

Wstęp do informatyki

Wykład 5

Uniwersytet Wrocławski

Instytut Informatyki

Plan na dziś

1. Rekurencja oraz ... kiedy NIE należy jej stosować:

Rozważane problemy:

- potęgowanie,
- wyznaczanie liczb Fibonacciego,
- Oraz współczynników dwumianowych,...

2. Programowanie dynamiczne... jako alternatywa dla rekurencji.

REKURENCJA

... a recursive definition **defines**
objects in terms of "**previously**
defined" **objects** of the class to
define ...

wikipedia

Potęgowanie

Definicja rekurencyjna:

$$a^b = \begin{cases} 1 & b = 0 \\ a^{b-1} * a & b > 0 \end{cases}$$

- wartość a^b definiujemy w oparciu o a^{b-1} , tzn. o wartość **tej samej** funkcji dla **mniejszego** argumentu:

$$f(a, b) = \begin{cases} 1 & b = 0 \\ f(a, b-1) * a & b > 0 \end{cases}$$

Potęgowanie cd.

Specyfikacja:

Wejście: a, b – liczby naturalne

Wyjście: a^b

Funkcja rekurencyjna: „wywołuje sama siebie”

NIEREKURENCYJNIE

```
int pot(int a, int b)
{ int i, rez;
  rez = 1;
  for(i=0; i<b; i++) rez = rez * a;
  return rez;
}
```

REKURENCYJNIE

```
int pot(int a, int b)
{ if (b==0) return 1;
  return a * pot(a, b-1);
}
```

$$a^b = \begin{cases} 1 & b = 0 \\ a^{b-1} * a & b > 0 \end{cases}$$

Potęgowanie cd.

Specyfikacja:

Wejście: a, b – liczby naturalne

Wyjście: a^b

Funkcja rekurencyjna: „wywołuje sama siebie”

NIEREKURENCYJNIE

```
def pot(a, b):  
    rez = 1;  
    for i in range(b):  
        rez = rez * a  
    return rez
```

REKURENCYJNIE

```
def pot(a, b):  
    if b==0:  
        return 1  
    return a * pot(a, b-1)
```

$$a^b = \begin{cases} 1 & b = 0 \\ a^{b-1} * a & b > 0 \end{cases}$$

Potęgowanie cd

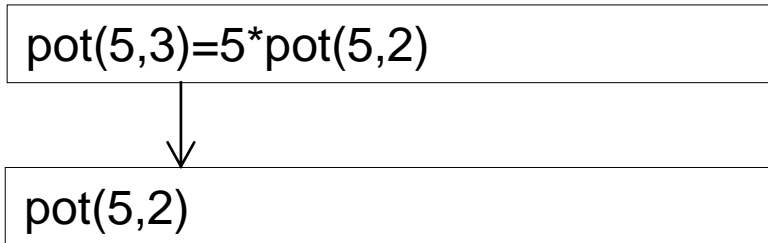
Co się dzieje na stosie wywołań?

pot(5,3)

[illegible]

Potęgowanie cd

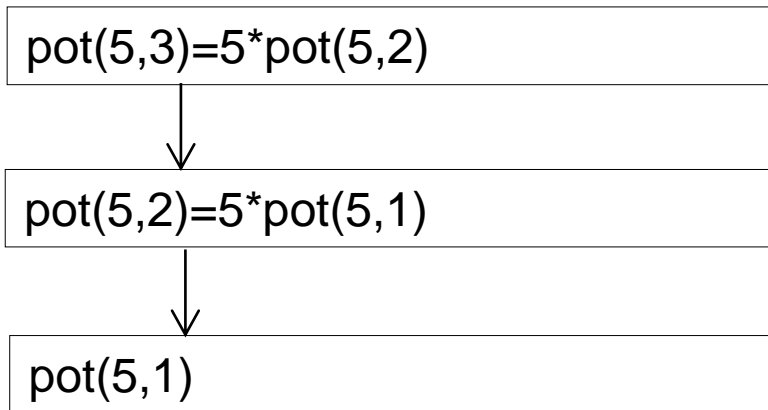
Co się dzieje na stosie wywołań?



pot	a=5, b=2
pot	a=5, b=3

Potęgowanie cd

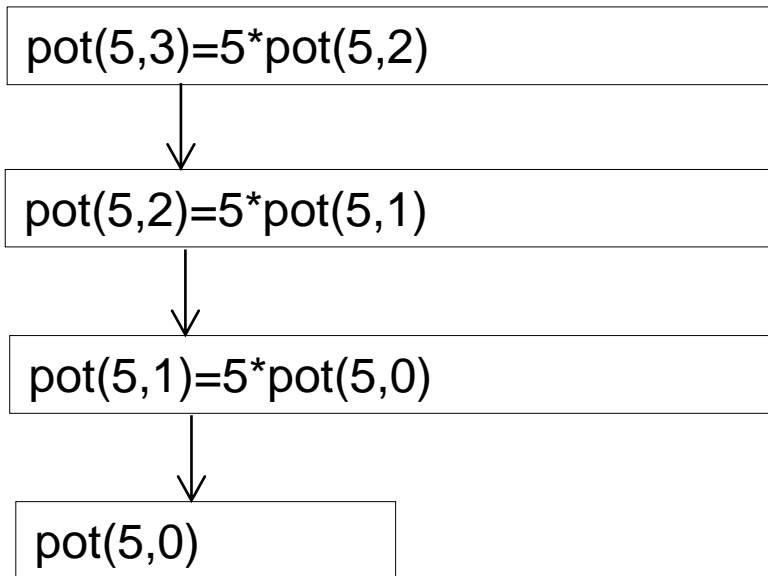
Co się dzieje na stosie wywołań?



pot	a=5, b=1
pot	a=5, b=2
pot	a=5, b=3

Potęgowanie cd

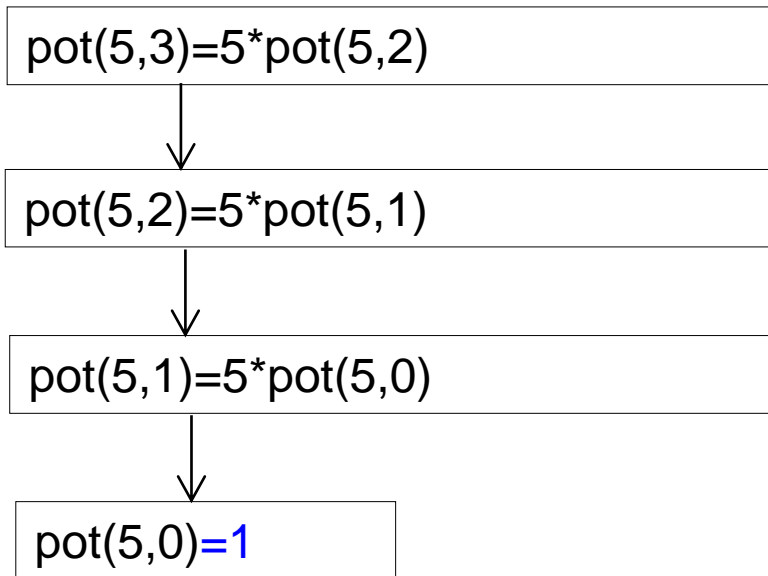
Co się dzieje na stosie wywołań?



