

알튜비튜 동적 계획법

오늘은 '다이나믹 프로그래밍'이라고도 불리는 동적 계획법 알고리즘에 대해 배웁니다.
과거에 구한 해를 현재 해를 구할 때 활용하는 알고리즘이죠. 문제에 많이 나오는 굉장히 중요한 알고리즘 중 하나예요.

동적 계획법

- 알고리즘의 핵심 : 특정 범위까지의 값을 구하기 위해 **이전 범위의 값을 활용**하여 효율적으로 값을 얻는 기법
- 이전 범위의 값을 **저장(Memoization)**함으로써 **시간적, 공간적 효율** 얻음

이런 문제가 있어요



/<> 10870번 : 피보나치 수 5 – Bronze 2

문제

- $F(n) = F(n-1) + F(n-2)$ ($n \geq 2$)
- n 번째 피보나치 수를 구하는 문제

제한 사항

- 입력 범위는 $0 \leq n \leq 20$

이런 문제가 있어요

/<> 10870번 : 피보나치 수 5 – Bronze 2

문제

- $F(n) = F(n-1) + F(n-2)$ ($n \geq 2$)
 - n 번째 피보나치 수를 구하는 문제
- n 부터 시작하면 계속 전 단계 함수를 호출

제한 사항

- 입력 범위는 $0 \leq n \leq 20$

재귀함수로 풀면 안되나?

피보나치 수 5

- $F(n) = F(n-1) + F(n-2)$ ($n \geq 2$)
- n 번째 피보나치 수를 구하는 문제
- n 의 범위 ≤ 20

```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

✓ 완전 가능!

피보나치 수 7

- $F(n) = F(n-1) + F(n-2)$ ($n \geq 2$)
- n 번째 피보나치 수를 구하는 문제
- n 의 범위 $\leq 1,000,000$

```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

✓ 완전 가능?

피보나치 수 7

- $F(n) = F(n-1) + F(n-2)$ ($n \geq 2$)
- n 번째 피보나치 수를 구하는 문제
- n 의 범위 $\leq 1,000,000$

```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

✓ 절대 불가능

→ 재귀로 풀기엔 n 의 범위가 커서 시간초과가 난다

재귀함수는

- $n = 4$

[함수 호출 수]

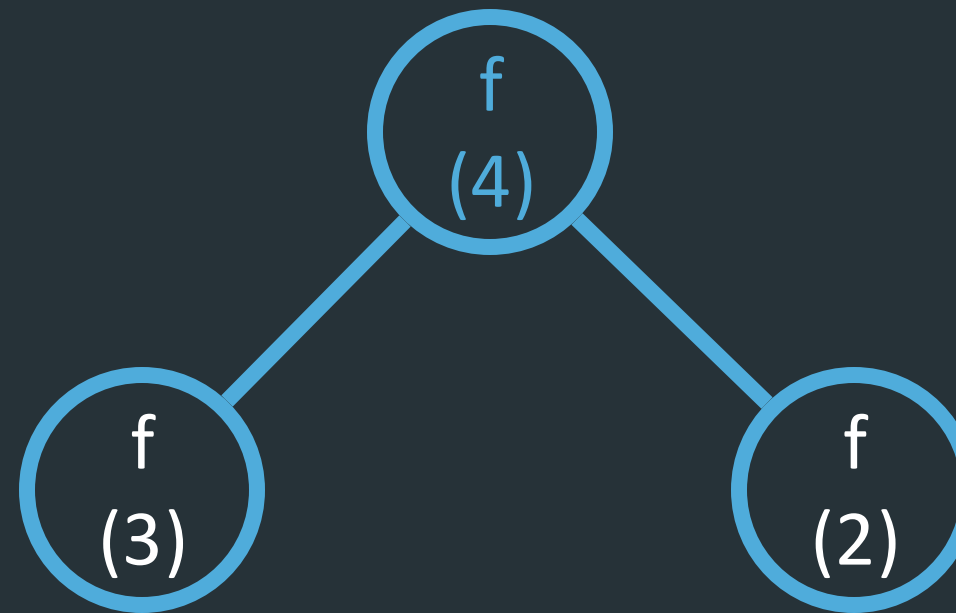
$f(4): 1$

$f(3): 1$

$f(2): 1$

$f(1): 0$

$f(0): 0$



```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```


재귀함수는

- $n = 4$

[함수 호출 수]

