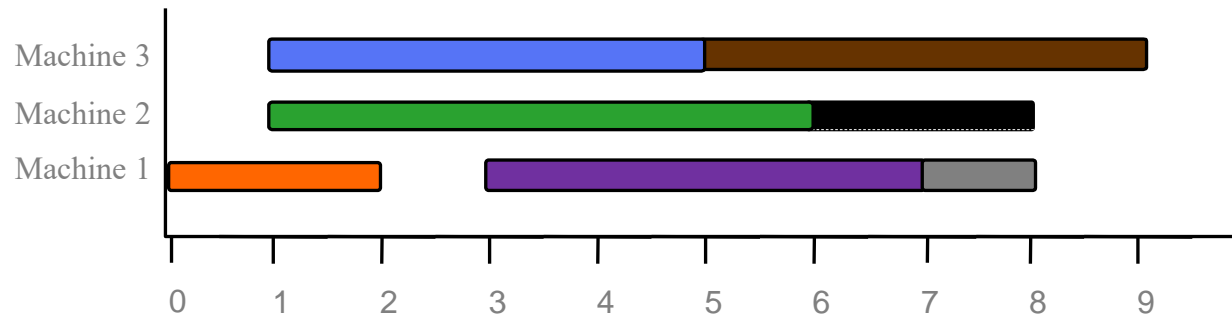


[0,2], [1,6], [1,5], [3,7], [5,9], [6,8]



# 수행 과정

[0,2], [1,6], [1,5], [3,7], [5,9], [6,8], [7,8]





# 시간 복잡도

➤ Line 1: 정렬 시간  $O(n \log n)$

➤ while-루프

- 작업을 L에서 가져다 수행 가능한 기계를 찾아서  
배정하므로  $O(m)$  시간 소요, 단, m은 사용된 기계의 수
- while-루프가 수행된 총 횟수는 n번이므로, line 2~9까지는  
 $O(m) \times n = O(mn)$  시간 소요

➤ 시간 복잡도:  $O(n \log n) + O(mn)$



# Applications

- ▶ 비즈니스 프로세싱
- ▶ 공장 생산 공정
- ▶ 강의실/세미나 룸 배정
- ▶ 컴퓨터 태스크 스케줄링 등

## 4.7 허프만 압축

- 파일의 각 문자가 8 bit 아스키 (ASCII) 코드로 저장되면, 그 파일의 bit 수는  $8 \times$  (파일의 문자 수)
- 파일의 각 문자는 일반적으로 고정된 크기의 코드로 표현
- 고정된 크기의 코드로 구성된 파일을 저장하거나 전송할 때 파일의 크기를 줄이고, 필요시 원래의 파일로 변환할 수 있으면, 메모리 공간을 효율적으로 사용할 수 있고, 파일 전송 시간을 단축
- 파일의 크기를 줄이는 방법을 **파일 압축 (file compression)**이라 함



# 아이디어

- 허프만 (Huffman) 압축은 파일에 빈번히 나타나는 문자에는 짧은 이진 코드를 할당하고, 드물게 나타나는 문자에는 긴 이진 코드를 할당
- 허프만 압축 방법으로 변환시킨 문자 코드들 사이에는 접두부 특성 (prefix property)이 존재
  - 각 문자에 할당된 이진 코드는 어떤 다른 문자에 할당된 이진 코드의 접두부 (prefix)가 되지 않는다.
  - [예제] 문자 'a'에 할당된 코드가 '101'이라면, 모든 다른 문자의 코드는 '101'로 시작되지 않으며 또한 '1'이나 '10'도 아니다.

# 허프만 압축

- ▶ 접두부 특성의 장점은 코드와 코드 사이를 구분할 특별한 코드가 필요 없다.
  - 101#10#1#111#0#...에서 '#'가 인접한 코드를 구분 짓고 있는데, 허프만 압축에서는 이러한 특별한 코드 없이 파일을 압축/해제 가능
- ▶ 허프만 압축은 입력 파일에 대해 각 문자의 빈도수 (문자가 파일에 나타나는 횟수)에 기반을 둔 이진 트리를 만들어서, 각 문자에 이진 코드를 할당
  - 이러한 이진 코드를 허프만 코드라고 함

