

向量

抽象数据类型：接口与实现

e2 - A2

劳动生产力上最大的增进，以及运用劳动时所表现的更大的
熟练、技巧和判断力，似乎都是分工的结果

邓俊辉
deng@tsinghua.edu.cn

Abstract Data Type vs. Data Structure

抽象数据类型 = 数据模型 + 定义在该模型上的一组操作

抽象定义
一种定义

外部的逻辑特性
不考虑时间复杂度

操作&语义
不涉及数据的存储方式

数据结构 = 基于某种特定语言，实现ADT的一整套算法

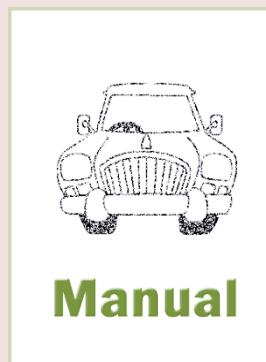
具体实现
多种实现

内部的表示与实现
与复杂度密切相关

完整的算法
要考虑数据的具体存储机制



Application



Interface



Implementation

Application = Interface × Implementation

❖ 在数据结构的**具体实现与实际应用**之间

ADT就分工与接口制定了统一的规范

- 实现：高效兑现数据结构的ADT接口操作

//做冰箱、造汽车

- 应用：便捷地通过操作接口使用数据结构

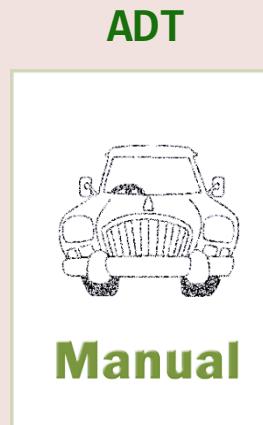
//用冰箱、开汽车

❖ 按照ADT规范

- 高层**算法设计者**可与**底层数据结构实现者**高效地分工协作
 - 不同的算法与数据结构可以**便捷组合借用**
 - 每种操作接口只需统一地实现一次
- 代码篇幅缩短，安全性加强，软件**复用度提高**



Application



Interface



Implementation

向量

抽象数据类型：从数组到向量

秩秩斯干，幽幽南山。

贵贱长少，秩々焉，莫不从極公
而貴敬之，是天下之大節也。

到了，就是这里。妈妈，你只管找号头，311，就是爸爸的号

-A2

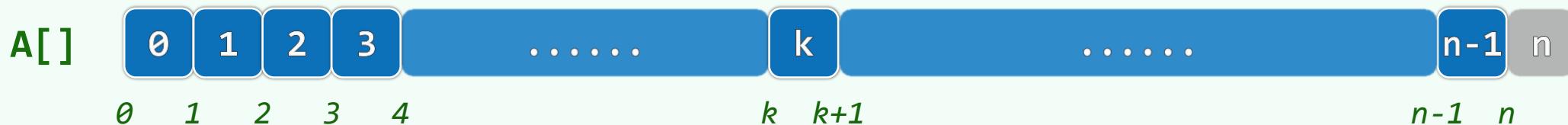
邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

数组 ~ 循秩访问

- ❖ C/C++语言中，数组元素与编号一一对应：

$A[0], A[1], A[2], \dots, A[n-1]$



- ❖ 反之，元素各由编号唯一指代，并可直接访问

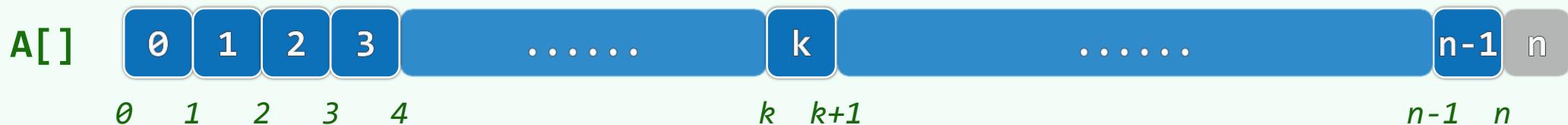
故亦称作线性数组 (linear array)

- ❖ 若每个元素占用的空间量为 s (已计入padding) , 则 $A[i]$ 的物理地址 = $A + i \times s$

数组 ~ 向量

- ❖ 向量是数组的抽象与泛化，由一组元素按线性次序封装而成

各元素与 $[0, n)$ 内的秩 (rank) —— 对应： using Rank = unsigned int; //call-by-rank



- ❖ 操作、管理维护更加简化、统一与安全
- ❖ 元素类型可灵活选取，便于定制复杂数据结构：

```
using PFCTree = BinTree<char>; //PFC树
```

```
using PFCForest = Vector<PFCTree*>; //PFC森林
```

Vector ADT

操作	功能	适用对象
<code>size() / empty()</code>	报告元素总数 / 判定是否为空	向量
<code>get(r) / put(r, e)</code>	获取秩为r的元素 / 用e替换秩为r元素的数值	向量
<code>insert(r, e) / insert(e)</code>	将e作为秩为r的 / 最后一个元素插入	向量
<code>remove(lo, hi) / remove(r)</code>	删除秩为r / 区间内的元素	向量
<code>disordered() / sort(lo, hi) / unsort(lo, hi)</code>	检测是否整体有序 / 整体排序 / 整体置乱	向量
<code>find(e, lo, hi) / search(e, lo, hi)</code>	在指定区间内查找目标e	向量 / 有序向量
<code>dedup() / uniquify()</code>	剔除相等的元素	向量 / 有序向量
<code>traverse(visit())</code>	遍历向量，统一按visit()处理所有元素	向量

ADT操作实例

操作	输出	向量组成 (自左向右)	操作	输出	向量组成 (自左向右)
初始化			disordered()	3	4 3 7 4 9 6
insert(0, 9)	9	9	find(9)	4	4 3 7 4 9 6
insert(0, 4)	4 9	4 9	find(5)	-1	4 3 7 4 9 6
insert(1, 5)	4 5 9	4 5 9	sort()		3 4 4 6 7 9
put(1, 2)	4 2 9	4 2 9	disordered()	0	3 4 4 6 7 9
get(2)	9	4 2 9	search(1)	-1	3 4 4 6 7 9
insert(3, 6)	4 2 9 6	4 2 9 6	search(4)	2	3 4 4 6 7 9
insert(1, 7)	4 7 2 9 6	4 7 2 9 6	search(8)	4	3 4 4 6 7 9
remove(2)	2	4 7 9 6	search(9)	5	3 4 4 6 7 9
insert(1, 3)		4 3 7 9 6	search(10)	5	3 4 4 6 7 9
insert(3, 4)		4 3 7 4 9 6	uniquify()		3 4 6 7 9
size()	6	4 3 7 4 9 6	search(9)	4	3 4 6 7 9

STL Vector

```
#include <iostream>

#include <vector>

using namespace std;

vector<int> v; //an empty vector of integers

vector<int> s( 289, 7 );           // { 7, 7, 7, 7, 7, 7, 7, 7, 7, 7, ..., 7 }

s.insert( s.begin() + 7, 2024 );   // { 7, 7, 7, 7, 7, 7, 7, 2024, 7, 7, ..., 7 }

s.erase( s.end() - 280, s.end() ); // { 7, 7, 7, 7, 7, 7, 7, 2024, 7, 7, }

for ( int i = 0; i < s.size(); i++ )

    cout << s[i] << endl;
```

向量

抽象数据类型：模板类

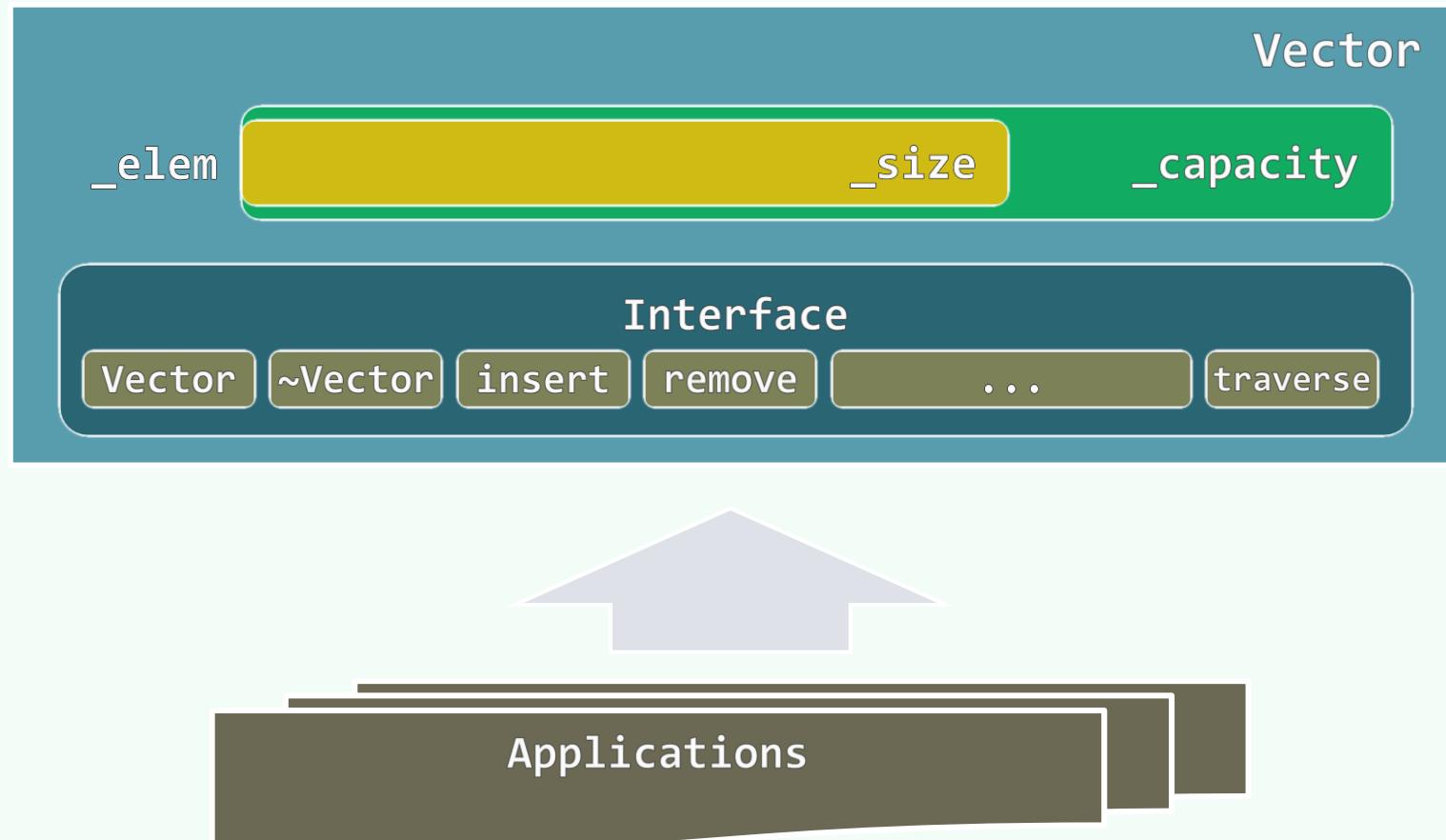
e₂ - A₃

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

官职须由生处有，文章不管用时无
堪笑翰林陶学士，年年依样画葫芦

```
template <typename T> class Vector { //向量模板类  
  
private: Rank _size; Rank _capacity; T* _elem; //规模、容量、数据区  
  
protected:  
/* ... 内部函数 */  
  
public:  
/* ... 构造函数 */  
/* ... 析构函数 */  
/* ... 只读接口 */  
/* ... 可写接口 */  
/* ... 遍历接口 */  
};
```



构造 + 析构：重载

```
#define DEFAULT_CAPACITY 3 //默认初始容量 (实际应用中可设置为更大)
```

```
Vector( int c = DEFAULT_CAPACITY ) //默认构造
```

```
{ _elem = new T[ _capacity = c ]; _size = 0; }
```

```
Vector( T const * A, Rank lo, Rank hi ) //数组区间复制
```

```
{ copyFrom( A, lo, hi ); }
```

```
Vector( Vector<T> const & v, Rank lo, Rank hi ) //向量区间复制
```

```
{ copyFrom( v._elem, lo, hi ); }
```

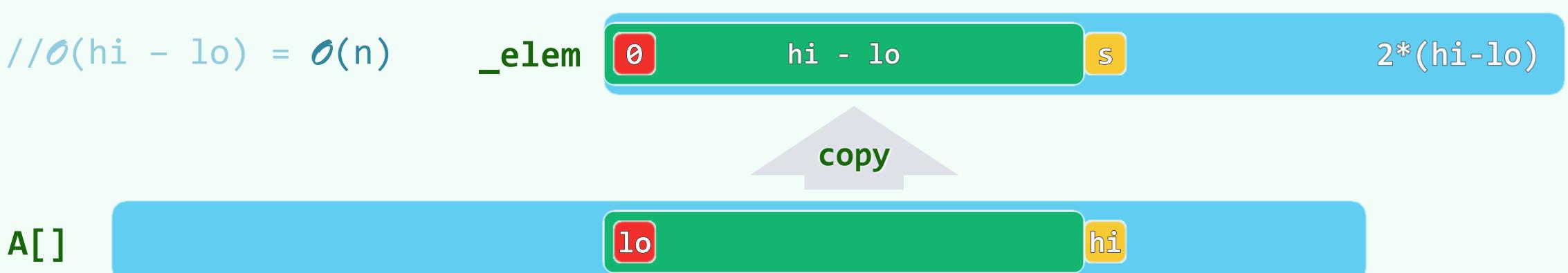
```
Vector( Vector<T> const & v ) //向量整体复制
```

```
{ copyFrom( v._elem, 0, v._size ); }
```

```
~Vector() { delete [] _elem; } //释放内部空间
```

基于复制的构造

```
template <typename T> //T为基本类型，或已重载赋值操作符'='  
void Vector<T>::copyFrom( T const * A, Rank lo, Rank hi ) { //A中元素不致被篡改  
    _elem = new T[ _capacity = max( DEFAULT_CAPACITY, (hi - lo)*2 ) ]; //分配空间  
  
    for ( _size = 0; lo < hi; _size++, lo++ ) //A[lo, hi)内的元素，逐一  
        _elem[ _size ] = A[ lo ]; //复制至_elem[0, hi-lo)  
  
} //O(hi - lo) = O(n)
```



向量

可扩充向量：算法

e2 - B1

一个人办一县事，要有一省的眼光；办一省事，要有一国之眼光；办一国事，要有世界的眼光

其实“我”不需扩大，宇宙只是一个“我”，只有在我们精神往下陷落时，宇宙与我才分开

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

静态空间管理

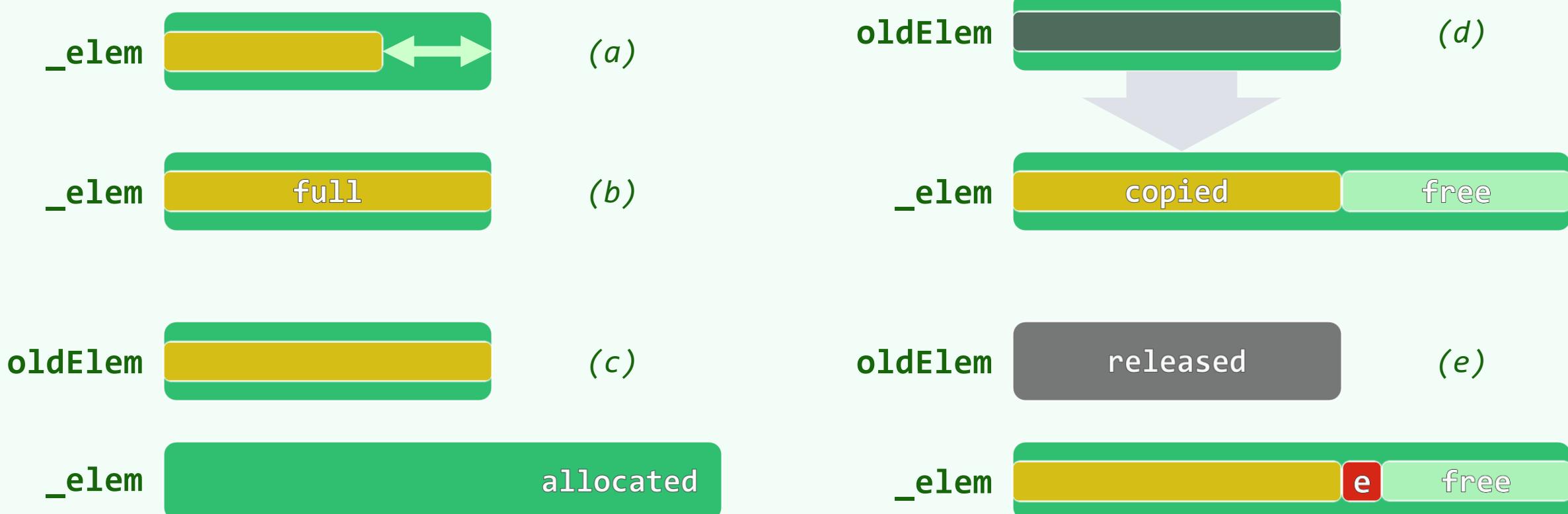
- ❖ 开辟内部数组 `_elem[]` 并使用一段地址连续的物理空间



- ❖ 若采用静态空间管理策略，容量 `_capacity` 固定，则有明显的不足...
 - 上溢/overflow: `_elem[]` 不足以存放所有元素，尽管此时系统往往仍有足够的空间
 - 下溢/underflow: `_elem[]` 中的元素寥寥无几
- ❖ 装填因子/load factor: $\lambda = \text{_size}/\text{_capacity} \ll 50\%$
- ❖ 一般的应用环境中，难以准确预测空间的需求量
- ❖ 可否使得向量可随实际需求动态调整容量，并同时保证高效率？

动态空间管理

- ❖ 蝉：身体经过一段时间的生长，会蜕去原先的外壳，代之以更大的新外壳
- ❖ 向量：在即将上溢时，适当扩大内部数组的容量



扩容算法

```
template <typename T> void Vector<T>::expand() { //向量空间不足时扩容
```

```
    if ( _size < _capacity ) return; //无需扩容
```

oldElem

(d)

```
//assert: _size == _capacity
```

```
T* oldElem = _elem; //记下原数据区
```

_elem

copied

free

```
copyFrom( oldElem, 0, _capacity ); //容量加倍后, 复制原数据
```

```
delete [] oldElem; //释放原空间 (得益于封装, 不致出现野指针)
```

} //为何采用容量加倍策略呢? 其它策略是否也可行?

向量

可扩充向量：分摊

e2

那时她的儿子还太年轻……一心以为自己是世上最不幸的一个，
不知道儿子的不幸在母亲那儿总是要加倍的

B2

邓俊辉

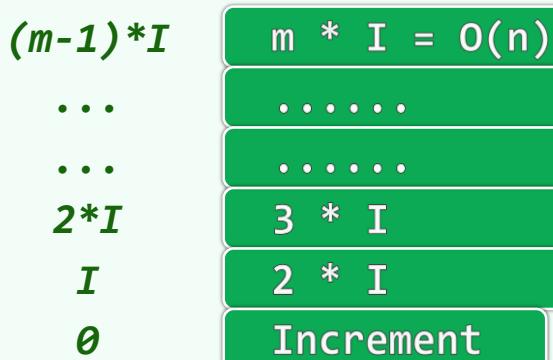
deng@tsinghua.edu.cn

……在他的心理上，他总以为北平是天底下最可靠的大城，不
管有什么灾难，到三个月必定灾消难满，而后诸事大吉。北平的
灾难恰似一个人免不了有些头疼脑热，过几天自然会好了的

容量递增策略

```
_elem = new T[ _capacity += INCREMENT ];
```

- 最坏情况：在初始容量 θ 的空向量中，连续插入 $n = m \cdot I \gg 2$ 个元素，而无删除操作
- 于是，在第 $1, I + 1, 2I + 1, 3I + 1, 4I + 1, \dots$ 次插入时，都需扩容



- 即便不计申请空间操作，各次扩容过程中复制原向量的时间成本依次为

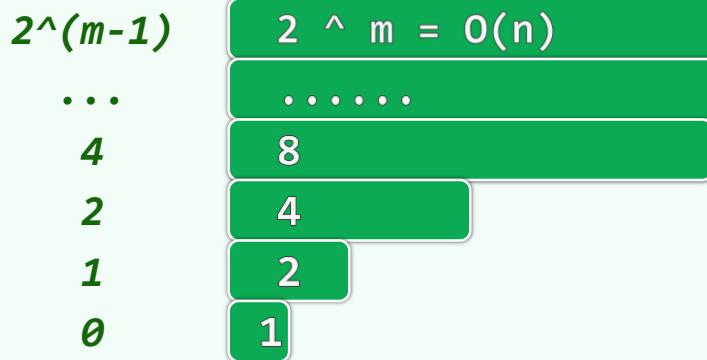
$0, I, 2I, 3I, 4I, \dots (m - 1) \cdot I$ //算术级数

总体耗时 $= \mathcal{O}(n^2)$ ，每次 (insert/remove) 操作的分摊成本为 $\mathcal{O}(n)$

容量加倍策略

```
_elem = new T[ _capacity *= 2 ];
```

- 最坏情况：在初始容量 1 的满向量中，连续插入 $n = 2^m \gg 2$ 个元素，而无删除操作
- 于是，在第 $1, 2, 4, 8, 16, \dots$ 次插入时，都需扩容