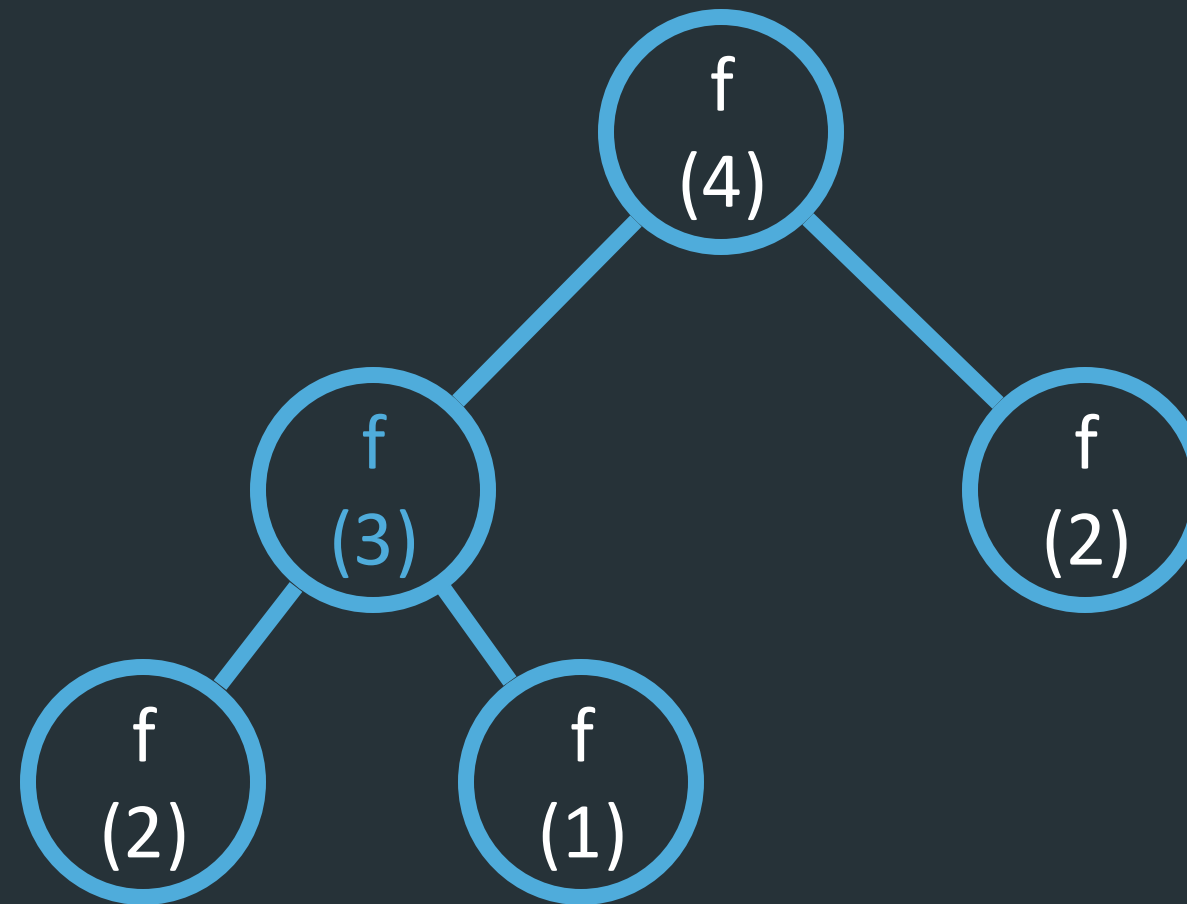
$f(4)$: 1

$f(3)$: 1

$f(2)$: 2

$f(1)$: 1

$f(0)$: 0



```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

재귀함수는

- $n = 4$

[함수 호출 수]

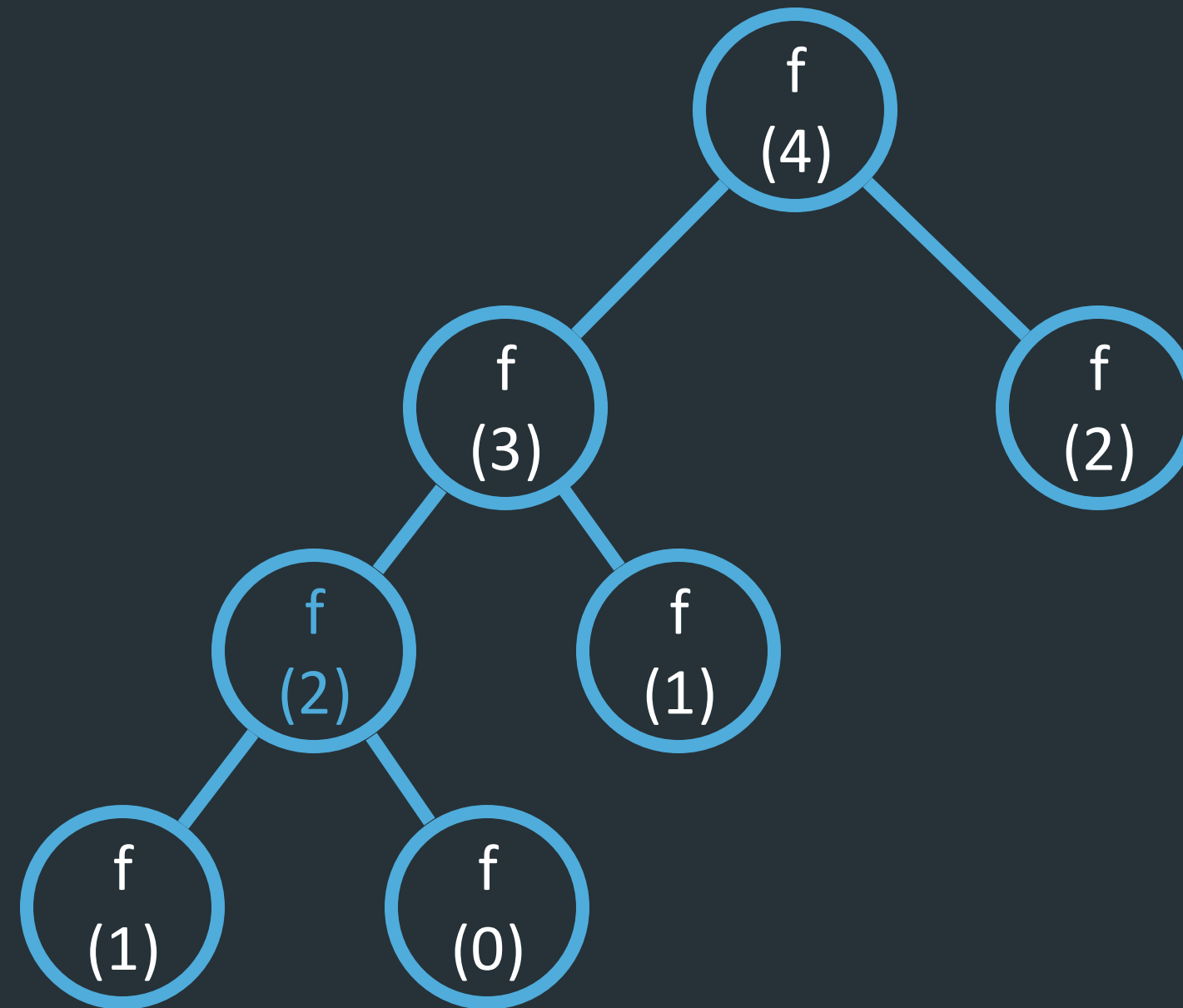
$f(4)$: 1

$f(3)$: 1

$f(2)$: 2

$f(1)$: 2

$f(0)$: 1



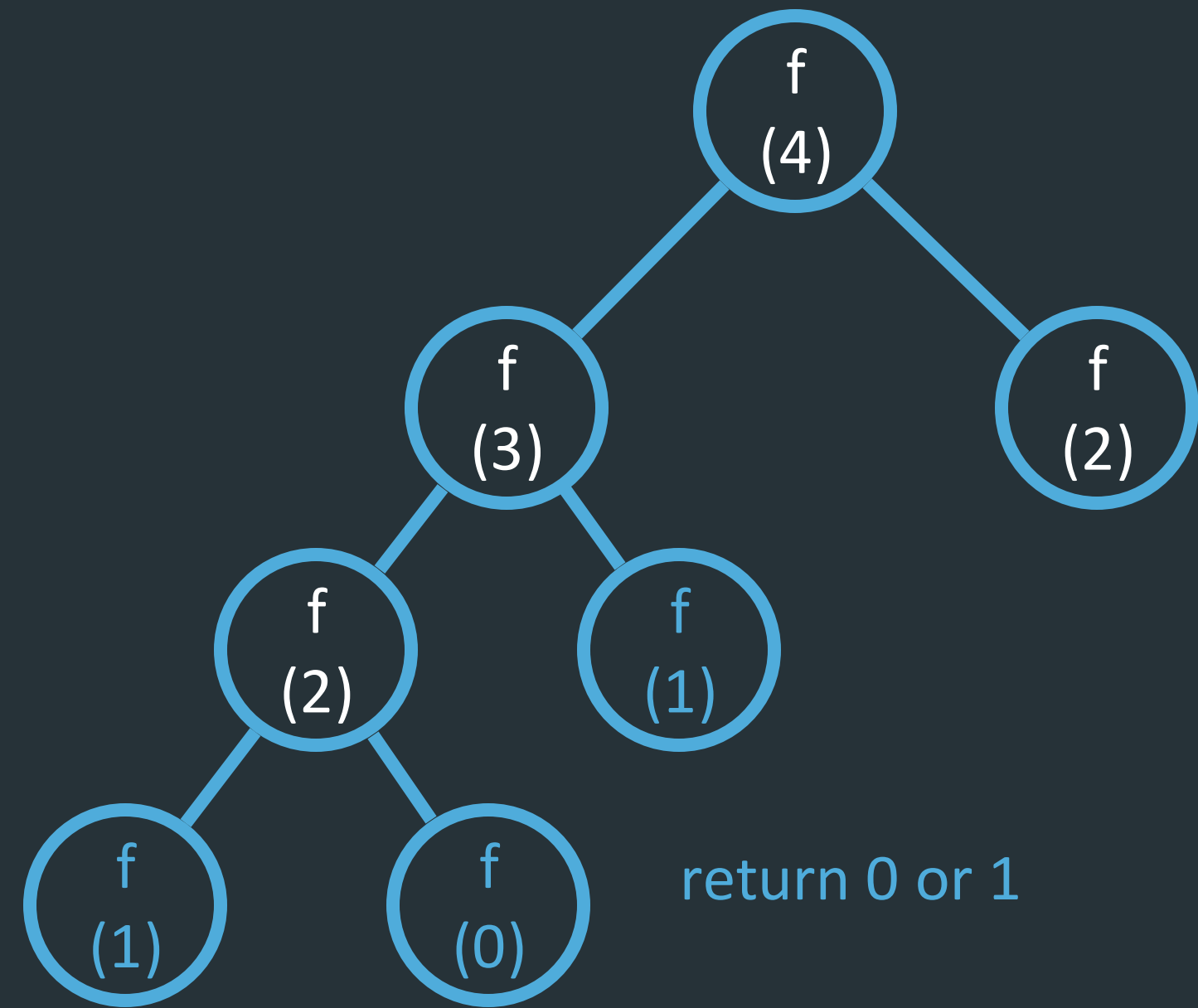
```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

