

12장. 탐색 알고리즘

탐색의 효율

- 삽입, 삭제에 우선하여 탐색의 효율을 높이기 위한 알고리즘

학습목표

- 이진탐색, 보간탐색, 이진 탐색트리 등 기본 탐색방법의 효율을 이해한다.
- 기수 탐색트리의 두 가지 구현방법과 효율을 이해한다.
- 선형탐사, 제공탐사, 이중 해시의 방법과 효율 차이를 이해한다.
- 버킷, 별도 체인 등 닫힌 어드레싱 방법을 이해한다.
- 상황에 따른 자료구조 선택 방법을 이해한다.

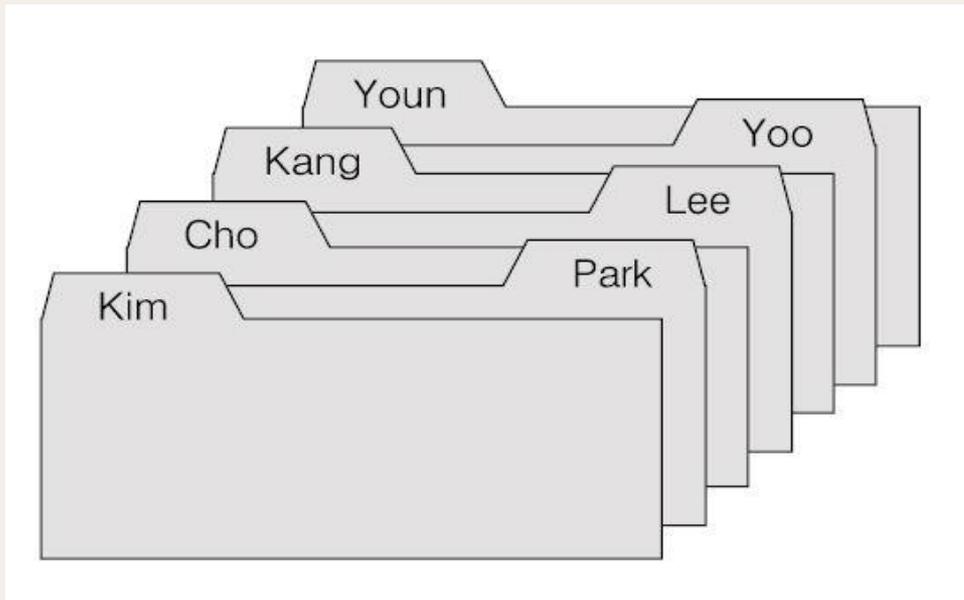
Section 01 키, 레코드, 탐색 - 탐색의 대상

👤 레코드, 키

- 개인별 폴더를 하나의 레코드로 간주
- 해당 폴더를 찾기 위한 이름은 일종의 키 필드
- 레코드의 집합에서 주어진 키를 지닌 레코드를 찾는 작업을 탐색
- 주어진 키 값을 목표 키(Target Key), 또는 탐색 키(Search Key)

👤 외부탐색, 내부탐색

- 모든 레코드가 메인 메모리 내부에 들어와 있는 상태에서 이루어지는 탐색
- 레코드가 보조 기억장치, 메인 메모리를 오가며 이루어지는 탐색



[그림 12-1] 레코드와 키

Section 02 이진탐색 – 이진탐색

👤 코드 12-1: 이진탐색

```
void BinarySearch(int A[ ], int First, int Last, int Key, int& Index)  
{ if (First > Last)           탐색 키를 가진 레코드가 없을 때  
    index = -1;           에일리어스 변수 Index를 -1로 표시  
else  
{ int Mid = (First+Last)/2;   가운데 인덱스 계산  
    if (Key == A[Mid])       탐색 키가 가운데 키와 같으면  
        Index = Mid;       에일리어스 변수 Index를 해당 인덱스로  
    else if (Key < A[Mid])   탐색 키가 가운데 키보다 작으면  
        BinarySearch(int A[], First, Mid-1, Value, Index); 왼쪽에서 찾음  
    else                   탐색 키가 가운데 키보다 크면  
        BinarySearch(int A[], Mid+1, Last, Value, Index); 오른쪽에서 찾음  
    }  
}
```

Section 03 보간탐색 - 보간탐색

인덱스	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
키	20	42	55	62	78	92	112	132	140	145	150	170

[표 12-1] 배열 레코드 분포

👤 키 값 150인 레코드를 찾기

👤 이진탐색

- 한가운데인 인덱스 $(1+12)/2 = 6$ 에서 탐색을 시작

👤 보간탐색

- $1 + (12-1)(150-20)/(170-20) = 10.5$. 인덱스 10 또는 11에서 찾기 시작
- 인덱스 공간 (12-1)을 1로 볼 때, 탐색 키가 $(150-20)/(170-20) = 0.86$ 정도에
- 크면 오른쪽, 작으면 왼쪽으로 범위를 축소하는 방식은 이진탐색과 동일

👤 선형 보간

- 인덱스 값의 증가에 따라 키 값도 이에 정비례하여 증가한다고 간주
- 부동소수 나눗셈을 위한 시간
- 효율 $O(\lg(\lg N))$ 으로서 이진탐색의 $O(\lg N)$ 보다는 빠르지만 키 값이 선형으로 분포한다는 조건

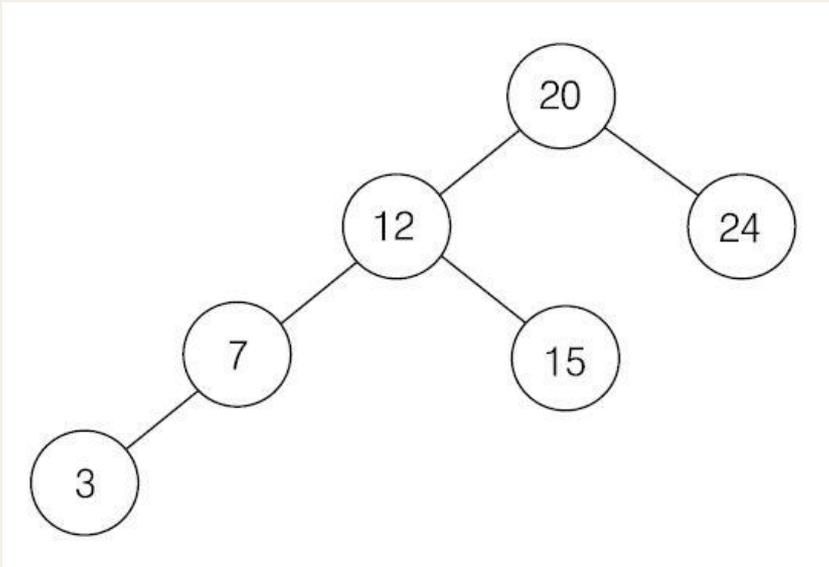
Section 04 이진 탐색트리 - 이진탐색의 효율

트리모습에 좌우

- 비교적 균형 잡힌 트리의 높이는 $\lg N$. 검색효율은 $O(\lg N)$ 이다.
- 최악의 경우 연결 리스트에 가까운 트리라면 검색효율은 $O(N)$
- 확률적으로 분석한 이진 탐색트리의 평균 효율은 $O(1.38 \lg N)$

평균효율

- 트리의 내부경로 길이에 의해 근사적으로 표시
- 키 3인 노드의 내부경로 길이는 3. 이를 대략적인 비교의 횟수로 간주
- (Level 0: 0) + (Level 1: 1 + 1) + (Level 2: 2 + 2) + (Level 3: 3) = 9.
- 평균적인 비교회수는 대략 $9/6 = 1.5$ 회가 된다.



[그림 12-2] 내부 경로

게으른 삭제

이진 탐색트리 삭제

- 중위 후속자 또는 선행자를 삭제된 노드로 옮김으로 인해 트리 모습이 변함.
- 삭제가 빈번할수록 트리의 균형이 무너질 확률이 높아짐.