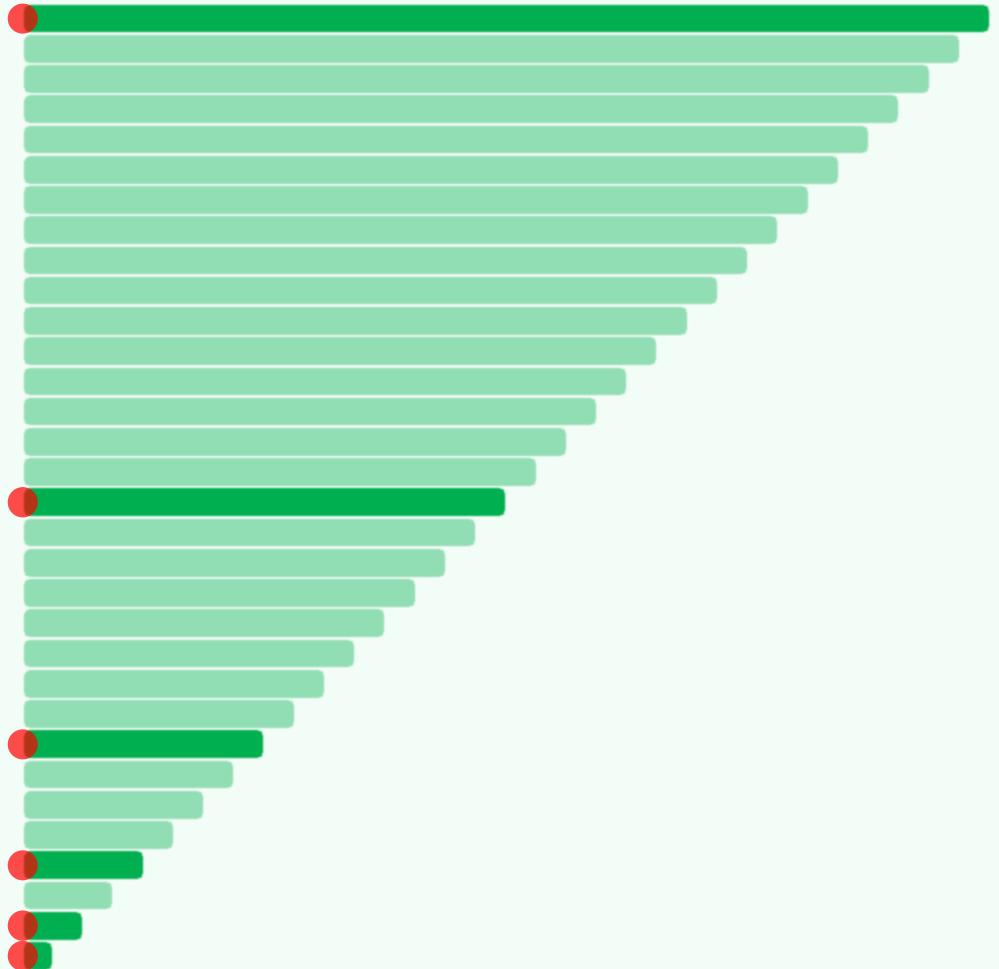


- 各次扩容过程中复制原向量的时间成本依次为

$$1, 2, 4, 8, 16, \dots 2^{m-1}, 2^m = n \quad //\text{几何级数}$$

总体耗时 = $\mathcal{O}(n)$ ，每次 (insert/remove) 操作的分摊成本为 $\mathcal{O}(1)$

对比



累计
扩容时间

递增
策略

倍增
策略

分摊
扩容时间

$\Theta(n^2)$

$\Theta(n)$

空间利用率
(装填因子)

$\Theta(1)$

$\Theta(1)$

$\approx 100\%$

$> 50\%$

平均分析 vs. 分摊分析

❖ 平均 (average complexity) : 根据各种操作出现概率的分布, 将对应的成本加权平均

- 各种可能的操作, 作为独立事件分别考查
- 割裂了操作之间的相关性和连贯性
- 往往不能准确地评判数据结构和算法的真实性能

❖ 分摊 (amortized complexity) : 连续实施的足够多次操作, 所需总体成本摊还至单次操作

- 从实际可行的角度, 对一系列操作做整体的考量
- 更加忠实地刻画了可能出现的操作序列
- 更为精准地评判数据结构和算法的真实性能

❖ 后面将看到更多、更复杂的例子

向量

无序向量：基本操作

$e_2 - c_1$

A scientist discovers that which exists,
an engineer creates that which never was.

邓俊辉
deng@tsinghua.edu.cn

元素访问

❖ `v.get(r)` 和 `v.put(r, e)` 不够便捷、直观，可否沿用数组的访问方式 `v[r]`？

可以！比如，通过重载下标操作符 `[]`

❖ `template <typename T> // 可作为左值: v[r] = (T) (2*x + 3)`

```
T & Vector<T>::operator[]( Rank r ) { return _elem[ r ]; }
```

❖ `template <typename T> // 仅限于右值: T x = v[r] + u[s] * w[t]`

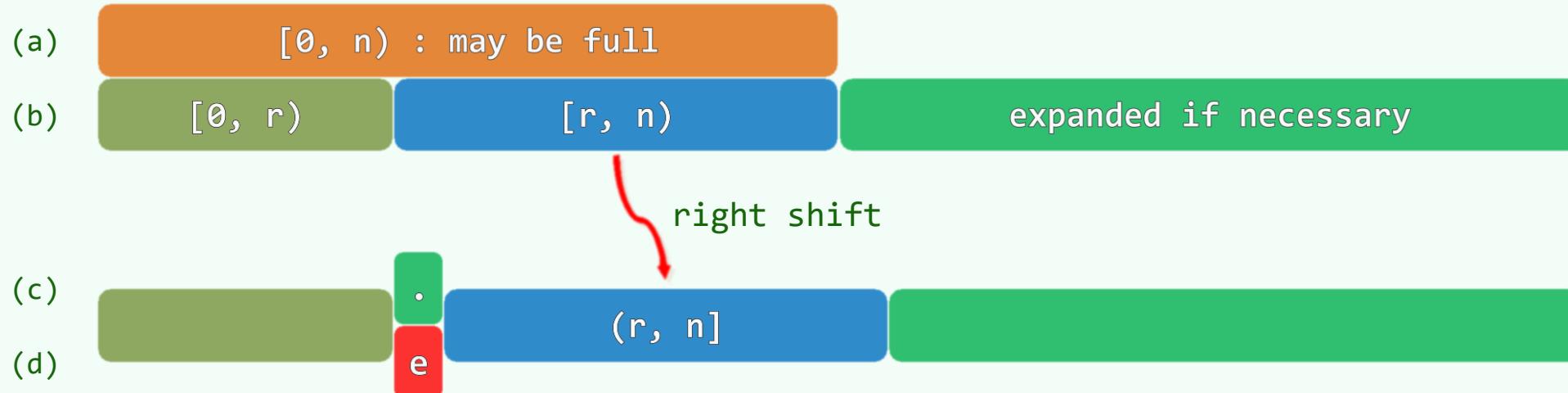
```
const T & Vector<T>::operator[]( Rank r ) const { return _elem[ r ]; }
```

❖ 这里采用了简易的方式处理意外和错误（比如，入口参数约定：`0 <= r < _size`）

实际应用中，应采用更为严格的方式

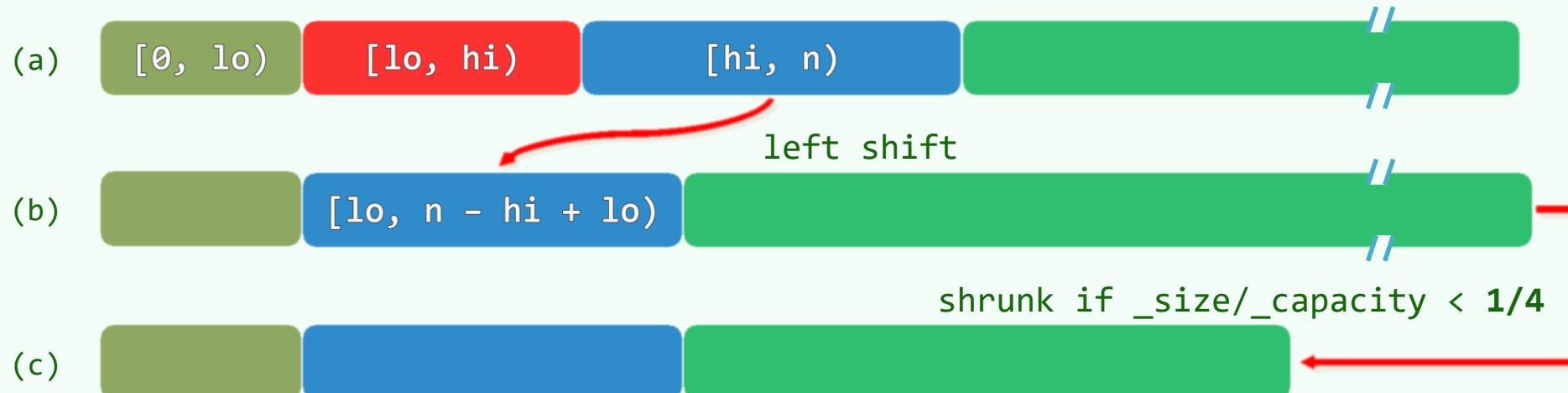
插入

```
template <typename T> Rank Vector<T>::insert( Rank r, T const & e ) { //0<=r<=size  
    expand(); //如必要, 先扩容  
  
    for ( Rank i = _size; r < i; i-- ) //O(n-r): 自后向前  
        _elem[i] = _elem[i - 1]; //后继元素顺次后移一个单元  
  
    _elem[r] = e; _size++; return r; //置入新元素, 更新容量, 返回秩  
}
```



区间删除

```
template <typename T> Rank Vector<T>::remove( Rank lo, Rank hi ) { //0<=lo<=hi<=n  
    if ( lo == hi ) return 0; //出于效率考虑, 单独处理退化情况  
  
    while ( hi < _size ) _elem[ lo++ ] = _elem[ hi++ ]; //后缀[hi,n)前移  
  
    _size = lo; shrink(); //更新规模, lo = _size之后的内容无需清零; 如必要, 则缩容  
  
    return hi - lo; //返回被删除元素的数目  
}
```



单元素删除

```
template <typename T>  
  
T Vector<T>::remove( Rank r ) {  
  
    T e = _elem[r]; //备份  
  
    remove( r, r+1 ); // “区间” 删除  
  
    return e; //返回被删除元素  
  
} // $\mathcal{O}(n-r)$ 
```

❖ 也就是将单元素视作区间的特例：

$$[r] = [r, r + 1)$$

❖ 反过来，通过反复调用remove(r)接口实现

remove(lo, hi)呢？

❖ 每次循环耗时，正比于删除区间的后缀长度

$$n - hi = \mathcal{O}(n)$$

而循环次数等于区间宽度

$$hi - lo = \mathcal{O}(n)$$

如此，将导致总体 $\mathcal{O}(n^2)$ 的复杂度

向量

无序向量：查找

e₂ - c₂

他便站起来，背着手踱来踱去，侧眼把那些人逐个个觑将去，
内中一个果然衣领上挂着一寸来长短彩线头

邓俊辉
deng@tsinghua.edu.cn

判等器 ~ 比较器 | 无序 ~ 有序

```
template <typename K, typename V> struct Entry { //词条模板类
    K key; V value; //关键码、数值

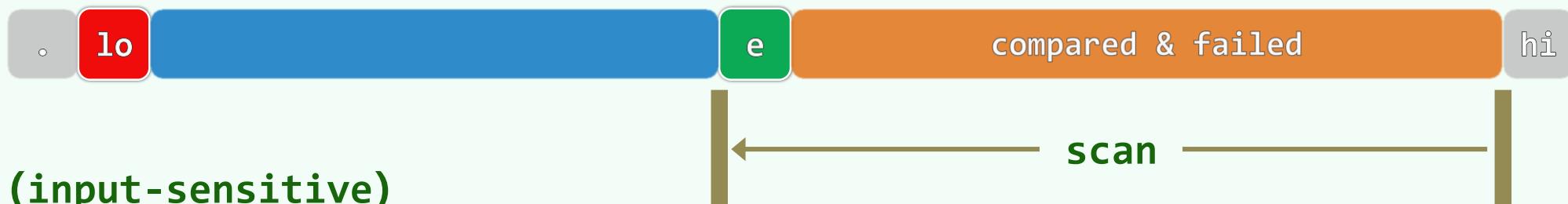
    Entry ( K k = K(), V v = V() ) : key ( k ), value ( v ) {}; //默认构造函数
    Entry ( Entry<K, V> const& e ) : key ( e.key ), value ( e.value ) {}; //克隆

    // 被判为相等的词条，未必相同
    bool operator== ( Entry<K, V> const& e ) { return key == e.key; } //等于
    bool operator!= ( Entry<K, V> const& e ) { return key != e.key; } //不等于

    // 得益于比较器和判等器，从此往后，不必严格区分词条及其对应的的关键码
    bool operator< ( Entry<K, V> const& e ) { return key < e.key; } //小于
    bool operator> ( Entry<K, V> const& e ) { return key > e.key; } //大于
};
```

无序向量：顺序查找

```
template <typename T> //0 <= lo < hi <= _size  
Rank Vector<T>::find( T const & e, Rank lo, Rank hi ) const { //O(hi-lo)  
    while ( (lo < hi--) && (e != _elem[hi]) ); //从后向前，顺序查找  
    return hi; //最靠后的命中者，或lo-1示意失败 (lo == 0时呢?)  
}
```



❖ 输入敏感 (input-sensitive)

最好 $\Theta(1)$, 最差 $\Theta(n)$, 有实质区别

向量

无序向量：去重

e₂ - c₃

鳳兮鳳兮，故是一鳳

你去问问你琏二婶子，正月里请吃年酒的日子拟了没有。若拟定了，叫书房里明白开了单子来，咱们再请时，就不能重犯了。旧年不留心重了几家，不说咱们不留神，倒象两宅商议定了送虚情怕费事一样

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

Vector::dedup()

```
template <typename T> Rank Vector<T>::dedup() { //剔除相等的元素
```

```
Rank oldSize = _size;
```

```
for ( Rank i = 1; i < _size; ) [e] [e] [i, n) (a)
```

```
if ( -1 == find( _elem[i], 0, i ) ) //O(i)  
    i++; [e] (b)
```

```
else
```

```
    remove(i); //O(_size - i) [e] (c)
```

```
return oldSize - _size;
```

```
} //O(n^2): 对于每一个e，只要find()不是最坏情况（查找成功），则remove()必执行
```

向量

无序向量：遍历

e2 - c4

让他们每个人轮流到你的宝座下，同样诚恳地坦白他们的内心，
然后再看有没有一个人敢向你说：“我比这个人好。”

邓俊辉
deng@tsinghua.edu.cn

遍历

❖ 对向量中的每一元素，统一实施visit()操作 //如何指定visit()? 如何将其传递到向量内部?

❖ `template <typename T>` //函数指针，只读或局部性修改

```
void Vector<T>::traverse( void ( * visit )( T & ) )  
{ for ( Rank i = 0; i < _size; i++ ) visit( _elem[i] ); }
```

❖ `template <typename T> template <typename VST>` //函数对象，全局性修改更便捷

```
void Vector<T>::traverse( VST & visit )  
{ for ( Rank i = 0; i < _size; i++ ) visit( _elem[i] ); }
```

实例：统一地将向量中的所有元素各自加一

- ❖ 先实现一个可使单个T类型元素加一的类（结构）

```
template <typename T> //假设T可直接递增或已重载操作符 “++”  
  
struct Increase //函数对象：通过重载操作符 “()” 实现  
  
{ virtual void operator()( T & e ) { e++; } }; //加一
```

- ❖ 再将其作为参数传递给遍历算法

```
template <typename T> void increase( Vector<T> & V )  
  
{ V.traverse( Increase<T>() ); } //即可以之作为基本操作，遍历向量
```

- ❖ 练习：模仿此例，实现统一的减一、加倍、求和等更多的遍历功能

向量

有序向量：唯一化

$e_2 - D_1$

我要你另换个主意，不许雷同了前人，只做个破题也使得

面壁计划已经恢复，您被指定为唯一的面壁者

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

有序性及其甄别：在有序序列中，任何一对相邻元素必顺序

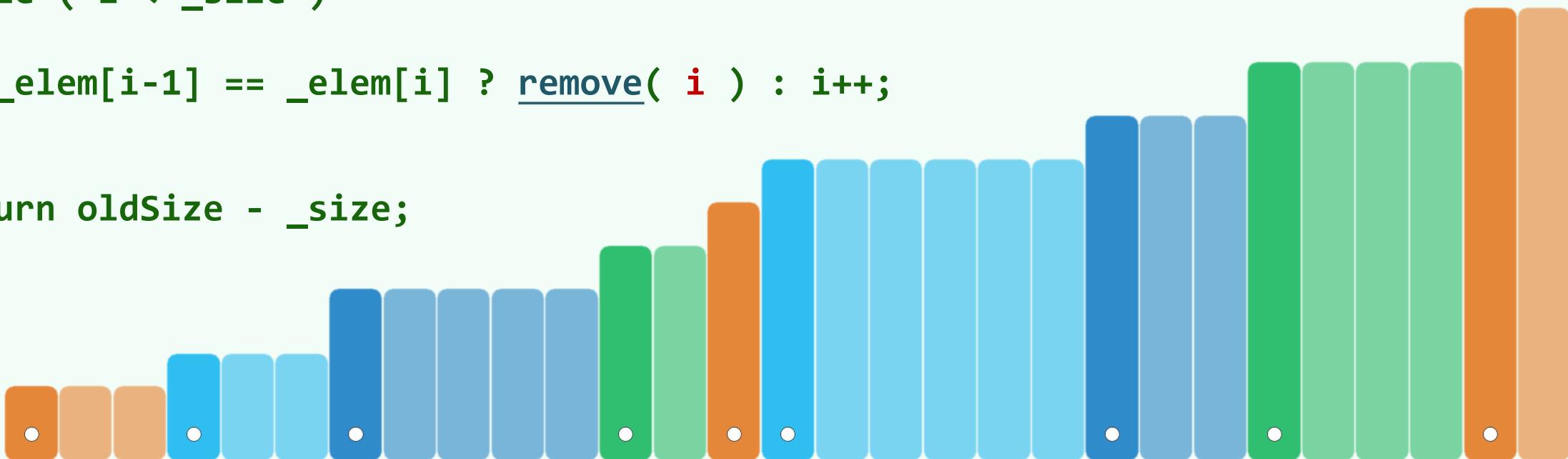
❖ 因此，相邻逆序对的数目，可在一定程度上度量向量的紊乱程度

```
❖ template <typename T> void checkOrder ( Vector<T> & V ) { //通过遍历
    int unsorted = 0; V.traverse( CheckOrder<T>(unsorted, V[0]) );
    if ( 0 < unsorted )
        printf ( "Unsorted with %d adjacent inversion(s)\n", unsorted );
    else
        printf ( "Sorted\n" );
}
```

❖ 无序向量经预处理转换为有序向量之后，相关算法多可优化

勤奋的低效算法

```
template <typename T> int Vector<T>::uniquify() {  
  
    int oldSize = _size; int i = 1;  
  
    while ( i < _size )  
  
        _elem[i-1] == _elem[i] ? remove( i ) : i++;  
  
    return oldSize - _size;  
}
```

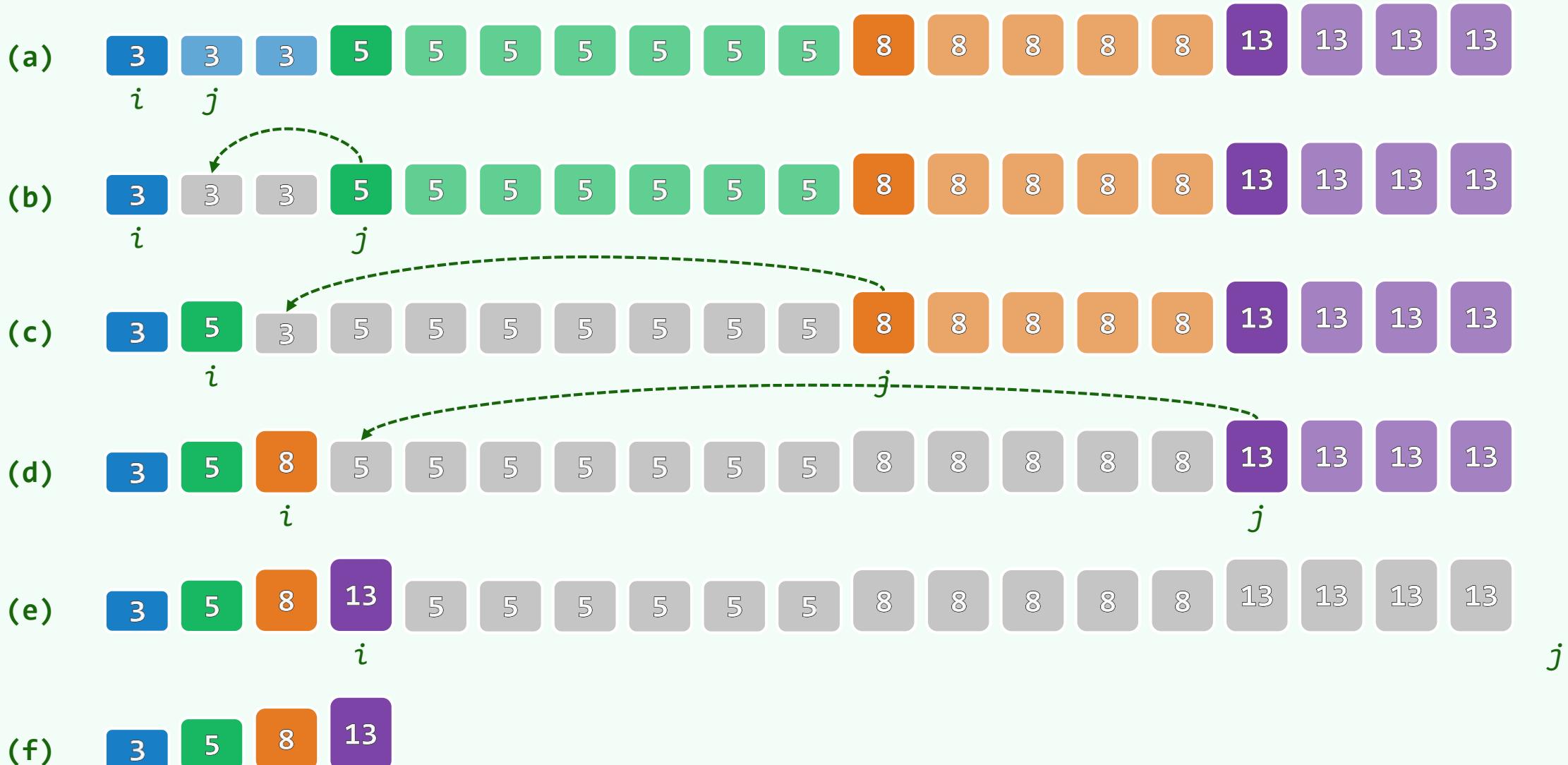


懒惰的高效算法: Two-Pointer Technique

```
template <typename T> int Vector<T>::uniquify() {  
  
    Rank i = 0, j = 0;  
  
    while ( ++j < _size )  
  
        if ( _elem[ i ] != _elem[ j ] )  
  
            _elem[ ++i ] = _elem[ j ]; //可能徒劳无益  
  
    _size = ++i;  
  
shrink();  
  
    return j - i;
```