재귀함수는

• $n = 4$

[함수 호출 수]

f(4): 1
f(3): 1
f(2): 2
f(1): 2
f(0): 1



```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

재귀함수는

- $n = 4$

[함수 호출 수]

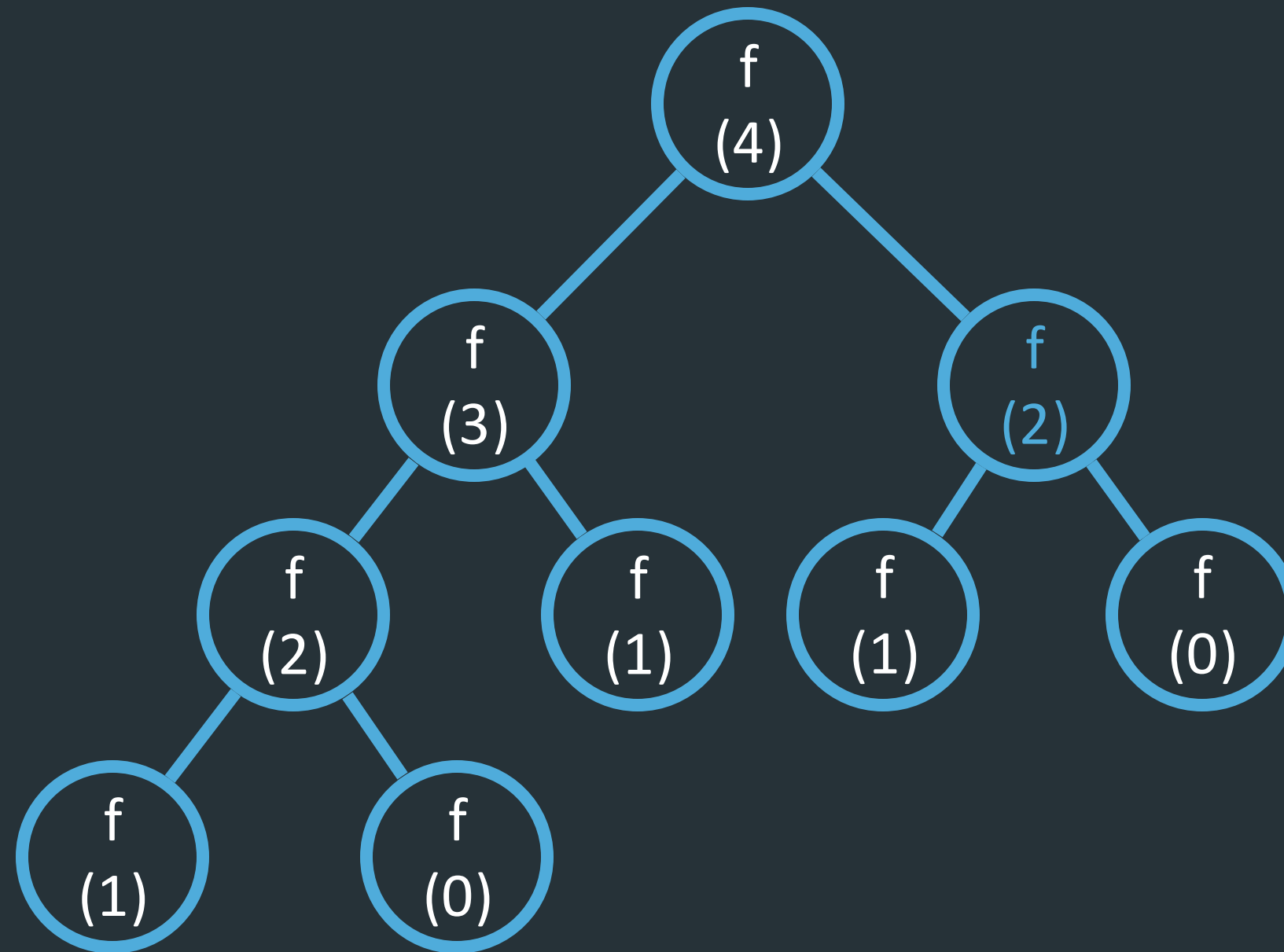
$f(4)$: 1

$f(3)$: 1

$f(2)$: 2

$f(1)$: 3

$f(0)$: 2



```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

재귀함수는

- $n = 4$

[함수 호출 수]

