B-트리

BST 의 균형을 AVL-Tree 를 통해서 맞추었다.

MST 는 B-Tree 를 통해 균형을 맞추면서 삽입/삭제를 할 수 있다.

B-Tree = Balanced-Tree (균형트리)

< B-Tree 간단한 정의 >

m = 분기의 개수

n = 현재 존재하는 key 수

최솟값 = (m/2)-1 ... 분기 개수의 반 보다 1 작음

최댓값 = m-1 ... 분기 개수보다 1 작음

< B-Tree 의 정의 >

공백이거나 높이가 1 이상인 MST 이다.

root 와 leaf 를 제외한 내부 노드 : m/2 ~ m 개의 서브트리

키 : m/2-1 ~ m-1

leaf 가 아니면 2 개 이상의 서브트리를 갖는다.

모든 leaf 는 같은 level 에 있다.

< B-Tree 의 Node 구조 >

한 노드의 키 값 수 : (m/2-1 <u><</u> n <u><</u> m-1)

서브트리 포인터 : Pi(0 <u><</u> i <u><</u> n)

키 값 : Ki (1 <u><</u> i <u><</u> n)

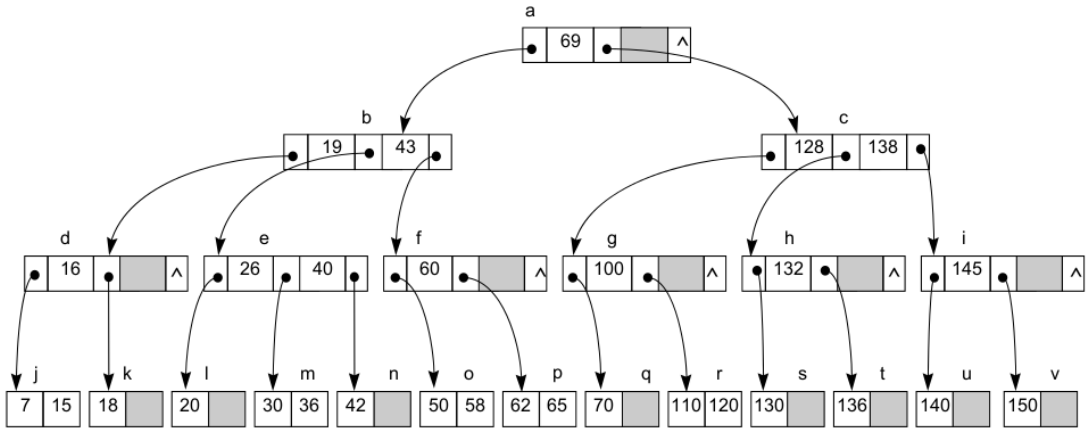
키 값으로 Ki 를 가진 레코드에 대한 포인터 : Ai (1 <u><</u> i <u><</u> n)

< B-Tree 의 장점 >

최악의 경우 : O(logn(N + 1)) 접근

삽입 / 삭제시 균형 상태를 유지함 ... 재균형이 필요 없음

< B-Tree 예제 >



m=3

- 내부노드는 2 이상 3 이하의 서브트리를 가짐.
- 루트를 제외한 모든 노드는 1개 이상의 키 값을 가짐.

< B-Tree 검색 >

MSB 처럼 검색한다. (좌소우대 ... 왼쪽이 작고 오른쪽이 큰 ...)

한 노드내의 Key 검색은 순차 검색이다.

Inorder Traversal 로 검색한다.

< B-Tree 삽입 > ** 실습 해보기

새로운 키값은 항상 리프 노드에 삽입된다.

삽입하는 두가지 케이스

- 빈 공간이 있는 경우

  단순히 순서에 맞게 삽입

- 빈 공간이 없는 경우 (overflow 발생)

  두 개의 노드로 분할한다.

  중간 키 값 (m/2 번째 키)를 기준으로 [왼쪽 키들] / [중간 키] / [오른쪽 키들] 로 나눈다.

  중간 키는 **분할된 노드**의 부모 노드로 이동하여 삽입되며, 왼쪽 오른쪽 키들을 가르키는 포인터도 같이 이동한다.