实例



向量

有序向量：二分查找（版本A）

e₂ - D₂

自从爷爷去后，这山被二郎菩萨点上火，烧杀了大半...及至火灭烟消，出来时，又没花果养赡，难以存活，别处又去了一半。我们这一半，捱苦的住在山中，这两年，又被些打猎的抢了一半去也

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

统一接口

```
template <typename T> //查找算法统一接口, 0 <= lo < hi <= _size
```

```
Rank Vector<T>::search( T const & e, Rank lo, Rank hi ) const {
```

```
    return ( rand() % 2 ) ? //等概率地随机选用
```

```
        binSearch( _elem, e, lo, hi ) //二分查找算法, 或
```

```
        : fibSearch( _elem, e, lo, hi ); //Fibonacci查找算法
```

```
}
```



有序向量中，每个元素都是轴点

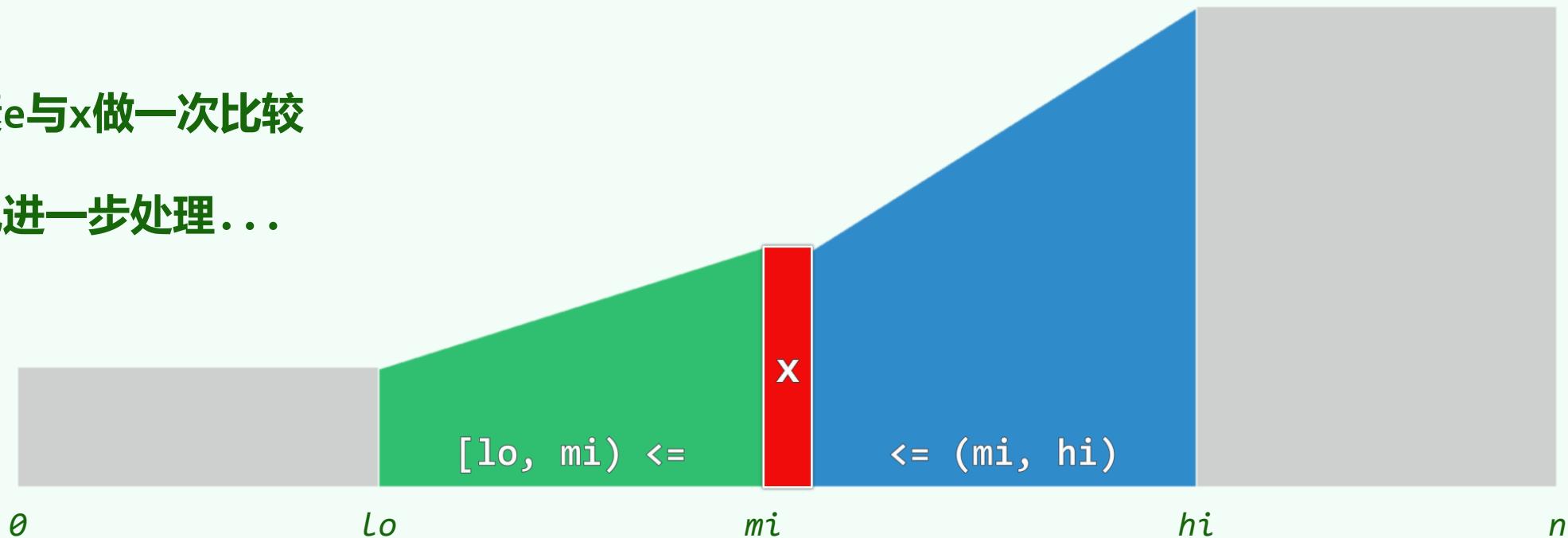
- 以任一元素 $x = [mi]$ 为界，都可将待查找区间 $[lo, hi)$ 分为三部分

$$[lo, mi) \leq [mi] \leq (mi, hi)$$

因此...

- 只需将目标元素 e 与 x 做一次比较

即可分**三种**情况进一步处理...

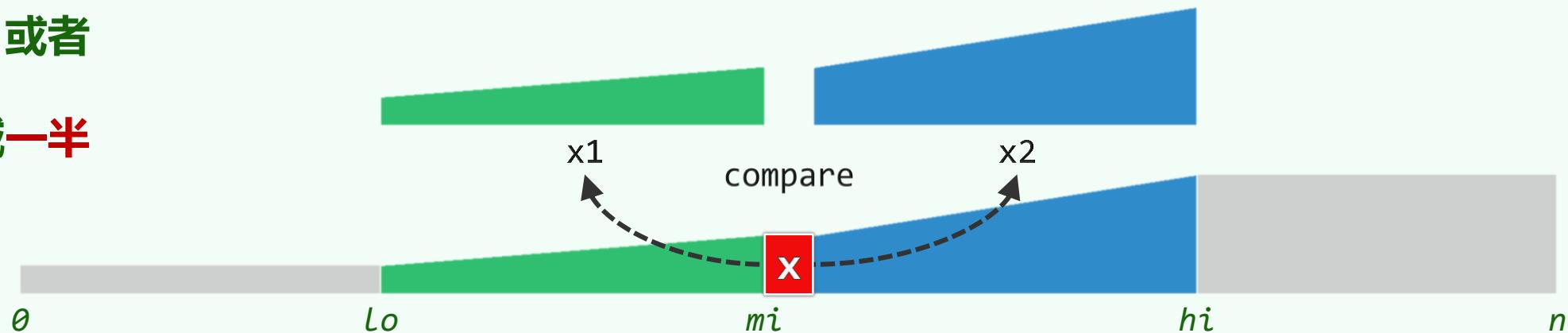


减而治之

- ❖ $e < x$: 则e若存在必属于**左侧子区间**, 故可 (减除 $[mi, hi]$ 并) 递归深入 $[lo, mi]$
- ❖ $x < e$: 则e若存在必属于**右侧子区间**, 亦可 (减除 $[lo, mi]$ 并) 递归深入 (mi, hi)
- ❖ $e = x$: 已在此处**命中**, 可随即返回 //若有多处, 返回何者?

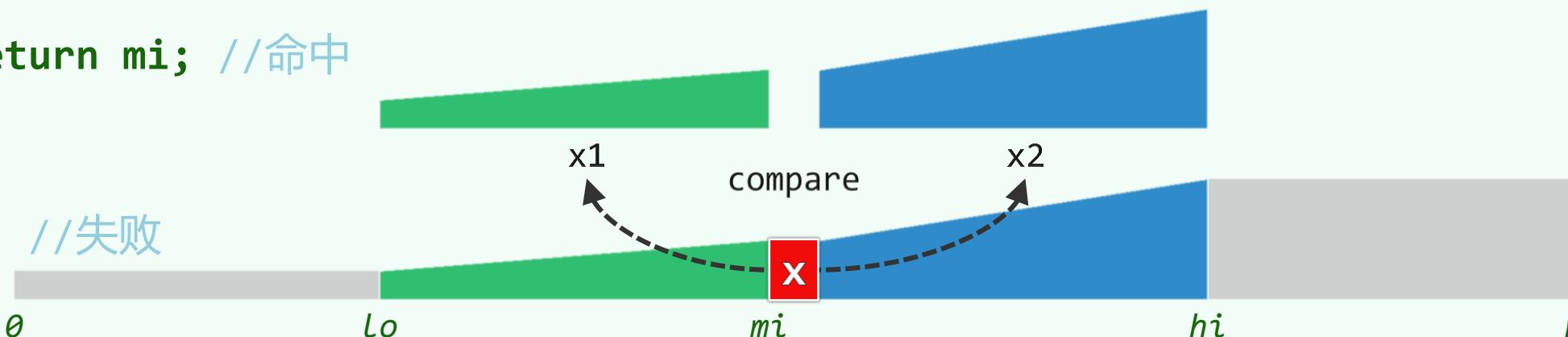
- ❖ 若轴点 mi 取作中点, 则每经过**至多两次比较**

- ❖ 或者能够命中, 或者
将问题规模缩减一半



实现

```
template <typename T> //在有序向量[lo, hi)区间内查找元素e  
static Rank binSearch( T * s, T const & e, Rank lo, Rank hi ) {  
    while ( lo < hi ) { //每步迭代可能要做两次比较判断，有三个分支  
        Rank mi = ( lo + hi ) >> 1; //以中点为轴点（区间宽度折半，其数值表示右移一位）  
        if ( e < s[mi] ) hi = mi; //深入前半段[lo, mi)  
        else if ( s[mi] < e ) lo = mi + 1; //深入后半段(mi, hi)  
        else return mi; //命中  
    }  
    return -1; //失败  
}
```



实例 + 复杂度

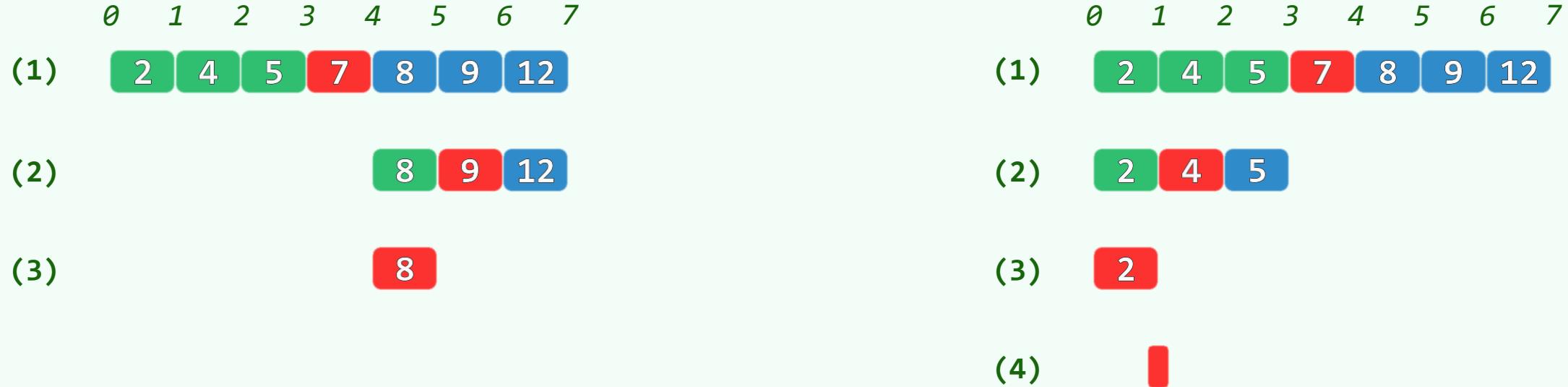
S.search(8, 0, 7):

经 $2 + 1 + 2 = 5$ 次比较，在S[4]命中



S.search(3, 0, 7):

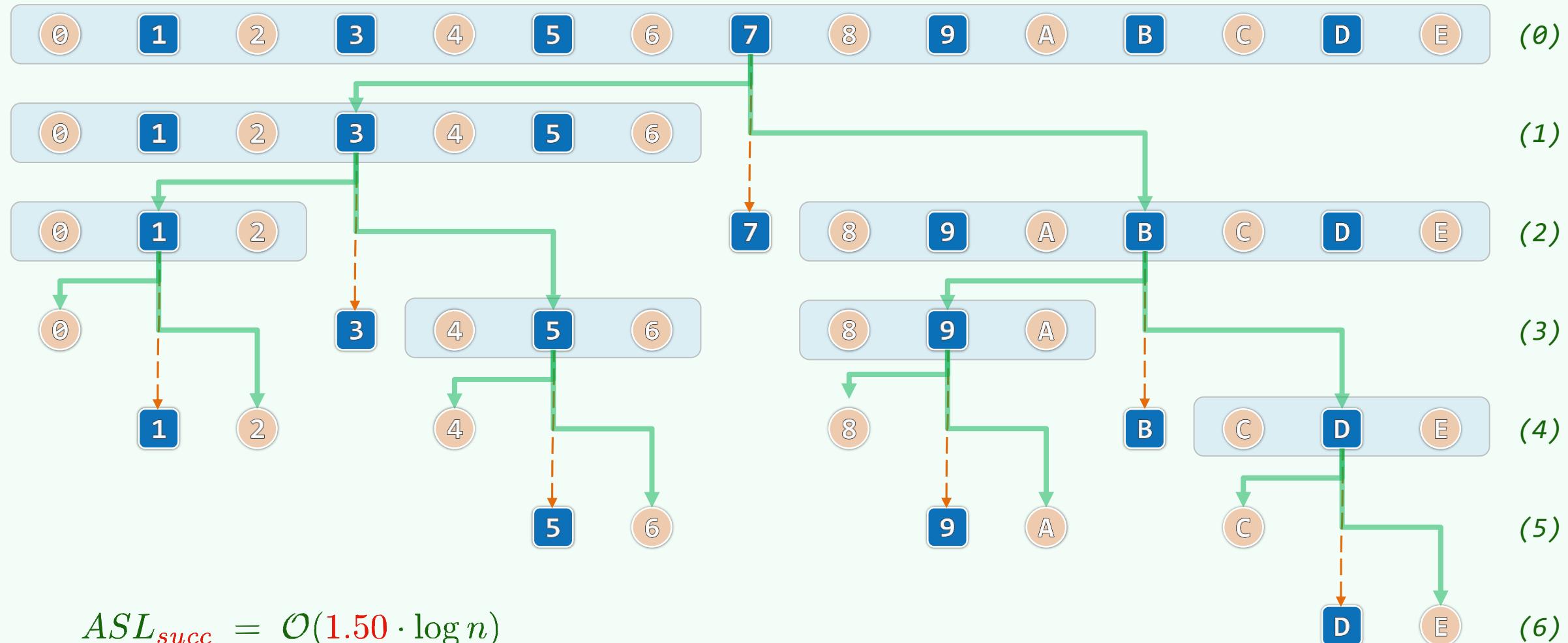
经 $1 + 1 + 2 = 4$ 次比较，在S[1]失败



❖ 线性“递归”： $T(n) = T(n/2) + \mathcal{O}(1) = \mathcal{O}(\log n)$ ，大大优于顺序查找

“递归”跟踪：轴点总能取到中点，递归深度 $\mathcal{O}(\log n)$ ；各递归实例仅耗时 $\mathcal{O}(1)$

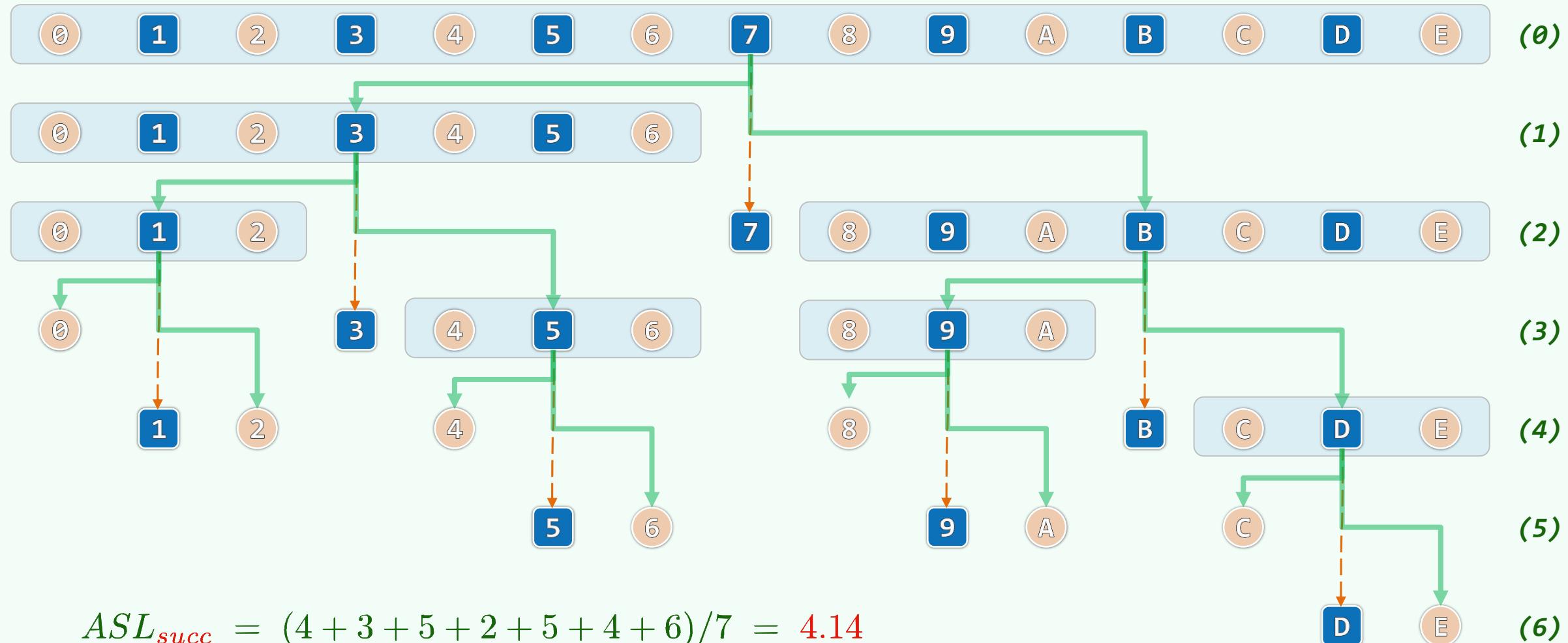
关键码的比较次数 ~ 平均查找长度 (Average Search Length)



$$ASL_{succ} = \mathcal{O}(1.50 \cdot \log n)$$

$$ASL_{fail} = \mathcal{O}(1.50 \cdot \log n)$$

实例：n = 7, 按等概率估算



$$ASL_{succ} = (4 + 3 + 5 + 2 + 5 + 4 + 6)/7 = 4.14$$

$$ASL_{fail} = (3 + 4 + 4 + 5 + 4 + 5 + 5 + 6)/8 = 4.50$$

向量

有序向量：Fibonacci查找

$\theta_2 - D_3$

他又想来想去，又想不出好地方，于是终于决心，假定
这“幸福的家庭”所在的地方叫做A

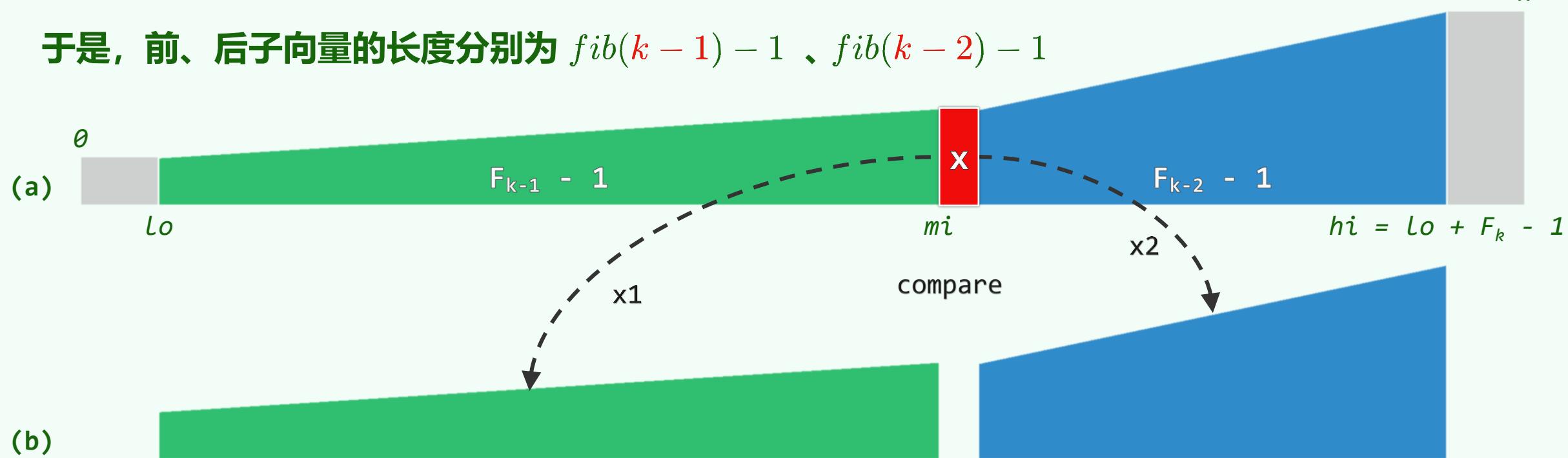
常伟思微微一笑说：这个比例很奇怪，是吗？

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

思路及原理

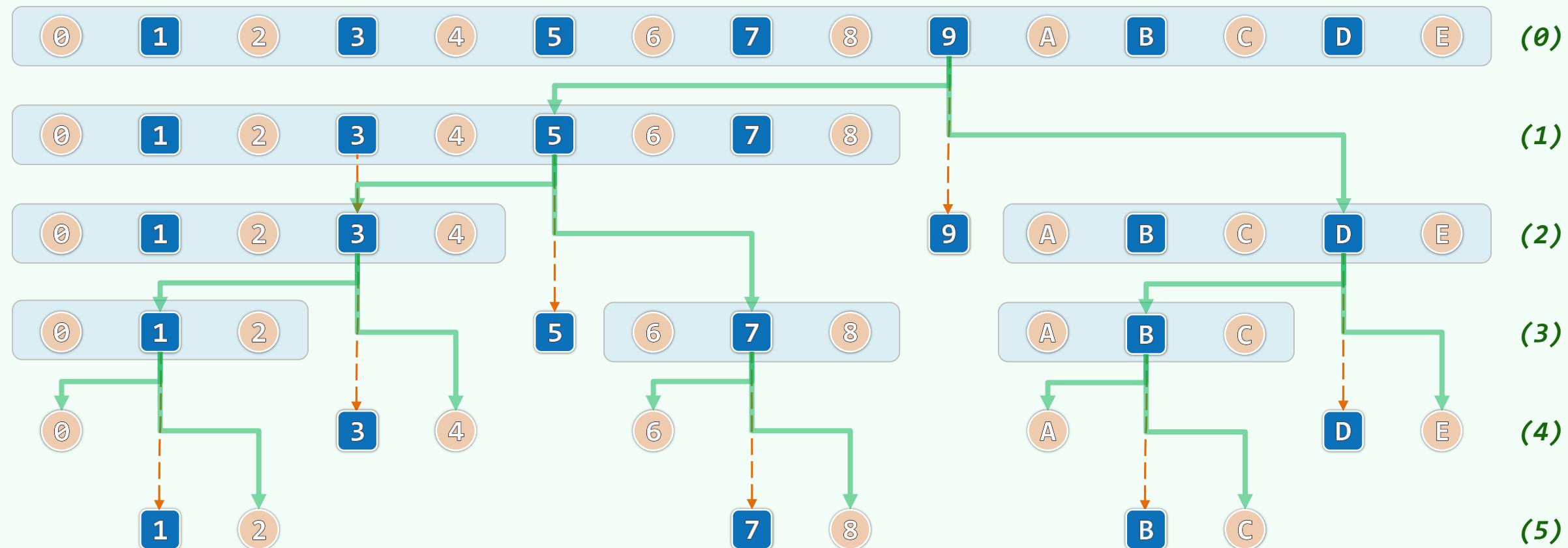
- ❖ 版本A：转向左、右分支前的关键码**比较次数不等**，而**递归深度却相同**
- ❖ 通过**递归深度的不均衡对转向成本的不均衡做补偿**，平均查找长度应能进一步缩短！
- ❖ 比如，若有 $n = fib(k) - 1$ ，则可取 $mi = fib(k - 1) - 1$
于是，前、后子向量的长度分别为 $fib(k - 1) - 1$ 、 $fib(k - 2) - 1$