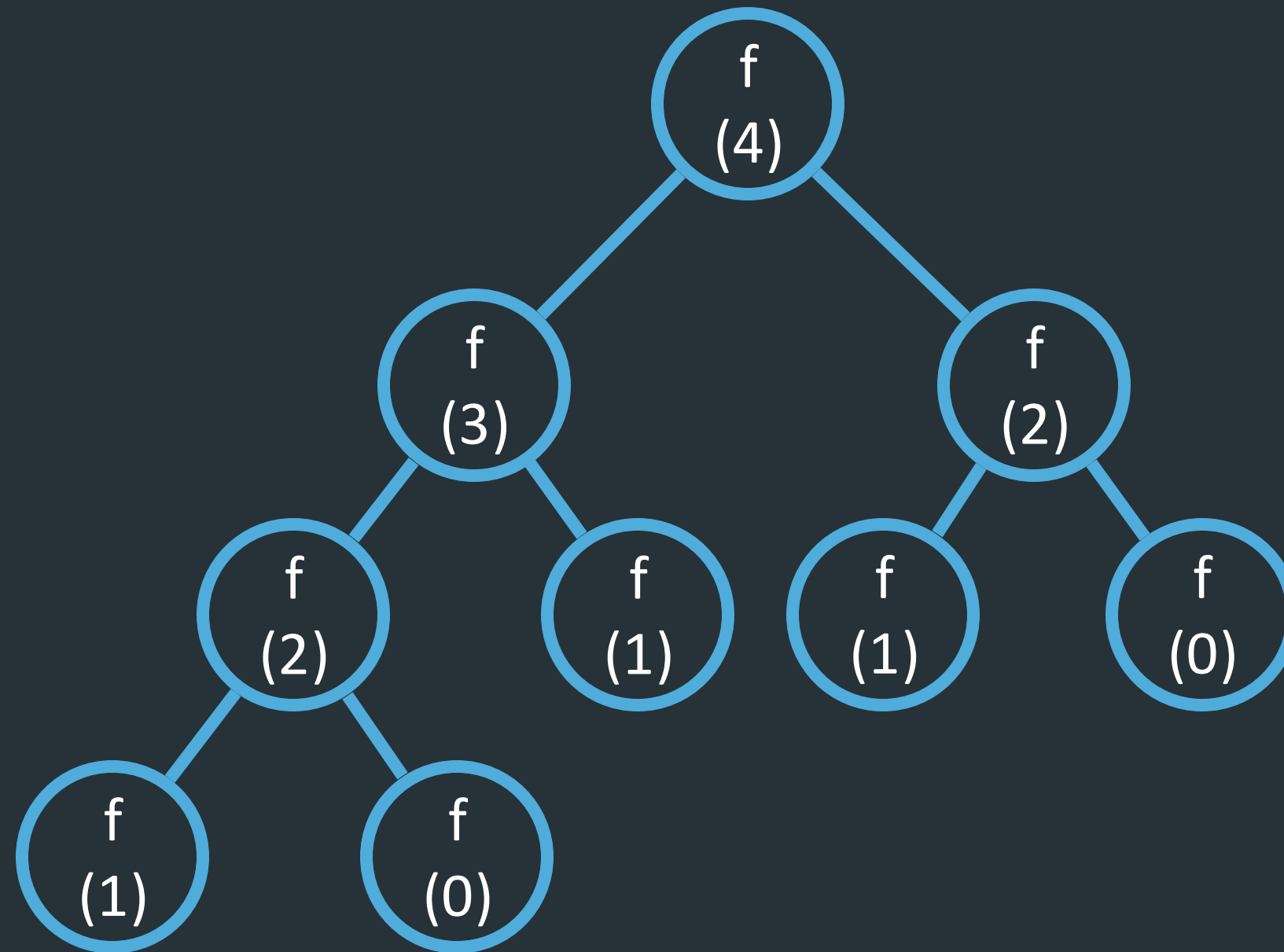
$f(4): 1$

$f(3): 1$

$f(2): 2$

$f(1): 3$

$f(0): 2$



```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

- 같은 함수를 여러 번 호출하는 경우가 많다!
- 즉, 한 번 계산한 값을 또 계산하게 됨

재귀함수는

- 당장 $n = 20$ 이여도..

[함수 호출 수]

$f(0)$: 4181

$f(1)$: 6765

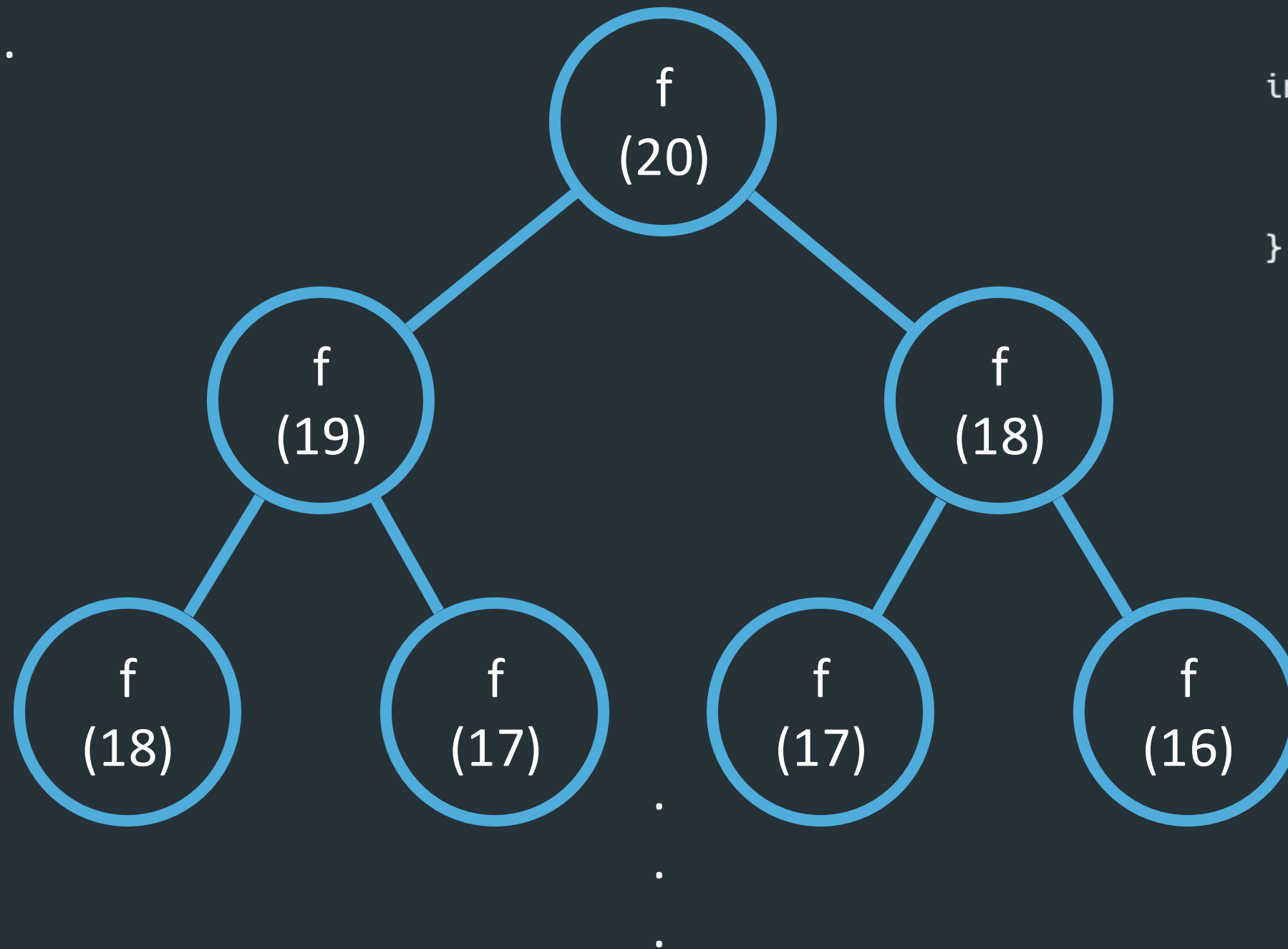
$f(2)$: 4181

$f(3)$: 2584

$f(4)$: 1597

·
·
·

*실제 값입니다



```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

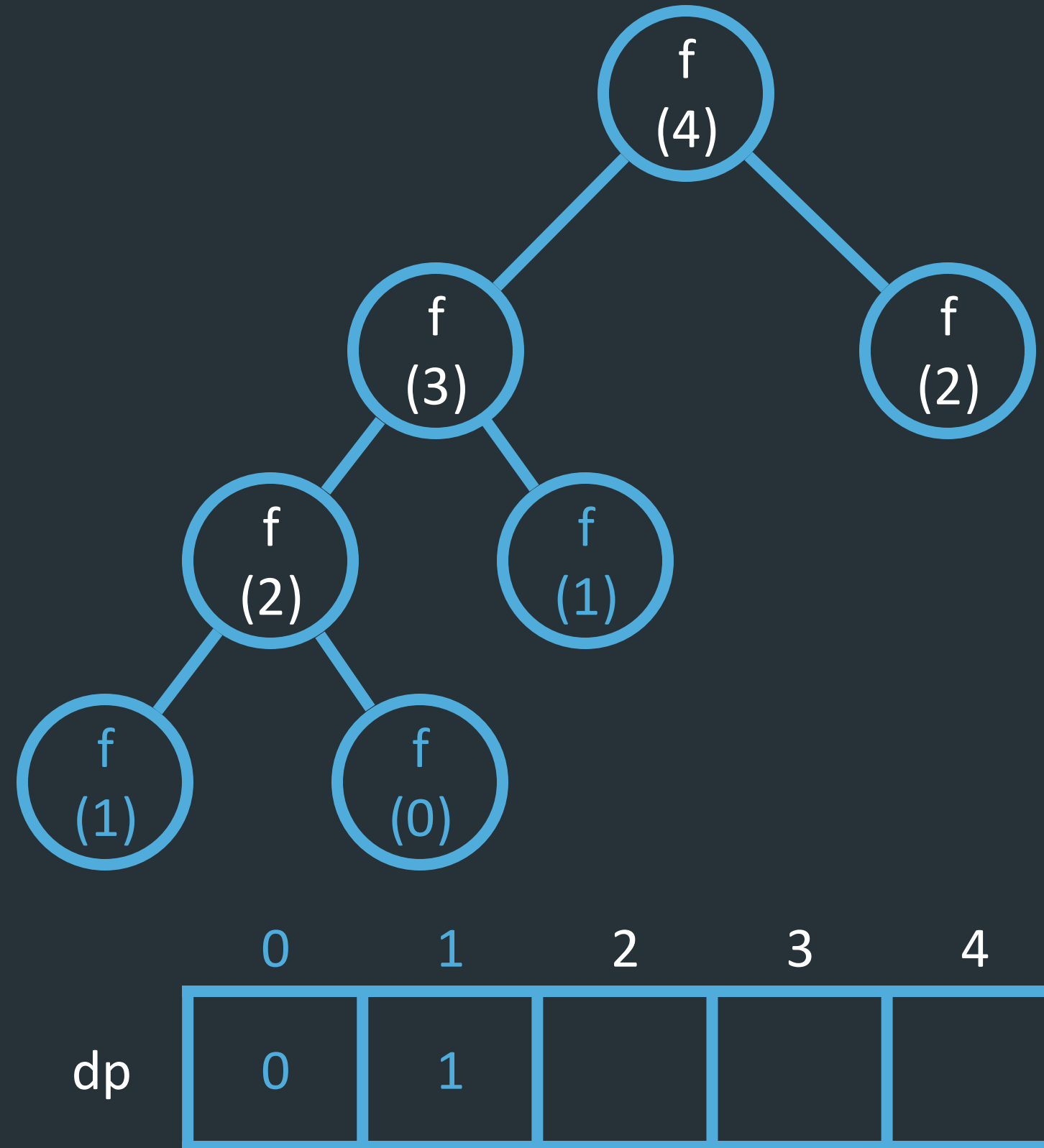
- N 이 커지면? 함수 호출이 훨씬 많이 일어남
- 그렇다면, 이미 구한 답을 또 계산할 필요가 있을까?

Memoization

- 이전에 구해둔 값을 저장해서 중복 계산을 방지
- 이전 범위의 답을 구하면, 바로 배열에 저장해 놓자!
- 시간과 공간면에서 모두 효율적!