pot	a=5, b=0
pot	a=5, b=1
pot	a=5, b=2
pot	a=5, b=3

Potęgowanie cd

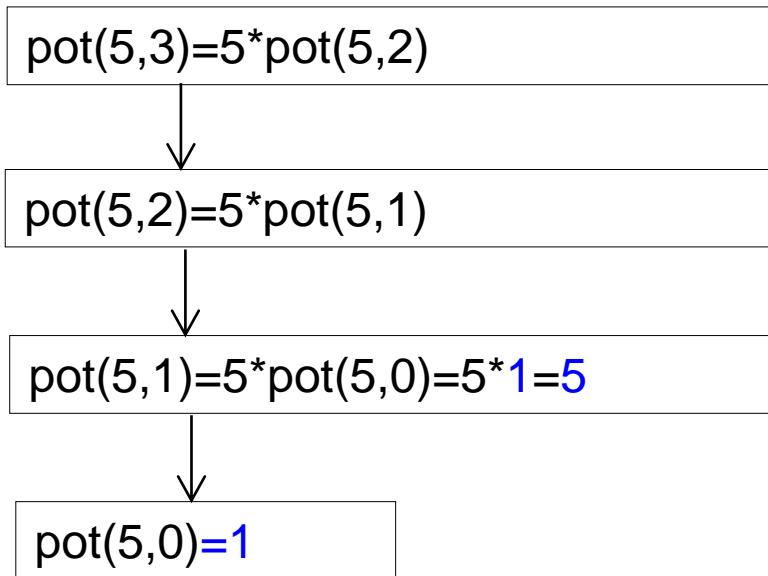
Co się dzieje na stosie wywołań?



pot	a=5, b=0
pot	a=5, b=1
pot	a=5, b=2
pot	a=5, b=3

Potęgowanie cd

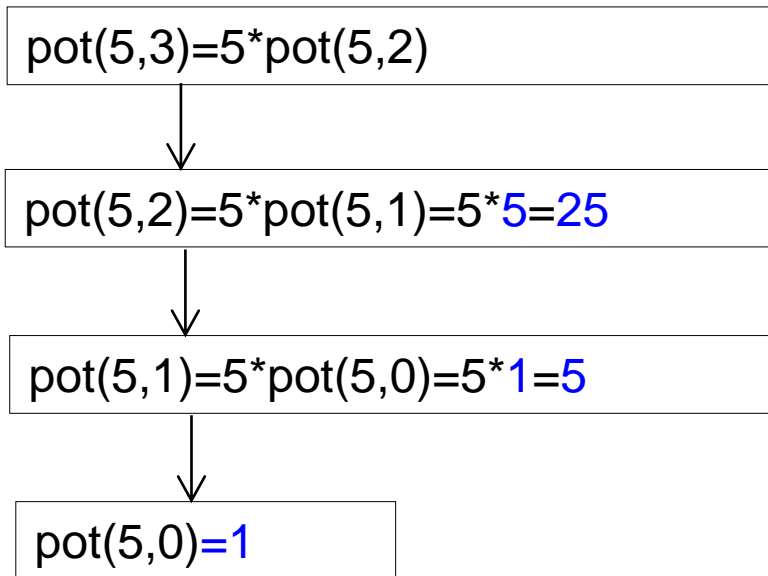
Co się dzieje na stosie wywołań?



pot	a=5, b=1
pot	a=5, b=2
pot	a=5, b=3

Potęgowanie cd

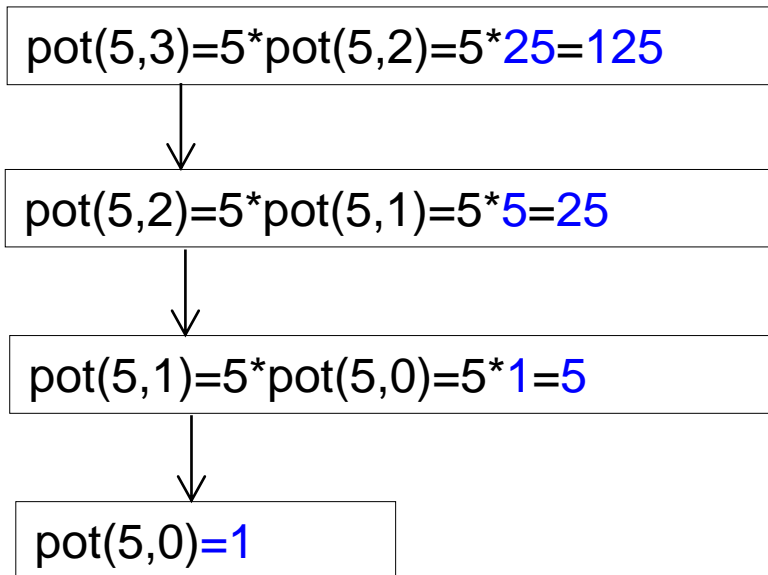
Co się dzieje na stosie wywołań?



pot	a=5, b=2
pot	a=5, b=3

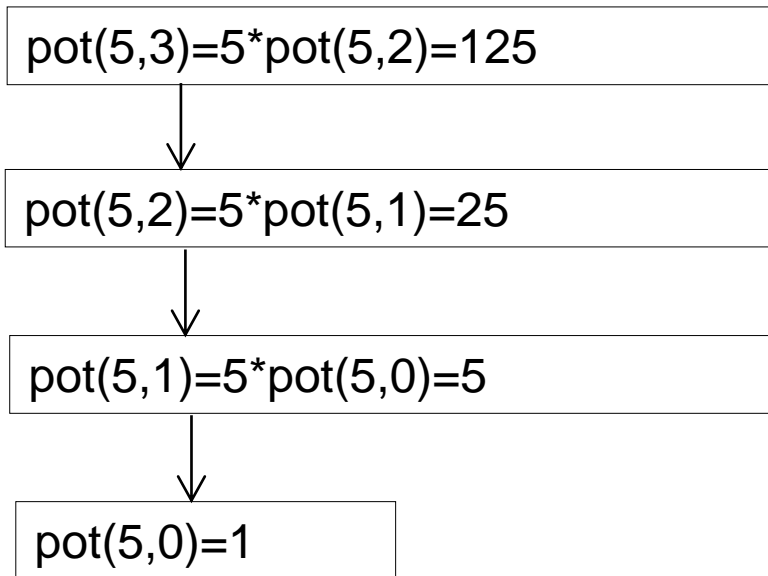
Potęgowanie cd

Co się dzieje na stosie wywołań?

