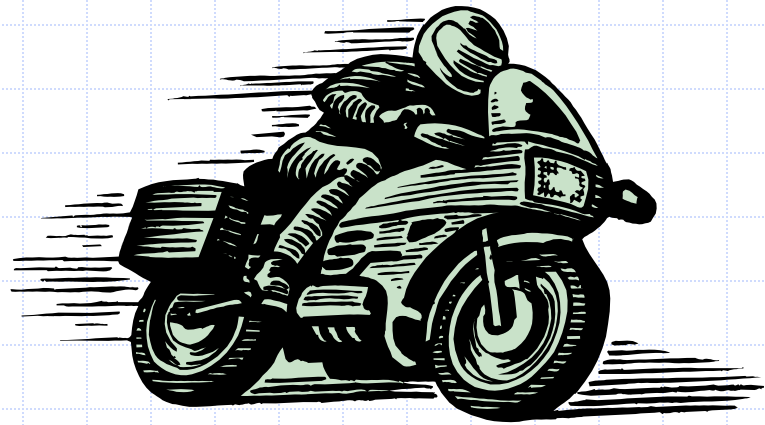
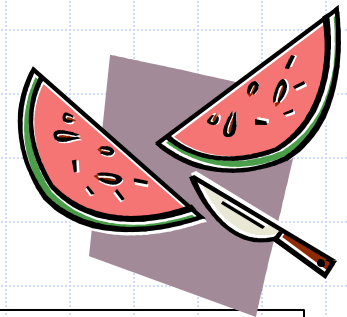


퀵 정렬



Outline

- ◆ 8.1 퀵 정렬
- ◆ 8.2 무작위 퀵 정렬
- ◆ 8.3 제자리 퀵 정렬
- ◆ 8.4 합병 정렬과 퀵 정렬 비교
- ◆ 8.5 응용문제



퀵 정렬

◆ 퀵 정렬(quick-sort):
분할통치법에 기초한
정렬 알고리즘

1. 분할(divide): 기준 원소 p (pivot, 보통은 마지막 원소)를 택하여 L 을 다음 세 부분으로 분할
 - ◆ LT (p 보다 작은 원소들)
 - ◆ EQ (p 와 같은 원소들)
 - ◆ GT (p 보다 큰 원소들)
2. 재귀(recur): LT 와 GT 를 정렬
3. 통치(conquer): LT , EQ , GT 를 결합

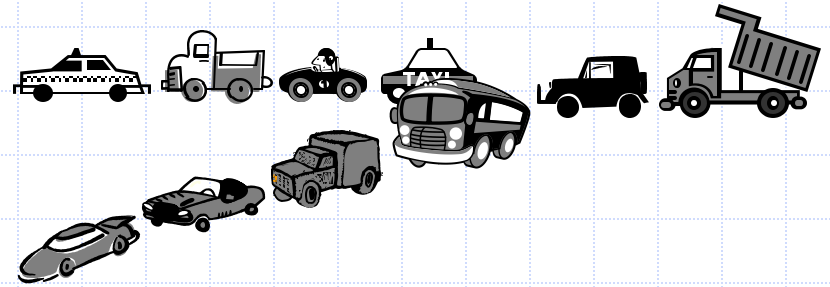
Alg *quickSort*(L)

input list L with n elements

output sorted list L

1. **if** ($L.size() > 1$)
 - $k \leftarrow a \text{ position in } L$
 - $LT, EQ, GT \leftarrow partition(L, k)$
 - $quickSort(LT)$
 - $quickSort(GT)$
 - $L \leftarrow merge(LT, EQ, GT)$
2. **return**

리스트 분할



◆ 입력 리스트를 다음과 같이 분할

1. L 로부터 각 원소 e 를 차례로 삭제
2. e 를 기준원소 p 와의 비교 결과에 따라 부리스트 LT , EQ , GT 에 삽입

◆ 삽입과 삭제를 리스트의 맨 앞이나 맨 뒤에서 수행하므로 $O(1)$ 시간 소요

◆ 따라서, **quick-sort**의 분할 단계는 $O(n)$ 시간 소요

Alg *partition*(L, k)

input list L with n elements,
position k of pivot

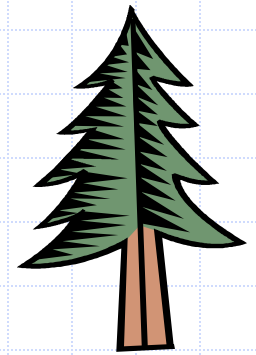
output sublists LT , EQ , GT of the
elements of L , less than, equal to,
or greater than pivot, resp.

1. $p \leftarrow L.get(k)$ {pivot}
2. $LT, EQ, GT \leftarrow \text{empty list}$
3. **while** ($\neg L.isEmpty()$)
 $e \leftarrow L.removeFirst()$
 if ($e < p$)
 $LT.addLast(e)$
 elseif ($e = p$)
 $EQ.addLast(e)$
 else { $e > p$ }
 $GT.addLast(e)$
4. **return** LT, EQ, GT

기준원소 선택

- ◆ 리스트 원소 가운데 기준원소(pivot) 선택
 - 결정적이며 쉬운 방법
 - ◆ 맨 앞 원소
 - ◆ 맨 뒤 원소
 - ◆ 중간 원소
 - 결정적이며 조금 복잡한 방법
 - ◆ 맨 앞, 중간, 맨 뒤 위치의 세 원소의 중앙값(median)
 - ◆ 0/4, 1/4, 2/4, 3/4, 4/4 위치 다섯 원소의 중앙값
 - ◆ 전체 원소의 중앙값
 - 무작위한 방법
 - ◆ 무작위 방식으로 원소 선택
- ◆ 기준원소 선택의 영향
 - 분할 결과
 - 퀵 정렬 수행 성능

퀵 정렬 트리



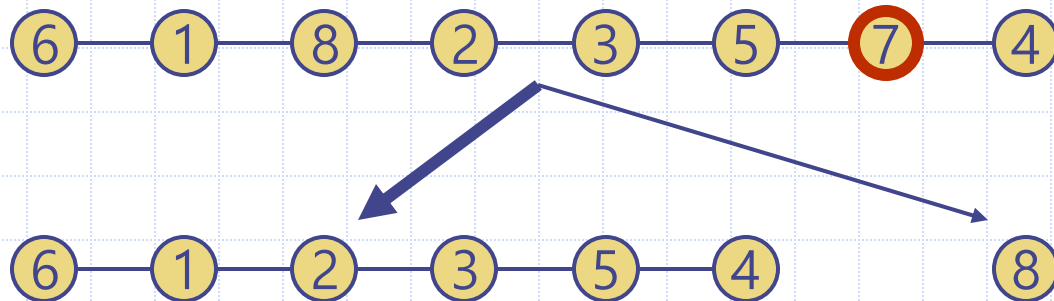
- ◆ quick-sort의 실행을 이진트리로 보이기
 - 이진트리의 각 노드는 quick-sort의 재귀호출을 표현하며 다음을 저장
 - ◆ 실행 이전의 무순 리스트 및 기준원소
 - ◆ 실행 이후의 정렬 리스트
 - 루트는 초기 호출을 의미
 - 잎들은 크기 0 또는 1의 부리스트에 대한 호출을 의미
- ◆ 실행예를 위한 입력 리스트