实现

```
template <typename T> //0 <= lo <= hi <= _size
static Rank fibSearch( T * S, T const & e, Rank lo, Rank hi ) {
    for ( Fib fib(hi - lo); lo < hi; ) { //Fib数列制表备查
        while ( hi - lo < fib.get() ) fib.prev(); //自后向前顺序查找轴点 (分摊 $O(1)$ )
        Rank mi = lo + fib.get() - 1; //确定形如Fib(k)-1的轴点
        if ( e < S[mi] ) hi = mi; //深入前半段[lo, mi)
        else if ( S[mi] < e ) lo = mi + 1; //深入后半段(mi, hi)
        else return mi; //命中
    }
    return -1; //失败
} //有多个命中元素时，不能保证返回秩最大者；失败时，简单地返回-1，而不能指示失败的位置
```

平均查找长度：常系数略优

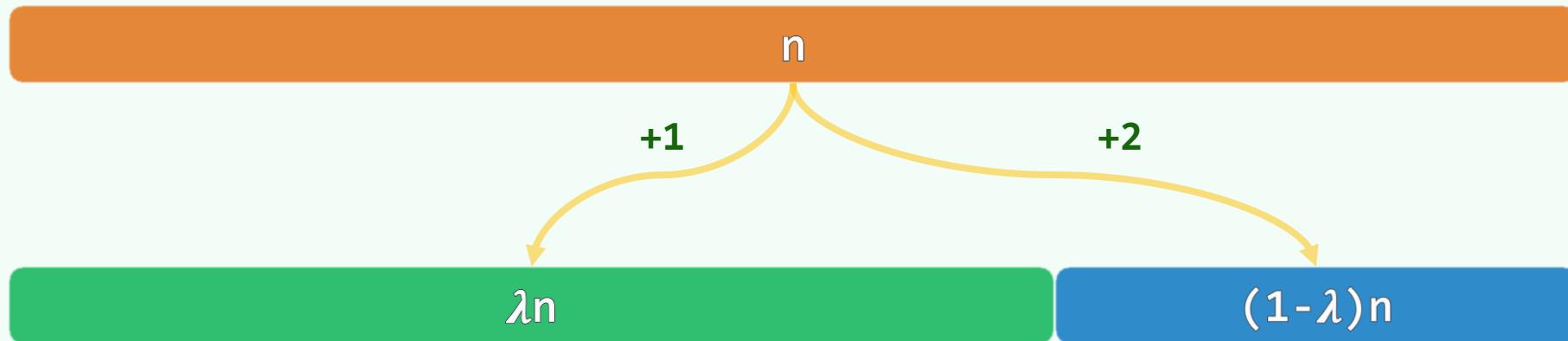


$$ASL_{succ} = (5 + 4 + 3 + 5 + 2 + 5 + 4) / 7 = 28 / 7 = 4.00 \quad (6)$$

$$ASL_{fail} = (4 + 5 + 4 + 4 + 5 + 4 + 5 + 4) / 8 = 35 / 8 = 4.38 \quad (7)$$

通用策略

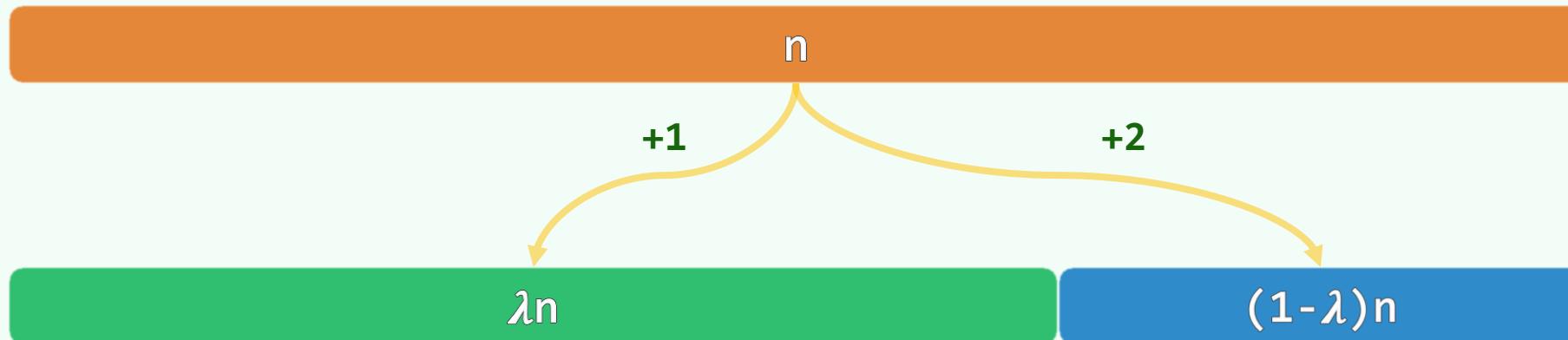
- ❖ 在任何区间 $[0, n)$ 内，总是选取 $[\lambda \cdot n]$ 作为轴点， $0 \leq \lambda < 1$
- 比如：二分查找对应于 $\lambda = 0.5$ ，Fibonacci查找对应于 $\lambda = \phi = 0.6180339\dots$



- ❖ 这类查找算法的渐近复杂度为 $\alpha(\lambda) \cdot \log_2 n = \mathcal{O}(\log n)$
- ❖ 常系数 $\alpha(\lambda)$ 何时达到最小...

$$\phi = 0.6180339\dots$$

❖ 递推式: $\alpha(\lambda) \cdot \log_2 n = \lambda \cdot [1 + \alpha(\lambda) \cdot \log_2 (\lambda n)] + (1 - \lambda) \cdot [2 + \alpha(\lambda) \cdot \log_2 ((1 - \lambda)n)]$



❖ 整理后: $\frac{-\ln 2}{\alpha(\lambda)} = \frac{\lambda \cdot \ln \lambda + (1 - \lambda) \cdot \ln(1 - \lambda)}{2 - \lambda}$

❖ 当 $\lambda = \phi = (\sqrt{5} - 1)/2$ 时, $\alpha(\lambda) = 1.440420\dots$ 达到最小

向量

有序向量：二分查找（版本B）

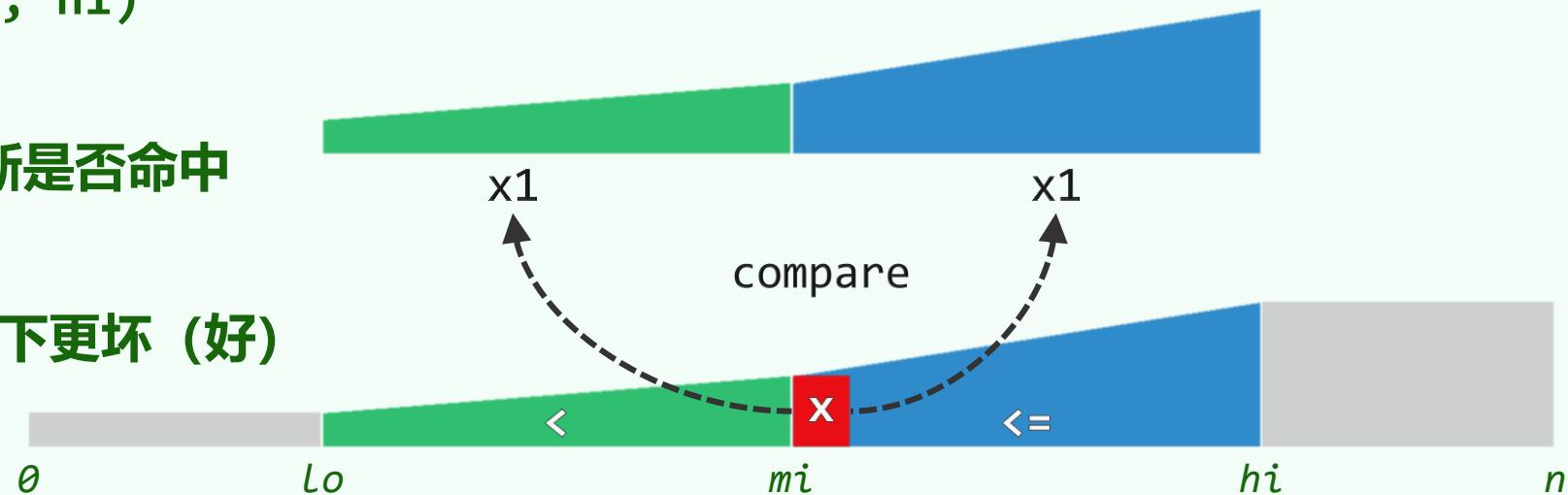
e₂ - D₄

和微风匀到一起的光，象冰凉的刀刃儿似的，把宽静的大街切成两半，一半儿黑，一半儿亮。那黑的一半，使人感到阴森，亮的一半使人感到凄凉

邓俊辉
deng@tsinghua.edu.cn

改进思路

- ❖ 二分查找中左、右分支转向代价不平衡的问题，也可直接解决，比如...
每次迭代仅做1次关键码比较；如此，所有分支只有2个方向，而不再是3个
- ❖ 同样地，轴点 mi 取作中点，则查找每深入一层，问题规模依然会缩减一半
 - $e < x$: 则深入左侧的 $[lo, mi)$
 - $x \leq e$: 则深入右侧的 $[mi, hi)$
- ❖ 直到 $hi - lo = 1$ ，才明确判断是否命中
- ❖ 相对于版本A，最好（坏）情况下更坏（好）
整体性能更趋均衡



实现

```
template <typename T>

static Rank binSearch( T * s, T const & e, Rank lo, Rank hi ) {

    while ( 1 < hi - lo ) { //有效查找区间的宽度缩短至1时，算法才终止

        Rank mi = (lo + hi) >> 1; //以中点为轴点，经比较后确定深入[lo, mi)或[mi, hi)

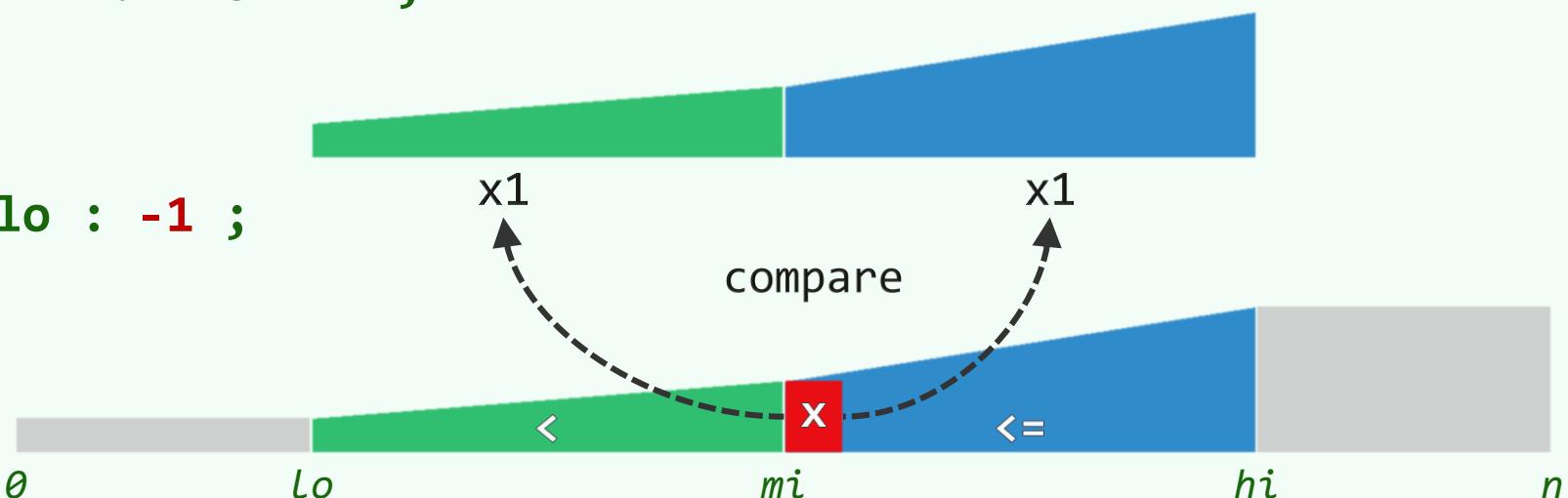
        e < s[mi] ? hi = mi : lo = mi;

    } //出口时hi = lo + 1

    return e == s[lo] ? lo : -1 ;

}
```

❖ 返回命中处的秩，或失败标志



返回更多信息

❖ 如何统一地处置各种情况? 比如

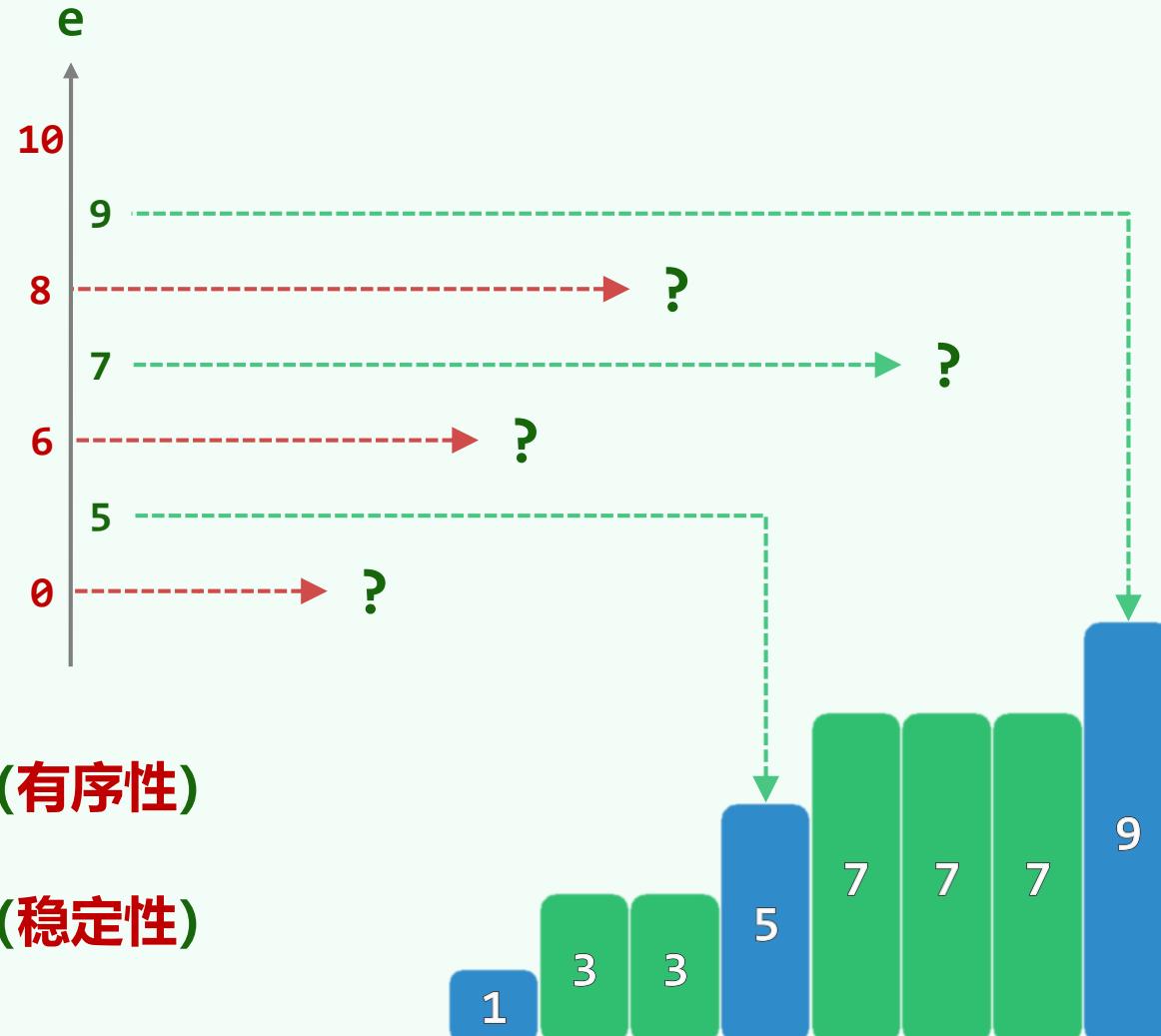
- 目标元素**不存在**; 或反过来
- 目标元素同时存在**多个**

❖ 面向未来, 有序向量自身又当如何便捷地维护?

比如: `V.insert(1 + V.search(e), e)`

- 即便**失败**, 也需要给出新元素可安置的位置 (**有序性**)
- 若有**相等的元素**, 也需按其插入的次序排列 (**稳定性**)

❖ 为此, 需要更为精细、明确、简捷地定义search()的返回值



返回值的语义扩充

❖ 约定总是返回 $m = \underline{\text{search}}(e) = M-1$

$$-\infty \leq m = \max\{k \mid [k] \leq e\}$$

$$\min\{k \mid e < [k]\} = M \leq +\infty$$

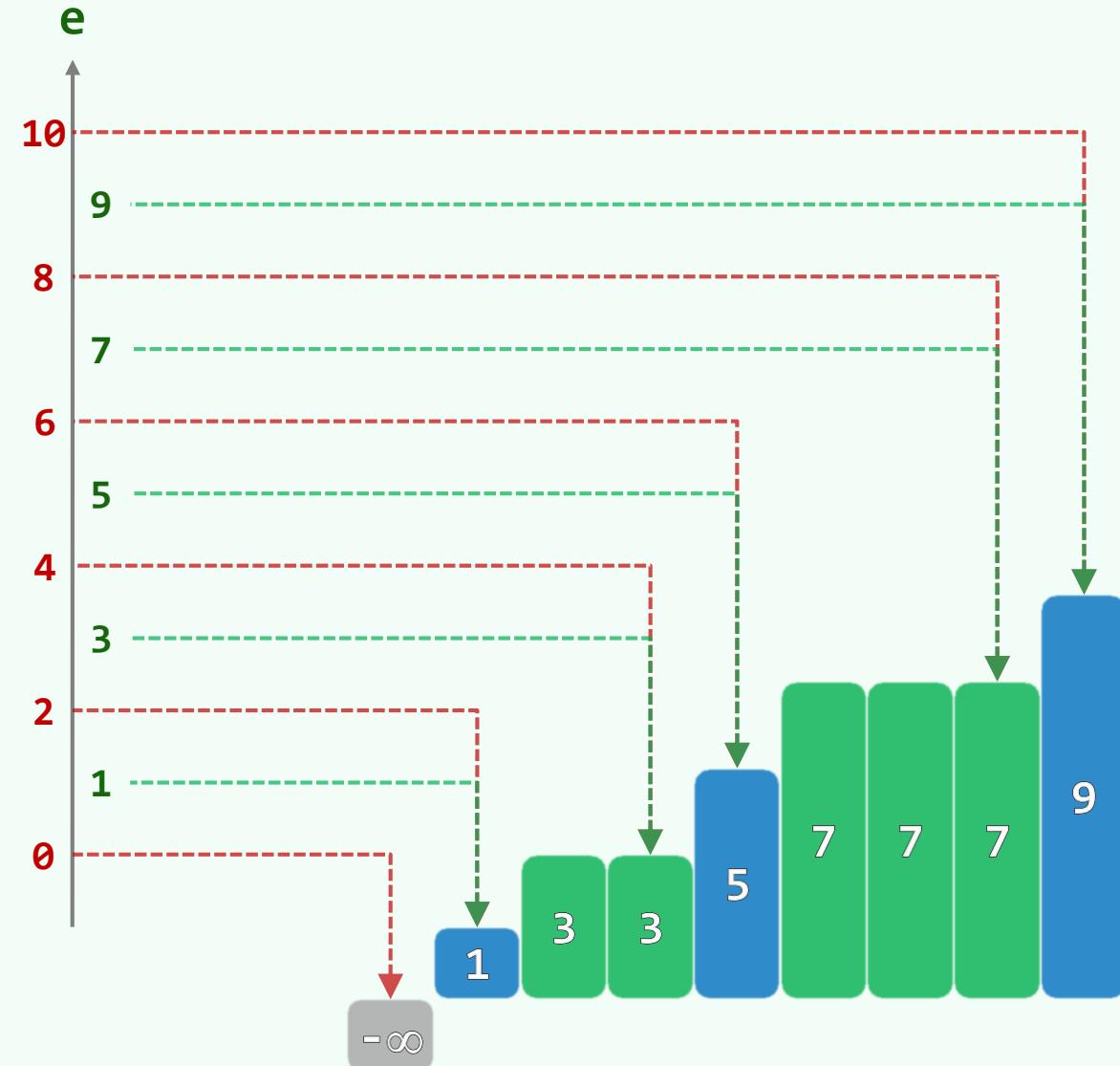
❖ 直接改进版本B:

```
return e == S[lo] ? lo : -1 ;
```

```
return e < S[lo] ? lo-1 : lo ;
```

❖ 虽可行，但不免有些蹩脚

有没有...更为...简明、高明的...实现方式?