[illegible]

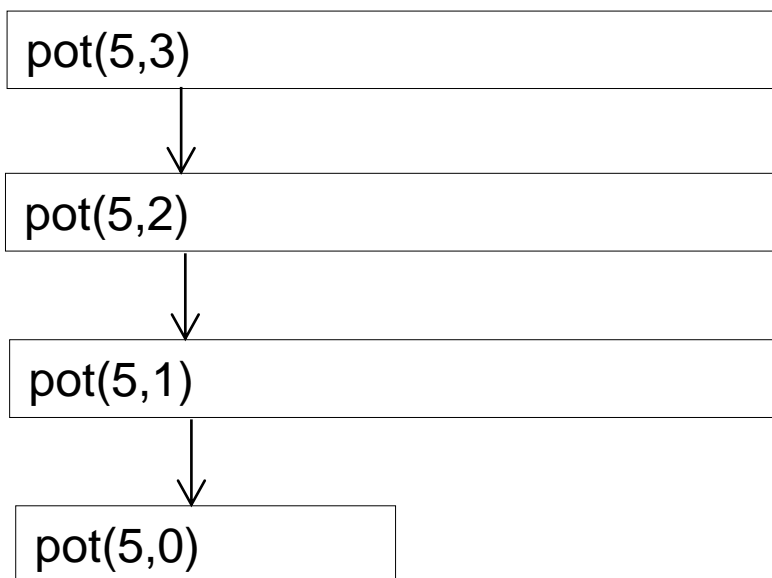
Potęgowanie cd

Co się dzieje na stosie wywołań?

[illegible]

Drzewo wywołań (rekurencyjnych)

Drzewo wywołań (rekurencyjnych) dla $\text{pot}(5,3)$:



Krawędź („strzałka”) prowadzi od funkcji **wywołującej** do funkcji **wywoływanej**.

Skąd nazwa drzewo? O tym później...

Algorytm Euklidesa rekurencyjnie

Relacja rekurencyjna:

$$\text{nwd}(n, m) = \begin{cases} n & m = 0 \\ \text{nwd}(m, n \bmod m) & n \geq m \\ \text{nwd}(m, n) & n < m \end{cases}$$

NIEREKURENCYJNIE

```
int nwd(int n, int m)
{ if (n < m) {
    k = m; m = n; n = k; }
  while (m != 0) {
    k = n % m;
    n = m;
    m = k;
  }
  return n;
}
```

REKURENCYJNIE

```
int nwd(int n, int m)
{ if (m == 0) return n;
  if (m > n) return nwd(m, n);
  return nwd(m, n % m);
}
```

Algorytm Euklidesa rekurencyjnie

Relacja rekurencyjna:

$$\text{nwd}(n, m) = \begin{cases} n & m = 0 \\ \text{nwd}(m, n \bmod m) & n \geq m \\ \text{nwd}(m, n) & n < m \end{cases}$$

NIEREKURENCYJNIE

```
def nwd(n,m) :  
    if n<m:  
        k = m  
        m = n  
        n = k  
    while m!=0:  
        k = n % m  
        n =m  
        m =k  
    return n
```

REKURENCYJNIE

```
def nwd(n,m) :  
    if m==0:  
        return n  
    if m>n:  
        return nwd(m, n)  
    return nwd(m, n % m)
```

Algorytm Euklidesa rekurencyjnie

Relacja rekurencyjna:

$$\text{nwd}(n, m) = \begin{cases} n & m = 0 \\ \text{nwd}(m, n \bmod m) & n \geq m \\ \text{nwd}(m, n) & n < m \end{cases}$$

NIEREKURENCYJNIE

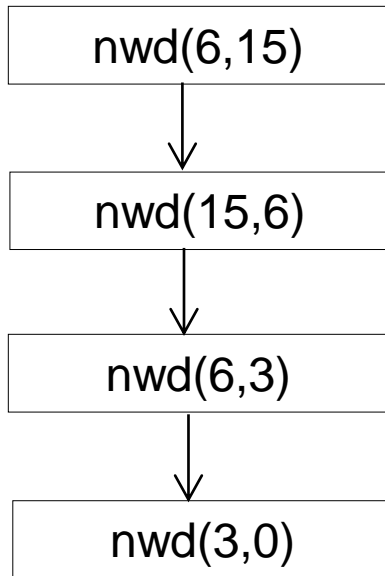
```
def nwd(n,m) :  
    if n<m:  
        n,m = m,n  
    while m!=0:  
        n, m = m, n % m  
    return n
```

REKURENCYJNIE

```
def nwd(n,m) :  
    if m==0:  
        return n  
    if m>n:  
        return nwd(m, n)  
    return nwd(m, n % m)
```

Algorytm Euklidesa rekurencyjnie

Drzewo wywołań:



```
int nwd(int n, int m)
{ if (m==0) return n;
  if (m>n) return nwd(m, n);
  return nwd(m, n % m);
}
```

```
def nwd(n,m):
    if m==0:
        return n
    if m>n:
        return nwd(m, n)
    return nwd(m, n % m)
```

Silnia

Definicja rekurencyjna:

$$0! = 1$$

$$n! = n \cdot (n-1)! \quad \text{for } n > 0$$

$$\text{silnia}(0) = 1$$

$$\text{silnia}(n) = n \cdot \text{silnia}(n-1) \quad \text{for } n > 0$$

Iteracyjnie:

```
int sil(int n)
{
    int i, res=1;
    for(i=2; i<=n; i++) res*= i;
    return res;
}
```

```
def sil(n):
    res=1
    for i in range(2, n+1):
        res*=i
    return res
```

Rekurencyjnie:

```
int sil(int n)
{
    if (!n) return 1;
    return n * sil(n-1);
}
```

```
def sil(n):
    if n==0:
        return 1
    return n * sil(n-1)
```

Szybkie potęgowanie

Idea szybkiego potęgowania

Idea wyznaczania a^b :

Jeśli b jest naturalną potęgą dwójki:

- $a^2 = a * a$: jedno mnożenie,
- $a^4 = a^2 * a^2$: dwa mnożenia (a^2 liczymy tylko jeden raz),
- $a^8 = a^4 * a^4$: trzy mnożenia
- itd.

Przykład

a^{1024} : 10 mnożeń (zamiast 1024)!

Idea szybkiego potęgowania

Gdy b nie jest potęgą dwójki...

Obserwacja:

Każdą naturalną potęgę liczby a można rozbić na „niewielką” liczbę potęg z wykładnikiem będącym potęgą dwójki.

Przykład

$$a^{49} = a^{32} \cdot a^{16} \cdot a^1$$

$$a^{90} = a^{64} \cdot a^{16} \cdot a^8 \cdot a^2$$

Szybkie potęgowanie

Obserwacja

Niech $b_k b_{k-1} \dots b_0$ to binarna reprezentacja liczby b .
Wówczas:

$$a^b = a^{b_0 \cdot 2^0 + b_1 \cdot 2^1 + \dots + b_k \cdot 2^k} = a^{b_0 \cdot 2^0} \cdot a^{b_1 \cdot 2^1} \cdot \dots \cdot a^{b_k \cdot 2^k}$$

Obserwacja – inne sformułowanie

Aby uzyskać a^b wystarczy wymnożyć potęgi a odpowiadające jedynkom w binarnej reprezentacji liczby b .

Szybkie potęgowanie

Obserwacja inaczej

Aby uzyskać a^b wystarczy wymnożyć potęgi a odpowiadające jedynkom w binarnej reprezentacji liczby b .