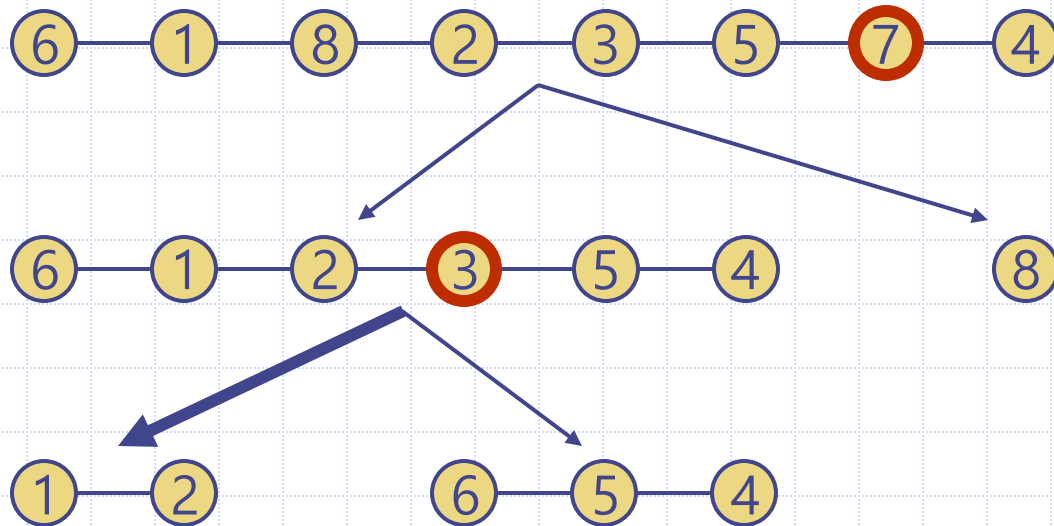
퀵 정렬 수행 예

◆ 초기 호출, 분할, 재귀 호출



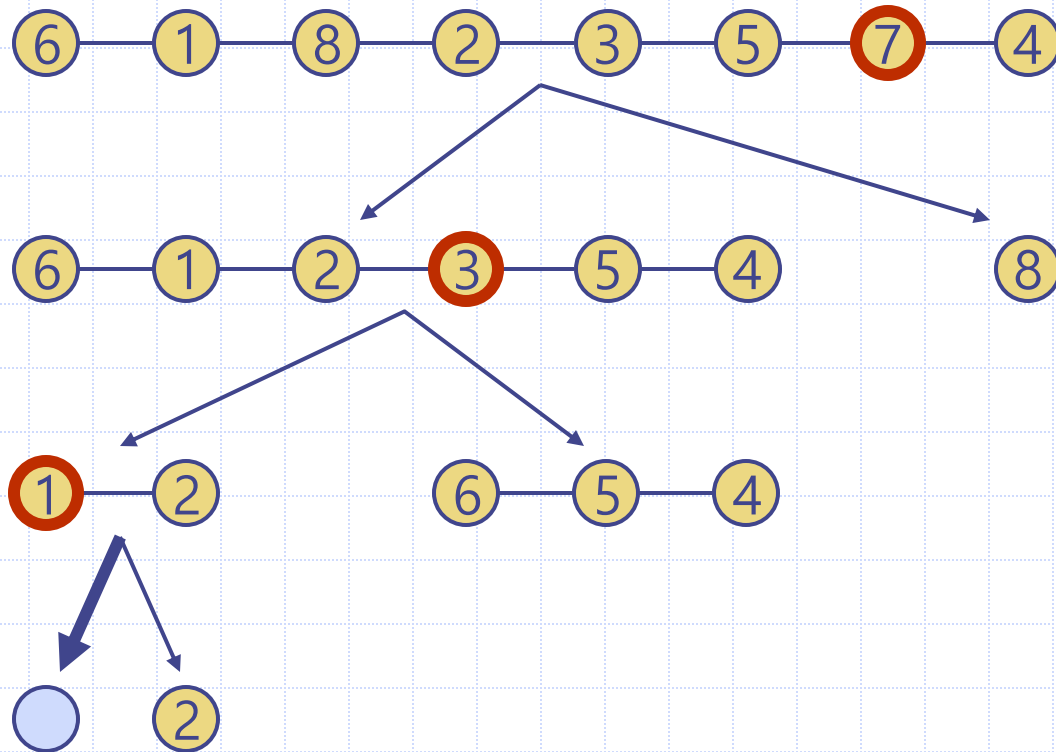
퀵 정렬 수행 예 (conti.)