## HuffmanCoding

입력: 입력 파일의 n개의 문자에 대한 각각의 빈도수

출력: 허프만 트리

1. 각 문자 당 노드를 만들고, 그 문자의 빈도수를 노드에 저장
2. n 노드의 빈도수에 대해 우선 순위 큐 Q를 만든다.
3. `while` Q에 있는 노드 수  $\geq 2$
4. 빈도수가 가장 적은 2개의 노드 (A와 B)를 Q에서 제거
5. 새 노드 N을 만들고, A와 B를 N의 자식 노드로 만든다
6.  $N\text{의 빈도수} = A\text{의 빈도수} + B\text{의 빈도수}$
7. 노드 N을 Q에 삽입

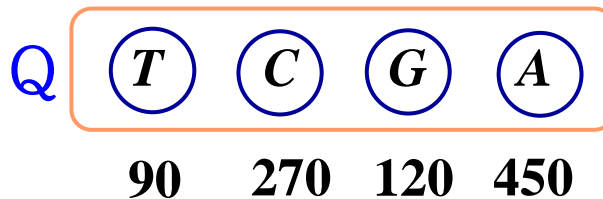
# 수행 과정

➤ 각 문자의 빈도수에 대해

A: 450 T: 90 G: 120 C: 270

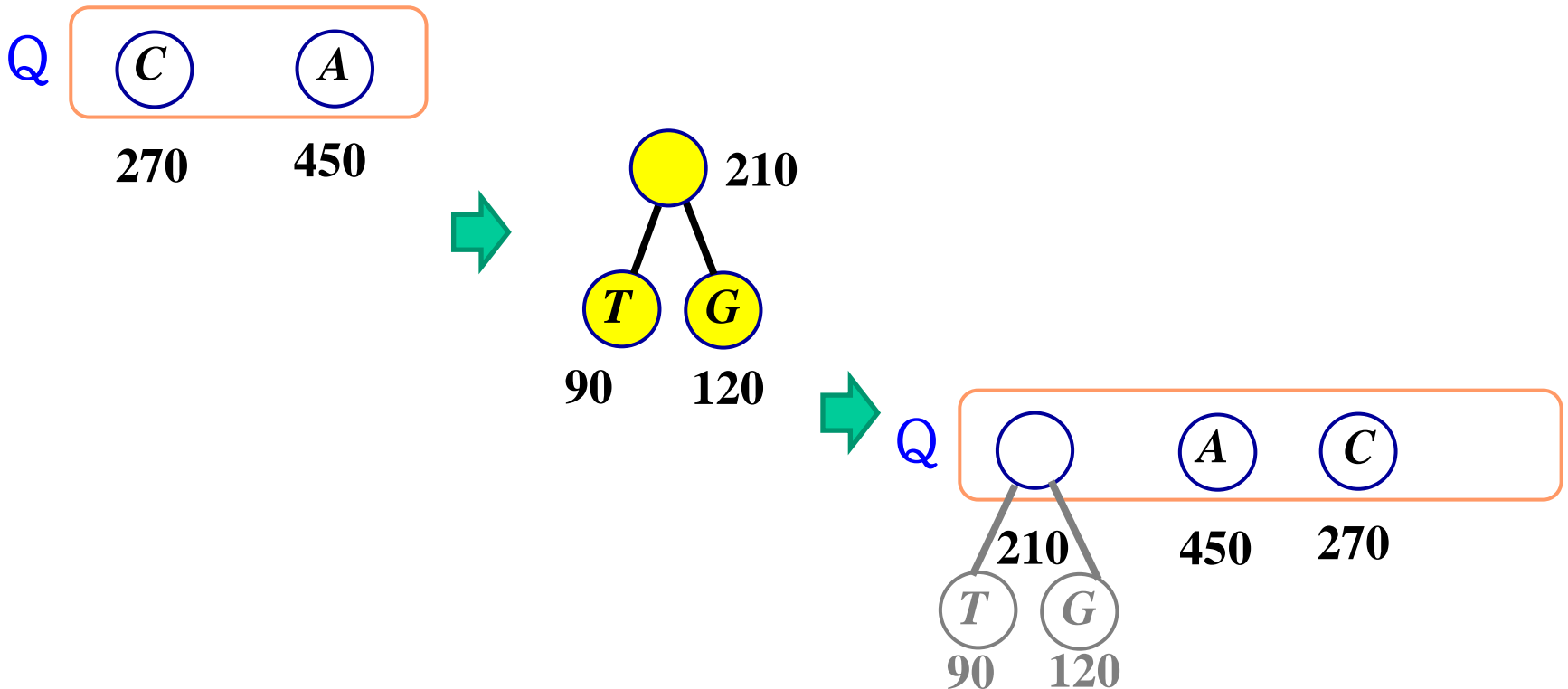
➤ Line 2를 수행한 후의 Q

- 우선 순위 큐 Q를 생성



# 수행 과정

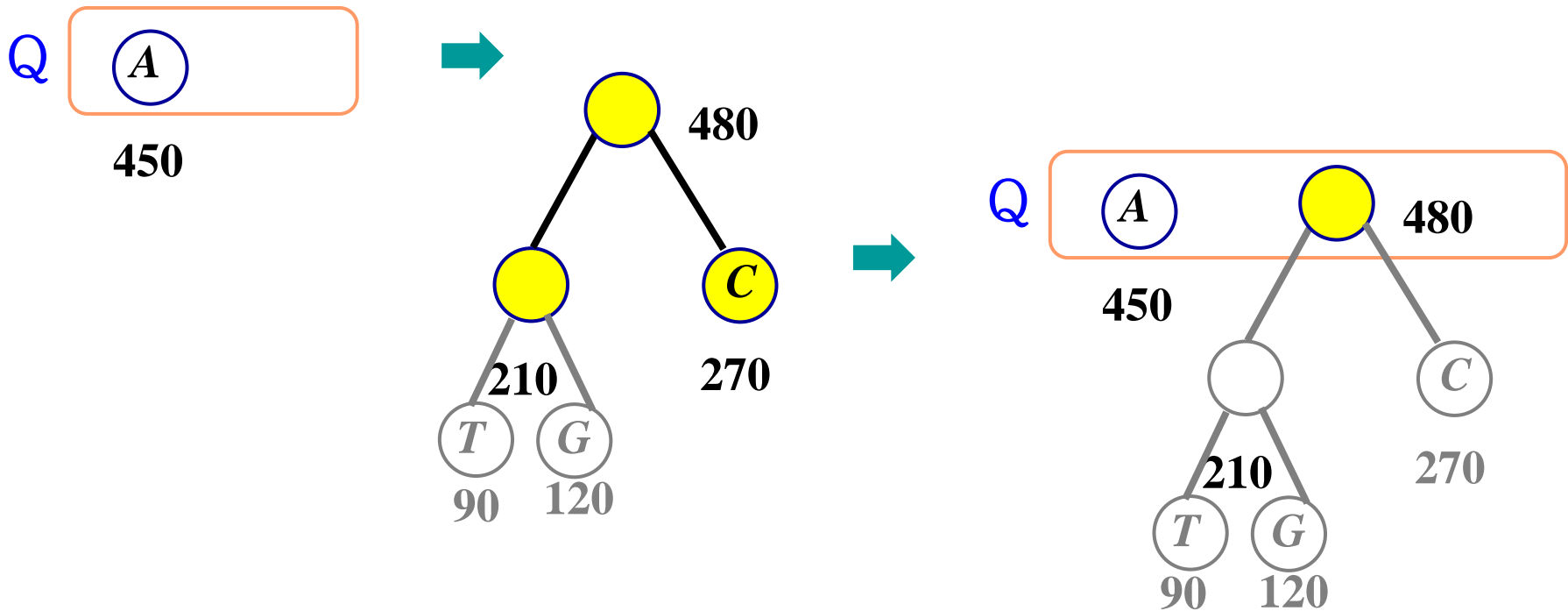
- Line 3: Q에서 'T'와 'G'를 제거한 후, 새 부모 노드를 Q에 삽입