Algorytm

1. wczytaj a, b
2. $rez \leftarrow 1$
3. $c \leftarrow a$
4. dopóki $b > 0$
 - Jeśli $b \% 2 = 1$:
 $rez \leftarrow rez * c$
 - $b \leftarrow b / 2$
 - $c \leftarrow c * c$
5. wypisz rez

Uwagi:

- zmienna c przechowuje w kolejnych iteracjach a, a^2, a^4, a^8, \dots
- instrukcja „ $b \leftarrow b / 2$ ” usuwa z b najmniej znaczący bit (**dzielenie całkowite!**)
- $b \% 2$ to wartość najmniej znaczącego bitu b
- w rez przechowujemy „dotychczas domnożone” potęgi liczby a

Szybkie potęgowanie

Algorytm:

1. wczytaj a, b
2. $rez \leftarrow 1$
3. dopóki $b > 0$
 - Jeśli $b \% 2 = 1$:
 $rez \leftarrow rez * a$
 - $b \leftarrow b / 2$
 - $a \leftarrow a * a$
4. wypisz rez

Implementacja:

```
int pot(int a, int b)
{ int rez;
  rez = 1;
  while (b > 0) {
    if (b % 2) rez = rez * a;
    b = b / 2;
    a = a * a;
  }
  return rez;
}
```

Komentarze:

- Czy ta implementacja jest prosta/skomplikowana? ...
- Jak wykazać poprawność (formalnie)?

Szybkie potęgowanie

Algorytm:

1. wczytaj a, b
2. $rez \leftarrow 1$
3. dopóki $b > 0$
 - Jeśli $b \% 2 = 1$:
 $rez \leftarrow rez * a$
 - $b \leftarrow b / 2$
 - $a \leftarrow a * a$
4. wypisz rez

Implementacja:

```
def pot(a, b):  
    rez = 1  
    while b > 0:  
        if b % 2:  
            rez = rez * a  
        b = b // 2  
        a = a * a  
    return rez
```

Komentarze:

- Czy ta implementacja jest prosta/skomplikowana? ...
- Jak wykazać poprawność (formalnie)?

Szybkie potęgowanie... rekurencyjnie

Obserwacja (jeszcze) inaczej

Dla nieujemnych całkowitych a i b zachodzi:

$$a^b = \begin{cases} 1 & \text{gdy } b = 0 \\ (a^2)^{b/2} & \text{gdy } b > 0, \text{ parzyste} \\ (a^2)^{(b-1)/2} * a & \text{gdy } b > 0, \text{ nieparzyste} \end{cases}$$

Szybkie potęgowanie... rekurencyjnie

Obserwacja (jeszcze) inaczej

Dla nieujemnych całkowitych a i b zachodzi:

$$a^b = \begin{cases} 1 & \text{gdy } b = 0 \\ (a^2)^{b/2} & \text{gdy } b > 0, \text{ parzyste} \\ (a^2)^{(b-1)/2} * a & \text{gdy } b > 0, \text{ nieparzyste} \end{cases}$$

Dowód poprawności:

- $b = 0$: oczywiste
- $b > 0$, parzyste

$$a^b = a^{2*(b/2)} = (a^2)^{b/2}$$

- $b > 0$, nieparzyste

$$a^b = a^{1+2*((b-1)/2)} = (a^2)^{(b-1)/2} * a$$

Szybkie potęgowanie... rekurencyjnie

Obserwacja (jeszcze) inaczej

Dla nieujemnych całkowitych a i b zachodzi:

$$a^b = \begin{cases} 1 & \text{gdy } b = 0 \\ (a^2)^{b/2} & \text{gdy } b > 0, \text{ parzyste} \\ (a^2)^{(b-1)/2} * a & \text{gdy } b > 0, \text{ nieparzyste} \end{cases}$$

Algorytm rekurencyjny (w oparciu o zależność rekurencyjną):

- jeśli $b=0$: zwróć 1
- jeśli b nieparzyste: zwróć a pomnożone przez wynik wywołania dla a równego a^2 oraz b równego $(b-1) / 2$
- jeśli b parzyste: zwróć wynik wywołania dla a równego a^2 oraz b równego $b / 2$

Szybkie potęgowanie... rekurencyjnie

$$a^b = \begin{cases} 1 & \text{gdy } b = 0 \\ (a^2)^{b/2} & \text{gdy } b > 0, \text{ parzyste} \\ (a^2)^{(b-1)/2} * a & \text{gdy } b > 0, \text{ nieparzyste} \end{cases}$$

Algorytm rekurencyjny:

- jeśli $b=0$: zwróć 1
- jeśli b nieparzyste: zwróć a pomnożone przez wynik wywołania (rekurencyjnego) dla a równego a^2 oraz b równego $(b-1)/2$
- jeśli b parzyste: zwróć wynik wywołania (rekurencyjnego) dla a równego a^2 oraz b równego $b/2$

ALE: w C „stosujemy” dzielenie całkowite, czyli $(b-1)/2$ jest równe $b/2$ dla nieparzystego b .

Implementacja:

```
int pot(int a, int b)
{
    if (!b) return 1;
    if (b%2) return a * pot(a*a, b/2);
    return pot(a*a, b/2);
}
```


Szybkie potęgowanie... rekurencyjnie

$$a^b = \begin{cases} 1 & \text{gdy } b = 0 \\ (a^2)^{b/2} & \text{gdy } b > 0, \text{ parzyste} \\ (a^2)^{(b-1)/2} * a & \text{gdy } b > 0, \text{ nieparzyste} \end{cases}$$

Algorytm rekurencyjny:

- jeśli $b=0$: zwróć 1
- jeśli b nieparzyste: zwróć a pomnożone przez wynik wywołania dla a równego a^2 oraz b równego $(b-1)/2$
- jeśli b parzyste: zwróć wynik wywołania dla a równego a^2 oraz b równego $b/2$

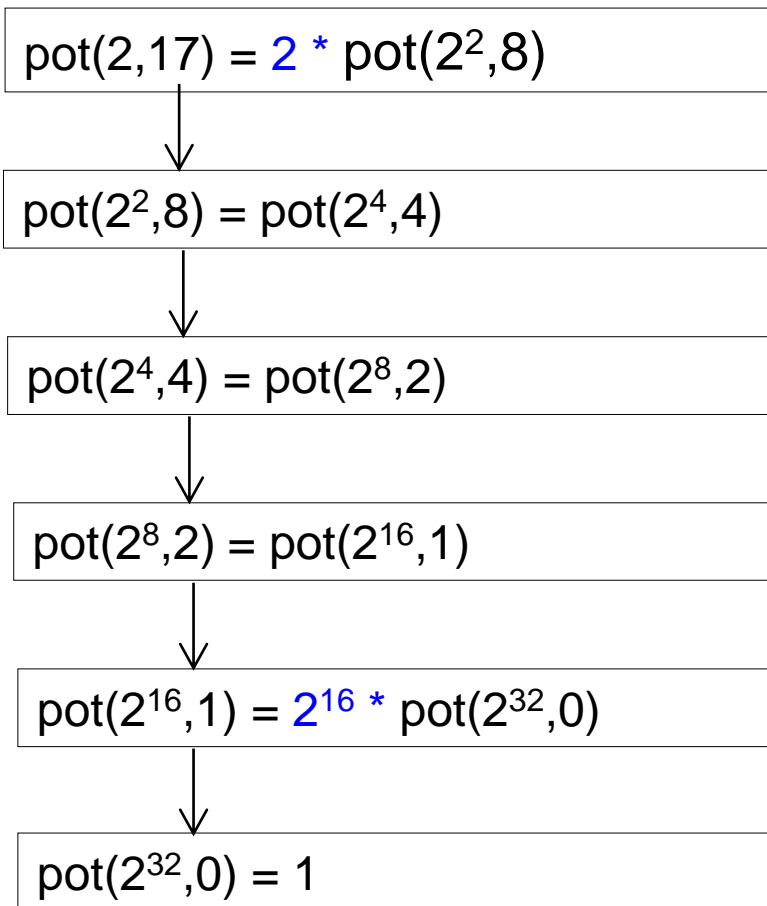
ALE: dla b nieparzystego $(b-1)/2$ jest równe wynikowi dzielenia całkowitego b przez 2