  만약 부모 노드로 올라간 키가 다시 오버플로가 난다면 다시 반복 수행한다.

< B-Tree 삭제 > ** 실습 해보기

키 삭제에는 세가지 방법이 있다.

- 키가 내부노드에 있는 경우

  후행키 방식

  - 후행키와 바꾼뒤 삭제한다.

- Underflow 가 발생하지 않는 경우

  평범하게 key 를 하나 삭제한다.

- Underflow 가 발생한 경우

  키 재분배 (Key Redistribution) : 트리 구조를 변경하지 않는다.

  1. 왼쪽이나 오른쪽 형제 노드에 최소 키 값 수보다 많은 키 값들이 있는 노드를 선택
  2. 그 노드로부터 한 개의 키값을 차출하여 이동

  노드 합병 (Node Merge) : 재분배가 불가능할 때 사용한다.

  - 형제 노드들이 최소의 키(m/2-1)값만을 가지고 있는 경우에 적용
  - 왼쪽 노드와 먼저 합친다.
  - 합병 결과로 공백이 된 노드는 제거 --> 트리의 구조가 변경

Best Sibling 선택

- 양쪽 형제 노드 모두 사용 가능하다.
- 노드의수가 많은 쪽을 선택하는 것이 Underflow 발생 회수를줄이는데 도움이 된다.
- 재분배의 경우

  Underflow 가 아닌 쪽을 선택한다.

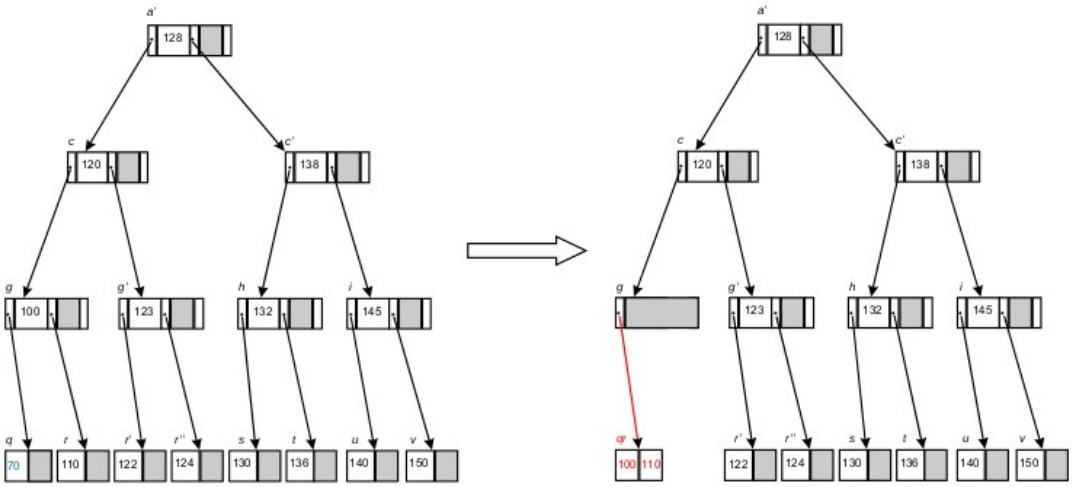
  양쪽 모두 underflow 라면, 노드의 수가 많은 쪽을 선택한다.