게으른 삭제(Lazy Deletion)

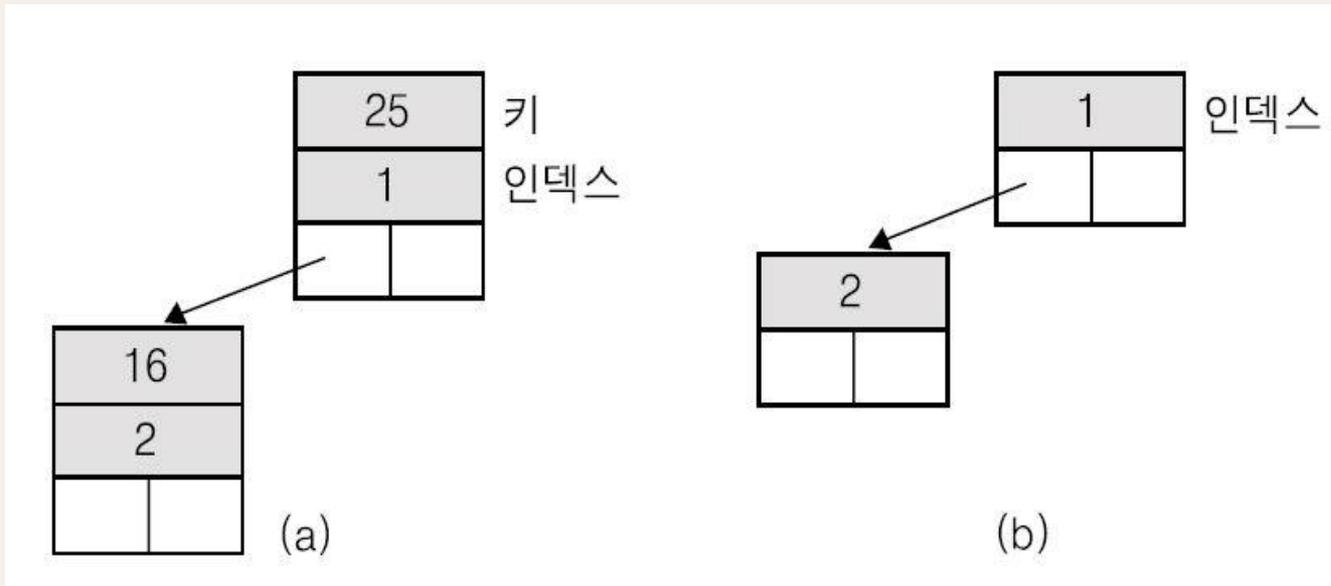
- 실제로 삭제하지 말고 해당 노드에 “삭제됨” 표시만 함.
- 나중에 몰아서 한꺼번에(Batchwise) 삭제
- 삭제 전까지는 이전의 트리 모습, 이전의 효율을 계속 유지

간접 이진트리

- 레코드는 배열에, 트리는 키 또는 인덱스 정보만 함유
- 삽입, 삭제시간이 감소

Index	1	2	3	...
Key	25	16	12	
Data	Kim	Cho	Park	

[표 12-2]
간접트리를 위한 배열



[그림 12-3] 간접 이진트리

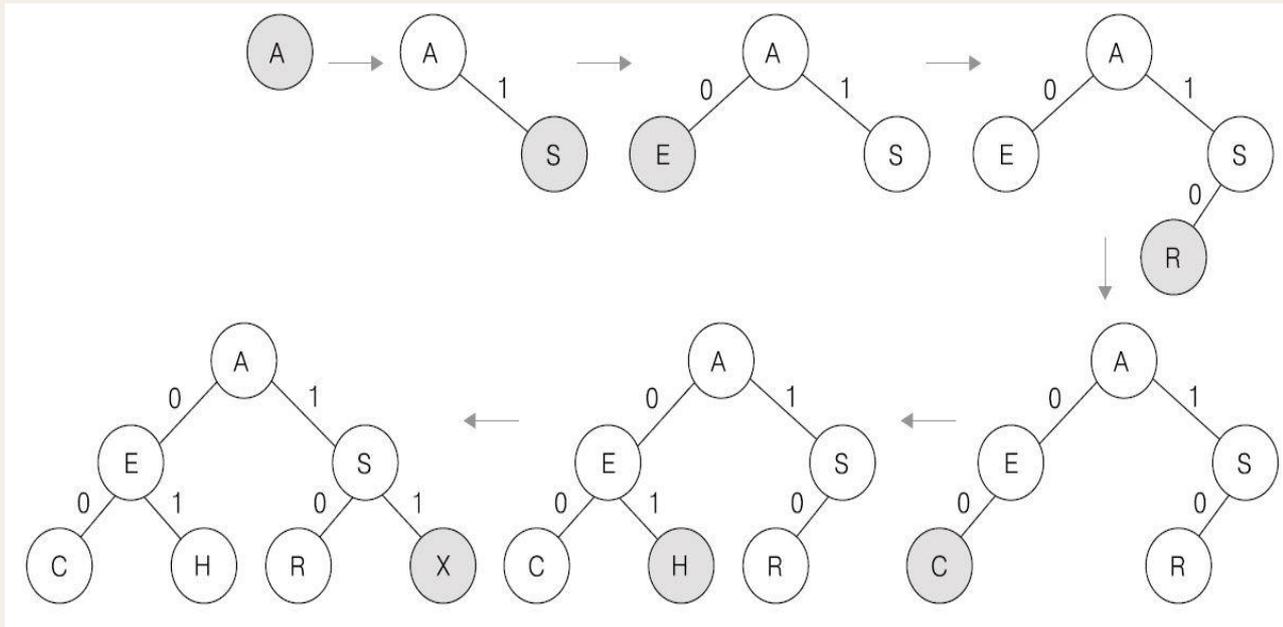
Section 05 기수탐색 - 디지털 탐색트리

👤 디지털 탐색트리(Digital Search Tree)

- 비트 값을 기준으로 자식 노드를 분기
- 5비트 키 필드를 가정하고 알파벳 순서를 비트 값으로 할당
- A는 첫 문자이므로 00001

👤 입력순서

- A = 00001, S = 10011, E = 00101, R = 10010, C = 00011, H = 01000, X = 11000



[그림 11-4] 탐색트리에 의한 우선순위 큐

효율

- $O(\lg N)$
- 어떤 키 내부의 비트 값이 0이 될 확률이나 1이 될 확률이 $1/2$ 로 동일
- 새로 삽입되는 노드가 왼쪽으로 삽입될 확률이나 오른쪽으로 삽입될 확률이 거의 동일하므로 균형 트리. 트리 높이는 $\lg N$ 에 근접
- 최악의 경우에는 비트 수만큼 $O(N)$

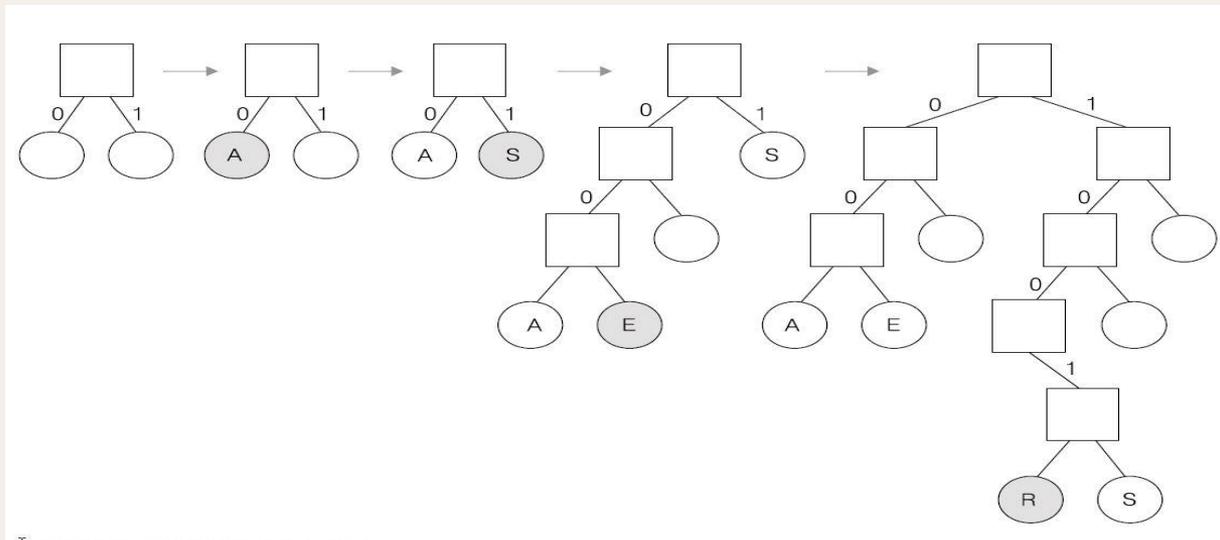
기수탐색 트리

👤 일명 트라이(TRIE)