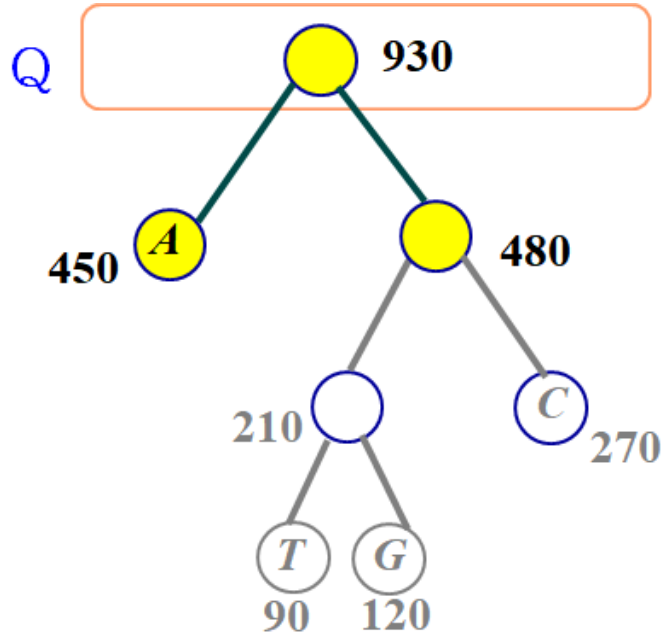
# 수행 과정

- ▶ Line 3: Q에서 'T'와 'G'의 부모 노드와 'C'를 제거한 후, 새 부모 노드를 Q에 삽입



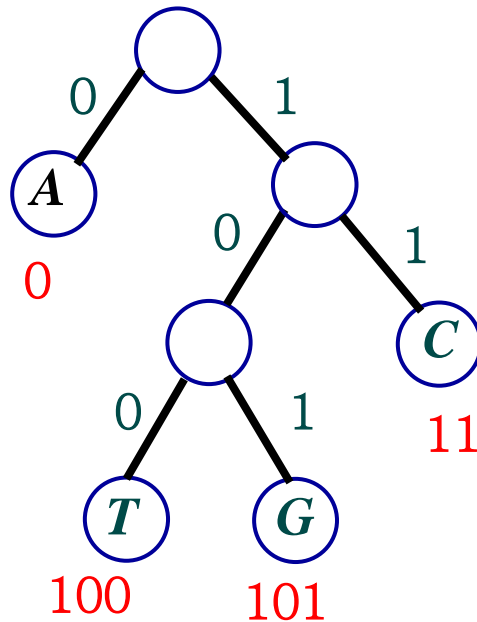
# 수행 과정

- Line 3: Q에서 'C'의 부모 노드와 'A'를 제거한 후, 새 부모 노드 Q에 삽입



# 수행 과정

- ▶ 반환된 트리를 살펴보면 각 이파리 (단말) 노드에만 문자가 있다.
- 루트로부터 왼쪽 자식 노드로 내려가면 '0'을, 오른쪽 자식 노드로 내려가면 '1'을 부여하면서, 각 이파리에 도달할 때까지의 이진수를 추출하여 문자의 이진 코드를 얻는다.



# 압축률

- 예제에서 'A'는 '0', 'T'는 '100', 'G'는 '101', 'C'는 '11'의 코드가 각각 할당된다.
  - 할당된 코드들을 보면, 가장 빈도수가 높은 'A'가 가장 짧은 코드를 가지고, 따라서 루트의 자식이 되어 있고, 빈도수가 낮은 문자는 루트에서 멀리 떨어지게 되어 긴 코드를 가진다.
  - 이렇게 얻은 코드는 접두부 특성을 가진다.
- 압축된 파일의 bit 수
  - $(450 \times 1) + (90 \times 3) + (120 \times 3) + (270 \times 2) = 1,620 \text{ bits}$
- 아스키 코드로 된 파일 크기
  - $(450 + 90 + 120 + 270) \times 8 = 7,440 \text{ bits}$
- 파일 압축률
  - $(1,620 / 7,440) \times 100 = 21.8\%$ 이며, 원래의 약 1/5 크기로 압축

# 복호화

- ▶ 예제에서 얻은 허프만 코드로 아래의 압축된 부분에 대해서 압축을 해제하여 보자.