- 노드 합병의 경우

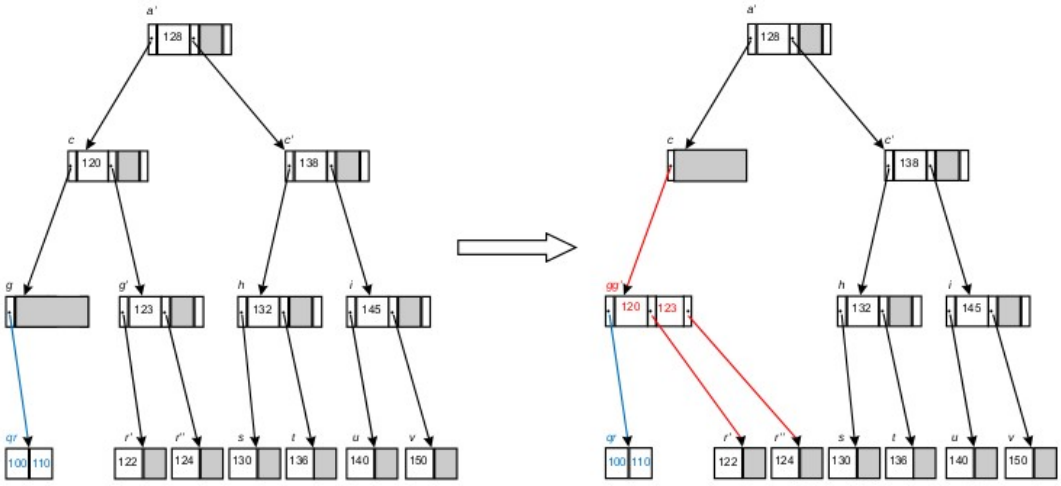
  m 이 홀수인 경우 : 좌우 모두 m/2-1 이므로 아무거나 사용한다.

  m 이 짝수인 경우 : 노드의 수가 m/2 인 쪽을 선택한다.

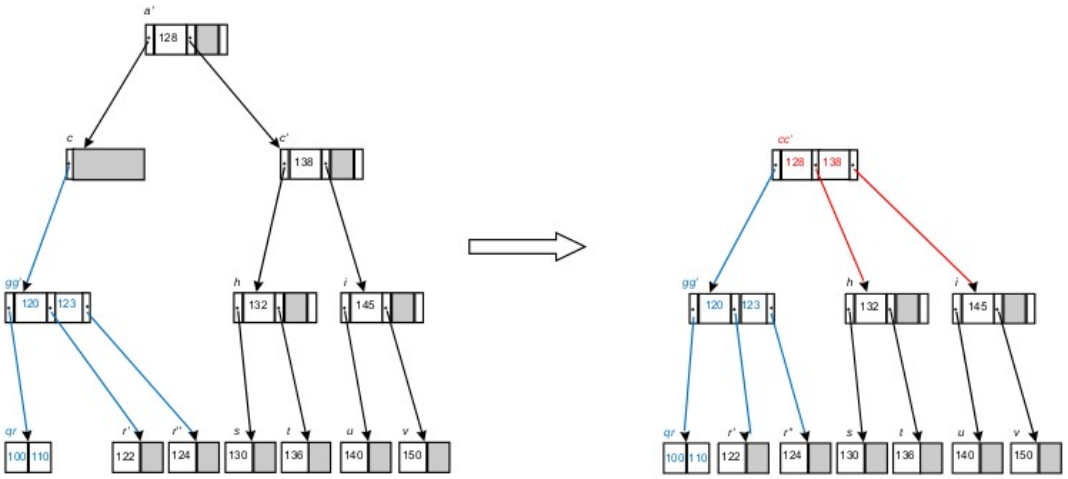
< B-Tree 노드 합병 참고 >



노드 합병
(후행키, 형제노드 사용 불가능)



노드 합병
(후행키, 형제노드 사용 불가능)



노드 합병
(후행키, 형제노드 사용 불가능)

루트 레벨 하나 감소

더 빠른 사용을 위해 B-Tree 를 사용한다.

-> B-Tree 를 이용하여 DISK 접근을 줄인다. (BST 는 접근 횟수가 B-Tree 보다 크다)

B*-트리

B-트리의 문제점

- B-Tree 의 구조를 유지하기 위해 추가적인 연산이 필요하다.

-> 탐색 연산의 성능을 높이기 위해 지부해야 하는 대가로서 너무 비싸다.

B*-Tree 는 B-Tree 의 오버헤드를 줄이고 삽입과 삭제 연산의 성능을 개선하기 위해 고안된 B-Tree 의 변형이다.

< B*-Tree 특징 >

1. B*-Tree 는 공백이거나 높이가 1 이상인 m-원 탐색 트리
2. root != leaf 인 경우 최소 2 개, 최대 2 * (2m - 2) / 3 + 1 개의 서브트리를 갖는다.
3. 루트와 리프를 제외한 모든 노드는 적어도 (2m-2)/3+1 개의 서브트리를 갖는다.
4. 모든 리프는 같은 레벨에 있다.