向量

有序向量：二分查找（版本C）

e2-d5

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

Outward failure may be a manifested variant of inward success.

实现

```
template <typename T>

static Rank binSearch( T * S, T const & e, Rank lo, Rank hi ) {

    while ( lo < hi ) { //不变性: [0, lo) <= e < [hi, n)

        Rank mi = (lo + hi) >> 1;

        e < S[mi] ? hi = mi : lo = mi + 1; // [lo, mi) 或 (mi, hi), [mi] 或被遗漏?

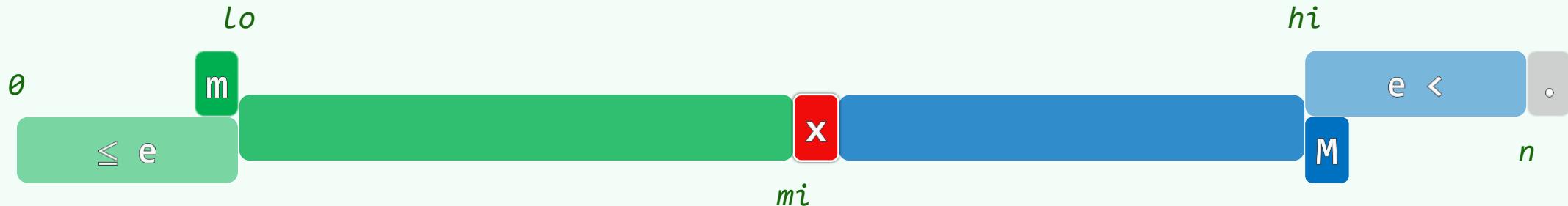
    } //出口时, 区间宽度缩短至0, 且必有[lo = hi] = M

    return lo - 1; //至此, [lo] 为大于e的最小者, 故[lo-1] = m 即为不大于e的最大者

} //留意与版本B的差异
```

❖ 无论成功与否, 返回的秩必然会严格地符合接口的语义约定...

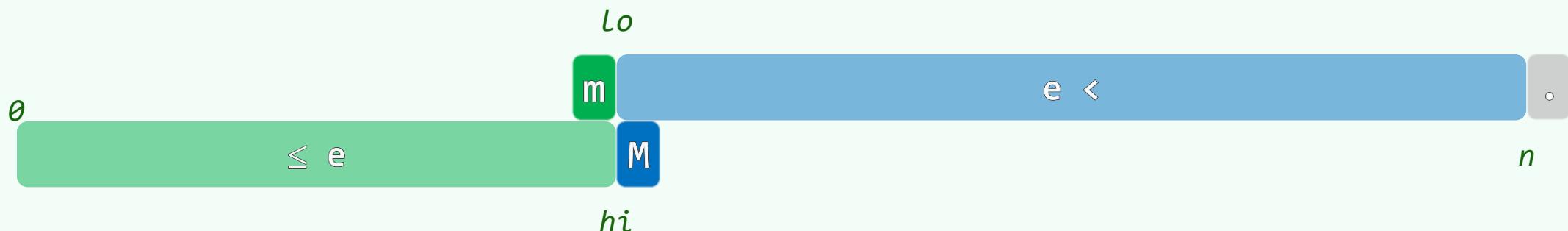
Loop Invariant: $[0, lo) \leq e < [hi, n)$



❖ 在算法执行过程中的任意时刻

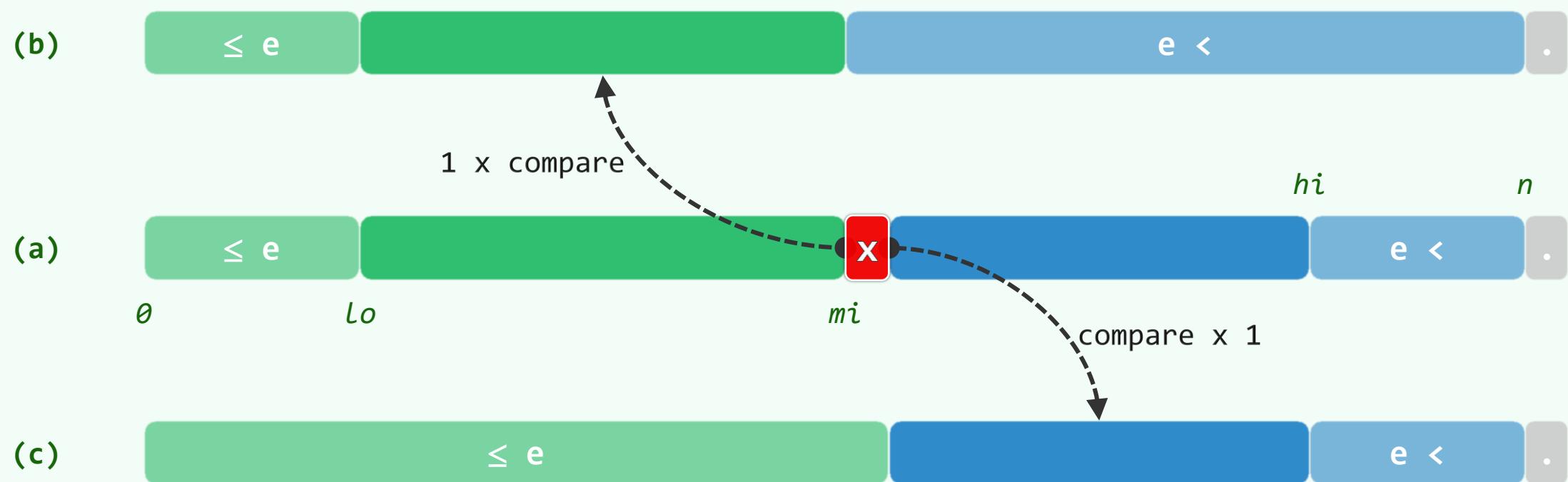
- $[lo-1]$ 总是 (截至当前已确认的) 不大于 e 的最大者 (m)
- $[hi]$ 总是 (截至当前已确认的) 大于 e 的最小者 (M)

❖ 当算法终止时, $[lo-1] = [hi-1]$ 即是 (全局) 不大于 e 的最大者

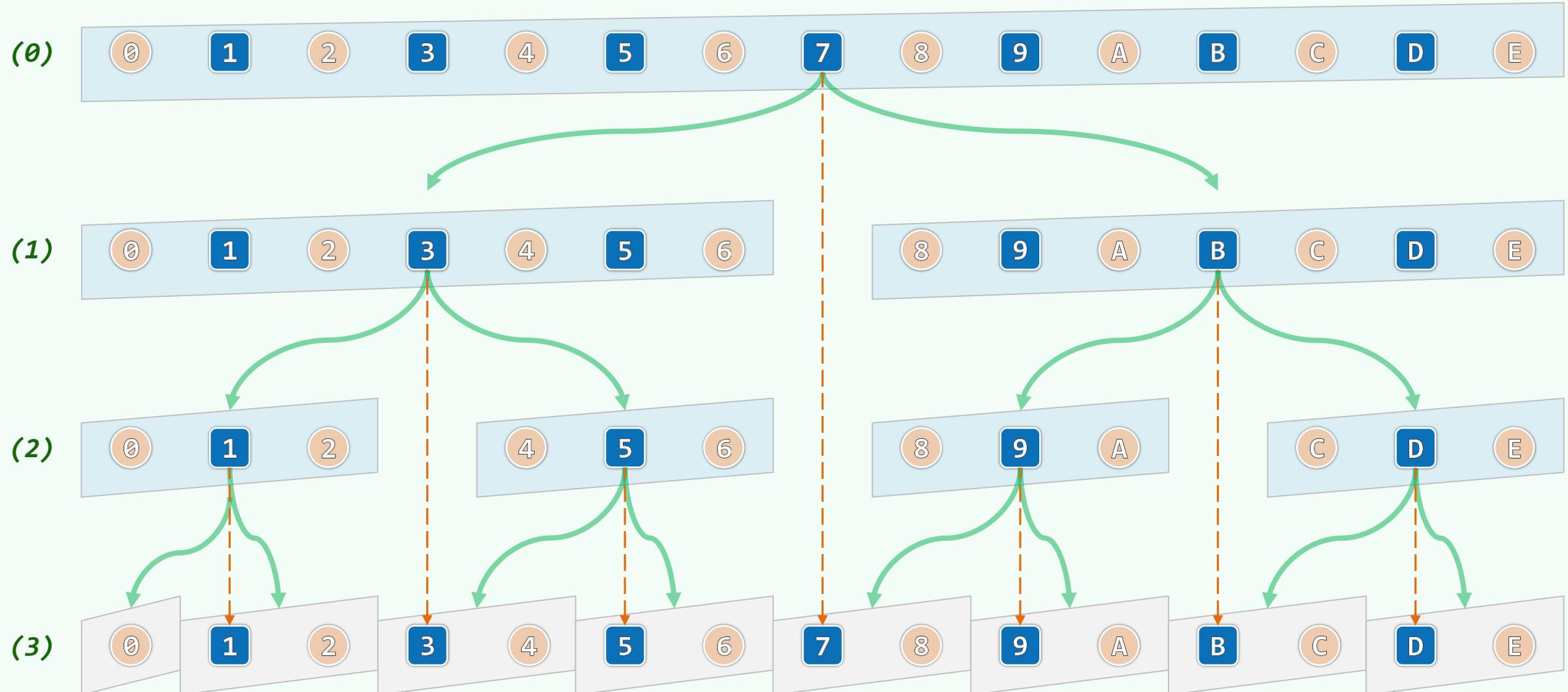


Loop Invariant: $[0, lo) \leq e < [hi, n)$

- ❖ 初始时, $lo = 0$ 且 $hi = n$, $[0, lo) = [hi, n) = \emptyset$, 自然成立
- ❖ 数学归纳: 假设不变性一直保持至(a); 以下无非两种情况 . . .



平均查找长度: $ASL_{succ} = ASL_{fail} = \mathcal{O}(1.00 \cdot \log n)$



向量

有序向量：插值查找

e2 - D6

...那么在最后剩下的一万个猎手中，肯定有人会做出这样的选择：向那个位置开一枪试试...

你去用剃刀开采花岗岩吧，或用丝线系泊船，然后你兴许就能明白，我们无法指望用人类的知识和理性这样锋利却脆弱的工具，来对抗如巨人般的人类激情和傲慢

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

原理与算法

❖ 大数定律：越长的序列，元素的分布越有规律

最为常见：独立且均匀的随机分布

❖ 于是：[lo, hi]内各元素应大致呈线性趋势增长

$$\frac{mi - lo}{hi - lo} \approx \frac{e - A[lo]}{A[hi] - A[lo]}$$

❖ 因此：通过猜测轴点 mi ，可以极大地提高收敛速度

$$mi \approx lo + (hi - lo) \cdot \frac{e - A[lo]}{A[hi] - A[lo]}$$

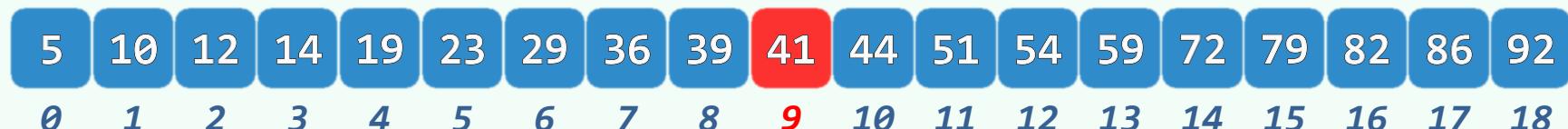
❖ 以英文词典为例：**binary**大致位于2/26处

search大致位于19/26处

[lo]	0	A	1	[1, 53)
	1	B	74	[53, 104)
	2	C	158	[104, 156)
	3	D	292	[156, 208)
	4	E	368	[208, 259)
	5	F	409	[259, 311)
	6	G	473	[311, 363)
	7	H	516	[363, 414)
	8	I	562	[414, 466)
	9	J	607	[466, 518)
	10	K	617	[518, 569)
	11	L	628	[569, 621)
	12	M	681	[621, 673)
	13	N	748	[673, 724)
	14	O	771	[724, 776)
	15	P	806	[776, 827)
	16	Q	915	[827, 879)
	17	R	922	[879, 931)
	18	S	1002	[931, 982)
	19	T	1176	[982, 1034)
	20	U	1253	[1034, 1086)
	21	V	1271	[1086, 1137)
	22	W	1289	[1137, 1189)
	23	X	1337	[1189, 1241)
	24	Y	1338	[1241, 1292)
	25	Z	1341	[1292, 1344)
[hi]	26		1344	

实例

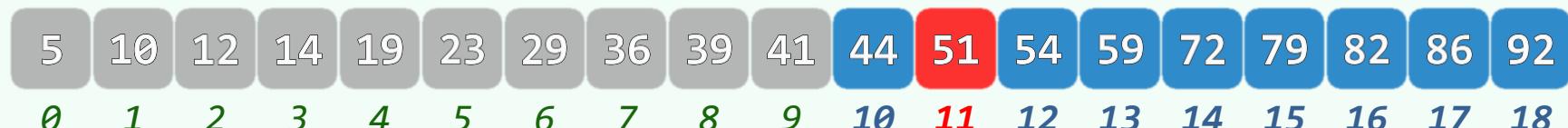
❖ 查找目标: $e = 50$



❖ $lo = 0, hi = 18$

插值: $mi = 0 + (18 - 0)*(50 - 5)/(92 - 5) = 9$

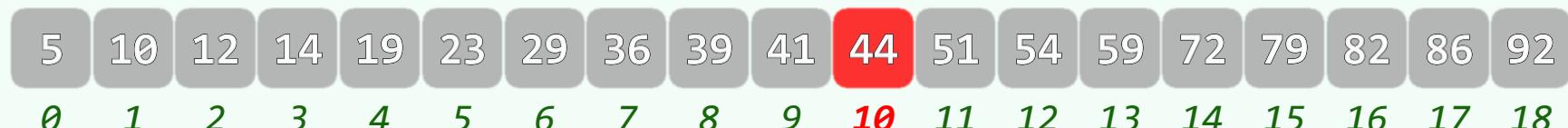
比较: $A[9] = 41 < e$



❖ $lo = 10, hi = 18$

插值: $mi = 10 + (18 - 10)*(50 - 44)/(92 - 44) = 11$

比较: $A[11] = 51 > e$



❖ $lo = hi = 10$

插值: $mi = 10$

比较: $A[10] = 44 < e$, 故返回: NOT_FOUND

性能

❖ 最坏: $hi - lo = \mathcal{O}(n)$

//具体实例?

❖ 平均: 每经一次比较, 待查找区间宽度由 n 缩至 \sqrt{n} // [Yao76, PIA78], 习题解析[2-24]

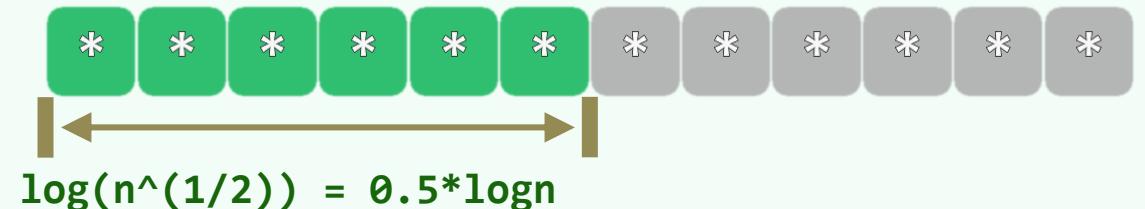
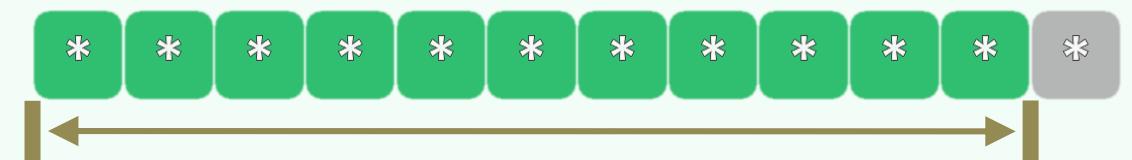
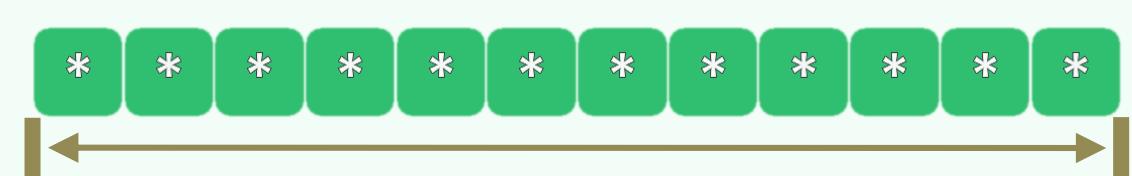
$$n \rightarrow \sqrt{n} \rightarrow \sqrt{\sqrt{n}} \rightarrow \sqrt{\sqrt{\sqrt{n}}} \rightarrow \dots \rightarrow 2$$

$$\underbrace{n \rightarrow n^{1/2^1} \rightarrow n^{1/2^2} \rightarrow n^{1/2^3} \rightarrow \dots \rightarrow 2}_{\mathcal{O}(\log \log n)}$$

❖ 每经一次比较,

查找区间宽度的数值 n 开方, 有效字长 $\log n$ 减半

- 插值查找 = 在字长意义上的折半查找
- 二分查找 = 在字长意义上的顺序查找



综合评价

❖ 从 $\Theta(\log n)$ 到 $\Theta(\log \log n)$, 优势**并不明显**
(除非查找表极长, 或比较操作成本极高)

比如, $n = 2^{(2^5)} = 2^{32} = 4G$ 时

- $\log_2(n) = 32$
- $\log_2(\log_2(n)) = 5$

❖ 须引入**乘法、除法运算**

❖ 易受**畸形分布**的干扰和“蒙骗”

❖ 实际可行的方法: 算法接力

- 首先通过**插值查找**迅速将查找范围缩小到一定的尺度
- 然后再改为**二分查找**进一步缩小范围
- 最后 (当数据项只有200 ~ 300时) 改用**顺序查找**

向量

起泡排序

通过感觉，物体会——呈现在我们的面前，就像在自然中一样；
通过比较，我重新安排或者调整它们的顺序

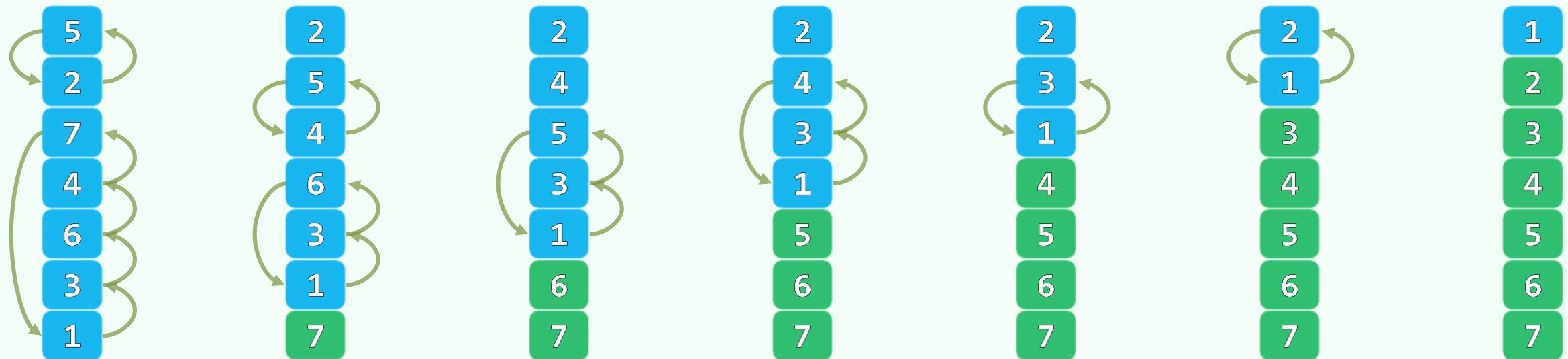
十五年中，这古园的形体被不能理解它的人肆意雕琢，幸好有些
东西是任谁也不能改变它的

邓俊辉
deng@tsinghua.edu.cn

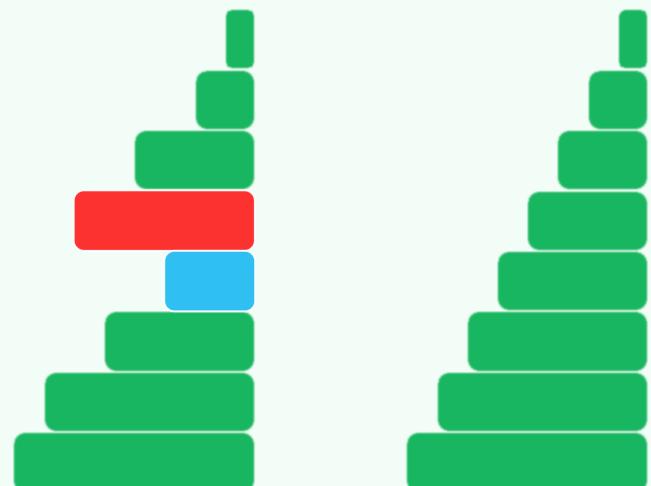
排序器：统一入口

```
template <typename T> void Vector<T>::sort( Rank lo, Rank hi ) {  
    switch ( rand() % 6 ) {  
        case 1 : bubbleSort( lo, hi ); break; //起泡排序  
        case 2 : selectionSort( lo, hi ); break; //选择排序 (习题)  
        case 3 : mergeSort( lo, hi ); break; //归并排序  
        case 4 : heapSort( lo, hi ); break; //堆排序 (第12章)  
        case 5 : quickSort( lo, hi ); break; //快速排序 (第14章)  
        default : shellSort( lo, hi ); break; //希尔排序 (第14章)  
    } //随机选择算法，以尽可能充分地测试。应用时可视具体问题的特点，灵活确定或扩充  
}
```