◆ 분할, 재귀호출



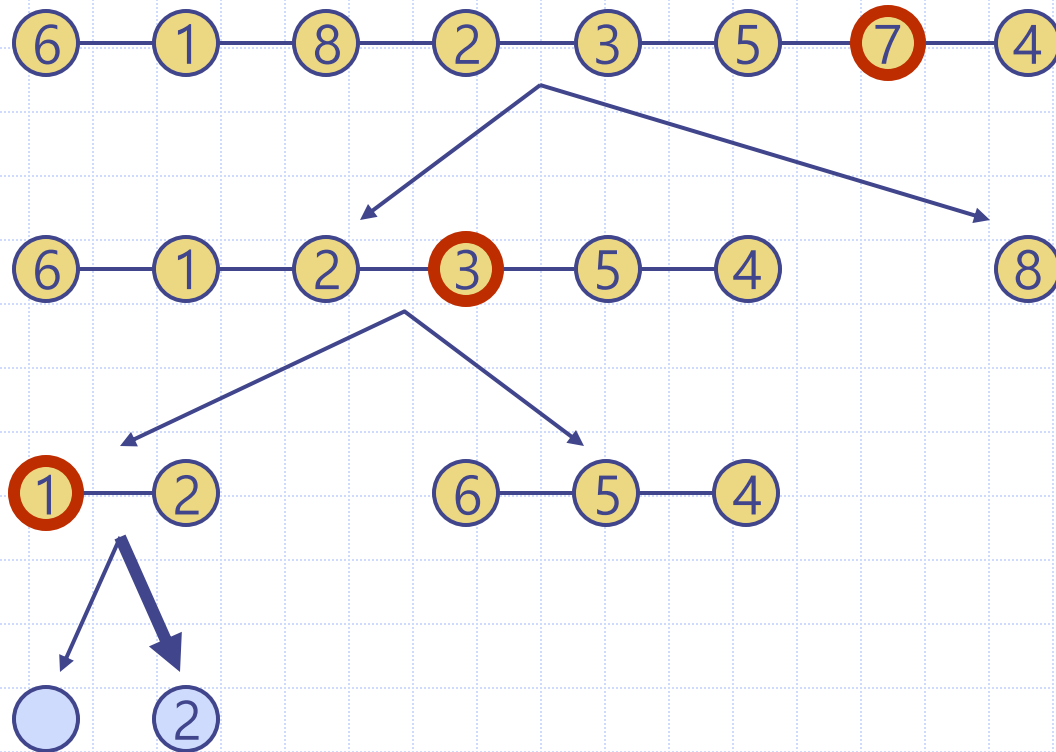
퀵 정렬 수행 예 (conti.)

◆ 분할, 재귀 호출, 베이스 케이스



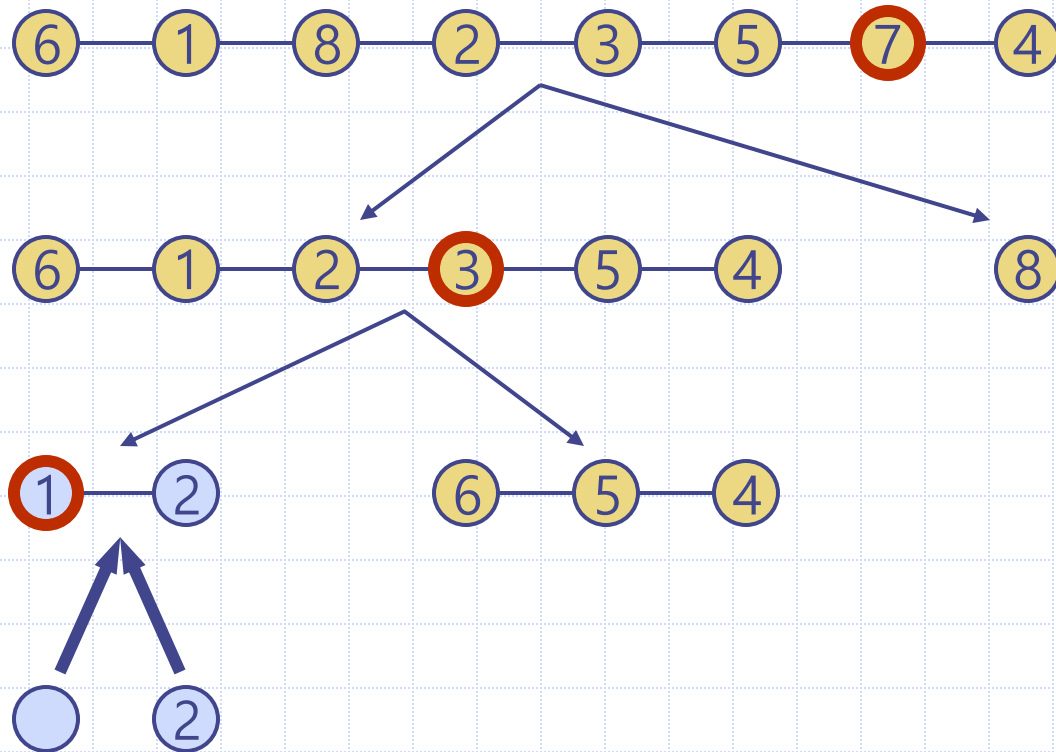
퀵 정렬 수행 예 (conti.)

◆ 재귀 호출, 베이스 케이스



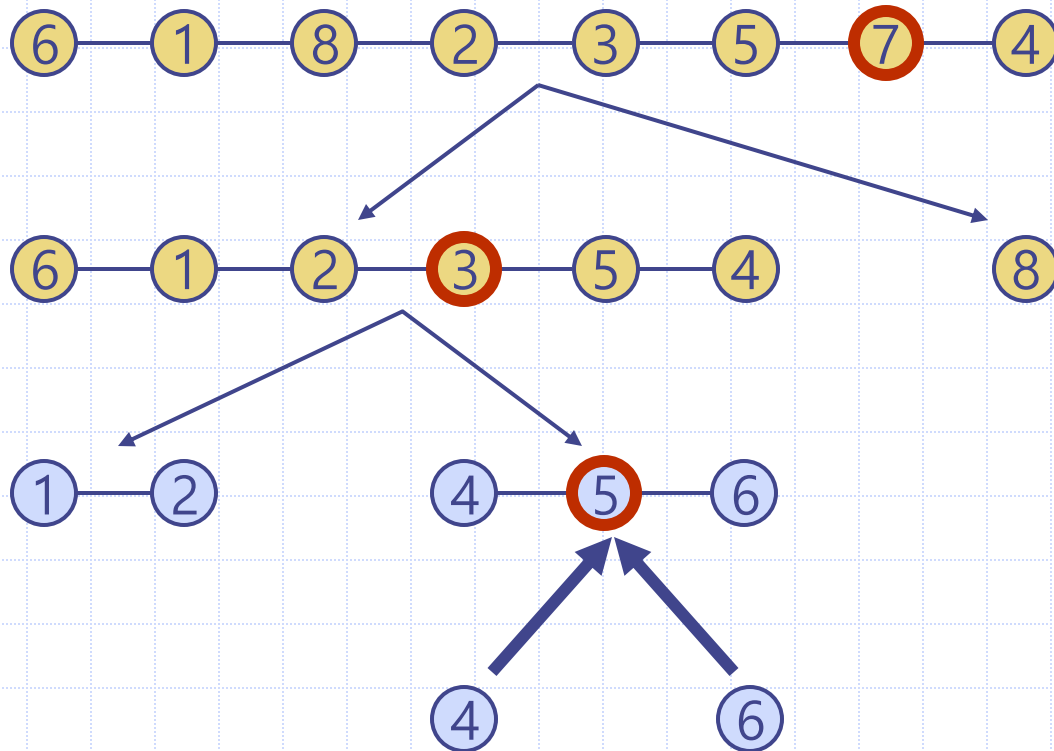
퀵 정렬 수행 예 (conti.)