Trie (발음 = Try / reTRIEval 의 약자)

B-Tree : 트리 구조를 이용한 키 값 비교

Trie : 검색을 위해 키 값을 그대로 이용하지 않고, <u>**키를 구성하는 문자나 숫자의 순서를 이용해 키 값을 검색**</u>할 수 있는 자료 구조. **m-진 트리** 이지만 **m-원 탐색 트리**는 아니다. (키 값의 순서가 m 원 탐색 트리 규칙과 다르다)

m 진 트라이(m-ary trie)

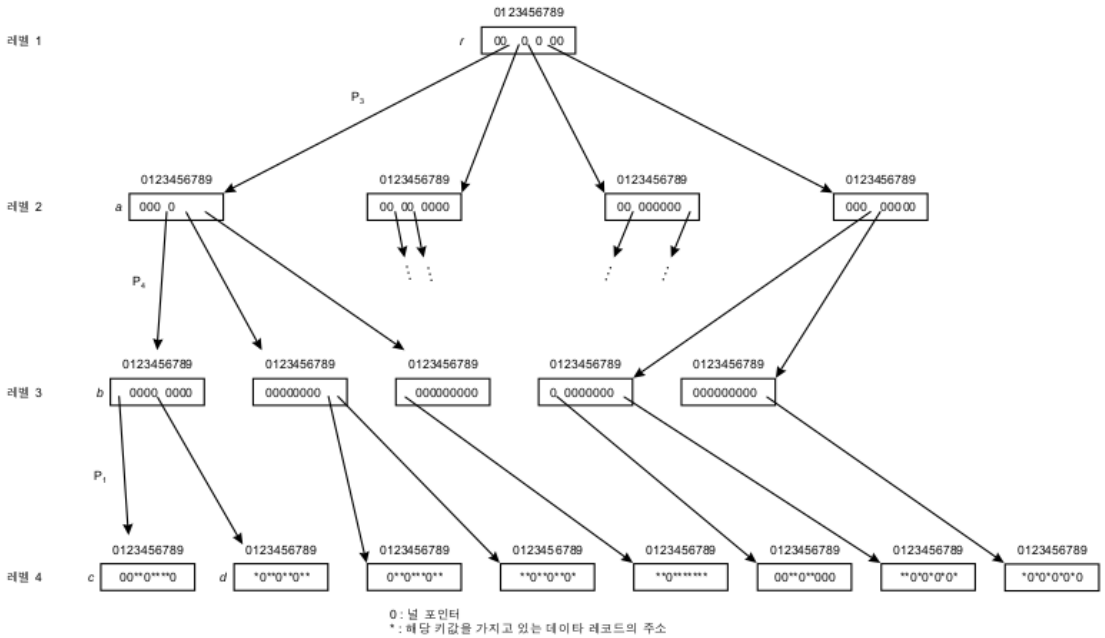
차수 m : 키 값을 표현하기 위해 사용하는 문자의 수, 즉 기수(radix)

숫자 : 기수가 10 이므로 m=10, 영문자 : m = 26

m 진 트라이 : m 개의 포인터를 표현하는 1 차원 배열

트라이의 높이 : 키 필드(스트링)의 길이

높이가 4 인 10 진 트라이



트라이 연산

1. 탐색
    - 탐색 끝 : 리프 노드에서, 중간에 키 값이 없을 때
    - 탐색 속도 키 필드의 길이 = 트라이의 높이
    - 최대 탐색 비용 <u><</u> 키 필드의 길이
    - 장점 : 균일한 탐색시간(단점 : 저장 공간이 크게 필요)
    - 선호하는 이유 : 없는 키에 대한 빠른 탐색 때문에
2. 삽입
    - 리프 노드에 새 레코드의 주소나 마크를 삽입
    - 리프 노드 없을 때 : 새 리프 노드 생성, 중간 노드 첨가
    - 노드의 첨가나 삭제는 있으나 분열이나 병합은 없음
3. 삭제
    - 노드와 원소들을 찾아서 널 값으로 변경
    - 노드의 원소 값들이 모두 널(공백노드) : 노드 삭제