- 탐색 또는 검색을 의미하는 **ReTRIEval**의 가운데 스펠
- 디지털 탐색트리의 레코드가 내부노드 또는 외부노드 모두에 분포
- 트라이의 레코드는 모두 외부노드에 분포

👤 입력순서

- **A = 00001, S = 10011, E = 00101, R = 10010**
- **E**가 들어올 때, 첫 비트가 **0**이므로 루트에서 왼쪽으로. **A**와 **E**의 키 비트열을 비교. 두 번째 까지는 **00**, 세 번째 비트에서 서로가 달라짐. 두 번째 비트까지 경로를 공유해야 하므로 그 경로 상에 내부노드를 추가.



[그림 12-5]
기수탐색 트라이 구성

👤 균형 잡힌 트라이

- 효율은 $O(\lg N)$
- 이 경우의 효율은 키 비교 횟수가 아님.
- 키 자체의 비트 열 중 처음 $\lg N$ 개의 비트 값을 검사

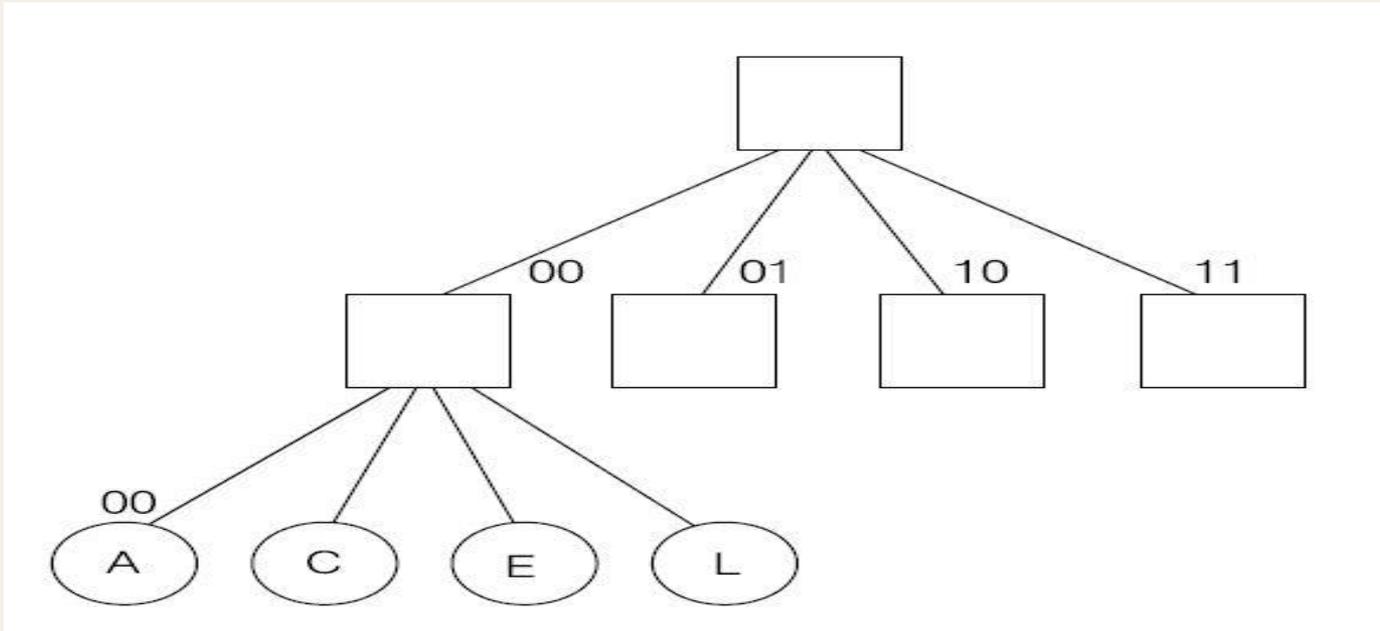
👤 트라이의 모습

- 레코드의 키 값의 입력 순서와 무관
- A, R, E, S 순으로 레코드가 들어와도 최종결과는 동일
- 키 내부의 비트 패턴 자체가 삽입위치를 결정
- S와 R처럼 여러 비트에 걸쳐 비트 패턴이 같아지면 트리가 한쪽으로만 분기 (One-Way Branch) 되어 균형이 무너짐. 빈 외부노드가 다수 발생하여 공간적 효율이 저하됨.

다중링크 트라이

다중링크 트라이

- 하나의 노드에서 뻗어나가는 링크의 숫자를 M 으로 늘림으로써 높이를 줄임
- 예를 들어, 링크를 4개로 놓고 비트 패턴 00이면 가장 왼쪽, 01이면 그 오른쪽
- 해시보다 더 좋은 효율을 보일 수도 있음. 해시에서 키를 구성하는 모든 요소를 검사. 트라이는 키 일부만 검사하고도 원하는 레코드를 찾아갈 수도 있음.



[그림 12-6] 다중링크 트라이

👤 공간낭비의 우려

- 레벨 1에서 1개, 레벨 2에서 4개의 노드가 존재하면 레벨 3에서 $4^2 = 16$
- 리프 노드 근처에 지나치게 많은 외부노드. 미사용으로 인한 공간 낭비
- 루트 근처에서는 M 을 크게 하고, 리프 근처에서 M 을 작게 하여 효율을 개선