Implementacja:

```
def pot(a, b):  
    if not b:  
        return 1  
    if b%2:  
        return a*pot(a*a,b//2)  
    return pot(a*a,b/2)
```

Przykład: drzewo wywołań (rekurencyjnych)

Drzewo wywołań (rekurencyjnych) dla $\text{pot}(2,17)$:



Implementacja:

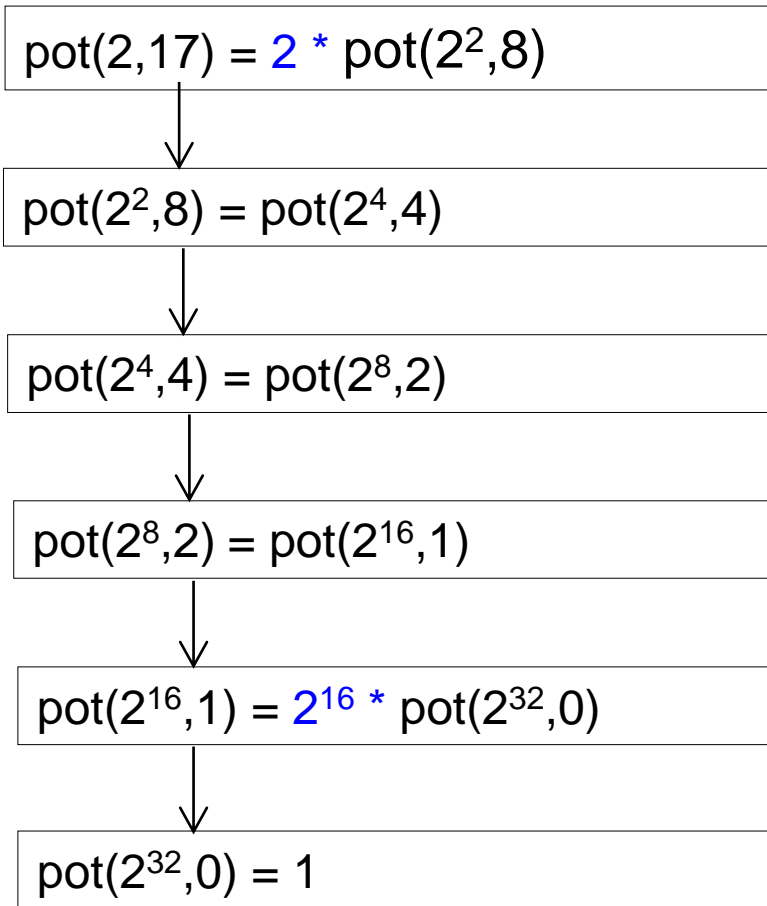
```
int pot(int a, int b)
{
    if (!b) return 1;
    if (b%2) return a * pot(a*a,b/2);
    return pot(a*a, b/2);
}
```

Implementacja:

```
def pot(a, b):
    if not b:
        return 1
    if b%2:
        return a * pot(a*a,b//2)
    return pot(a*a,b/2)
```

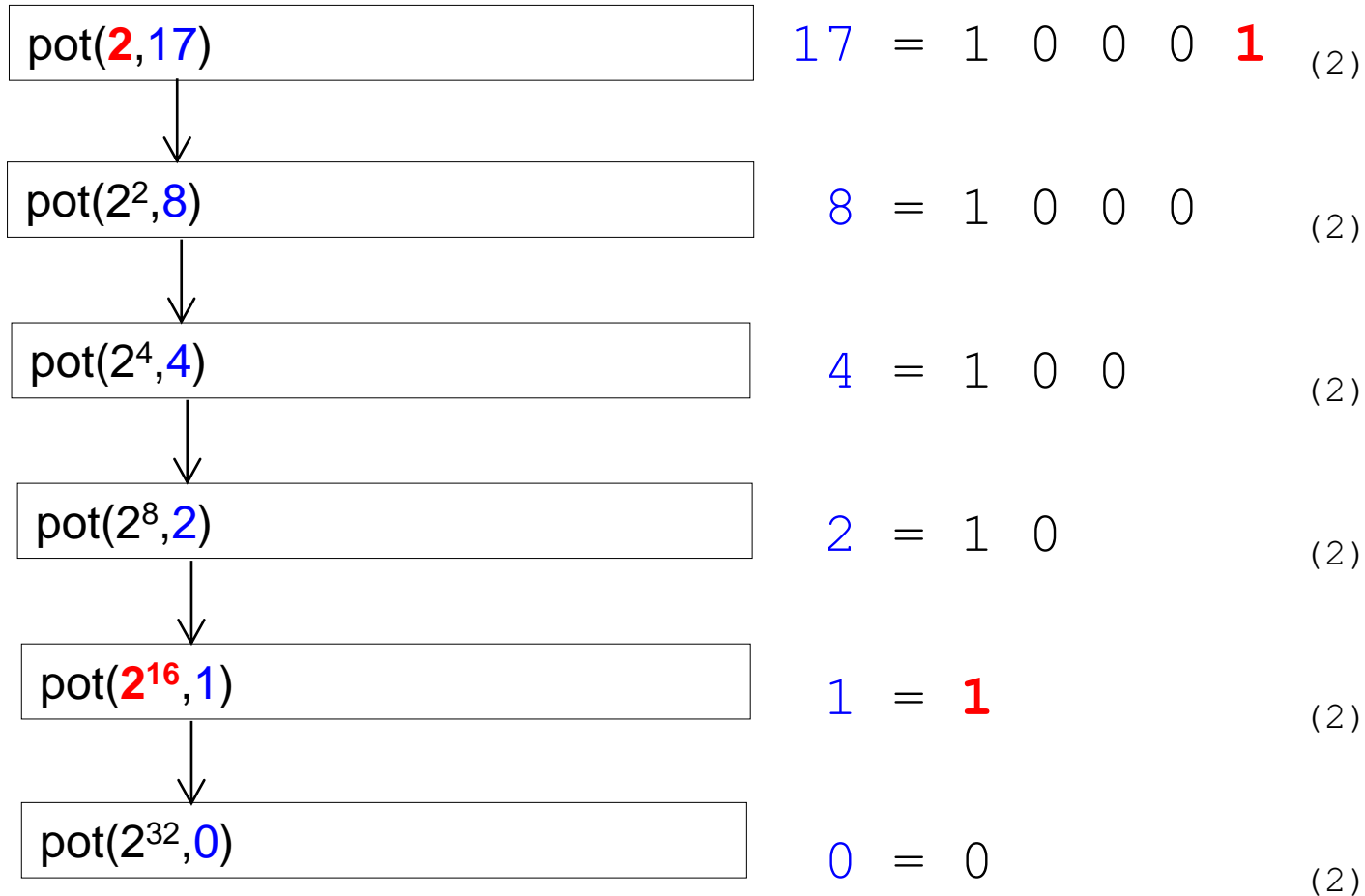
Przykład: drzewo wywołań (rekurencyjnych)