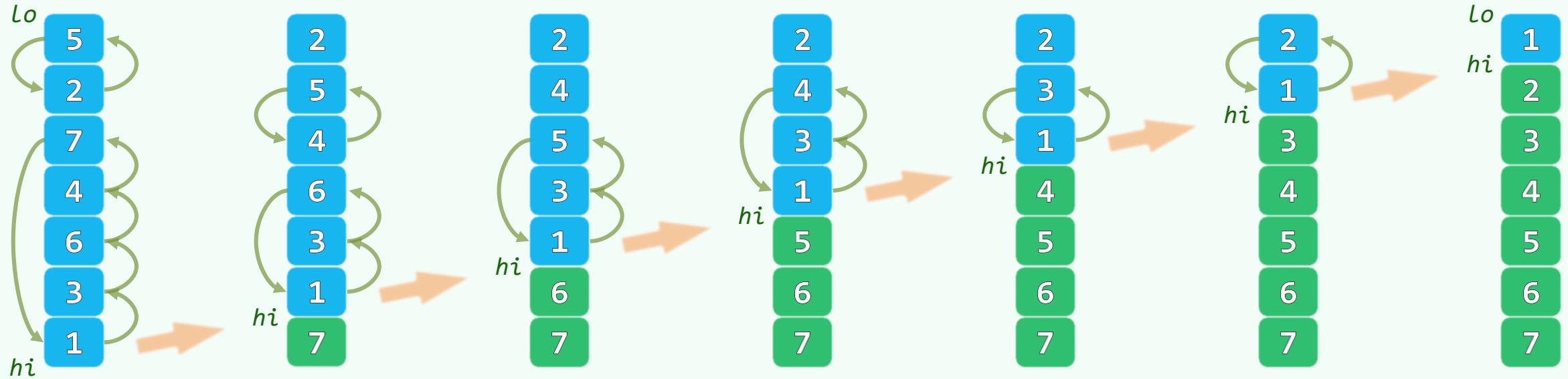
构思：反复地扫描交换



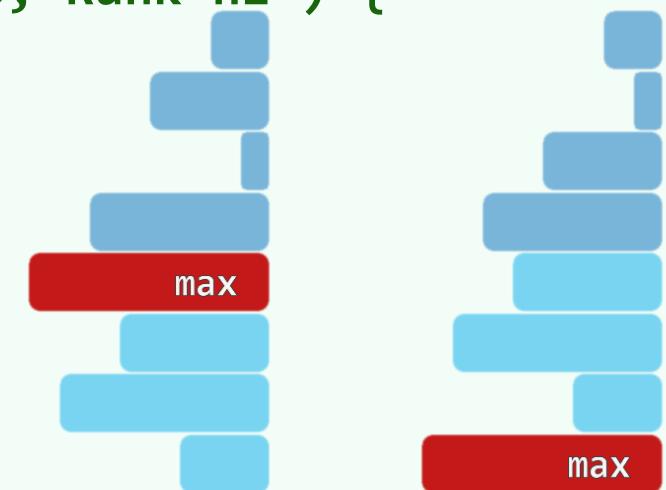
- ❖ 观察：**有序/无序序列中，任何/总有一对相邻元素顺序/逆序**
- ❖ 扫描交换：依次比较每一对相邻元素；如有必要，交换之
直至某趟扫描后，确认相邻元素均已顺序
- ❖ 迟早会有这么一天？如果有，**至多需做多少趟扫描交换？**



基本版

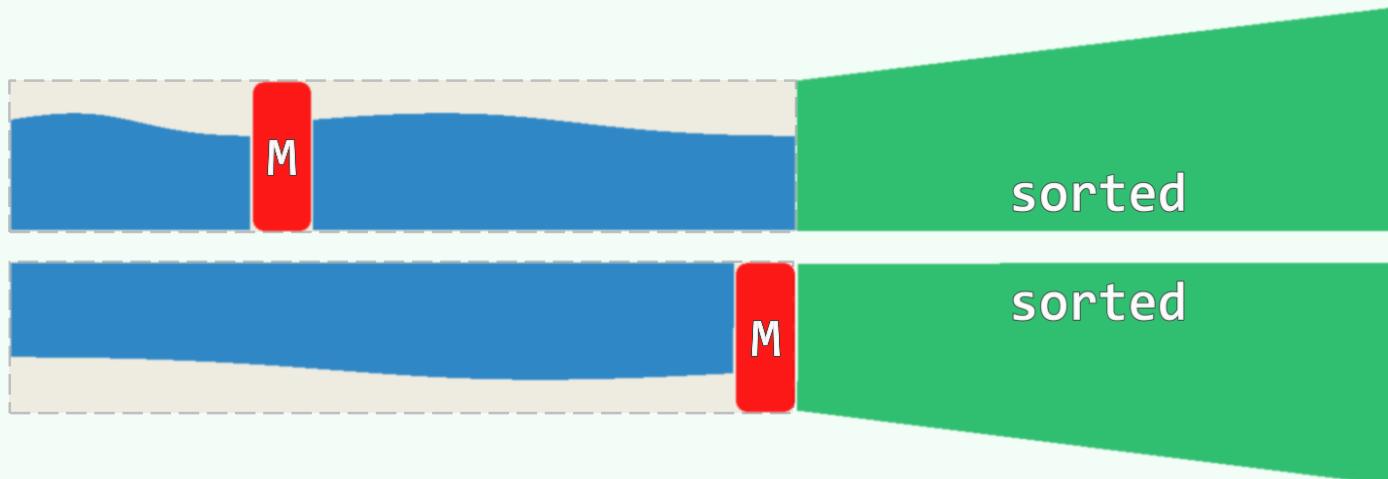


```
template <typename T> void Vector<T>::bubbleSort( Rank lo, Rank hi ) {  
    while ( lo < --hi ) //逐趟起泡扫描  
        for ( Rank i = lo; i < hi; i++ ) //逐对检查相邻元素  
            if ( _elem[i] > _elem[i + 1] ) //若逆序  
                swap( _elem[i], _elem[i + 1] ); //则交换  
}
```

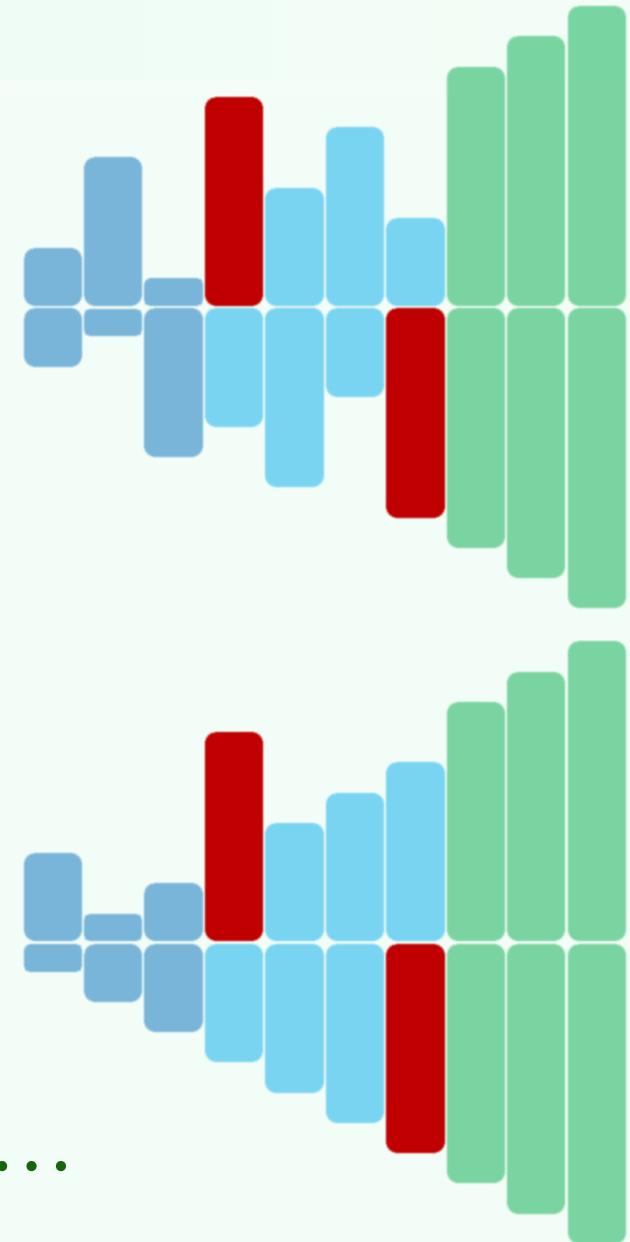


正确性 + 最好情况

- ❖ Loop Invariant: 经 k 趟扫描交换后，最大的 k 个元素必然就位
- ❖ Convergence: 经 k 趟扫描交换后，问题规模缩减至 $n-k$
- ❖ Correctness: 经至多 n 趟扫描后，算法必然终止，且能给出正确解答



- ❖ $n-1$ 趟起泡扫描一定足够，但往往不必，比如...
- ❖ $[hi]$ 就位后， $[lo, hi]$ 可能已经有序 (sorted) —— 此时，应该可以...

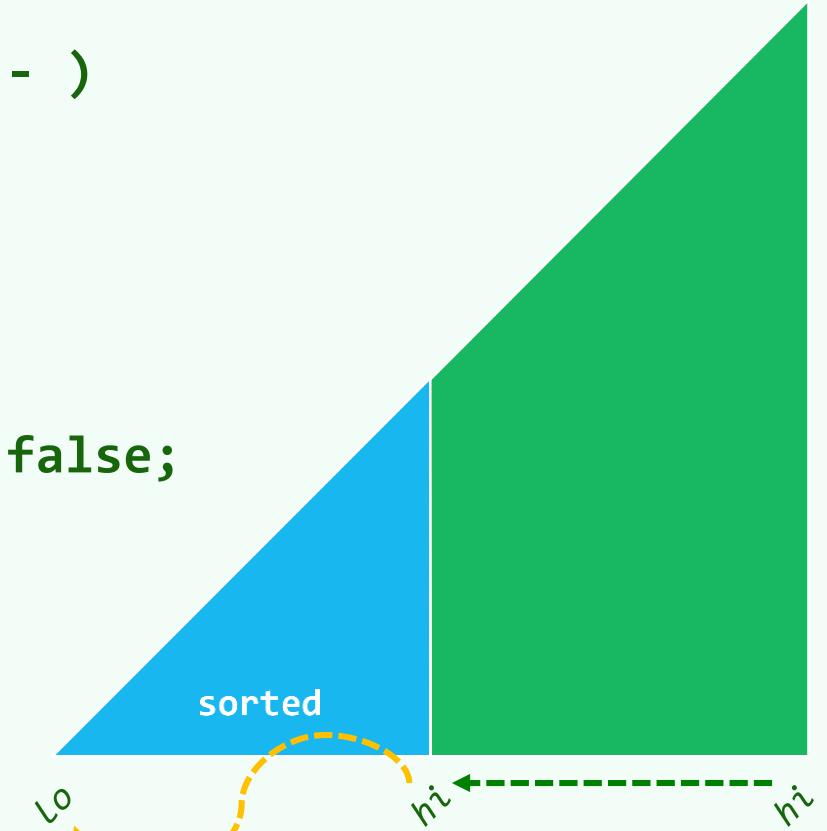


提前终止版

```
template <typename T> void Vector<T>::bubbleSort( Rank lo, Rank hi ) {  
    for ( bool sorted = false; sorted = !sorted; hi-- )  
        for ( Rank i = lo + 1; i < hi; i++ )  
            if ( _elem[i-1] > _elem[i] )  
                swap( _elem[i-1], _elem[i] ), sorted = false;  
}
```

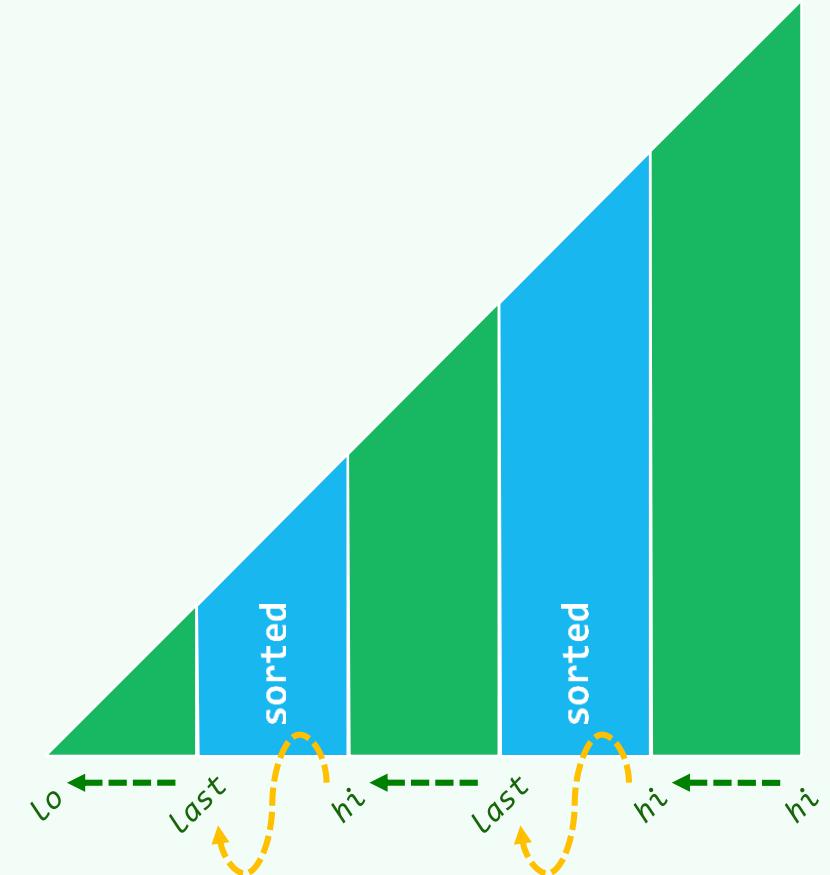
❖ 有改进，但仍有继续改进的余地，比如...

有可能某一后缀[`last,hi`)已然有序——此时，应该可以...



跳跃版

```
template <typename T> void Vector<T>::bubbleSort( Rank lo, Rank hi ) {  
    for ( Rank last; lo < hi; hi = last )  
        for ( Rank i = (last = lo) + 1; i < hi; i++ )  
            if ( _elem[i-1] > _elem[i] )  
                swap( _elem[i-1], _elem[i] ), last = i;  
}  
❖ A[lo, last) <= A[last, hi)  
A[last - 1] < A[last, hi)
```



综合评价

❖ 时间效率：最好 $\theta(n)$ ，最坏 $\theta(n^2)$

❖ 排序算法的**稳定性** (stability) , 是更为细致的要求

相等的元素在输入、输出序列中的相对次序，是否保持不变？

- 输入: 6, 7a, 3, 2, 7b, 1, 5, 8, 7c, 4

- 输出: 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7a, 7b, 7c, 8 //stable

1, 2, 3, 4, 5, 6, 7a, 7c, 7b, 8 //unstable

❖ 以上起泡排序算法是**稳定的**吗？

是的！毕竟在起泡排序中，唯有相邻元素才可交换

❖ 在if一句的判断条件中，若把">"换成">="，将有何变化？

向量

归并排序：分而治之

$\theta_2 - F_1$

几曾随逝水，岂必委芳尘
万缕千丝终不改，任他随聚随分

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

分而治之

❖ 向量与列表通用

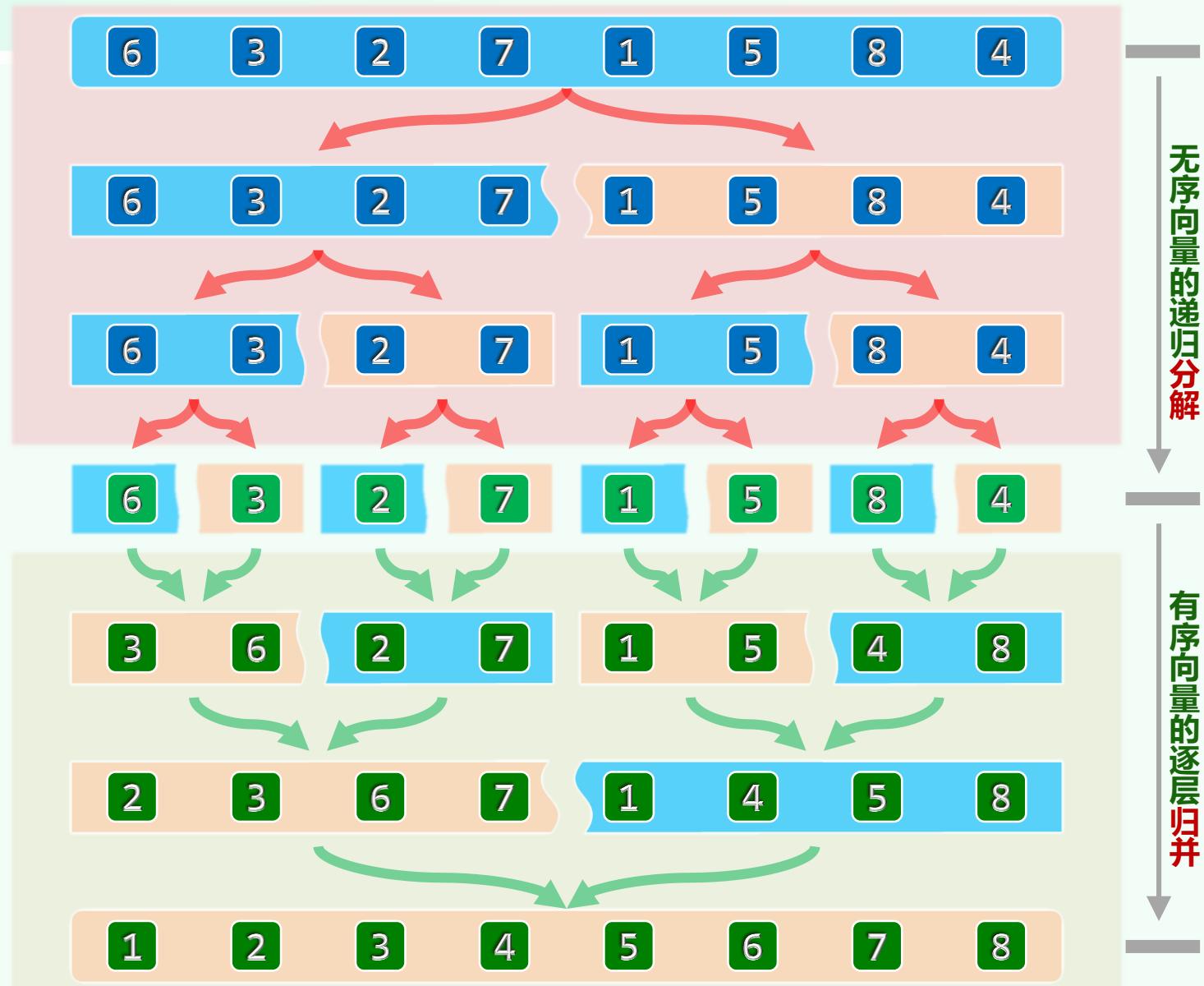


❖ J. von Neumann

1945年首次编程实现

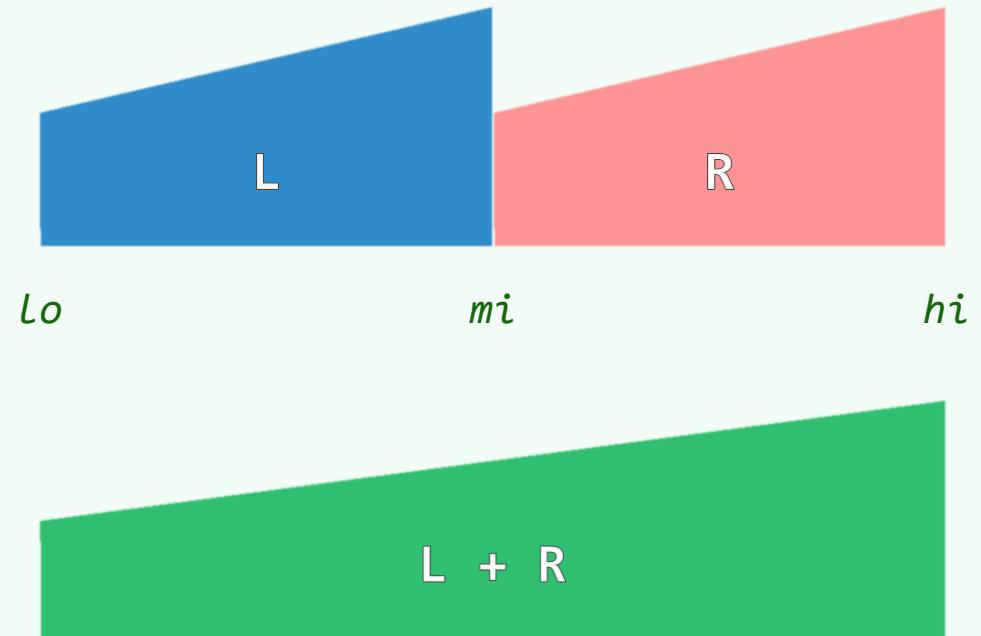
- 序列一分为二 $\text{// } \mathcal{O}(1)$
- 子序列递归排序 $\text{// } 2 \times T(n/2)$
- 合并有序子序列 $\text{// } \mathcal{O}(n)$

❖ 若真能如此，整体的运行成本
应是 $\mathcal{O}(n \cdot \log n)$



分而治之

```
template <typename T> void Vector<T>::mergeSort( Rank lo, Rank hi ) {  
  
    if ( hi - lo < 2 ) return; //单元素区间自然有序, 否则...  
  
    Rank mi = (lo + hi) >> 1; //以中点为界  
  
    mergeSort( lo, mi ); //对前半段排序  
  
    mergeSort( mi, hi ); //对后半段排序  
  
    merge( lo, mi, hi ); //归并  
  
}
```