◆ 결합



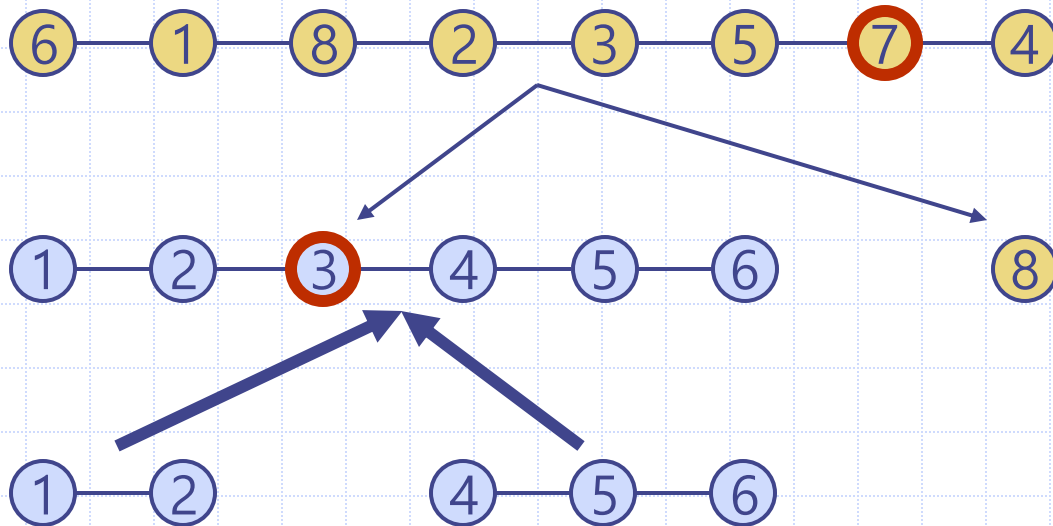
퀵 정렬 수행 예 (conti.)

◆ 재귀 호출, 분할, ... , 결합



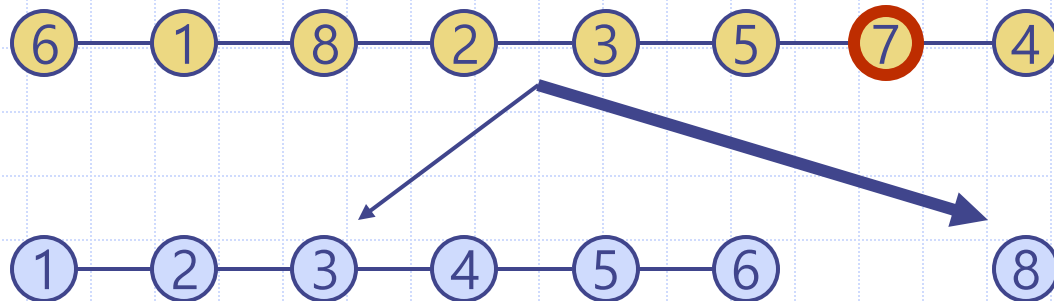
퀵 정렬 수행 예 (conti.)

◆ 결합



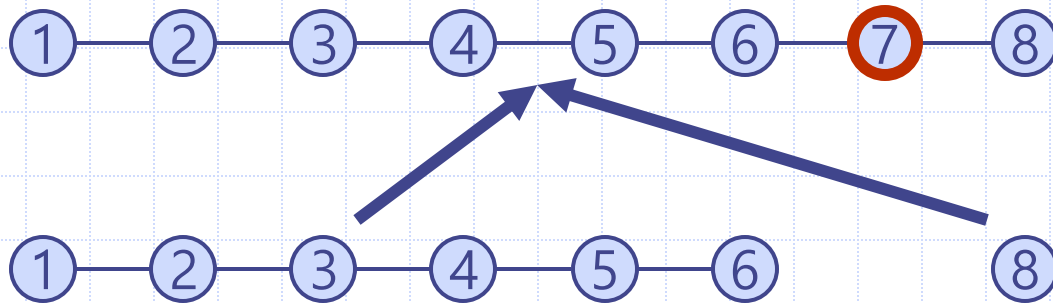
퀵 정렬 수행 예 (conti.)

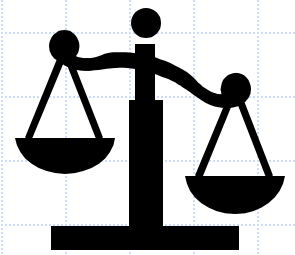
◆ 재귀 호출, 베이스 케이스



퀵 정렬 수행 예 (conti.)

◆ 결합



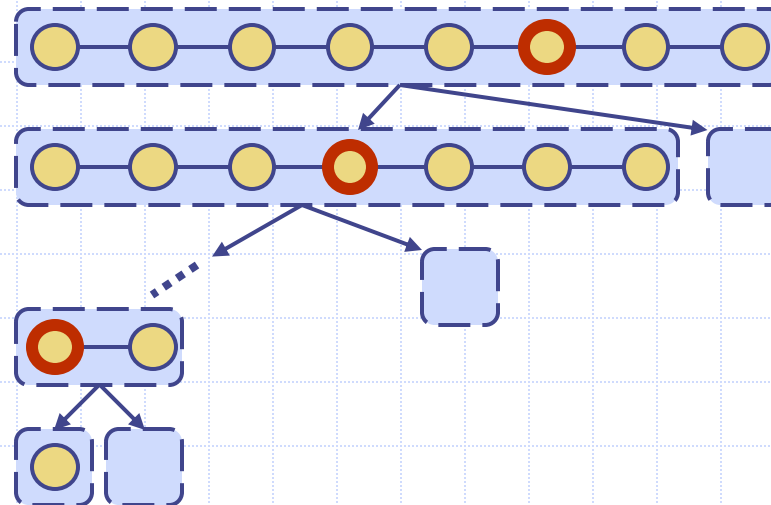


최악실행시간

- ◆ **quick-sort**의 **최악**은 기준원소가 항상 유일한 최소이거나 최대 원소일 경우
- ◆ 이 경우 **LT**와 **GT** 가운데 하나는 크기가 $n - 1$ 이며, 다른 쪽은 크기가 0
- ◆ 실행시간은 다음 합에 비례

$$n + (n - 1) + \dots + 2 + 1$$

- ◆ 따라서, **quick-sort**의 **최악실행시간**: $O(n^2)$



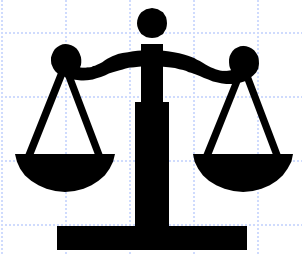
depth time

0 n

1 $n - 1$

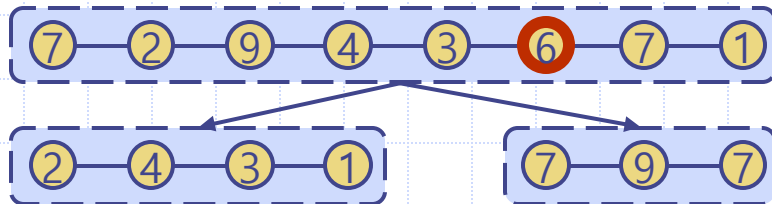
...