Drzewo wywołań (rekurencyjnych) dla $\text{pot}(2,17)$:



Przykład: drzewo wywołań vs binarna repr. potęgi

Drzewo wywołań (rekurencyjnych) dla $\text{pot}(2, 17)$:



Szybkie potęgowanie... porównanie

Nierekurencyjnie:

```
int pot(int a, int b)
{ int rez;
  rez = 1;
  while (b>0) {
    if (b%2) rez = rez * a;
    b = b / 2;
    a = a * a;
  }
  return rez;
}
```

Rekurencyjnie:

```
int pot(int a, int b)
{
  if (!b) return 1;
  if (b%2) return a * pot(a*a,b/2);
  return pot(a*a, b/2);
}
```

Szybkie potęgowanie... porównanie

Nierekurencyjnie:

```
def pot(a, b):  
    rez = 1  
    while b>0:  
        if b%2:  
            rez = rez * a  
        b = b // 2  
        a = a * a  
    return rez
```

Rekurencyjnie:

```
def pot(a, b):  
    if not b:  
        return 1  
    if b%2:  
        return a*pot(a*a,b//2)  
    return pot(a*a,b/2)
```

Szybkie potęgowanie: złożoność

Implementacja nierekurencyjna

Pamięć: $O(1)$

Czas: $O(\log b)$

- liczba powtórzeń (obrotów) pętli proporcjonalna do długości reprezentacji binarnej liczby b .

„Naiwne” a szybkie potęgowanie

Czas naiwnego potęgowania: $O(b)$

b	1	2	4	256	1024	65536
$\log b$	0	1	2	8	10	16

Szybkie potęgowanie: złożoność

Implementacja rekurencyjna

Czas:

- Intuicyjnie: każde wywołanie „skraca” binarną reprezentację b o jeden; więc $O(\log b)$
- Formalnie możemy czas wyrazić **zależnością rekurencyjną**:
$$T(1) = 1$$
$$T(b) = 1 + T(b / 2) \text{ dla parzystego } b$$
$$T(b) = 1 + T((b - 1) / 2) \text{ dla nieparzystego } b$$

Można pokazać, że $T(b) = O(\log b)$

Pamięć:

- Musimy uwzględnić zajętość stosu wywołań (ile wywołań jednocześnie?)
- Liczba wywołań ograniczona przez czas (p. wyżej)
- Złożoność: **$O(\log b)$**

Liczby Fibonacciego

Liczby Fibonacciego (czyli: kiedy nie używać rekurencji!)

Definicja:

$$F_0 = 1$$

$$F_1 = 1$$

$$F_n = F_{n-1} + F_{n-2} \text{ dla } n > 1$$

Rekurencyjnie:

```
long fib(int i)
{ if (i<=1) return 1;
  return fib(i-1)+fib(i-2);
}
```

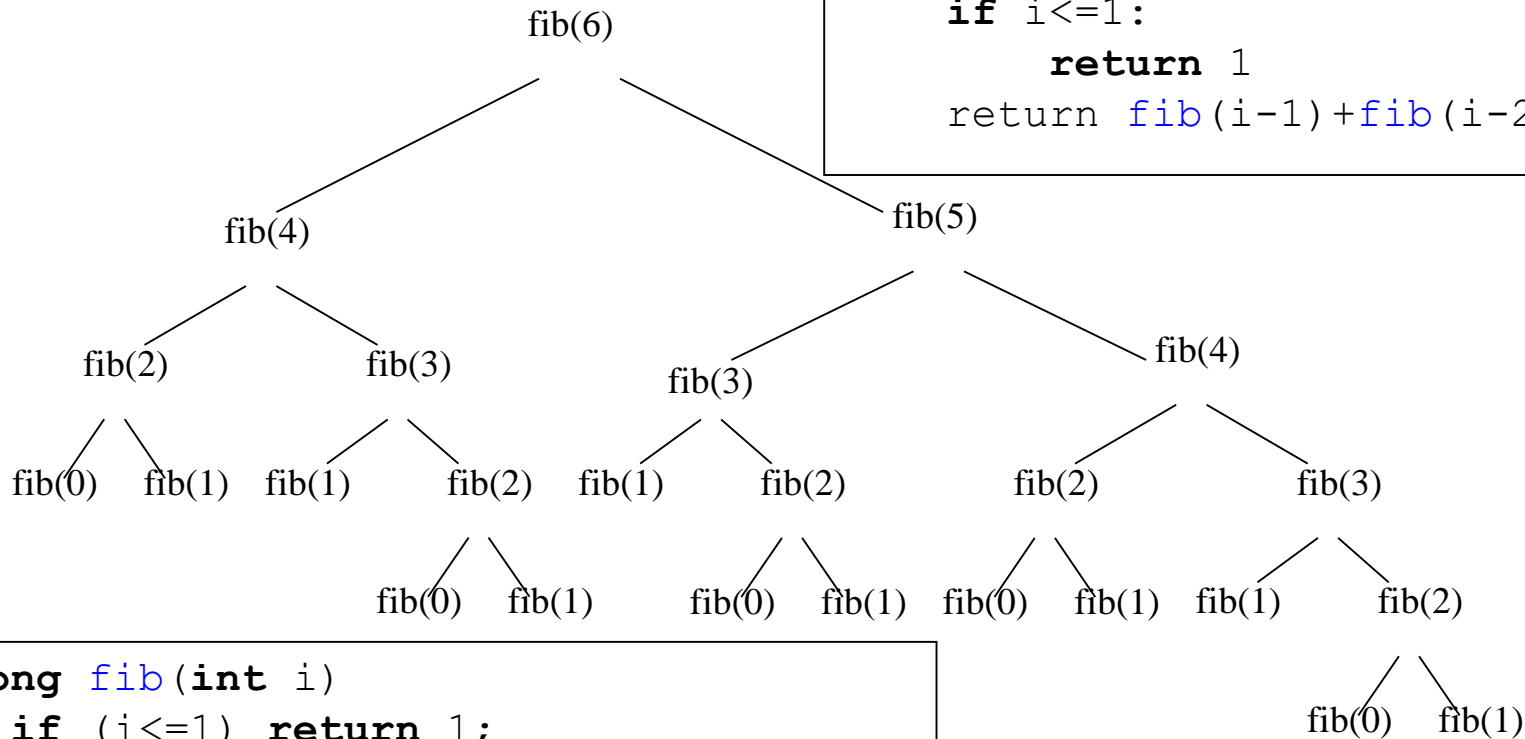
```
def fib(i):
    if i<=1:
        return 1
    return fib(i-1)+fib(i-2)
```

n	Fib _n
2	2
3	3
4	5
5	8
6	13
7	21
8	34
9	55
10	89
11	144

Liczby Fibonacciego

Drzewo wywołań rekurencyjnych:

```
def fib(i):  
    if i<=1:  
        return 1  
    return fib(i-1)+fib(i-2)
```



```
long fib(int i)  
{ if (i<=1) return 1;  
  return fib(i-1)+fib(i-2);  
}
```

Liczby Fibonacciego

Liczba „liści” drzewa wywołań dla $\text{fib}(n)$:

- $\text{fib}(n)$

Złożoność czasowa co najmniej $\text{fib}(n)$:

- większa niż liczba węzłów drzewa wywołań
- czyli $\geq \text{fib}(n)$

Wniosek:

- funkcja **rekurencyjna** nieefektywna!