Section 06 해시 - 해시 함수의 필요성

👤 탐색의 효율

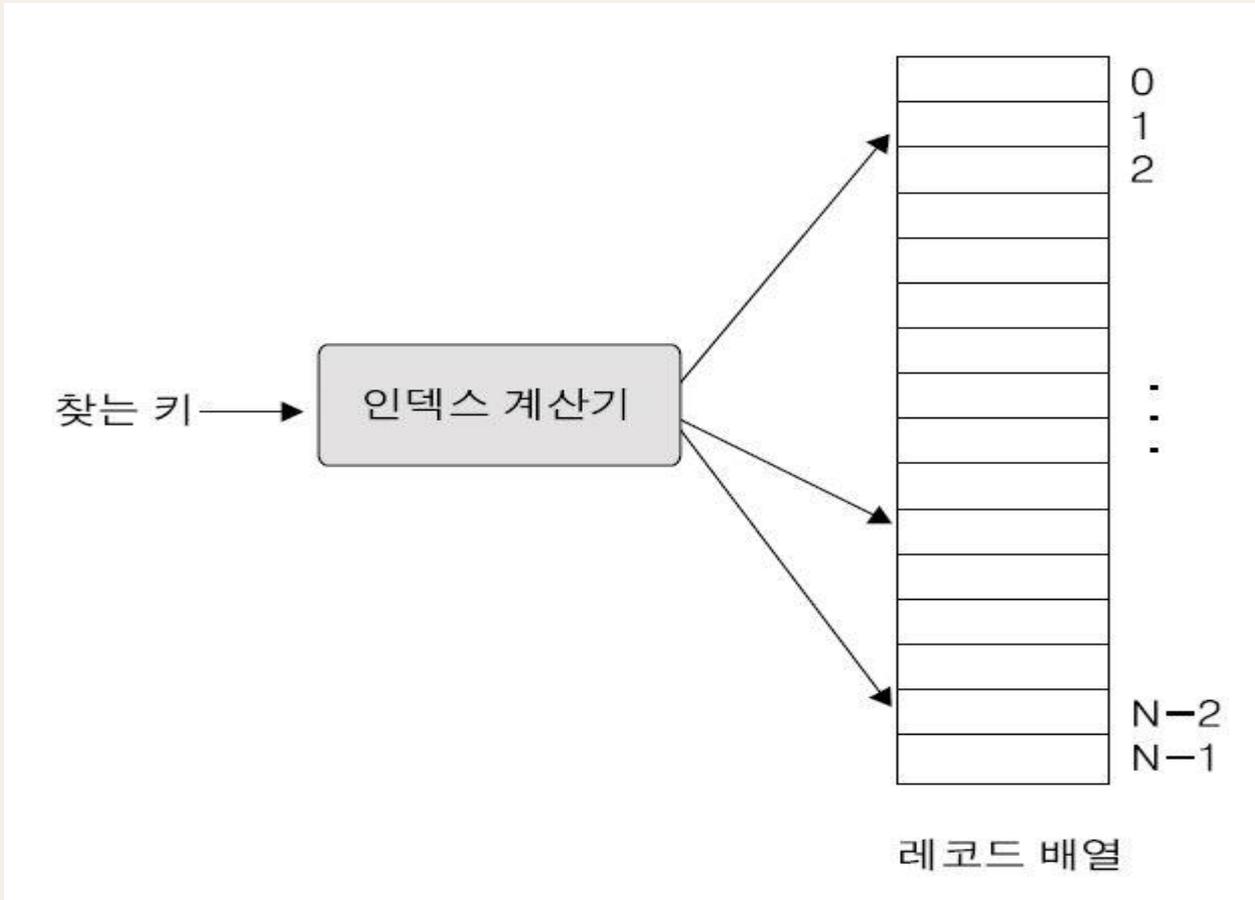
- $O(\lg N)$ 의 탐색 효율이라면 100,000 개의 레코드 중 하나를 찾는데 필요한 비교의 횟수는 $\lg 100,000 \approx 17$.
- 매우 빠른 알고리즘. 그러나 이 속도도 느릴 수 있음.
- 119 데이터베이스라면 비상시 전화접속 즉시 주소확인. 예: 실시간 응용 프로그램에서는 검색속도가 결정적.

👤 해시

- 효율 면에서 근본적인 차이를 지향한다. $O(\log N)$ 이 아니라 $O(1)$ 을 지향
- 데이터 개수 N 과 무관하게 단번에 찾아내겠다는 것
- 주어진 키를 사용해서 실제 레코드의 주소를 직접적으로 계산해 내는 것을 해시라고 함. 배열을 사용한다면 이 주소는 배열의 인덱스를 의미
- 해시함수를 가하여 채운 도표를 해시 테이블(Hash Table)이라 함.

해시함수

👉 해시함수 = 인덱스 계산기



[그림 12-7] 인덱스 계산기

👤 전화번호 키

- 445-3800이라는 전화번호를 키로 하는 레코드
- 키 자체를 인덱스로 하여 이 레코드를 $T[4453800]$ 에 저장
- 이 경우의 해시 함수는 자체 매핑(Identity Mapping)
- 메모리 크기는 제한적이므로 배열 인덱스의 범위를 줄일 필요가 있음. 같은 동네라면 국을 생략
- $T[3800]$ 에 저장. 이 경우 해시 함수는 4453800에서 3800으로 가는 매핑.

👤 스트리핑(Stripping)

- 메모리 크기 인덱스 0...999로 매핑.
- 전화번호의 처음 네 자리를 떼어버리면 $T[800]$ 에
- 445-3800 이나 445-7800이나 모두 동일한 인덱스로 매핑
- 충돌(Collision)
 - 서로 다른 키에 해시 함수를 가한 결과 동일한 인덱스로 매핑 되는 현상
 - 메모리에 여유 공간이 있음에도 불구하고, 해시 함수 자체의 특성으로 인해 발생

해시함수

👤 자릿수 선택(Digit Selection)

- 일부 자릿수만 골라냄.
- 13자리 주민등록번호 중 홀수 자릿수만 선택. $h(8812152051218) = 8112528$
- 만약 처음 네 자리를 선택하면 출생 년월이 같은 사람들은 모조리 충돌

👤 자릿수 접기(Digit Folding)

- 각각의 자릿수를 더해 버리는 방식. $h(8812152051218) = 8 + 8 + 1 + \dots + 8 = 44$
- 메모리 인덱스의 범위는 $0 \leq h(\text{KEY}) \leq 9 * 13 = 117$ 의 사이에 존재
- 메모리가 더 크면 $h(8812152051218) = 88 + 12 + 15 + \dots + 8$ 방식도 가능

👤 모듈로 함수(Modulo Function)

- $h(\text{KEY}) = \text{KEY} \bmod \text{TableSize}$. Key를 해시 테이블 크기로 나눈 나머지를 인덱스로. 해시 테이블 크기로 나눈 나머지는 항상 그보다 작으므로 반드시 인덱스 $0..(\text{TableSize}-1)$ 안으로 매핑됨.
- $1236 \% 100$ 이나, $3636 \% 100$ 이나 모두 동일한 인덱스로 매핑
- 충돌을 최소화하기 위해서 TableSize 숫자의 선택에 유의. 통계에 의하면 이 숫자는 소수(Prime Number)로 하는 것이 유리함.

👤 자릿수 접기

- 문자 값은 ASCII 코드 값을 할당
- $EACH = 69 + 65 + 67 + 72 = 273$, $WALL = 87 + 65 + 76 + 76 = 304$
- 코드 12-2: 문자열 폴딩 I

```
int HashByFold(stringClass Key)
```

```
{ int HashVal = 0;  
  for (int i=0; i < Key.Length(); i++)  
    HashVal += Key[i];  
  return HashVal  
}
```

👤 자릿수 접기

- 코드 12-3: 문자열 폴딩 II

```
int HashByFold(stringClass Key)  
{ int HashVal = 0;  
  for (int i=0; i < Key.Length( ); i++)  
    HashVal = HashVal << 3 + Key[i];  
  return HashVal  
}
```

👤 <<

- 비트 쉬프트 연산자(Bitwise Left Shift Operator)
- 비트열을 왼쪽으로 3비트 이동
- 이전 HashVal에다가 8을 곱한 다음에 그 다음 문자 값을 더함.
- 문자마다 8진법 형태의 자릿수가 있다고 전제
- ABC라는 문자열을 'A' * 8² + 'B' * 8 + 'C'로 간주.
- 이 방식으로 KIM이라는 문자열을 10진수로 나타내면 'K' * 10² + 'I' * 10 + 'M'이 됨.

호르너 규칙

👤 긴 문자열 키

- “HWANG” = $8 * 10^4 + 23 * 10^3 + 1 * 10^2 + 14 * 10 + 7$
- 곱셈의 횟수는 총 10 번

👤 호르너 규칙

- $(((8 * 10 + 23) * 10 + 1) * 10 + 14) * 10 + 7$ 로 변형
- 곱셈의 횟수는 총 4번. 연산속도 향상.
- 부동 소수점 연산일 경우에는 계산 결과의 정밀도 향상

👤 정수 오버플로우

- 숫자가 너무 커질 경우.
- $95 \% 7 = ((7 + 2) * 10 + 5) \% 7 = (2 * 10 + 5) \% 7$ 로 변환
- 7이라는 인수에 10이나 다른 수가 몇 번 곱해지건 간에 7로 나누어 떨어지므로 모듈로 계산의 결과에 아무런 영향을 주지 못함.

👤 긴 문자열의 모듈로(예: “HWANG”)

- 먼저 8을 7로 나눈 나머지 1만 취한다. 여기에 그 다음 숫자인 23을 붙여서 123을 만든다. 이를 7로 나눈 나머지인 4만 취한다. 여기에 그 다음 숫자인 14를 붙여서 414를 만든다. 이를 7로 나눈 나머지인 1만 취한다. 여기에 그 다음 숫자인 7을 붙여 17을 만든다. 이를 7로 나눈 나머지인 3이 전체 키에 모듈로 7을 가한 결과가 된다

충돌

- 어떤 해시 함수를 사용하든 피해갈 수 없는 문제
- 해결책(Collision Resolution)이 필요.