$n - 1$ 1

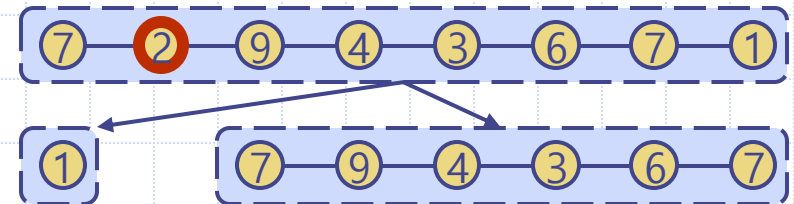


기대실행시간

- ◆ 크기 s 의 리스트에 대한 **quick-sort**의 재귀 호출을 고려하면,
 - 좋은 호출: LT 와 GT 의 크기가 모두 $(3/4)s$ 보다 작다
 - 나쁜 호출: LT 와 GT 의 가운데 하나의 크기가 $(3/4)s$ 보다 크다

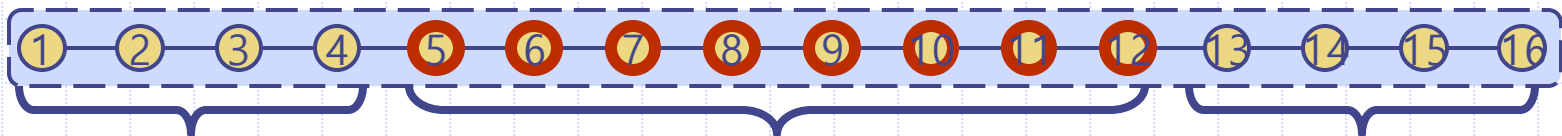


좋은 호출



나쁜 호출

- ◆ 호출이 **좋은** 확률은 $1/2$ (예: 동전 던지기)
 - 가능한 기준원소의 $1/2$ 은 좋은 호출을 부른다



나쁜 기준원소

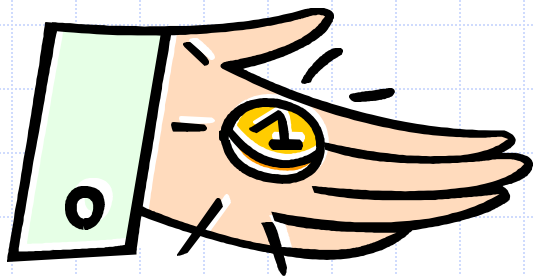
좋은 기준원소

나쁜 기준원소



무작위 퀵 정렬

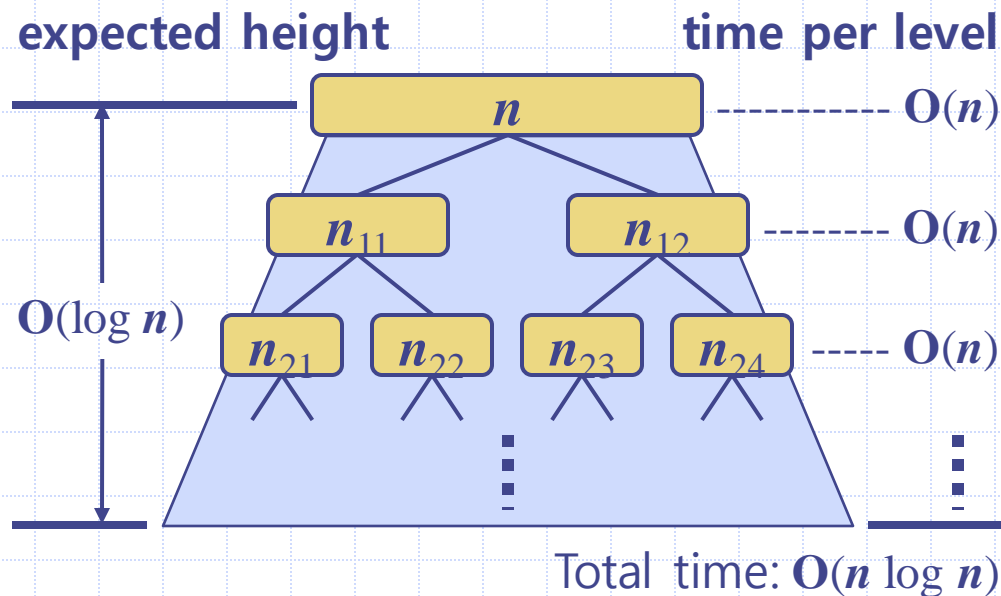
- ◆ **quick-sort**의 **결정적** 버전에서는, 기준원소로서 리스트로부터의 특정한 원소, 즉 **마지막 원소**를 선택하였다
- ◆ 기준원소 선택을 위한 새로운 규칙:
“입력 리스트의 **무작위**(random) 원소를 선택하라”
- ◆ **확률적 상식**: k 개의 헤드를 얻기 위한 동전던지기의 기대회수는 $2k$ 다

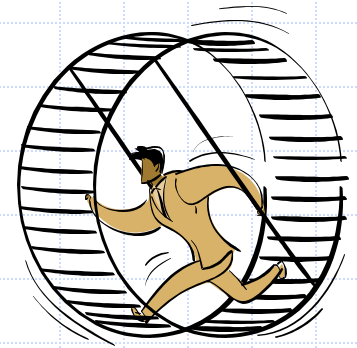


무작위 퀵 정렬의 기대실행시간



- ◆ 깊이 i 의 노드에 대해 다음을 기대할 수 있다
 - $i/2$ 개의 조상: 좋은 호출
 - 현재 호출을 위한 입력 리스트의 크기: 최대 $(3/4)^{i/2}n$
- ◆ 따라서,
 - 깊이 $2\log_{4/3}n$ 의 노드에 대해*, 기대 입력 크기: 1
 - 퀵 정렬 트리의 기대 높이: $O(\log n)$
- ◆ 같은 깊이의 노드들에 대해 수행되는 작업량: $O(n)$
- ◆ 따라서, quick-sort의 기대실행시간: $O(n \log n)$