Liczby Fibonacciego

Rozwiązanie nierekurencyjne:

- Utwórz tablicę `int f[]`;
- „zapamiętuj” wartości F_i w `f[i]`;
- użyj `f[i-1]` i `f[i-2]` obliczając F_i .

```
#define MaxN 1000

long fib1(int n)
{ long f[MaxN];
  f[0]=f[1]=1;
  for (i=2; i<=n; i++)
    f[i] = f[i-1]+f[i-2];
  return f[n];
}
```

```
MaxN=1000

def fib1(n):
    f=Array(MaxN)
    f[0]=1
    f[1]=1
    for i in range(2,n+1):
        f[i] = f[i-1]+f[i-2]
    return f[n]
```

Liczby Fibonacciego

Rozwiązanie nierekurencyjne:

- Czas: $O(n)$
- Pamięć: $O(n)$

```
#define MaxN 1000

long fib1(int n)
{ long f[MaxN];
  f[0]=f[1]=1;
  for (i=2; i<=n; i++)
    f[i] = f[i-1]+f[i-2];
  return f[n];
}
```

```
MaxN=1000

def fib1(n):
    f=Array(MaxN)
    f[0]=1
    f[1]=1
    for i in range(2,n+1):
        f[i] = f[i-1]+f[i-2]
    return f[n]
```

Pyt.: jak zmniejszyć wymagania pamięciowe?
ćwiczenia...

Liczby Fibonacciego - podsumowanie

- Rekurencja w oparciu o definicję ciągu: czas obliczenia F_n proporcjonalny do (co najmniej) wartości F_n .
- Iteracja ze spamiętywaniem wartości:
 - czas $O(n)$
 - czyli dużo(!) szybciej niż rekurencyjnie
- **Pyt.:** Czy można jeszcze szybciej?
Odp.: Tak, wykorzystując szybkie potęgowanie... dla iloczynu macierzy

Współczynnik dwumianowy

Współczynnik dwumianowy

Definicja:
$$\binom{n}{m} = \frac{n!}{m!(n-m)!}$$

Algorytm „naiwny”:

```
int newton(int n, int m)
{
    return sil(n) / (sil(m) * sil(n-m));
}
```

```
def newton(n, m):
    return sil(n) / (sil(m) * sil(n-m))
```

Wady:

- Duże liczby w trakcie obliczeń (zakres?).
- Powtarzanie obliczeń (np. $(n-m)!$ jest „pośrednim wynikiem” przy wyliczaniu $n!$).

Współczynnik dwumianowy

Fakt (trójkąt Pascala)

$$\binom{n}{0} = \binom{n}{n} = 1$$

$$\binom{n}{m} = \binom{n-1}{m-1} + \binom{n-1}{m} \text{ dla } n, m > 0, m < n$$

Funkcja rekurencyjna

```
long newton(int n, int m)
{ if ((m==0) || (m==n)) return 1;
  else return newton(n-1,m-1)+newton(n-1,m);
}
```

```
def newton(n, m):
    if m==0 or m==n:
        return 1
    else:
        return newton(n-1,m-1)+newton(n-1,m)
```

Współczynnik dwumianowy

Rekurencyjnie:

```
long newton(int n, int m)
{ if ((m==0) || (m==n)) return 1;
  else return newton(n-1,m-1)+newton(n-1,m);
}
```

```
def newton(n, m):
    if m==0 or m==n:
        return 1
    else:
        return newton(n-1,m-1)+newton(n-1,m)
```

Złożoność czasowa: proporcjonalna do wartości funkcji

Wniosek: rozwiązanie **rekurencyjne** jest bardzo **niewydajne**!

Dlaczego? Wielokrotne powtarzanie „tych samych” obliczeń!

Współczynnik dwumianowy bez rekurencji

Wykorzystamy zależność:

$$\begin{aligned}\binom{n}{0} &= \binom{n}{n} = 1 \\ \binom{n}{m} &= \binom{n-1}{m-1} + \binom{n-1}{m} \text{ dla } n, m > 0\end{aligned}$$

Wartości przechowujemy w tablicy dwuwymiarowej:

$$\binom{i}{j} = a[i][j]$$

Współczynnik dwumianowy bez rekurencji

Algorytm:

- umieść jedynki w pierwszej kolumnie i na głównej przekątnej
- Wypełniaj pozostałe komórki od góry w dół, od lewej do prawej (jak w trójkącie Pascala).

	0	1	2	3	4	5
0	1					
1	1	1				
2	1	2	1			
3	1	3	3	1		
4	1	4	6	4	1	

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 1

```
long newton(int n, int m)
{ int a[n+1][n+1];
  int i, j;

  a[0][0]=1;
  for (i=1; i<=n; i++)
  { a[i][0]=1;
    for (j=1; j<i; j++)
      a[i][j]=a[i-1][j-1]+a[i-1][j];
    a[i][i]=1;
  }
  return a[n][m];
}
```

1					
1	1				
1	2	1			
1	3	3	1		
1	4	6	4	1	

Złożoność:

- Czas: $O(n \cdot n)$
- Pamięć: $O(n \cdot n)$

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 1

```
def newton3(n, m):  
    a=Array(n+1,n+1)  
    a[0][0]=1  
    for i in range(1,n+1):  
        a[i][0]=1  
        for j in range(1,i):  
            a[i][j]=a[i-1][j-1]+a[i-1][j]  
        a[i][i]=1  
    return a[n][m]
```

1					
1	1				
1	2	1			
1	3	3	1		
1	4	6	4	1	

Złożoność:

- Czas: $O(n \cdot n)$
- Pamięć: $O(n \cdot n)$

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 2

Jak zmniejszyć pamięć?

Obserwacja

Wartości w i -tym wierszu zależą **jedynie** od wartości w wierszu $i - 1$:

$$a[i][j] = a[i-1][j-1] + a[i-1][j]$$

Rozwiązanie

Przechowuj tylko dwa wiersze:

- bieżący;
- poprzedni.