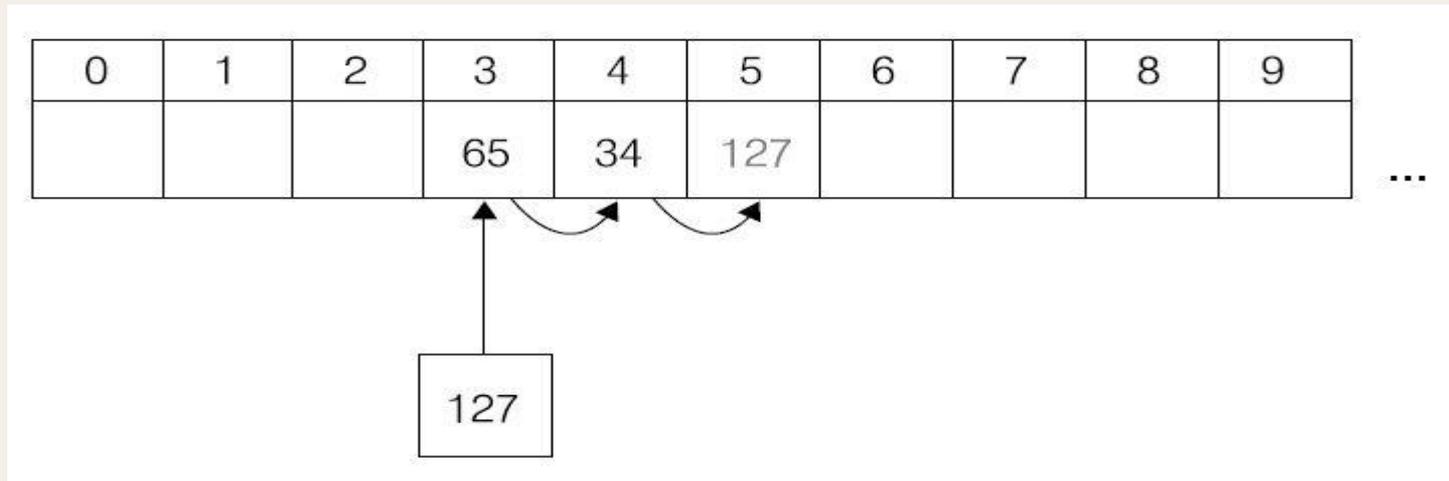
충돌 해결방법

- 열린 어드레싱(Open Addressing)
 - 충돌이 일어나면 자기 자리가 아닌 곳으로 들어갈 수 있도록 허용
 - 다른 키를 가진 레코드가 해시 되어 들어가야 할 자리까지도 오픈
 - 선형탐사, 제곱탐사, 이중해시
- 닫힌 어드레싱(Closed Addressing)
 - 자기자리가 아니면 절대로 못 들어가게 함
 - 버킷, 별도 체인

선형탐사

👤 선형탐사(Linear Probing)

- 충돌이 일어나면 그 다음 빈 곳
- $T[h(\text{KEY})]$ 가 점유되어 있을 때, $T[h(\text{KEY}) + 1]$, $T[h(\text{KEY}) + 2]$, ... 의 순서로 빈 곳이 있을 때까지 찾아감.
- 배열의 끝을 만나면 다시 처음으로 되돌아와서 거기서부터 빈자리를 찾음
- $h(\text{key}) = h \% 31$

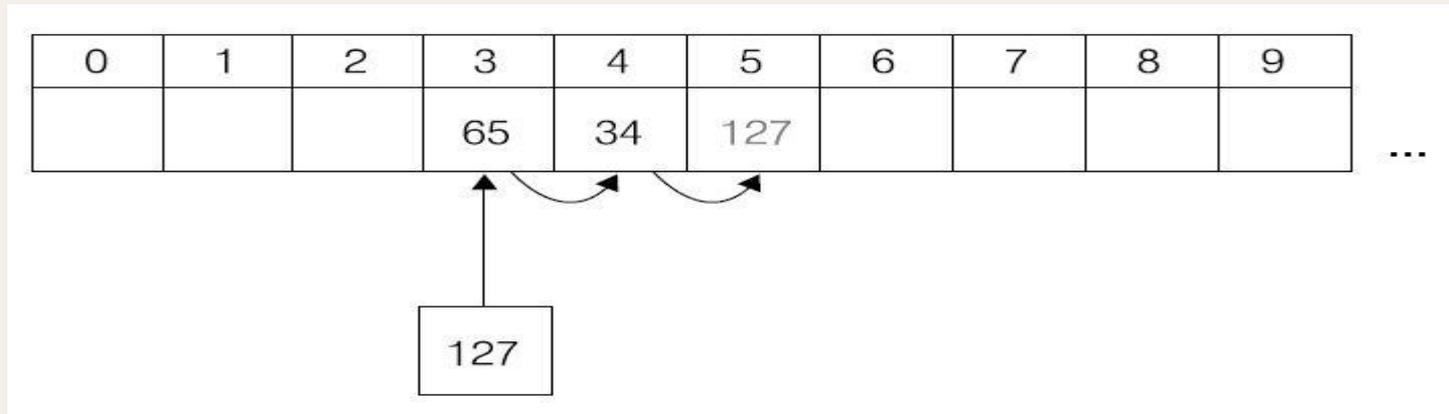


[그림 12-8] 선형탐사

선형탐사의 태그

필요성

- 65, 34, 127까지 들어간 상태에서 키 34인 레코드를 삭제.
- 인덱스 4의 위치는 빈칸
- 이후, 키 127을 가진 레코드를 탐색시, 인덱스 4가 “빈칸이니 찾는 레코드가 없다”라고 결론지을 수는 없음. 인덱스 5에 찾는 레코드가 있기 때문.
- 배열 아이템을 세 가지 상태로 분류
 - 사용 중(Occupied), 삭제 됨(Deleted), 미 사용(Empty)
- 탐색도중 미 사용 칸을 만나면 탐색을 중지하고 찾는 레코드가 없다고 결론
- 탐색도중 삭제된 칸을 만나면 탐색을 계속함.