10110010001110101010100

101 / 100 / 100 / 0 / 11 / 101 / 0 / 101 / 0 / 100

➡ G T T A C G A G A T

# 시간 복잡도

- Line 1:  $n$ 개의 노드를 만들고, 각 빈도수를 노드에 저장하므로  $O(n)$  시간
- Line 2:  $n$ 개의 노드로 우선순위 큐  $Q$ 를 만든다.
  - 여기서 우선 순위 큐로서 이진 힙 자료구조를 사용하면  $O(n)$  시간

# 시간 복잡도

## ➤ Line 3~7

- 최소 빈도수를 가진 노드 2개를 Q에서 제거하는 힙의 삭제 연산과 새 노드를 Q에 삽입하는 연산을 수행하므로  $O(\log n)$  시간 소요
- while-루프는  $(n-1)$ 번 반복  
왜냐하면 루프가 1번 수행될 때마다 Q에서 2개의 노드를 제거하고 1개를 Q에 추가하기 때문
- $(n-1) \times O(\log n) = O(n \log n)$

## ➤ Line 8

- 트리의 루트를 반환하는 것이므로  $O(1)$  시간

## ➤ 시간 복잡도는 $O(n) + O(n) + O(n \log n) + O(1) =$



## Applications

- 팩스(FAX), 대용량 데이터 저장, 멀티미디어 (Multimedia), MP3 압축 등에 활용
- 정보 이론 (Information Theory) 분야에서 엔트로피 (Entropy)를 계산하는데 활용
  - 이는 자료의 불특정성을 분석하고 예측하는데 이용





## 요약

- 그리디 알고리즘은 (입력) 데이터 간의 관계를 고려하지 않고 수행 과정에서 '욕심내어' 최적값을 가진 데이터를 선택하며, 선택한 값들을 모아서 문제의 최적해를 찾는다.
- 그리디 알고리즘은 문제의 최적해 속에 부분 문제의 최적해가 포함되어 있고, 부분 문제의 해 속에 그 보다 작은 부분 문제의 해가 포함되어 있다. 이를 **최적 부분 구조 (Optimal Substructure)** 또는 **최적성 원칙 (Principle of Optimality)**이라고 한다.
- 동전 거스름돈 문제를 해결하는 가장 간단한 방법은 남은 액수를 초과하지 않는 조건하에 가장 큰 액면의 동전을 취하는 것이다. 단, 일반적인 경우에는 최적해를 찾으나 항상 최적해를 찾지는 못한다.



## 요약

- ▶ 크루스칼의 알고리즘은 가중치가 가장 작으면서 사이클을 만들지 않는 간선을 추가시키어 트리를 만든다. 시간 복잡도는  $O(m \log m)$ . 단,  $m$ 은 그래프의 간선의 수
- ▶ 프림의 알고리즘은 최소의 가중치로 현재까지 만들어진 트리에 연결되는 간선을 트리에 추가시킨다. 시간 복잡도는  $O(n^2)$
- ▶ 다익스트라의 알고리즘은 출발점으로부터 최단 거리가 확정되지 않은 점들 중에서 출발점으로부터 가장 가까운 점을 추가하고, 그 점의 최단 거리를 확정한다. 시간 복잡도는  $O(n^2)$



## 요약

- ▶ 부분 배낭(Fractional Knapsack) 문제에서는 단위 무게 당 가장 값나가는 물건을 계속해서 배낭에 담는다. 마지막엔 배낭에 넣을 수 있을 만큼만 물건을 부분적으로 배낭에 담는다. 시간 복잡도는  $O(n \log n)$
- ▶ 집합 커버(Set Cover) 문제는 근사(Approximation) 알고리즘을 이용하여 근사해를 찾는 것이 보다 실질적이다.  $U$ 의 원소들을 가장 많이 포함하고 있는 집합을 항상  $F$ 에서 선택한다. 시간 복잡도는  $O(n^3)$
- ▶ 작업 스케줄링(Job Scheduling) 문제는 빠른 시작시간 작업 먼저(Earliest start time first) 배정하는 그리디 알고리즘으로 최적해를 찾는다. 시간 복잡도는  $O(n \log n) + O(mn)$ .  $n$ 은 작업의 수이고,  $m$ 은 기계의 수



## 요약

- 허프만 압축은 파일에 빈번히 나타나는 문자에는 짧은 이진 코드를 할당하고, 드물게 나타나는 문자에는 긴 이진 코드를 할당
- $n$ 이 문자의 수일 때, 시간 복잡도는  $O(n \log n)$