1					
1	1				
1	2	1			
1	3	3	1		
1	4	6	4	1	

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 2

```
long newton(int n, int m)
{
    int i, j;
    long stary[n+1], nowy[n+1];

    stary[0]=1;
    for (i=0; i<n; i++)
    {
        nowy[0]=1;
        for (j=1; j<=i; j++)
            nowy[j]=stary[j-1]+stary[j];
        nowy[i+1]=1;
        for (j=0; j<=i+1; j++)
        {
            stary[j]=nowy[j];
            nowy[j]=0;
        }
    }
    return(stary[m]);
}
```

stary	1	3	3	1	
nowy	1	4			

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 2

```
long newton(int n, int m)
{
    int i, j;
    long stary[n+1], nowy[n+1];

    stary[0]=1;
    for (i=0; i<n; i++)
    {
        nowy[0]=1;
        for (j=1; j<=i; j++)
            nowy[j]=stary[j-1]+stary[j];
        nowy[i+1]=1;
        for (j=0; j<=i+1; j++)
        {
            stary[j]=nowy[j];
            nowy[j]=0;
        }
    }
    return(stary[m]);
}
```

Uwagi:

- nowy[0]=1 wystarczy raz
- wypełnianie nowy zerami nie jest konieczne

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 2

```
def newton4(n, m):  
    stary=Array(n+1)  
    nowy=Array(n+1)  
  
    stary[0]=1  
    for i in range(0,n):  
        nowy[0]=1  
        for j in range(1,i+1):  
            nowy[j]=stary[j-1]+stary[j]  
        nowy[i+1]=1  
        for j in range(i+2):  
            stary[j]=nowy[j]  
            nowy[j]=0  
    return stary[m]
```

Uwagi:

- nowy[0]=1 wystarczy raz
- wypełnianie nowy zerami nie jest konieczne

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 2

```
long newton(int n, int m)
{
    int i, j;
    long stary[n+1], nowy[n+1];
    nowy[0]=1;
    stary[0]=1;
    for (i=0; i<n; i++)
    {
        nowy[0]=1;
        for (j=1; j<=i; j++)
            nowy[j]=stary[j-1]+stary[j];
        nowy[i+1]=1;
        for (j=0; j<=i+1; j++)
        {
            stary[j]=nowy[j];
            nowy[j]=0;
        }
    }
    return(stary[m]);
}
```

Uwagi:

- nowy[0]=1 wystarczy raz
- wypełnianie nowy zerami nie jest konieczne

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 2.1

```
long newton(int n, int m)
{ int i, j;
  long stary[n+1], nowy[n+1];
  stary[0]=1;
  nowy[0]=1;
  for (i=0; i<n; i++)
  {
    for (j=1; j<=i; j++)  nowy[j]=stary[j-1]+stary[j];
    nowy[i+1]=1;
    for (j=1; j<=i+1; j++)  stary[j]=nowy[j];
  }
  return (nowy[m]);
}
```

Uwaga

Zamiana wartości tablic stary i nowy jest czasochłonna.

Obserwacja

Do policzenia `nowy[j]` potrzebujemy tylko `stary[j]` i `stary[j-1]`.

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 2.1

Uwaga

Zamiana wartości tablic stary i nowy jest czasochłonna.

Obserwacja

Do policzenia $\text{nowy}[j]$ potrzebujemy tylko $\text{stary}[j]$ i $\text{stary}[j-1]$.

Rozwiązanie

Używaj jednej tablicy, obliczaj wartości „od prawej do lewej”.

Dwie tablice

stary	1	5	10	10	5	1	
nowy	1	6	15				

stary	1	5	10	10	5	1	
nowy	1	6	15	20			

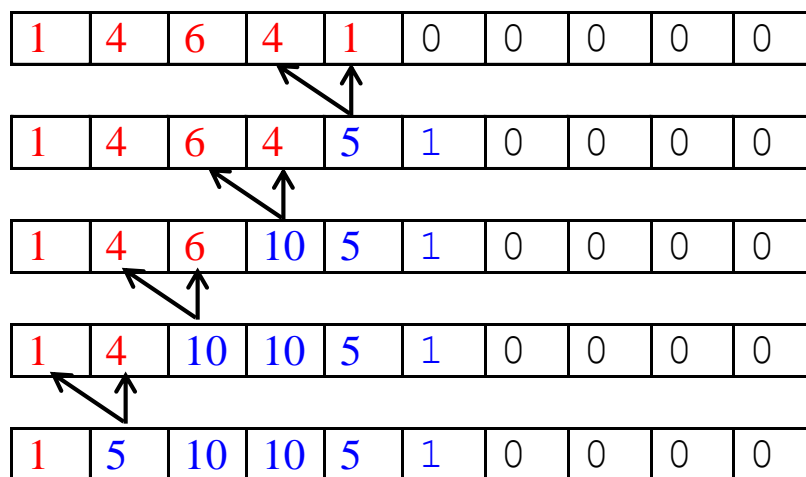
Jedna tablica

1	5	10	10			
				15	6	1

1	5	10				
			20	15	6	1

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 3

Nowe rozwiązanie – przykład



Wsp. dwumian. nierekur. – v. 3

```
long newton(int n, int m)
{   int i, j;
    long nowy[m+1];

    nowy[0]=1;
    for (i=0; i<n; i++)
    {
        nowy[i+1]=1;
        for (j=i; j>0; j--)
            nowy[j]=nowy[j-1]+nowy[j];
    }
    return (nowy[m]);
}
```

Złożoność:

- Czas: $O(n \cdot n)$ [łatwo poprawić do $O(n \cdot m)$; jak???]
- Pamięć: $O(m)$ [dynamicznie deklarowany rozmiar tablicy...]

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 3

Obserwacja:

Wyznaczanie wartości w kolumnach $m+1, m+2, \dots$ niekonieczne

```
long newton(int n, int m)
{   int i, j, maxc;
    long nowy[m+1];

    nowy[0]=1;
    for (i=0;i<n;i++)
    {   if (i<m) nowy[i+1]=1;
        maxc = i>m ? m : i;
        for (j=maxc; j>0; j--)
            nowy[j]=nowy[j-1]+nowy[j];
    }
    return (nowy[m]);
}
```

•Czas: $O(n \cdot m)$

•Pamięć: $O(m)$

Wsp. dwumian. nierekur. – v. 3

Obserwacja:

Wyznaczanie wartości w kolumnach $m+1, m+2, \dots$ niekonieczne

```
def newton(n, m):  
    nowy=Array(m+1)  
    nowy[0]=1  
    for i in range(0,n):  
        if i<m:  
            nowy[i+1]=1  
        if i>m:  
            maxc = m  
        else:  
            maxc = i  
        j=maxc  
        while j>0:  
            nowy[j]=nowy[j-1]+nowy[j]  
            j=j-1  
    return nowy[m]
```

- Czas: $O(n \cdot m)$
- Pamięć: $O(m)$

Podsumowanie

1. Rekurencja:

- wygodne narzędzie do zapisywania algorytmów wykorzystujących zależności rekurencyjne
- unikać, gdy wymaga wielokrotnego powtarzania obliczeń

2. Programowanie dynamiczne jako alternatywa dla nieefektywnej rekurencji:

- spamiętywanie wyników dla mniejszych wartości argumentów
- Wykorzystanie „spamiętanych” wartości zamiast wywołań rekurencyjnych