向量

归并排序：二路归并

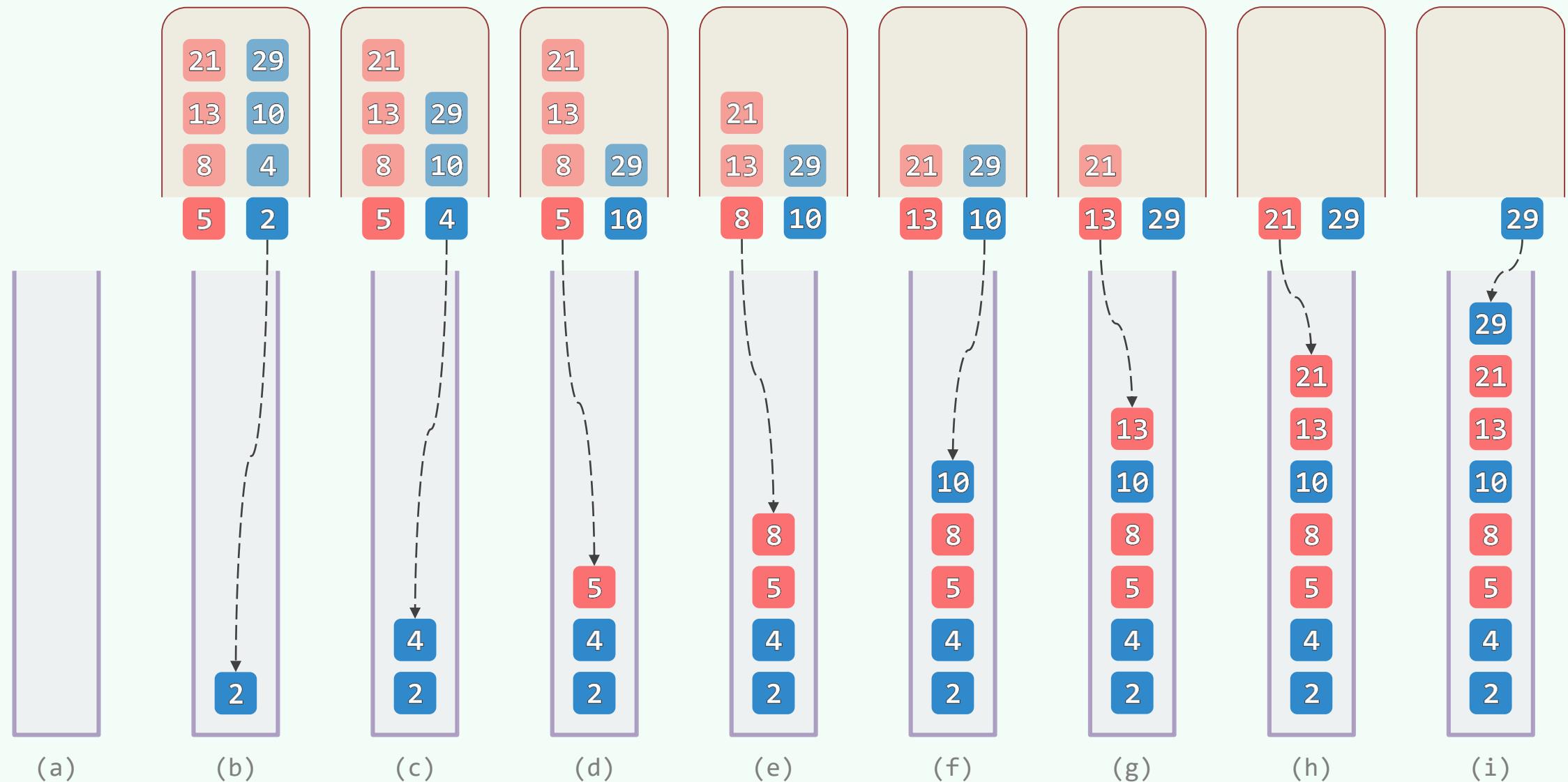
e2 - F2

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

天下大势，分久必合，合久必分

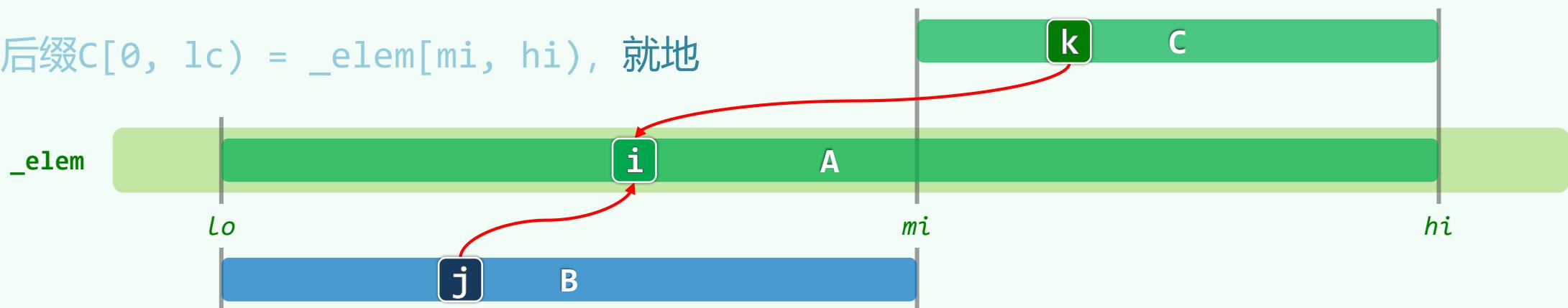
2-way merge: 有序序列合二为一，保持有序: $S[lo, hi) = S[lo, mi) + S[mi, hi)$



实现 (1/2) : 预备

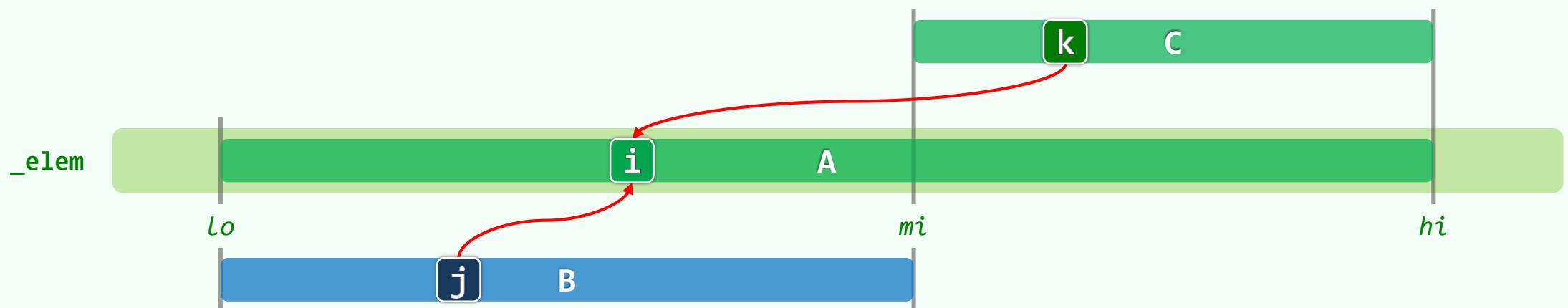
```
template <typename T> // [lo, mi) 和 [mi, hi) 各自有序
```

```
void Vector<T>::merge( Rank lo, Rank mi, Rank hi ) { // lo < mi < hi  
Rank i = 0; T* A = _elem + lo; // A = _elem[lo, hi)  
Rank j = 0, lb = mi - lo; T* B = new T[lb]; // B[0, lb) <- _elem[lo, mi)  
for ( Rank i = 0; i < lb; i++ ) B[i] = A[i]; // 复制出 A 的前缀  
Rank k = 0, lc = hi - mi; T* C = _elem + mi;  
// 后缀 C[0, lc) = _elem[mi, hi), 就地
```



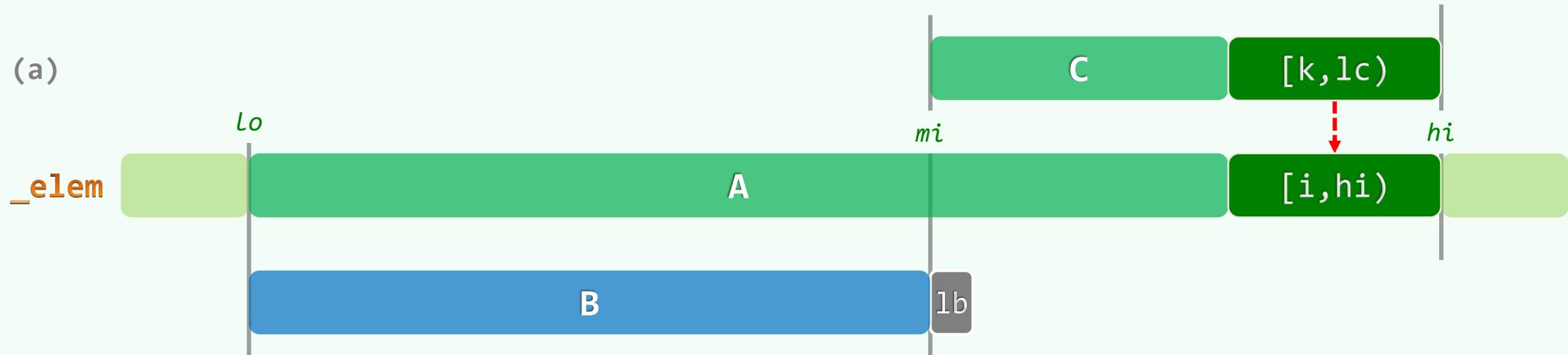
实现 (2/2) : 归并

```
while ( ( j < 1b ) && ( k < 1c ) ) //反复地比较B、C的首元素  
    A[i++] = ( B[j] <= C[k] ) ? B[j++] : C[k++]; //小者优先归入A中  
  
while ( j < 1b ) //若C先耗尽，则  
    A[i++] = B[j++]; //将B残余的后缀归入A中——若B先耗尽呢?  
  
delete[] B; //new和delete非常耗时，如何减少?  
}
```

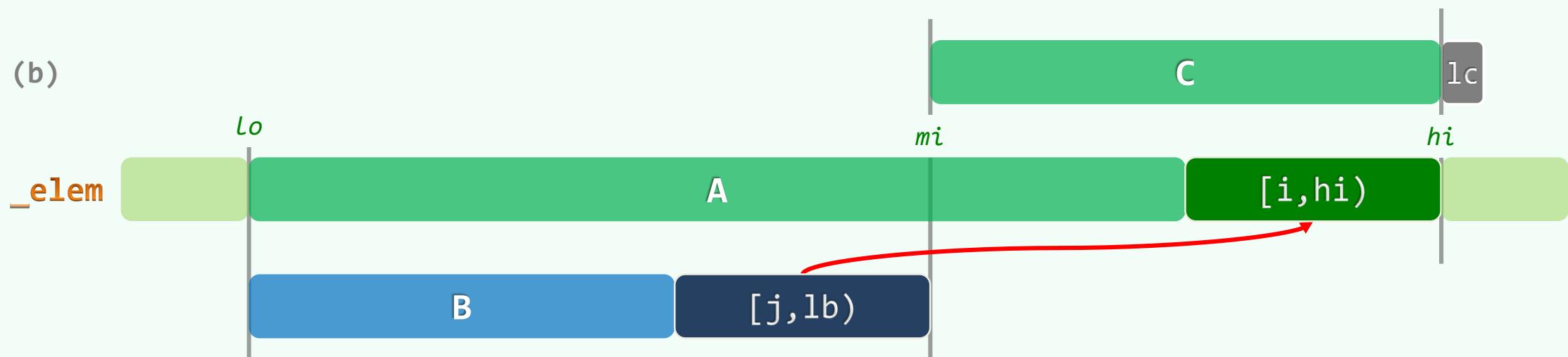


正确性

(a)



(b)



向量

归并排序：复杂度

$\Theta(2^n \cdot F_3)$

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

I think there is a world market for about five computers.

- T. J. Watson, 1943

运行时间

❖ 二路归并中，两个while循环每迭代一步

i都会递增；j或k中**之一**也会随之递增

❖ 因： $0 \leq j \leq l_b$, $0 \leq k \leq l_c$

故：累计迭代步数 $\leq l_b + l_c = n$

二路归并只需 $\mathcal{O}(n)$ 时间

(注意，即便 l_b 和 l_c **不相等**，甚至相差悬殊，这一结论依然成立)

❖ 于是可知，归并排序的时间复杂度为 $\mathcal{O}(n \log n)$

❖ 这一算法的思路及结论，也适用于另一类序列——列表（下一章）

```
while ( ( j < l_b ) && ( k < l_c ) )
    A[i++] = ( B[j] <= C[k] ) ? B[j++] : C[k++];
while ( j < l_b )
    A[i++] = B[j++];
```

综合评价

❖ 优点

- 实现最坏情况下最优 $\mathcal{O}(n \log n)$ 性能的第一个排序算法
- 不需随机读写，完全顺序访问——尤其适用于列表之类的序列、磁带之类的设备
- 只要实现恰当，可保证稳定——出现相等元素时，左侧子向量优先
- 可扩展性极佳，十分适宜于外部排序——海量网页搜索结果的归并
- 易于并行化

❖ 缺点

- 非就地，需要对等规模的辅助空间——可否更加节省？
- 即便输入已是完全（或接近）有序，仍需 $\Omega(n \log n)$ 时间——如何改进？

向量

位图：数据结构

e2 - G1

这样做能保存的信息量就小多了，不到原来的
万分之一，但他们也只能接受这个结果

邓俊辉
deng@tsinghua.edu.cn

有限整数集

$\forall 0 \leq k < U :$

$k \in S ?$ **bool test(int k);**

$S \cup \{k\}$ **void set(int k);**

$S \setminus \{k\}$ **void clear(int k);**



$0 \ 1 \ 2$

k

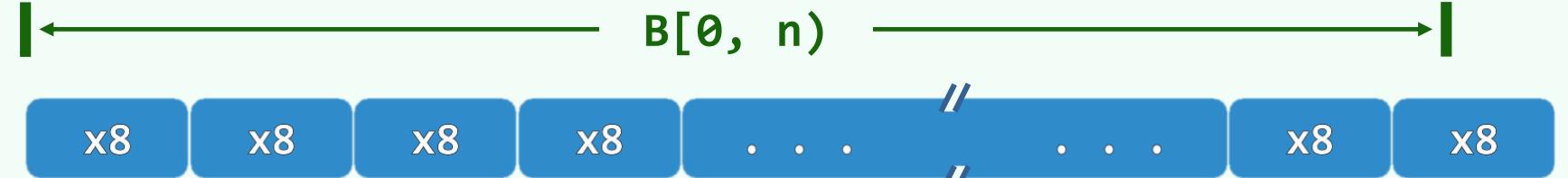
U

结构

```
class Bitmap {
```

```
private:
```

```
    unsigned char * M;
```



```
    Rank N, _sz;
```



```
public:
```

```
Bitmap( Rank n = 8 )
```

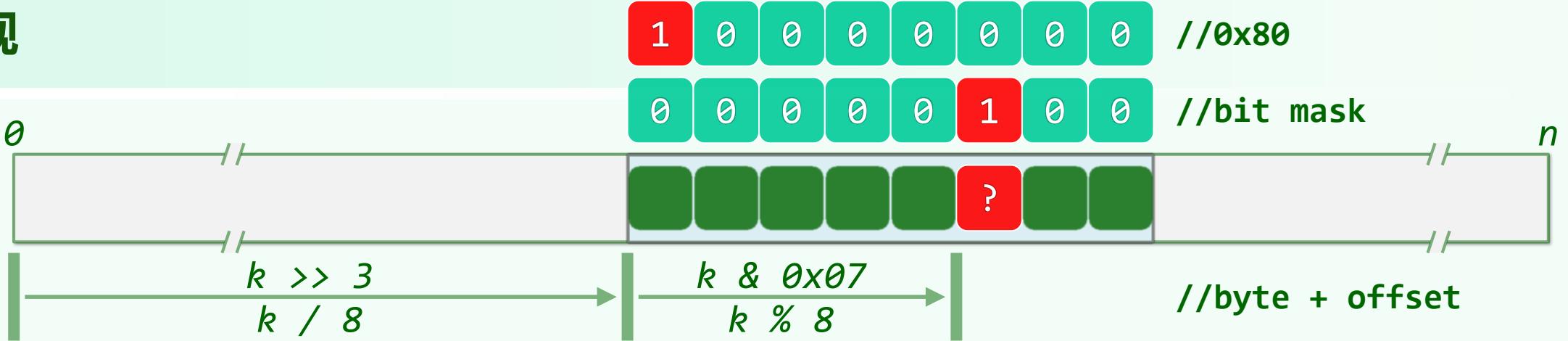
```
{ M = new unsigned char[ N = (n+7)/8 ]; memset( M, 0, N ); _sz = 0; }
```

```
~Bitmap() { delete [] M; M = NULL; _sz = 0; }
```

```
void set( int k ); void clear( int k ); bool test( int k );
```

```
};
```

实现



```
bool test (Rank k) { expand(k); return M[ k >> 3 ] & ( 0x80 >> (k & 0x07) ); }
```

```
void set (Rank k) { if ( test(k) ) return;  
    expand(k); _sz++; M[ k >> 3 ] |= ( 0x80 >> (k & 0x07) ); }
```

```
void clear(Rank k) { if ( !test(k) ) return;  
    expand(k); _sz--; M[ k >> 3 ] &= ~(0x80 >> (k & 0x07) ); }
```

向量

位图：典型应用



邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

Those too big to pass through are our friends.

小集合 + 大数据：问题

❖ 老问题：`int A[n]` 的元素均取自 $[0, m]$

如何剔除其中的相等者？

❖ 仿照 `vector::uniqueify()`

先排序，再扫描

—— $\mathcal{O}(n \log n + n)$ —— 毫无压力

❖ 新特点：数据体量虽大，却有大量元素相等

- 想想我们电脑里的mp3、mp4
- 还有，朋友圈 ...

❖ 比如，**10,000,000,000个24位无符号整数**

$$2^{24} = m \ll n = 10^{10}$$

必有大量的相等者

❖ 如果采用内部排序算法

至少需要 $4 * n = 40\text{GB}$ 内存

- 即便能够申请到这么多空间
- 频繁的I/O也将导致整体效率的低下

❖ 那么， $m \ll n$ 的条件，又应如何加以利用？

小集合 + 大数据：算法

Bitmap B(m); // $\mathcal{O}(m) \sim 2^{24} = 16\text{MB}$

❖ 空间 = $\mathcal{O}(m)$

for (Rank i = 0; i < n; i++)

- 就上例而言，降至：

B.set(A[i]); // $\mathcal{O}(n)$

$m/8 = 2^{21} = 2\text{MB} \ll 40\text{GB}$

for (Rank k = 0; k < m; k++)

- 即便 $m = 2^{32}$, 也不过：

if (B.test(k))