제자리 퀵 정렬

- ◆ quick-sort를 제자리에서 수행되도록 구현 가능
- ◆ 분할 단계에서, 입력 리스트의 원소들을 재배치하기 위해 대체(replace) 작업을 사용
- 즉,
 - LT (a 보다 아래의, 기준원소보다 작은 원소들)
 - EQ (a 와 b 사이의, 기준원소와 같은 원소들)
 - GT (b 보다 위의, 기준원소보다 큰 원소들)

Alg ***inPlaceQuickSort***(L, l, r)

input list L , position l, r

output list L with elements of position from l to r rearranged in increasing order

1. **if** ($l \geq r$)
 return
2. $k \leftarrow a$ position between l and r
3. $a, b \leftarrow \text{inPlacePartition}(L, l, r, k)$
4. ***inPlaceQuickSort***($L, l, a - 1$)
5. ***inPlaceQuickSort***($L, b + 1, r$)

- ◆ 재귀호출은 LT 와 GT 부리스트 대해 수행

제자리 분할

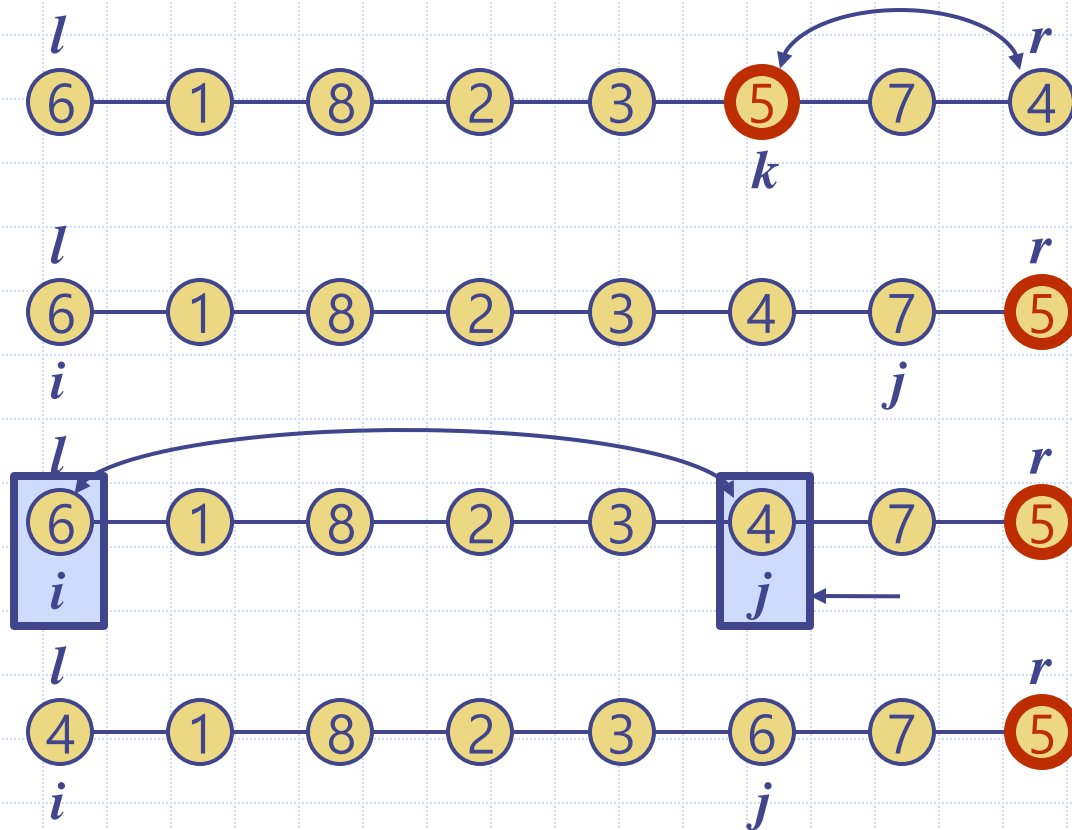
Alg *inPlacePartition*(A, l, r, k)
input array $A[l..r]$ of *distinct*
elements, index l, r, k
output final index of the pivot
resulting from partitioning
 $A[l..r]$ into *LT*, pivot, *GT*

```
1.  $p \leftarrow A[k]$            {pivot}  
2.  $A[k] \leftrightarrow A[r]$        {hide pivot}  
3.  $i \leftarrow l$   
4.  $j \leftarrow r - 1$ 
```

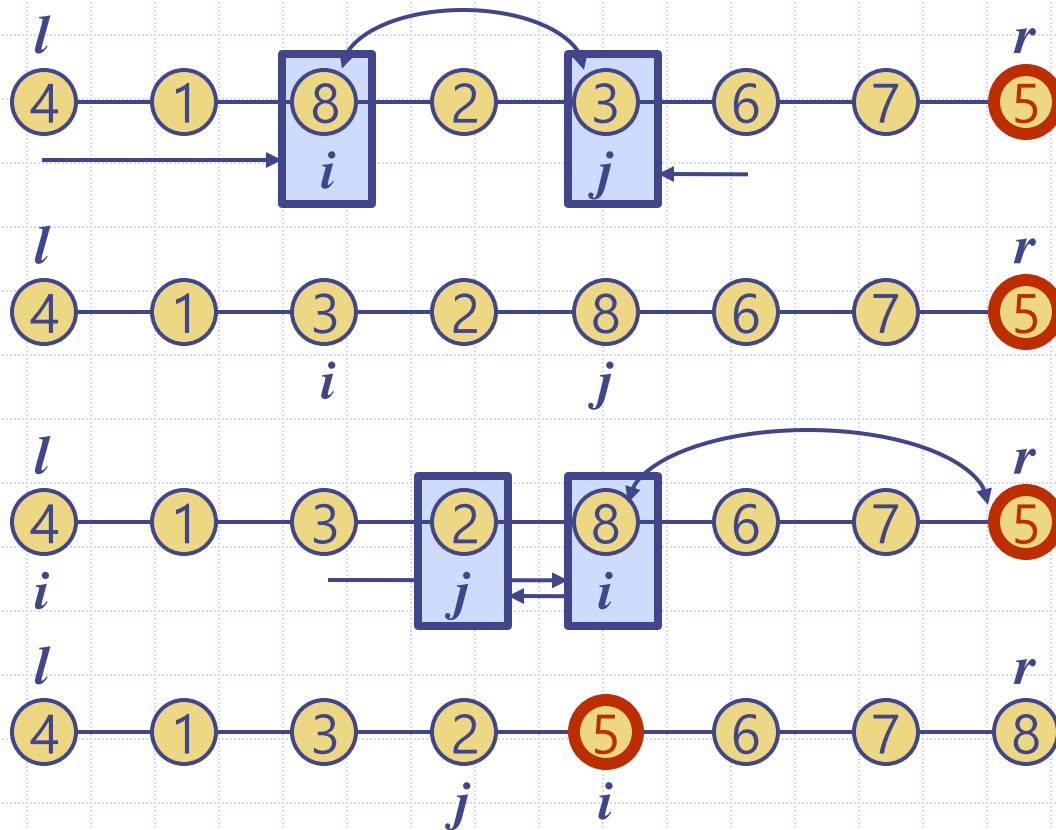
```
5. while ( $i \leq j$ )  
    while ( $i \leq j \ \& \ A[i] \leq p$ )  
         $i \leftarrow i + 1$   
    while ( $j \geq i \ \& \ A[j] \geq p$ )  
         $j \leftarrow j - 1$   
    if ( $i < j$ )  
         $A[i] \leftrightarrow A[j]$   
6.  $A[i] \leftrightarrow A[r]$  {replace pivot}  
7. return  $i$        {index of pivot}
```