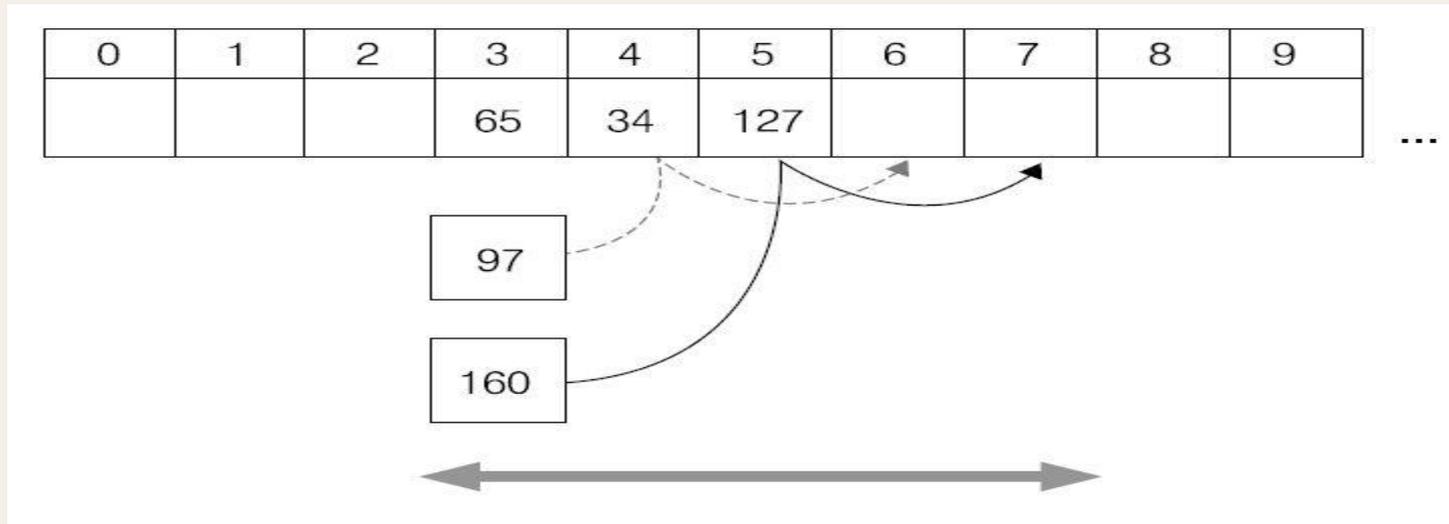


[그림 12-8] 선형탐사

클러스터 현상

👤 선형탐사의 최대 단점

- 97, 170 삽입: 인덱스 3, 4, 5, 6, 7로 이어지는 클러스터가 형성
- 어떤 레코드의 해시 결과가 이 인덱스 범위 안으로 들어오기만 하면 그 레코드는 클러스터 끝에 가서 붙고, 클러스터의 크기는 하나 증가
- 클러스터가 커짐으로 인해 이제 어떤 레코드가 클러스터 안으로 해시될 확률이 더 높아짐.
- 이런 식으로 클러스터는 급속도로 팽창한다



[그림 12-9] 1차 클러스터

👤 해시 테이블의 부담

- 부하율(負荷率, Load Factor) λ (Lambda)
- 테이블 크기 M , 레코드 개수 N 일 때 부하율 $\lambda = N / M$
- 테이블 크기가 클수록, 또 레코드 수가 적을수록 부하율은 낮아짐.
- 부하율이 커질수록 클러스터가 형성될 확률이 높아짐

👤 크누스(Knuth, 1962)

- 선형탐사의 삽입 시 비교회수는 $(1 + 1/(1-\lambda)^2)/2$ 에, 탐색 시 비교회수는 $(1 + 1/(1-\lambda))/2$ 에 접근
- 따라서 부하율이 1에 가까울수록 비교 회수는 급증
- 테이블 크기 M 을 늘리면 배열의 빈 공간이 많아져 메모리가 낭비
- M 이 너무 작으면 작은 클러스터끼리 서로 붙어 큰 클러스터가 형성
- 선형 탐사에서 $M \approx 2N$ 정도로 할 때 대략 상수시간(Constant Time)에 삽입과 탐색이 가능

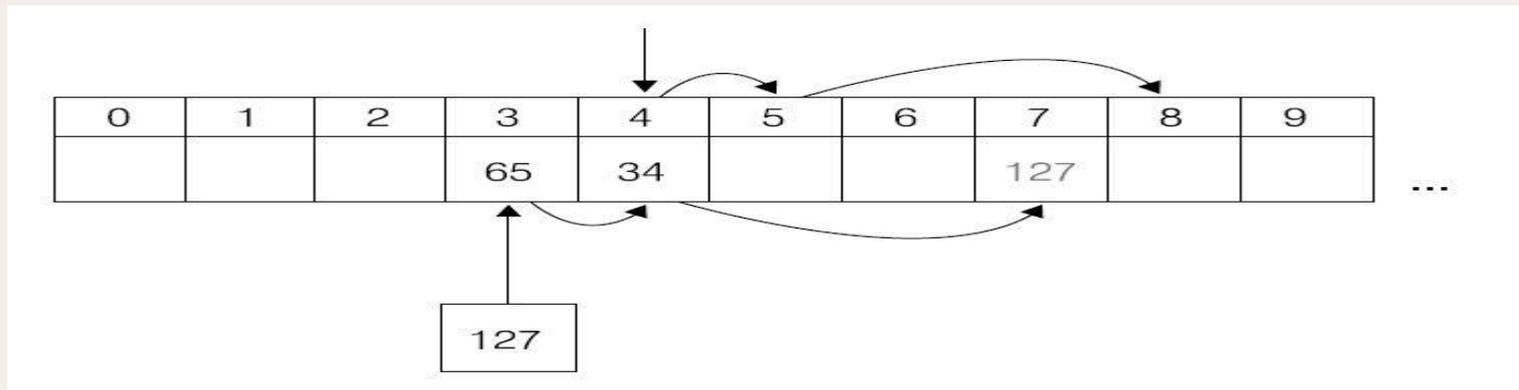
제곱탐사

👤 제곱 탐사(Quadratic Probing)

- 충돌이 일어날 때 바로 그 뒤에 넣지 않고 조금 간격을 두고 삽입
- $T[h(\text{KEY})]$ 가 점유되어 있을 때, $T[h(\text{KEY}) + 1^2]$, $T[h(\text{KEY}) + 2^2]$, $T[h(\text{KEY}) + 3^2]$, ... 의 순서로 제곱 간격을 두고 빈 곳을 찾아감.
- 정확하게는 $T[h(\text{KEY}) + K^2] \% M$ 이 다음 찾을 인덱스 위치

👤 65, 34, 127의 삽입

- $h(\text{key}) = h \% 31$
- 65인 레코드가 인덱스 3으로 들어감. 키 34인 레코드가 인덱스 3으로 해시 어 충돌. 1의 제곱은 1이므로 이 레코드는 인덱스 4로
- 키 127인 레코드가 역시 인덱스 3으로 해시됨. 이후 4, 7, 2 순으로 탐사

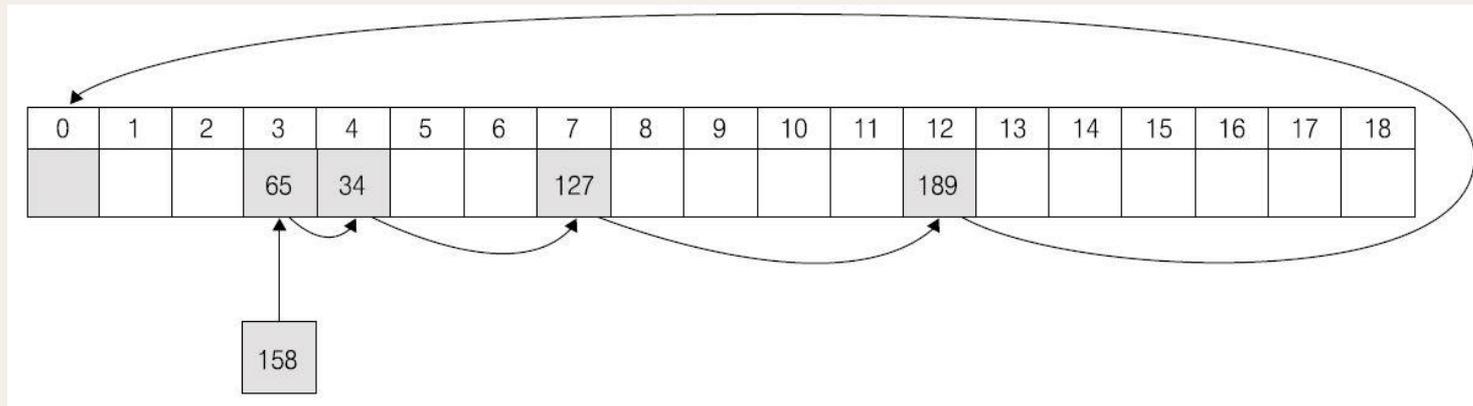


[그림 12-10] 제곱탐사

제공탐사와 클러스터

👤 제공 탐사의 빈 칸

- 중간에 빈 칸을 두는 이유는 그 곳으로 해시 되는 레코드들이 들어갈 공간을 비워둠으로서 오른쪽 끝에 가서 붙는 클러스터를 방지
- 인덱스 5나 6으로 해시되는 레코드는 끝으로 밀려나지 않고 제자리를 찾아 먹음. 빈 공간을 찾는 순서가 2, 3, 4의 제공으로 점프하므로 사이에 넓은 공간이 확보됨.
- 만약 두 개의 레코드가 같은 키로 해시 되면 비록 띄엄띄엄 하기는 하지만 같은 위치를 반복해서 찾아가게 됨. 158을 키로 하는 레코드를 삽입하려면 인덱스 3, 4, 7, 12, 0 등 정해진 순서를 따라감.
- 이들 인덱스에 있는 레코드들만으로 볼 때는 여전히 클러스터된 상태이며 이를 2차 클러스터(Secondary Cluster)라 함.