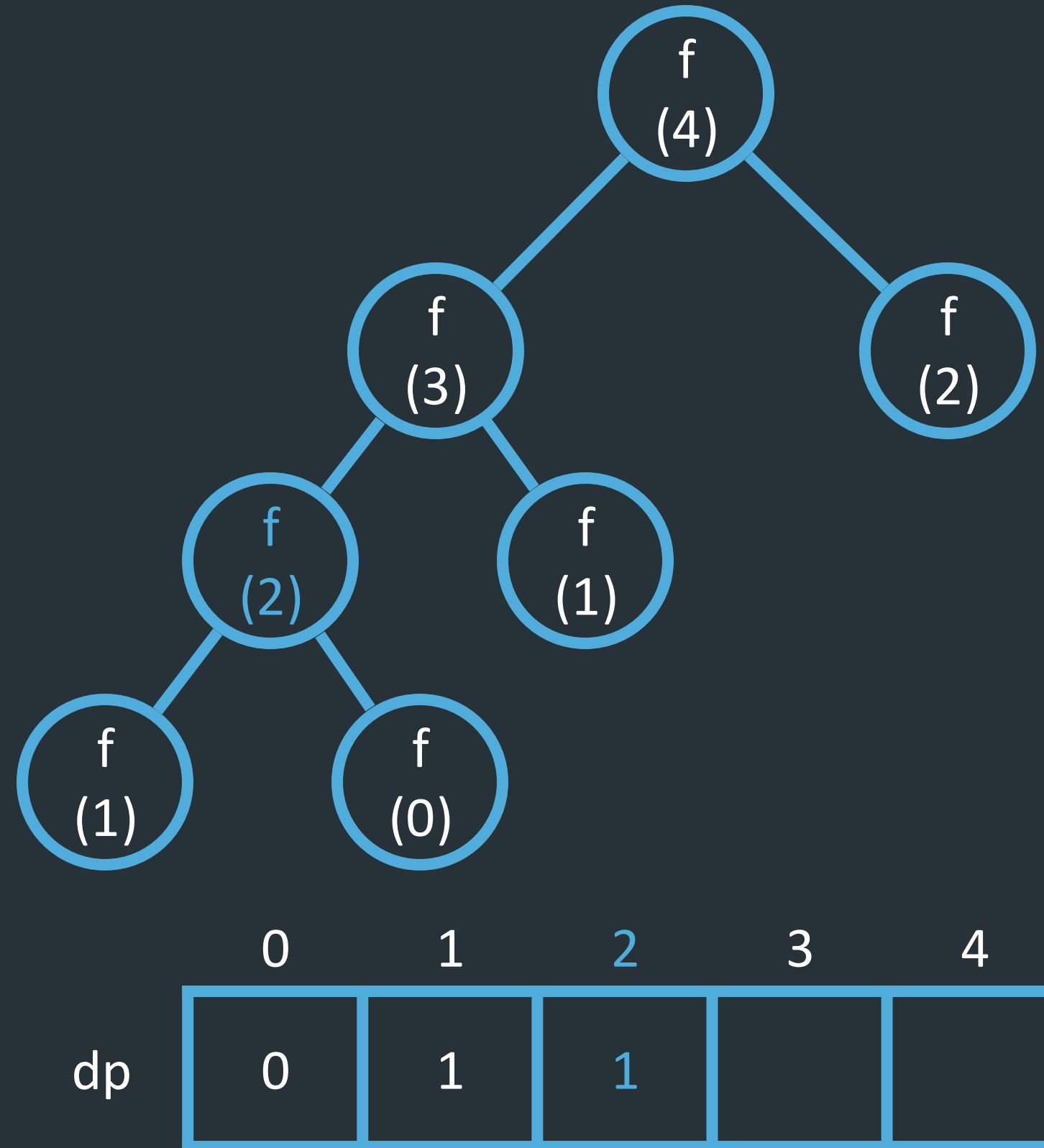
피보나치 수 문제에 적용하면

- $n = 4$



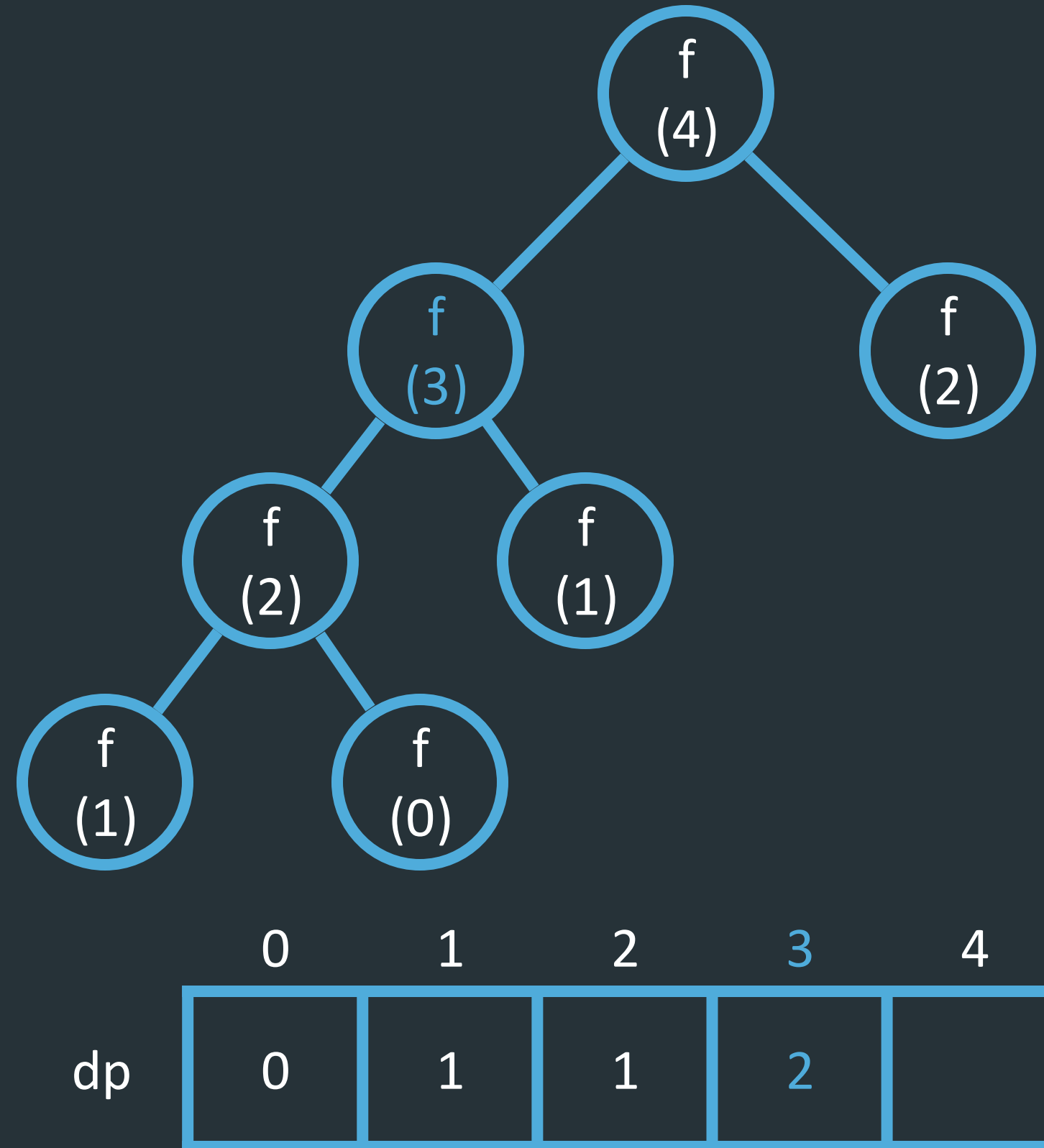
피보나치 수 문제에 적용하면

- $n = 4$



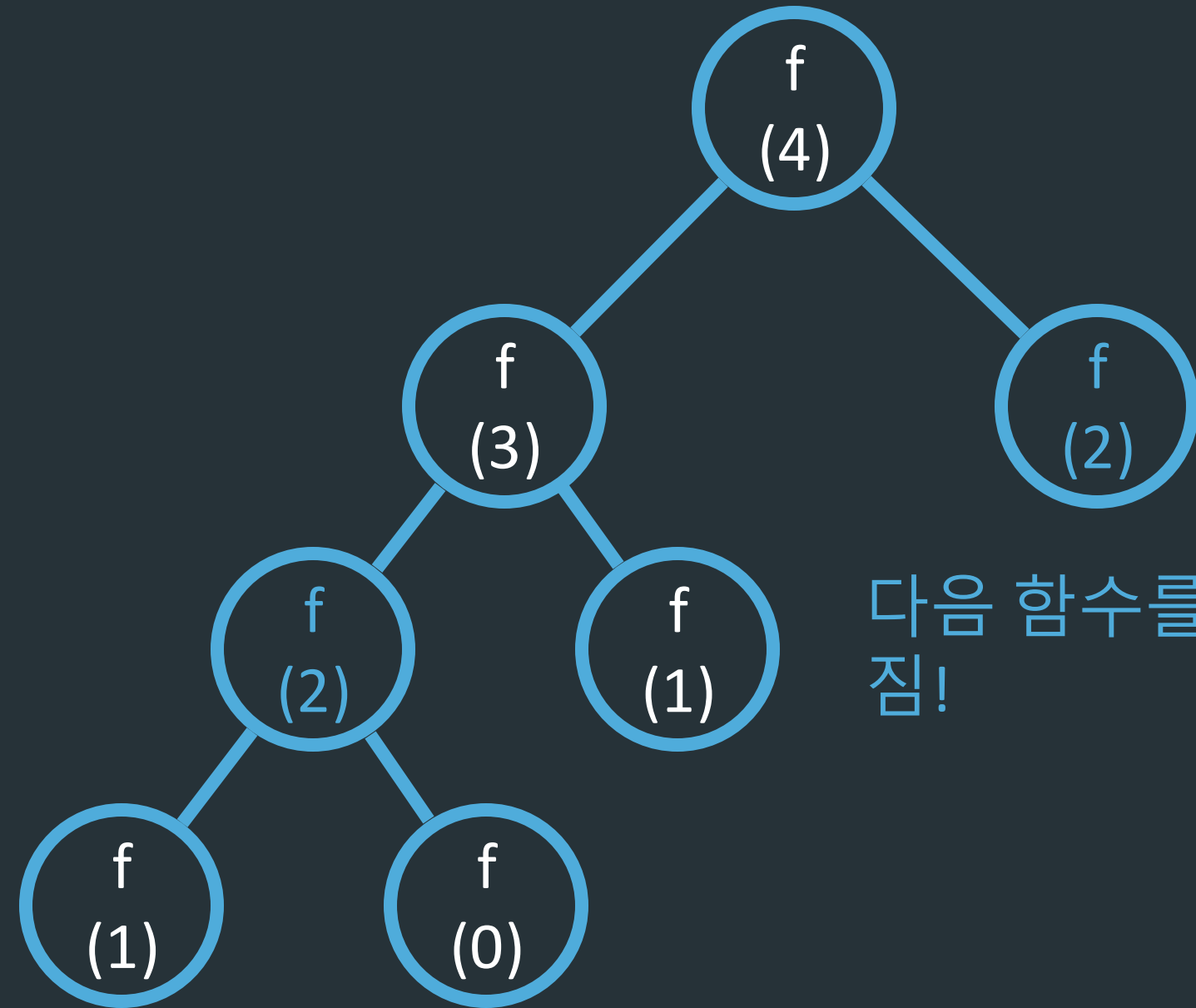
피보나치 수 문제에 적용하면

- $n = 4$



피보나치 수 문제에 적용하면

- $n = 4$

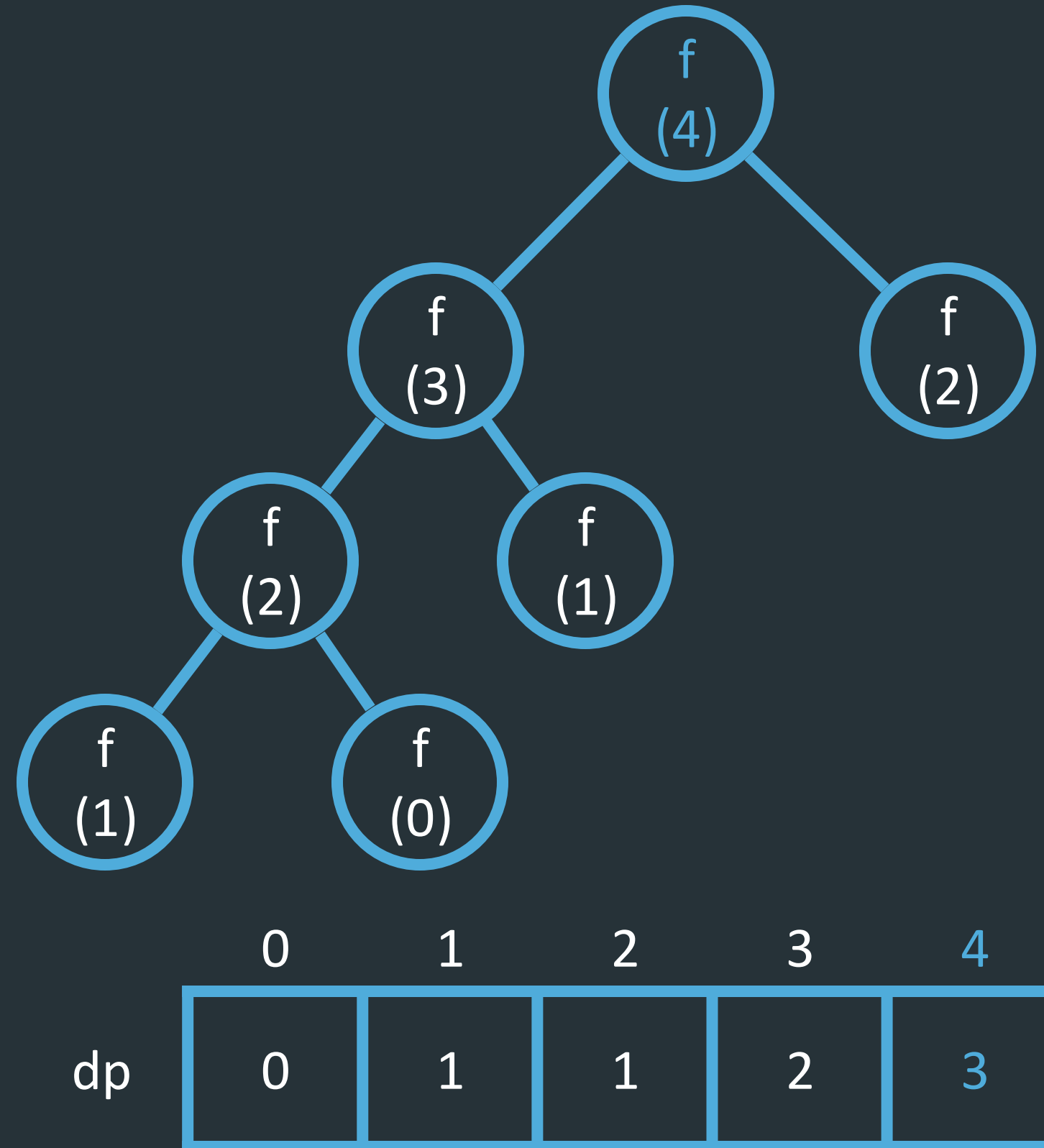


다음 함수를 호출할 필요가 없어
짐!

	0	1	2	3	4
dp	0	1	1	2	

피보나치 수 문제에 적용하면

- $n = 4$



단순 재귀함수

```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    return f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

- 보통 $n \leq 20$ 까지만 가능
- 그 이상은 시간초과



동적 계획법

```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    if (dp[n]) //dp[n]의 값이 존재한다면  
        return dp[n]; //함수 호출x 이미 계산한 값 리턴  
    return dp[n] = f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

- n 의 범위 클 때 활용
- 훨씬 효율적인 풀이

다르게 구현할 수도 있어요

동적 계획법

```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    if (dp[n]) //dp[n]의 값이 존재한다면  
        return dp[n]; //함수 호출x 이미 계산한 값 리턴  
    return dp[n] = f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```



0번 인덱스부터 시작해서 미리 배열
에 이전 범위의 답을 저장하면 어떨
까?

- Top-down 방식 (n부터)
- 구하려 하는 문제를 작은 문제로 호출하며 탐색
- 재귀함수를 활용

다르게 구현할 수도 있어요

Top-down vs Bottom-up

```
int f(int n) {  
    if (n <= 1)  
        return n;  
    if (dp[n]) //dp[n]의 값이 존재한다면  
        return dp[n]; //함수 호출x 이미 계산한 값 리턴  
    return dp[n] = f(n - 1) + f(n - 2);  
}
```

37052 KB

32 ms