◆ 위의 *inPlacePartition* 버전은 입력 배열 A 가
유일한 원소로만 이루어졌다고 전제함

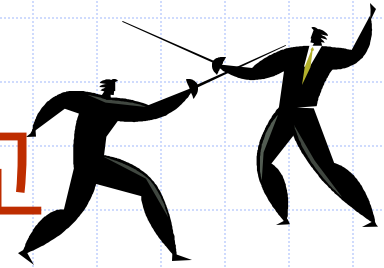
제자리 분할 예



제자리 분할 예 (conti.)



합병 정렬과 퀵 정렬 비교



	합병 정렬	퀵 정렬
기법	분할통치법	분할통치법
실행시간	$O(n \log n)$ 최악실행시간	$O(n^2)$ 최악실행시간 $O(n \log n)$ 기대실행시간
분할 vs. 결합	분할은 쉽고, 합병은 어렵다	분할은 어렵고, 합병은 쉽다
제자리 구현	제자리 합병이 어렵다	제자리 분할이 쉽다
실제 작업 순서	작은 것에서 점점 큰 부문제로 진행	큰 것에서 점점 작은 부문제로 진행

응용문제: 색 분리

- ◆ n 개의 원소로 이루어진 리스트 L 이 있다 – 여기서 원소는 각각 빨강 또는 파랑으로 색칠되어 있다



- ◆ L 이 배열로 표현되었다고 전제하고, L 의 모든 파랑 원소들이 빨강 원소들의 앞에 오도록 재배치하는 제자리, $O(n)$ -시간 메소드를 설명하라

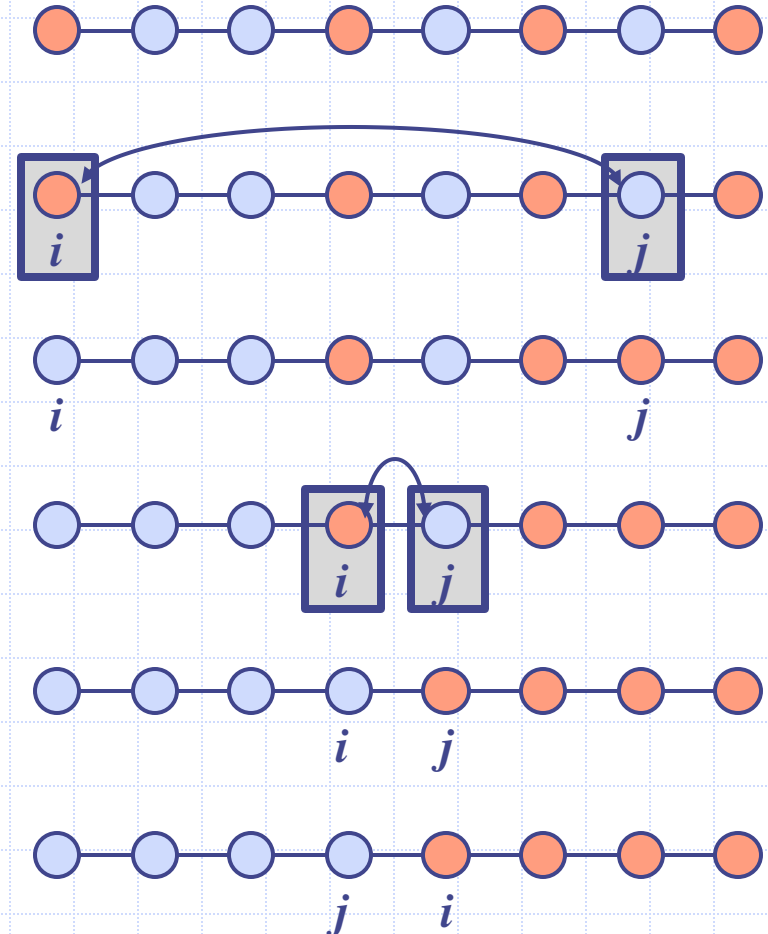


해결: 색 분리

◆ 파랑과 빨강 원소에 대해 다음을 수행

1. 배열의 왼쪽과 오른쪽 양쪽 끝에서 각각 포인터 출발
2. 왼쪽 포인터가 파랑 원소를 가리키는 동안 첨자를 계속 증가
3. 마찬가지로, 오른쪽 포인터가 빨강 원소를 가리키는 동안 첨자를 계속 감소
4. 왼쪽 포인터가 빨강 원소에 이르고 오른쪽 포인터가 파랑 원소에 이르면, 두 원소를 맞교환
5. 두 포인터가 만날 때까지 포인터를 계속 진행하면서 원소를 맞교환
6. 두 포인터가 만난 시점에 배열 원소의 재배치 완료