[그림 12-11] 2차 클러스터

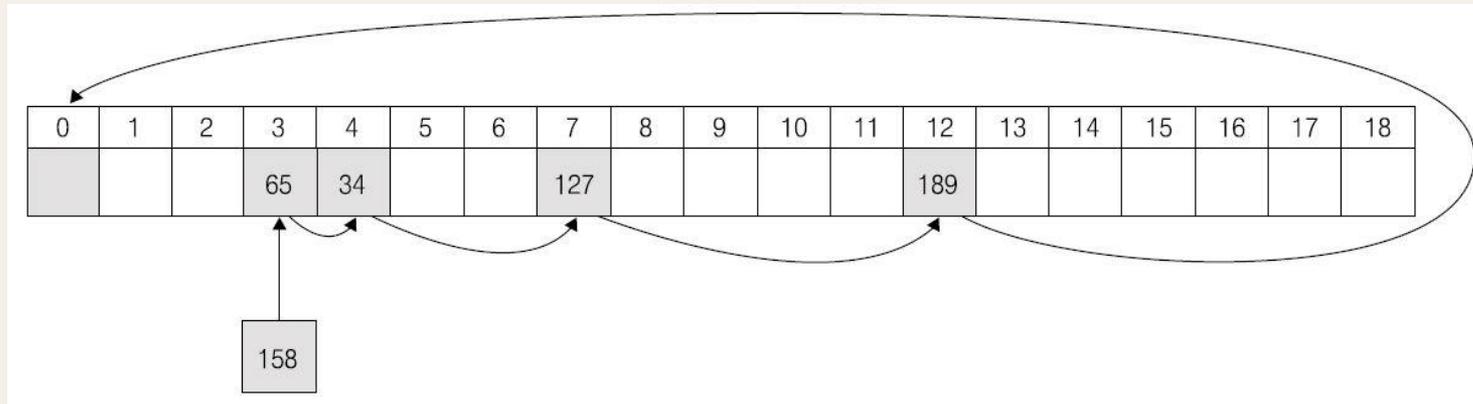
1차 클러스터, 2차 클러스터

👤 개념상 차이

- 인덱스 X로 해시 될 레코드가 충돌에 의해 Y로 밀려나면 X, Y가 클러스터를 형성
- X, Y 둘 중 하나로 해시 되는 모든 것이 클러스터 되는 것이 1차 클러스터
- X로 해시 되는 레코드는 다음 빈 곳을 찾기 위해 동일한 곳을 찾아나가기 때문에 그 순서를 따라서 형성되는 클러스터가 2차 클러스터

👤 2차 클러스터

- 1차 클러스터보다는 완화된 모습
- 인덱스 4로 매핑 되는 레코드는 4, 5, 8, 13의 순으로 다른 인덱스 순서를 따름



[그림 12-11] 2차 클러스터

이중해시

이중 해시(Double Hash)

- 제곱탐사의 단점인 2차 클러스터를 방지
- 선형 탐색과 제곱탐색에서의 탐사 순서가 키 값과는 무관하게 규칙적
- 키 값에 따라서 탐사순서를 달리함으로써 탐사순서의 규칙성을 제거
- 두 개의 해시 함수 h_1 , h_2 를 사용
- h_1 은 주어진 키로부터 인덱스를 계산하는 해시 함수
- h_2 는 충돌 시 탐색할 인덱스의 간격(Step Size)을 의미

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12
	79			69	98		72		15		50	

[그림 12-12] 해시 이전의 배열

이중해시

👤 $h1 = \text{KEY} \% 13, h2 = 1 + \text{KEY} \% 11$

- 키 14인 레코드의 삽입
 - $14 \% 13 = 1$ 에서 충돌. $(1 + (14 \% 11)) = 4$ 를 간격으로 탐사 순서는 1, 5, 9, 0으로 진행. 인덱스 0에서 빈 곳을 찾았으므로 거기에 삽입
- 키 27인 레코드의 삽입
 - $27 \% 13 = 1. (1 + (27 \% 11)) = 6$. 탐사 순서는 1, 7, 0, 6 인덱스 6에 삽입
- 키 18인 레코드의 검색
 - $18 \% 13 = 5. (1 + (18 \% 11)) = 8$. 탐사 순서 5, 0, 인덱스 0에서 빈 곳이므로 그런 레코드 없다고 결론.

👤 $h2$ 함수의 선택

- 어떤 키에 대해서도 $h2$ 의 결과는 0이 되어서는 안 됨. 0이면 계속 같은 자리에서 찾는 꼴
- $h1$ 과 동일한 함수여서는 안 됨. 모든 키에 대해서 간격이 같아지기 때문.
- 2차 클러스터를 제거. 그러나 두 개의 해시 함수를 계산해 내는데 따른 시간적 손실을 전제로 함

선형탐사, 이중해시

👤 선형탐사, 이중해시

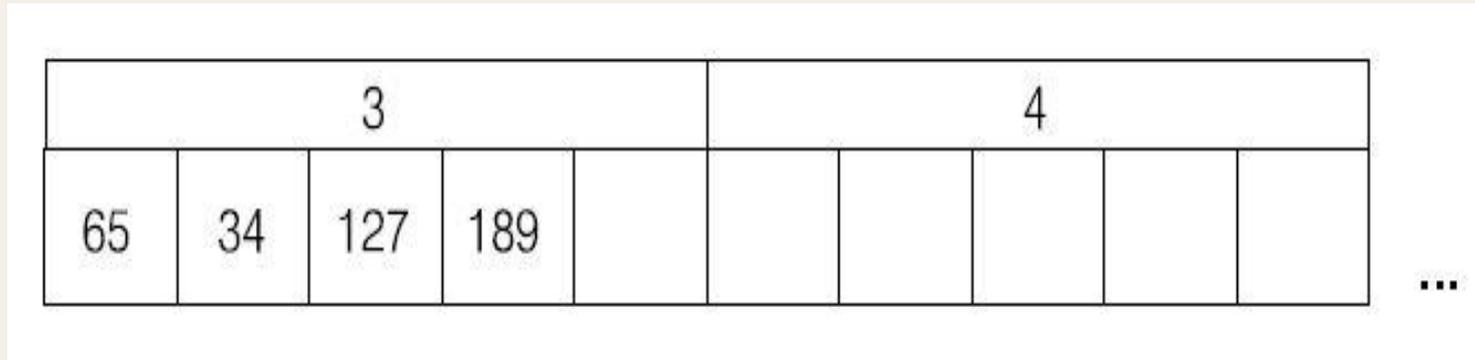
		부하율			
		50%	66%	75%	90%
선형탐사	탐색	1.5	2.0	3.0	5.5
	삽입	2.5	5.0	8.5	55.5
이중 해시	탐색	1.4	1.6	1.8	2.6
	삽입	1.5	2.0	3.0	5.5

[표 12-6] 부하율에 따른 선형탐사와 이중 해시의 효율 비교

버킷

👤 버킷(Bucket)

- 배열 요소가 다시 여러 개의 요소로 이루어짐
- 이 경우 자료구조는 배열의 배열(Array of Array)로서 2차원 배열
- 충돌되는 레코드를 하나의 인덱스 안에 둘 수는 있음
- 해당 인덱스로 가서 다시 키가 일치하는 레코드를 찾아야 하는 시간적 부담
- 사용되지 않는 배열 공간이 낭비됨