```
dp[1] = 1;  
for(int i = 2; i <= n; i++){  
    dp[i] = dp[i - 1] + dp[i - 2];  
}
```

5928 KB

4 ms

- Top-down 방식 (n부터)
- 구하려 하는 문제를 작은 문제로 호출하며 탐색
- 재귀함수를 활용

- Bottom-up 방식 (0부터)
- 이미 알고 있는 작은 문제부터 원하는 문제까지 탐색
- Top-down 방식보다 속도 빠름!

어떨 때 동적 계획법을 적용하지?

동적 계획법

- 주어진 문제를 부분 문제로 나누었을 때, 부분 문제의 답을 통해 주어진 문제의 답을 도출할 수 있을 때
- 부분 문제의 답을 여러 번 구해야 할 때
- 즉, 한 번 계산한 값을 다시 사용해야 할 때

점화식

- 인접한 항들 사이의 관계식
- 동적 계획법 문제를 풀 때는, 점화식을 미리 세우고 풀면 좋다!
- 이전 값들을 통해 $DP(\text{현재})$ 를 정의하자

(ex) 피보나치 수 문제: $DP[i] = DP[i - 1] + DP[i - 2]$

알고스팟 : 외발뛰기

문제

- $n \times n$ 크기의 격자에 각 1부터 9 사이의 정수를 쓴 상태로 시작 하는 땡따먹기 게임
- 맨 왼쪽 윗 칸 에서 시작
- 각 칸에 적혀 있는 숫자만큼 오른쪽이나 아래 칸으로 움직일 수 있으며, 중간에 게임판 밖으로 벗어나면 안됨
- 왼쪽 위의 시작점에서 오른쪽 아래의 시작점에 도달할 수 있는지 구하는 문제

제한 사항

- 입력 케이스 $c \leq 50$
- 격자 크기 $2 \leq n \leq 100$

예제

2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	2
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝

(a)

2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	3
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝

(b)

- (a)는 해당 경로를 통해 도달 가능
- (b)는 도달 불가능

풀이 1: 재귀를 이용 (완전 탐색)

- 1. 시작점과 끝점을 매개변수로 받는 함수생성
- 2. 갈 수 있다면 다시 재귀 반복

2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	2
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝

예제 – 풀이 1 (완전 탐색)

2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	2
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝

2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	2
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝

2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	2
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝

예제 - 풀이 1 (완전 탐색)

2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	2
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝

2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	2
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝

2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	2
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝

예제 - 풀이 1 (완전 탐색)

2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	2
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝



2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	2
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝

범위를 벗어났기 때문에 더이상 탐색 불가능

2	5	1	6	1	4	1
6	1	1	2	2	9	3
7	2	3	2	1	3	1
1	1	3	1	7	1	2
4	1	2	3	4	1	2
3	3	1	2	3	4	1
1	5	2	9	4	7	끝

풀이 1: 재귀를 이용 (완전 탐색)

- 1. 시작점과 끝점을 매개변수로 받는 함수 생성
- 2. 갈 수 있다면 다시 재귀 반복

풀이 2: dp 사용

- 풀이1에서 두 번 이상 계산 될 수 있는 부분은?
 - 각 칸에 도달하는 경우는 두 번 이상 계산될 수 있음
- 이미 해당 칸이 도달 가능하다고 계산되면, 첫 번째 경우로만 계산함

예제 – 풀이 2 (dp)

- 왜 dp가 더 효율적일 수 있나요?

1	1	2	3
1	1	4	2
1	1	1	1
1	1	1	끝

1	1	2	3
1	1	4	2
1	1	1	1
1	1	1	끝

주황 칸에 도달할 수 있는 방법은 2가지

→ 이후 칸에 대해서 둘 중 하나의 경우만 탐색을 하면 탐색하는 경우의 수를 줄일 수 있음

예제 - 풀이 2 (dp)

```
int result = dp(0, 0); // 0,0 시작점에서 시작하여 목적지에 도달할 수 있는지 확인
if (result)
    cout << "YES" << endl; // 도달 가능
else
    cout << "NO" << endl; // 도달 불가
```

```
int board[101][101];
int check[101][101];
int n;

int dp(int x, int y)
{
    if (x >= n || y >= n)
        return 0;
    if (x == n - 1 && y == n - 1)
        return 1;

    if (check[x][y] != -1)
        return check[x][y];

    check[x][y] = (dp(x + board[x][y], y) || dp(x, y + board[x][y]));

    return check[x][y];
}
```

/<> 14501 번: 퇴사 – Silver 3

문제

- N+1 되는 날 퇴사하기 위해 최대한 많은 상담을 하는 문제
- 각각의 상담은 상담을 완료하는데 걸리는 시간 T_i 와 상담을 했을 때 받을 수 있는 금액 P_i 로 이루어져있음
- 상담을 적절히 했을 때, 백준이가 얻을 수 있는 최대 수익을 구하는 문제

제한 사항

- 입력 케이스 N ($1 \leq N \leq 15$)
- ($1 \leq T_i \leq 5, 1 \leq P_i \leq 1,000$)

예제

	1일	2일	3일	4일	5일	6일	7일
T_i	3	5	1	1	2	4	2
P_i	10	20	10	20	15	40	200

- 최대 이익: 1일, 4일, 5일 상담 $\rightarrow 10 + 20 + 15 = 45$

풀이 1: 완전 탐색

	1일	2일	3일	4일	5일	6일	7일
T_i	3	5	1	1	2	4	2
P_i	10	20	10	20	15	40	200

- 일을 기준으로 해당 일에 상담을 할 수 있는지 없는지 전부 탐색한 후, 최댓값을 갱신하는 방법

예제 – 풀이 1 (완전 탐색)

	1일	2일	3일	4일	5일	6일	7일
T_i	3	5	1	1	2	4	2
P_i	10	20	10	20	15	40	200

- 1. 7개 중 가능한 조합을 모두 찾기: $7c1, 7c2, 7c3, 7c4, 7c5, 7c6, 7c7$
- 2. 해당 조합이 가능한지에 대해 검토(ex 1일, 2일, 3일 조합은 안됨)

→ 입력 n 개에 대한 시간 복잡도 : 2^n

풀이 2: dp (Bottom-up)

- 1일차부터 시작하여, 해당 상담 진행 일자 + 상담 진행 시 걸리는 시간 보다 큰 시간에 대해 모두 갱신

	1일	2일	3일	4일	5일	6일	7일
T_i	3	5	1	1	2	4	2
P_i	10	20	10	20	15	40	200

- 1일에 상담 진행할 때: 상담에 3일이 걸리기 때문에, 4,5,6,7일에 상담 가능
→ 1일 dp 배열: [0, 0, 0, 0, 0, 10, 10, 10]
- 2일에 상담 진행할 때: 상담에 5일이 걸리기 때문에, 7일에 상담 가능
→ 2일 dp 배열: [0, 0, 0, 0, 10, 10, 10, 20]
- 1일 상담, 2일 상담 둘 다 7일에 상담이 가능함
그러나, 1일, 2일 상담 모두를 진행할 수는 없음
→ 1일과 2일 상담 중 이득이 큰 쪽을 선택
 - $dp[7] = \max(10, 20)$
즉, 2일차 $dp[7] = \max(dp[7], 20)$
→ $\max(\text{기존 } dp[7], \text{새로 갱신된 } P_i)$

예제 – 풀이 2 (dp)

- 1일차부터 시작하여, 해당 상담 진행 일자 + 상담 진행 시 걸리는 시간 보다 큰 시간에 대해 모두

	1일	2일	3일	4일	5일	6일	7일
T_i	3	5	1	1	2	4	2
P_i	10	20	10	20	15	40	200

- 3일에 상담 진행할 때: 상담에 1일이 걸리기 때문에, 4,5,6,7일에 상담 가능
→ 3일 dp 배열: [0, 0, 0, 0, 10, 10, 10, 20]
- 4,5,6일의 경우:
1일 상담, 4일 상담 → 기존에 갱신되었던 dp[4]
3일 상담, 4일 상담 → $dp[4] = \max(dp[4], dp[3] + 10)$
- 7일의 경우:
1일 상담, 7일 상담 → 이경우 아까 2일 상담보다 이익이 적었으므로, 2일 상담에서 이미 걸러짐
2일 상담, 7일 상담 → 기존에 갱신되었던 dp[7]
3일 상담, 7일 상담 → $dp[7] = \max(dp[7], dp[3] + 10)$

예제 – 풀이 2 (dp)

- 1일차부터 시작하여, 해당 상담 진행 일자 + 상담 진행 시 걸리는 시간 보다 큰 시간에 대해 모두 갱신

	1일	2일	3일	4일	5일	6일	7일
T_i	3	5	1	1	2	4	2
P_i	10	20	10	20	15	40	200

- 4일에 상담 진행할 때: 상담에 1일이 걸리기 때문에 ,5,6,7일에 상담 가능
→ 4일 dp 배열: [0, 0, 0, 0, 10, 30, 30, 30]
- 5일에 상담 진행할 때: 상담에 2일이 걸리기 때문에 ,7일 상담 가능
→ 5일 dp 배열: [0, 0, 0, 0, 10, 30, 30, 45]

예제 – 풀이 2 (dp)

- 1일차부터 시작하여, 해당 상담 진행 일자 + 상담 진행 시 걸리는 시간 보다 큰 시간에 대해 모두 갱신

	1일	2일	3일	4일	5일	6일	7일
T_i	3	5	1	1	2	4	2
P_i	10	20	10	20	15	40	200

- 6일에 상담 진행할 때: 상담에 4일이 걸리기 때문에 다른 날 상담 불가능, 6+4는 7을 넘어가기 때문에 갱신x
→ 6일 dp 배열: [0, 0, 0, 0, 10, 30, 30, 45]
- 7일에 상담 진행할 때: 상담에 2일이 걸리기 때문에 다른 날 상담 불가능
→ 7일 dp 배열: [0, 0, 0, 0, 10, 30, 30, 45]

- 1일차부터 시작하여, 해당 상담 진행 일자 + 상담 진행시 걸리는 시간 보다 큰 시간에 대해 모두 갱신