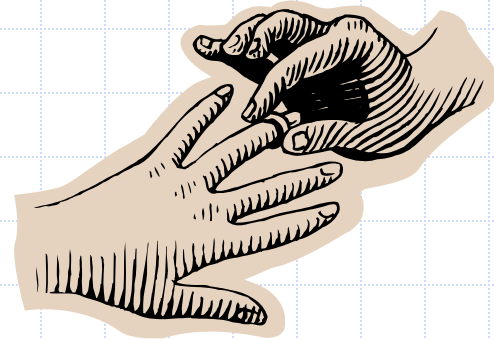
◆ $O(n)$ 시간 소요





응용문제: 신부와 반지

- ◆ n 명의 신부 집합 B (rides)와 n 개의 반지 집합 R (ings)가 있다 – R 에 속한 반지 각각은 B 에 속하는 신부들 중 단 한 명의 신부에게만 크기가 딱 들어 맞는다
- ◆ 공교롭게도, B 에 속한 신부들은 모두 닮았고, R 에 속한 반지 역시 모두 닮았다 – 즉, 겉만 보서는 신부 간에 손가락 굵기 차이를 구별하거나 반지 간에 크기 차이를 구별할 수 없다
- ◆ 오직 가능한 비교는, 신부-반지 쌍 (b, r) 를 택하여 (여기서 물론 $b \in B, r \in R$), 신부 b 의 손가락이 반지 r 의 크기보다 큰지, 작은지, 딱 맞는지 끼어 보는 수밖에 없다
- ◆ 모든 신부와 반지의 짝을 찾기 위한 효율적인 메소드 **match**를 설계하라
 - **match**(B, R): 각각 n 개의 원소로 구성된 집합 B 와 R 의 원소들에 대한 매치 쌍들의 집합을 반환
- ◆ 신부-반지 끼어 보는 시도 회수를 기준으로 메소드의 실행시간을 구하라



해결

- ◆ 아무 신부 하나를 택하여 모든 반지와 비교 – 그러면서 반지 집합을 작은 반지와 큰 반지, 딱 맞는 반지로 나눈다
- ◆ 딱 맞는 반지를, 딱 맞는 신부를 제외한 모든 신부와 비교 – 비교를 진행하면서 작은 신부와 큰 신부로 나눈다
- ◆ 이제 문제가 **두 개의 부문제**로 나뉘어졌다
 - 한 문제: 딱 맞는 쌍보다 **작은** 신부들과 반지들로 구성
 - 다른 문제: 딱 맞는 쌍보다 **큰** 신부들과 반지들로 구성
- ◆ 이와 같은 방식으로 반복한다면 **quick-sort**와 유사한 알고리즘을 얻게 된다
- ◆ 알고리즘의 분석 역시 **quick-sort**에서 했던 것처럼 기대실행시간을 분석할 수 있으며 그 결과는 $O(n \log n)$ 이 된다

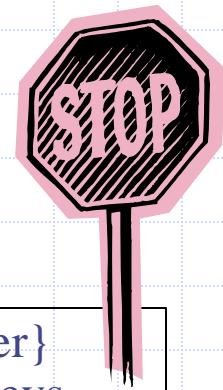
해결 (conti.)

Alg *match*(B, R)

input set B, R

output matchup set of pairs of elements from B and R

1. **if** ($B.isEmpty()$)
 return *an empty set*
2. **if** ($B.size() = 1$)
 return *a singleton set with element ($B.get(1), R.get(1)$)*
3. $b \leftarrow$ *an element in* B
4. $R_{LT}, R_{EQ}, R_{GT} \leftarrow partition(R, b)$
5. $r \leftarrow R_{EQ}.get(1)$
6. $B_{LT}, B_{GT} \leftarrow partition(B - \{b\}, r)$
7. $M_{LT} \leftarrow match(B_{LT}, R_{LT})$
8. $M_{GT} \leftarrow match(B_{GT}, R_{GT})$
9. $M \leftarrow merge(M_{LT}, \{(b, r)\}, M_{GT})$
10. **return** M



응용문제: 퀵 정렬 변형

◆ 오른 쪽의 **quickSort**(A, n) 함수는 크기 n 의 배열 A 에 무순으로 저장된 n 개의 **유일한** 키들을 오름차순으로 퀵 정렬한다

◆ **partition**(A, l, r, k)는 $A[k]$ 를 기준원으로 삼아, 배열 A 의 원소들을 **기준원소보다 작은** 원소들과 큰 원소들이 각각 배열 A 의 왼 편과 오른 편에 위치하도록 이동시키고, 그 사이에 기준원소를 위치시킨 후, 기준원소의 **위치**(즉, 배열 첨자)를 반환한다

Alg **quickSort**(A, n) { driver }
 input array A of n distinct keys
 output sorted array A

1. **rQuickSort**($A, 0, n - 1$)
2. **return**

Alg **rQuickSort**(A, l, r) { recursive }
 input array A of size n , index l, r
 output array A with elements of index from l to r rearranged in increasing order

1. **if** ($l < r$)
 $k \leftarrow$ a position between l and r
 $m \leftarrow$ **partition**(A, l, r, k)
 rQuickSort($A, l, m - 1$)
 rQuickSort($A, m + 1, r$)

응용문제: 퀵 정렬 변형 (conti.)

- ◆ 퀵 정렬의 수행 원리 상, 무순의 초기 배열 A 는 시간이 지남에 따라 거시적인 관점에서 점점 정렬된 상태로 옮겨가게 된다
- ◆ 이 점에 착안하여 정렬이 상당히 진행된 적당한 시점에 퀵 정렬을 **중단**하고 ("거의" 정렬된 입력에 대해서는 퀵 정렬보다 더 우수한 시간성능을 가지는) **삽입 정렬**로 전환하여 정렬을 완성할 수도 있다
- ◆ 그렇게 하기 위한 **quickSort** 또는 **rQuickSort** 알고리즘의 **수정 내용**을 작성하라
- ◆ **사용 가능**
 - **insertionSort**(A, n): n 개의 유일한 키를 저장한 배열 A 를 삽입 정렬

해결

- ◆ 퀵 정렬을 더 이상 적용하지 않을 대상 원소 수의 크기(예: $Limit = 100$)를 정하여 이를 **rQuickSort**에 반영
- ◆ **rQuickSort** 완료 후 거의 정렬된 상태의 배열을 **insertionSort**가 처리하도록 **quickSort**를 수정

```
Alg quickSort( $A, n$ )    { driver }  
  input array  $A$  of  $n$  distinct keys  
  output sorted array  $A$ 
```

1. **rQuickSort**($A, 0, n - 1$)
2. **insertionSort**(A, n)
3. return

```
Alg rQuickSort( $A, l, r$ ) { recursive }  
  input array  $A$  of size  $n$ , integer  $l, r$   
  output array  $A$  with elements of  
    index from  $l$  to  $r$  rearranged in  
    increasing order
```

1. if ($r - l \geq Limit$)
 $k \leftarrow$ a position between l and r
 $m \leftarrow partition(A, l, r, k)$
 rQuickSort($A, l, m - 1$)
 rQuickSort($A, m + 1, r$)