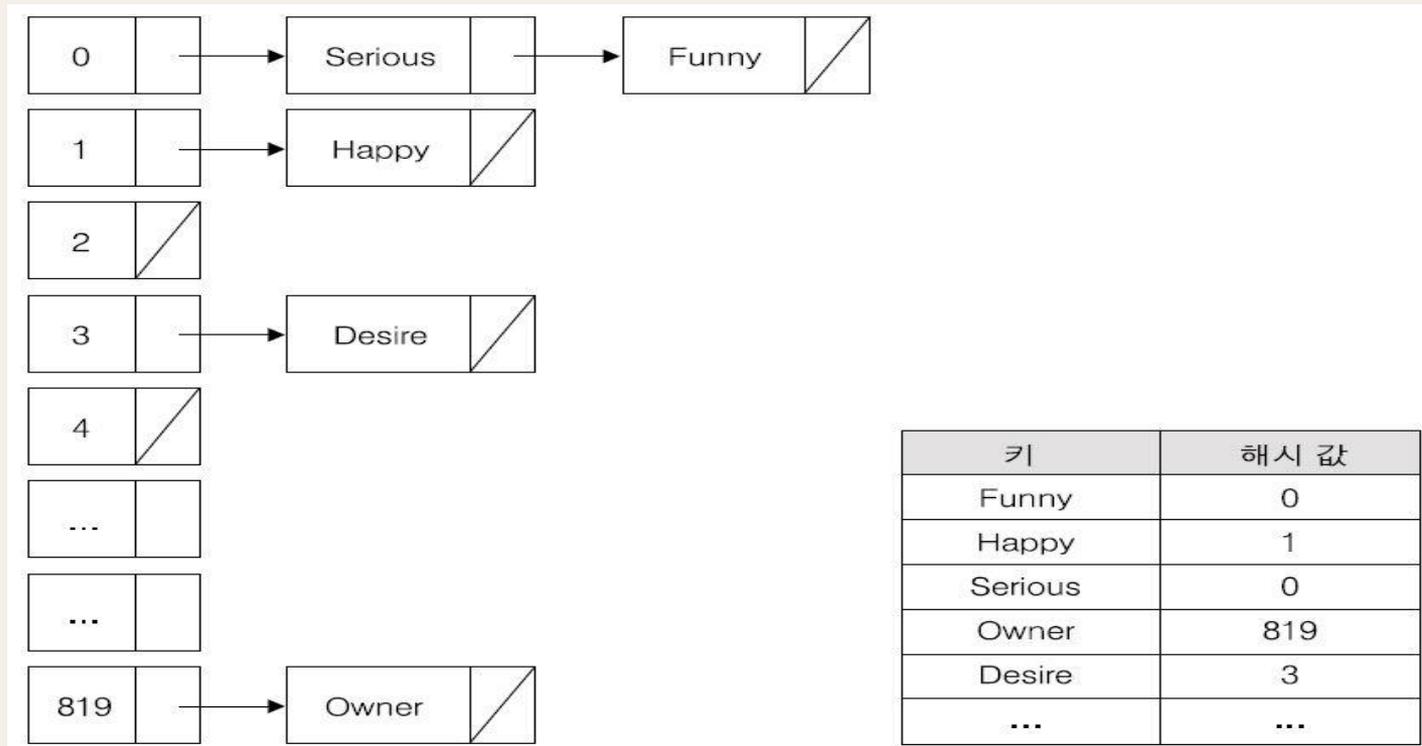


[그림 12-13] 배열의 배열

별도 체인

별도 체인(Separate Chaining)

- 배열 요소가 연결 리스트를 가리키는 헤드
- 일명 분산 테이블(Scatter Table)
- 충돌이 일어날 때마다 해당 레코드를 연결 리스트의 첫 위치에 삽입
- 동적 구조(Dynamic Structure)



[그림 12-14] 별도 체인

별도 체인의 효율

- 체인의 길이에 비례
- 평균적으로 체인 길이는 부하율(N/M)과 동일
- 부하율 λ 일 때 별도 체인에서의 평균 키 비교회수는 $(1 + \lambda/2)$
- 부하율 1 이하의 별도 체인에서는 상수시간 삽입 및 검색이 가능
- 노드 공간을 할당하는 함수를 불러야 하는 시간, 포인터를 따라가는 시간, 포인터 변수 자체가 차지하는 공간을 요함

버킷과 별도 체인

- 닫힌 어드레싱
- 해시 된 인덱스 안에서 다시 배열이나 연결 리스트 등의 또 다른 자료구조를 사용함으로써 충돌을 해결

유니버설 해시

👤 좋은 해시 함수

- 레코드를 메모리 공간에 골고루 분포시킴으로써 충돌을 최소화
- 입력 데이터 패턴과 무관하게 이러한 특성을 보여야 함.
- 그러나 실제로 이런 함수를 만들기가 어려움

👤 유니버설 해시

- 다양한 해시 함수를 준비해 놓고 선택적으로 사용
- 해시 함수의 선택은 랜덤(Random)하게 이루어 짐.
- 응용 프로그램이 시작할 때 하나를 골라서 끝날 때까지 사용
- 유니버설(Universal, 보편적)
 - 테이블 크기 M 일 때, 서로 다른 키가 같은 인덱스로 매핑 될 확률이 $1/M$ 이하인 해시함수

재 해시

👤 재 해시(再 해시, Rehash)

- 삽입이 계속되면 부하율이 일정 한계를 넘음
- 부하율을 낮추는 테이블 크기 M 을 키우는 것.
- 힙 공간에 동적 배열 생성
- 한꺼번에 기존 테이블의 2 배 크기의 배열을 생성
- 이전 데이터를 복사

👤 재 해시를 가하는 시기

- 테이블이 반 정도 찰 때
- 부하율이 미리 정해진 어떤 값을 넘을 때
- 삽입이 실패할 때

Section 07 자료구조의 선택 - 자료구조의 선택

👤 판매 촉진 아이디어

- 아이디어가 제기되는 순서대로 리스트에 삽입
- 정렬된 순서로 탐색할 필요가 없음. 정렬 안 된 배열이나 연결 리스트가 유리
- 배열이라면 배열의 마지막에, 연결 리스트라면 연결리스트의 처음에 삽입
- 배열이라면 대략적으로 최대 몇 개의 아이디어가 나올 것인가를 예측

👤 문서 편집기의 사전기능

- 삽입이나 삭제는 거의 없음, 탐색작업이 위주
- 정렬된 배열의 이진탐색에 의해 $O(\lg N)$ 의 효율
- 균형 잡힌 이진 탐색트리를 구성해 놓으면 효율은 $O(\lg N)$
- 삽입, 삭제가 거의 없으므로 한번 균형 잡힌 트리의 모습이 변형되지 않음
- 정렬된 연결 리스트: 이진탐색이 어려움

자료구조의 선택

👤 도서관의 문헌 카탈로그

- 탐색 위주. 사서에 의한 삽입, 삭제도 적지 않음
- 정렬된 배열은 이진탐색에 의해 $O(\lg N)$ 의 효율
- 정렬된 배열은 삽입, 삭제에 있어서 크게 불리. $O(N)$ 의 이동 때문.
- 정렬된 연결 리스트에서 평균적으로 $N/2$ 의 위치에서 찾으므로 대략 $O(N)$.
- 정렬된 연결리스트에서 삽입 삭제는 앞뒤 포인터만 조정하므로 $O(1)$.

👤 정렬된 배열이 유리한가 정렬된 연결 리스트가 유리한가.

- 이진 탐색트리가 $O(\lg N)$ 으로서 최적의 효율을 보임.
- 균형 트리에 가까울수록 탐색에 $O(\lg N)$ 에 가까워짐.
- 삽입 삭제에 걸리는 시간은 인근 노드의 포인터만 조정하면 되므로 $O(1)$

자료구조의 선택

👤 선택기준 (예시)

- 활용할 수 있는 컴퓨터의 시간적, 공간적 리소스가 충분한가.
- 입력 데이터의 크기와 특성 및 분포는 어떠한가.
- 삽입 삭제 검색 중 어떤 것이 가장 많이 이루어지며 그 작업이 얼마나 빨리 이루어져야 하는가.
- 결과 데이터가 정렬될 필요성이 있는가 없는가.
- 데이터를 순차적으로 접근하는가 아니면 랜덤한 순서로 접근되는가



Thank you