```
void dpBottomUp(vector<int> dp, vector<pair<int, int> > li, int n) {  
    for (int i = 0; i < n; i++) {  
        for (int j = i + li[i].first; j <= n; j++) {  
            if (dp[j] < dp[i] + li[i].second) { //만약에 기존 값보다 크다면 새로 dp[j] 값 갱신  
                dp[j] = dp[i] + li[i].second;  
            }  
        }  
    }  
    cout << dp[n] << endl;  
}
```

풀이 3: dp (Top-down)

- N일차부터 시작하여, 역순으로 dp 진행 i일에 상담 진행했을 때, 얻는 이익을 i번째에 저장

	1일	2일	3일	4일	5일	6일	7일
T_i	3	5	1	1	2	4	2
P_i	10	20	10	20	15	40	200

- 7일에 상담 시작: 2일이 걸리므로 7을 넘어감 → 상담 불가
[0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0]
- 6일에 상담 시작: 4일이 걸리므로 7을 넘어감 → 상담 불가
[0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0]

예제 – 풀이 3 (Top-down)

- N일차부터 시작하여, 역순으로 dp 진행 i일에 상담 진행했을 때, 얻는 이익을 i번째에 저장

	1일	2일	3일	4일	5일	6일	7일
T_i	3	5	1	1	2	4	2
P_i	10	20	10	20	15	40	200

- 선택할 수 있는 것 2가지 : 상담을 하거나, 상담을 하지 않거나
- 5일에 상담 시작: 2일이 걸리므로 상담 가능
[0, 0, 0, 0, 15, 0, 0, 0]
→ 5일의 경우 상담해도 7일 상담이 가능함. 즉, $dp[5]$ 는 7일에 상담 이익을 얻을 수 있음
→ $dp[5] = \max(dp[6], dp[7] + 15)$
- 4일에 상담 시작: 1일이 걸리므로 상담 가능
[0, 0, 0, 35, 15, 0, 0, 0]
→ 4일의 경우 상담해도 5,6,7일 상담이 가능함. 즉, $dp[4]$ 는 5,6,7일에 상담 이익을 얻을 수 있음
→ $dp[4] = \max(dp[5], dp[5] + 20)$

예제 – 풀이 3 (Top-down)

- N일차부터 시작하여, 역순으로 dp 진행 i일에 상담 진행했을 때, 얻는 이익을 i번째에 저장

	1일	2일	3일	4일	5일	6일	7일
T_i	3	5	1	1	2	4	2
P_i	10	20	10	20	15	40	200

- 3일에 상담 시작: 1일이 걸리므로 상담 가능
[0, 0, 45, 35, 15, 0, 0, 0]
→ 3일의 경우 상담해도 4,5,6,7일 상담 가능함. 즉, $dp[3]$ 은 4,5,6,7일에 상담 이익을 얻을 수 있음
→ $dp[3] = \max(dp[4], dp[4] + 10)$
- 2일에 상담 시작: 5일이 걸리므로 상담 가능
[0, 45, 45, 35, 15, 0, 0, 0]
- 1일에 상담 시작: 3일이 걸리므로 상담 가능
[45, 45, 45, 35, 15, 0, 0, 0]

예제 – 풀이 3 (Top-down)

- N일차부터 시작하여, 역순으로 dp 진행 i일에 상담 진행했을 때, 얻는 이익을 i번째에 저장

```
void dpTopDown(vector<int> dp, vector<pair<int, int> > li, int n) {  
    for (int i = n-1; i >= 0; i--) {  
        if (i + li[i].first > n) // i일에 상담하는 것이 n을 넘기면 상담을 할 수 없음  
            dp[i] = dp[i + 1];  
        else // 상담을 하는 것과 하지 않는 것 중 큰 값을 선택  
            dp[i] = max(dp[i + 1], li[i].second + dp[i + li[i].first]);  
    }  
  
    cout << dp[0] << endl;  
}
```


/<> 14002번: 가장 긴 증가하는 부분 수열 4 – Gold 4

문제

- 수열 A 가 주어졌을 때, 가장 긴 증가하는 부분 수열을 구하는 프로그램을 작성
- 수열 A 의 크기 N
- 수열 A 를 이루고 있는 A_i

제한 사항

- 입력 케이스 N ($1 \leq N \leq 1,000$)
- ($1 \leq A_i \leq 1,000$)

예제 입력

```
6
10 20 10 30 20 50
```

$A = \{10, 20, 10, 30, 20, 50\}$

예제 출력

```
4
10 20 30 50
```

$A = \{10, 20, 10, 30, 20, 50\}$

풀이: dp 사용 $A = \{10, 20, 10, 30, 20, 50\}$

- 1. $dp[i]$ 에 인덱스 i 번째에 해당하는 값을 넣는다고 생각
- 2. 인덱스 i 이전에 값에 대해 탐색, $j < i$ 일때, 만약 $A[i]$ 보다 $A[j]$ 가 작다면, $dp[i] = dp[j] + 1$
- 3. 부분 수열 출력을 위해 길이가 가장 긴 부분 수열이 될 때마다, 가장 마지막 index를 갱신해 줌

예제

$A = \{10, 20, 10, 30, 20, 50\}$

$i = 0$

$A[0] = 10$

$dp[0] = 1$ (10 하나 들어가는 수열)

$dp: [1, 0, 0, 0, 0, 0]$

→ $max_index = 0$

$i = 1$

$A[1] = 20$

$dp[1] = 1$ (20 하나 들어가는 수열)

인덱스 1번 이전 인덱스 (0에 대해 탐색)

$A[0] < A[1] \rightarrow dp[1] = \max(dp[1], dp[0] + 1)$

$dp: [1, 2, 0, 0, 0, 0]$

→ $max_Index = 1$

예제

$A = \{10, 20, 10, 30, 20, 50\}$

$i = 2$

$A[2] = 10$

$dp[2] = 1$ (10 하나 들어가는 수열)

인덱스 2번 이전 인덱스 (0,1에 대해 탐색)
→ $A[0]=10, A[1]$ 로 10보다 작지 않기 때문에 갱신x

dp: [1, 2, 1, 0, 0, 0]

$i = 3$

$A[3] = 30$

$dp[3] = 1$ (30 하나 들어가는 수열)

인덱스 2번 이전 인덱스 (0,1,2에 대해 탐색)
 $dp[3] = \max(dp[0]+1, dp[1]+1, dp[2]+1, dp[3])$

dp: [1, 2, 1, 3, 0, 0]
→ $\max_index = 3$

예제

$A = \{10, 20, 10, 30, 20, 50\}$

$i = 4$

dp: [1, 2, 1, 3, 2, 0]

$A[4] = 20$

$i = 5$

dp: [1, 2, 1, 3, 2, 4]
→ max_index = 5

$A[5] = 50$

```
for(int i = 0; i < n; i++)
{
    cin >> a[i];
    len = 0;

    for(int j = 0; j < i; j++)
    {
        if(a[i] > a[j])
            len = max(dp[j], len);
    }
    dp[i] = len + 1;

    if(tmp < dp[i])
    {
        tmp = dp[i];
        idx = i;
    }
}
```

dp 갱신 부분

```
for(int i = idx; i >= 0; i--)
{
    if(tmp == dp[i])
    {
        arr.push_back(a[i]);
        tmp--;
    }
}
```

수열 출력을 위한 배열 만들기

정리

- 이전의 답을 저장하고, 계속 사용하며 현재 답을 구하는 동적 계획법
- 입력 범위가 나름 커요 (보통 1,000 ~ 1,000,000) 이보다 더 크다면 그리디 고려
- 마지막 인덱스에서 내려가는 Top-down, 처음 인덱스부터 올라가는 Bottom-up 방식 존재
- 문제에 따라 1차원 혹은 2차원 테이블(DP 배열) 사용
- 점화식만 세우면 구현은 쉬움!

이것도 알아보세요!

- Top-down 방식과 Bottom-up 방식 두 가지로 모두 풀어보고 시간을 비교해보아요

필수

- /<> 2579번: 계단 오르기 - Silver 3
- /<> 11053번 : 가장 긴 증가하는 부분 수열 – Silver 2
- /<> 20923번 : 숫자 할리갈리 게임 – Silver 1

도전

- /<> 2240번 : 자두나무 – Gold 5
- /<> 12865번 : 평범한 배낭 - Gold 5

과제제출 마감 ~ 10월 1일 화요일 18:59

추가제출 마감 ~ 10월 3일 목요일 23:59