$2^{29} = 0.5\text{GB}$

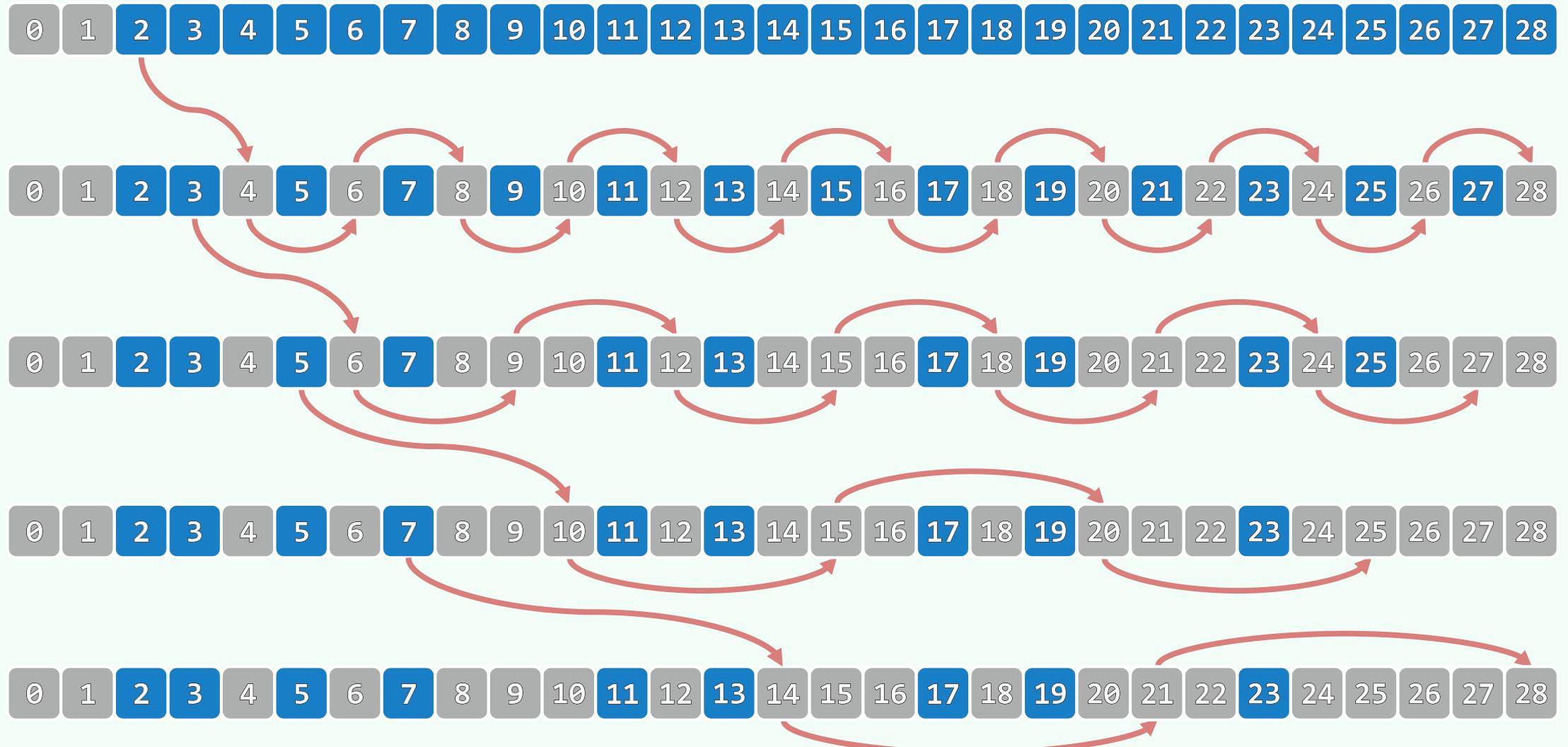
/* ... */; // $\mathcal{O}(m)$

❖ 关键在于，如何将查询词表

❖ 总体运行时间 = $\mathcal{O}(n + m) = \mathcal{O}(n)$

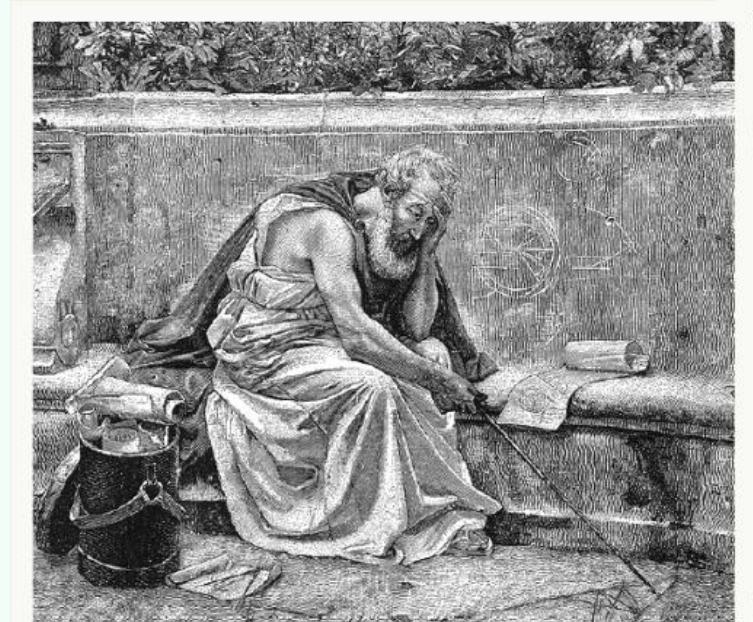
转换为某一整数集合 //保持兴趣

筛法：思路



筛法：实现

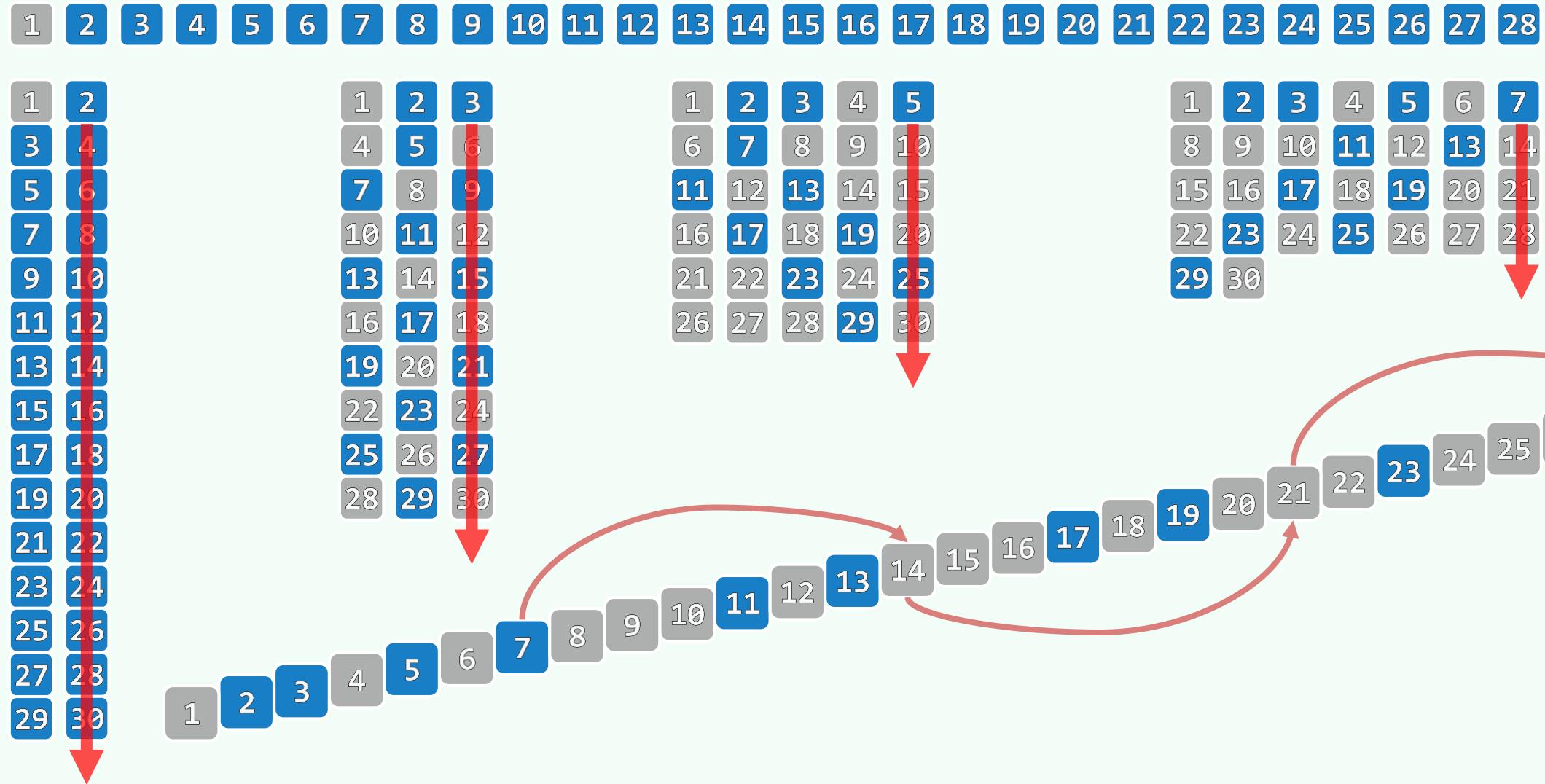
```
void Eratosthenes( Rank n, char * file ) {  
  
    Bitmap B( n ); B.set( 0 ); B.set( 1 );  
  
    for ( Rank i = 2; i < n; i++ )  
  
        if ( ! B.test( i ) )  
  
            for ( Rank j = 2*i; j < n; j += i )  
  
                B.set( j );  
  
    B.dump( file );  
}
```



Eratosthenes
(276 ~ 194 B.C.)



筛法：过程 + 效果



效率 + 改进

❖ 不计内循环，外循环自身每次仅一次加法、两次判断，累计 $\mathcal{O}(n)$

❖ 内循环每趟迭代 $\mathcal{O}(n/i)$ 步，由素数定理外循环至多 $n/\ln n$ 趟，累计耗时

$$n/2 + n/3 + n/5 + n/7 + n/11 + \dots$$

$$< n/2 + n/3 + n/4 + n/5 + n/6 + \dots + n/(n/\ln n)$$

$$= \mathcal{O}(n \cdot (\ln(n/\ln n) - 1)) = \mathcal{O}(n \cdot \ln n - n \cdot \ln(\ln(n))) = \mathcal{O}(n \cdot \log n)$$

1	2	3	4	5
6	7	8	9	10
11	12	13	14	15
16	17	18	19	20
21	22	23	24	25
26	27	28	29	30
31	32	33	34	35

A diagram showing a 7x5 grid of numbers from 1 to 35. The numbers are arranged in rows: 1-5, 6-10, 11-15, 16-20, 21-25, 26-30, and 31-35. A red arrow points vertically downwards from the number 25 to the number 35. A dashed red circle highlights the path from the number 5 to the number 25, illustrating the range of the inner loop.

❖ 内循环的起点 “`2*i`” 可改作 “`i*i`”；外循环的终止条件 “`i < n`” 可改作 “`i*i < n`” //为什么？

内循环每趟迭代 $\mathcal{O}(\max(1, n/i - i))$ 步，外循环至多 $\sqrt{n}/\ln \sqrt{n}$ 趟，耗时减少 //从渐近角度看呢？

向量

位图：快速初始化

邓俊辉

deng@tsinghua.edu.cn

$\theta_2 - G_3$

我从那无比圣洁的河水那里
走了回来，仿佛再生了一般
正如新的树用新的枝叶更新
一身洁净，准备就绪，就飞往星辰

兵甲之符，右在君，左在杜。凡兴土披甲，用兵五十人以上，必会君符，乃敢行之

$\mathcal{O}(n) \sim \mathcal{O}(1)$

❖ Bitmap的构造函数中，通过 `memset(M, 0, N)` 统一清零

这一步只需 $\mathcal{O}(1)$ 时间？不，实际上仍等效于诸位清零， $\mathcal{O}(N) = \mathcal{O}(n)$ ！

❖ 尽管这并不会影响上例的渐近复杂度，但并非所有问题都是如此

❖ 有时，对于大规模的散列表（第09章），初始化的效率直接影响到实际性能

例如：第13章中`bc[]`表的构造算法，需要 $\mathcal{O}(|\Sigma| + m) = \mathcal{O}(s + m)$ 时间

若能省去`bc[]`表各项的初始化，则可严格地保证是 $\mathcal{O}(m)$

❖ 有时，甚至会影响到算法的整体渐近复杂度

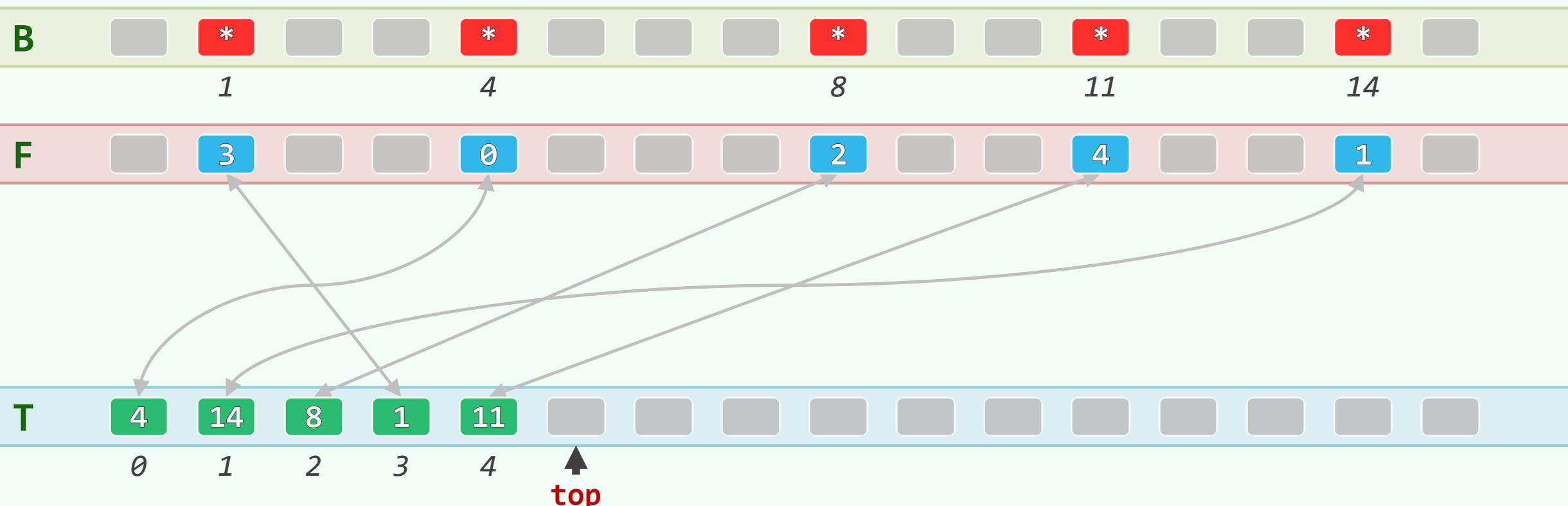
例如，为从 $n = 10^8$ 个 32 位整数中找出相等者，可仿造剔除算法... //但这里无需回收

因此，若能省去Bitmap的初始化，则只需 $\mathcal{O}(n)$ 时间

J. Hopcroft, 1974: B[] 拆分成一对等长向量: Rank F[m], T[m], top = 0;

❖ 构成校验环: $T[F[k]] == k \quad \& \quad F[T[i]] == i$

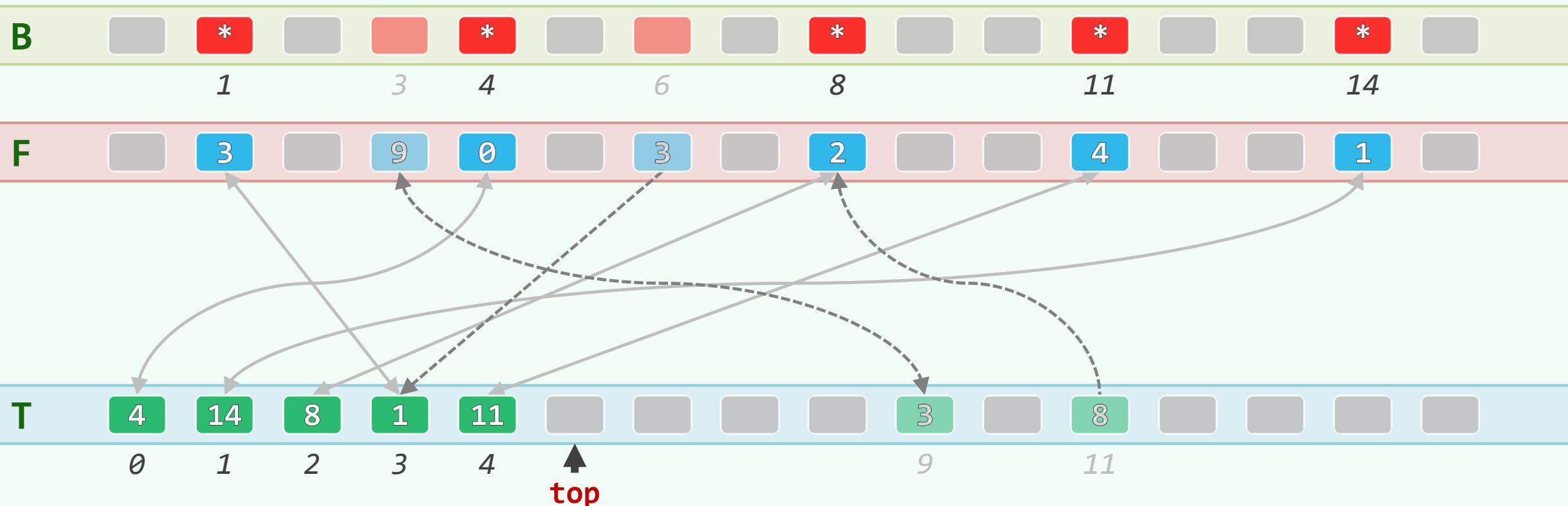
//君右杜左, 虎符会合



测试: `test(1,4,8,11,14) = true & test(3,6) = false`

`bool Bitmap::test(Rank k)`

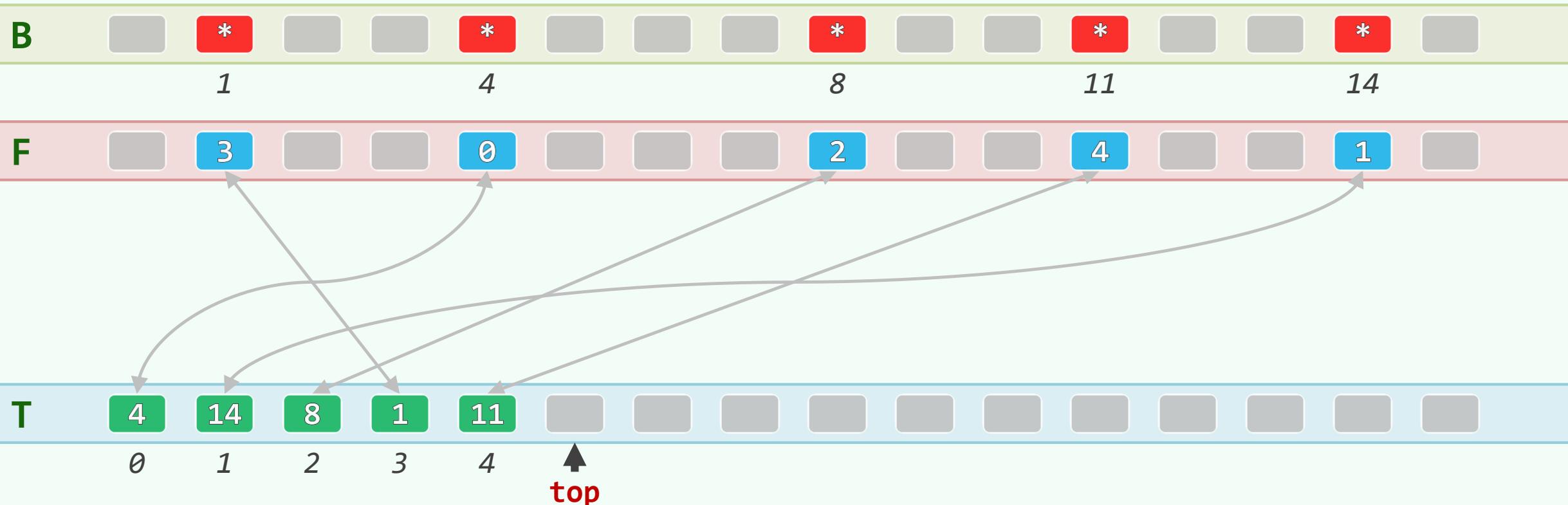
```
{ return (-1 != F[k]) && (F[k] < top) && (k == T[F[k]]); }
```



$\Theta(1)$ 复位

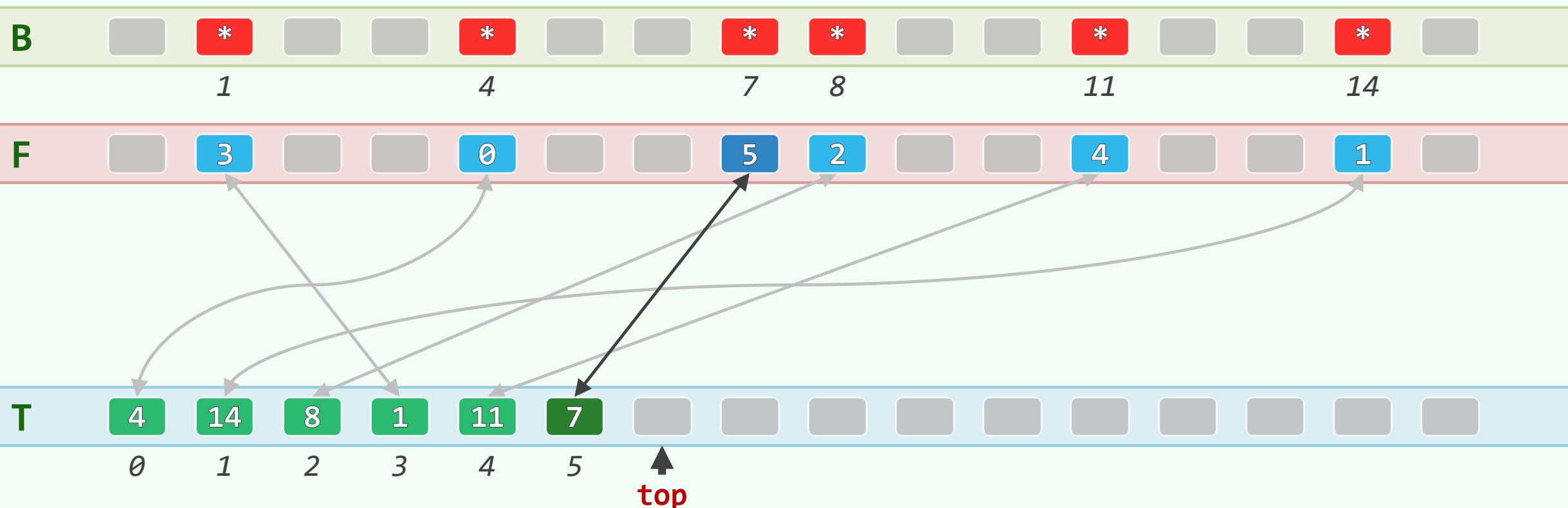
```
void Bitmap::reset()
```

```
{ top = 0; }
```



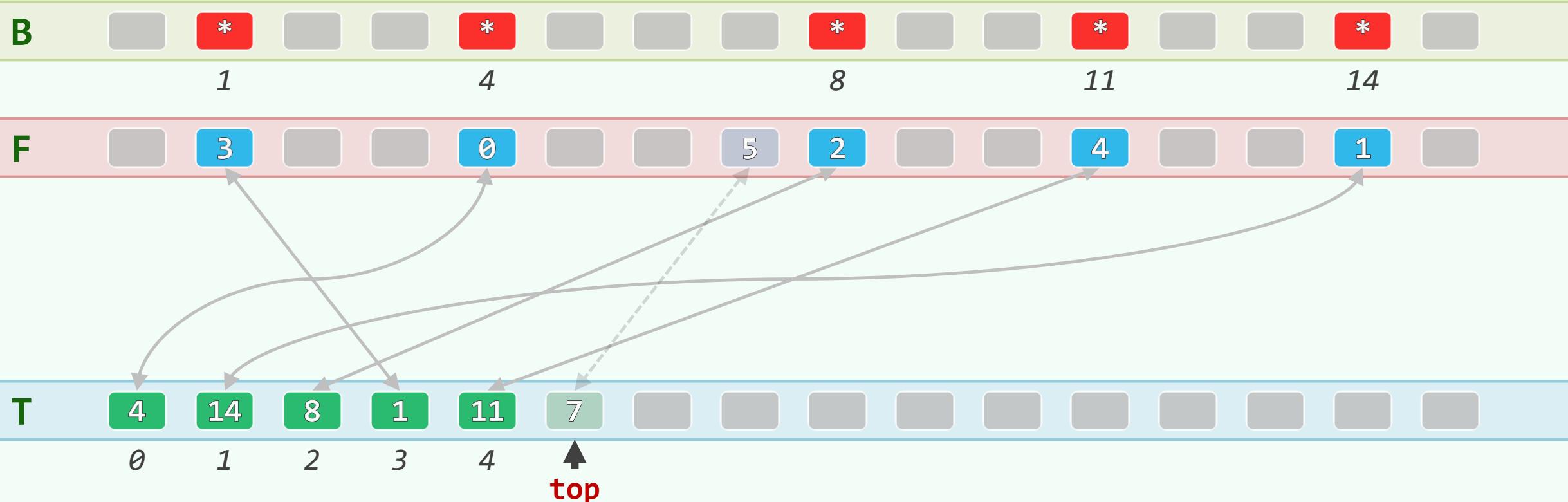
$O(1)$ 插入: set(7)

```
void Bitmap::set( Rank k )  
{ if ( !test( k ) ) { T[top] = k; F[k] = top++; } }
```



$O(1)$ 删除: remove(7)

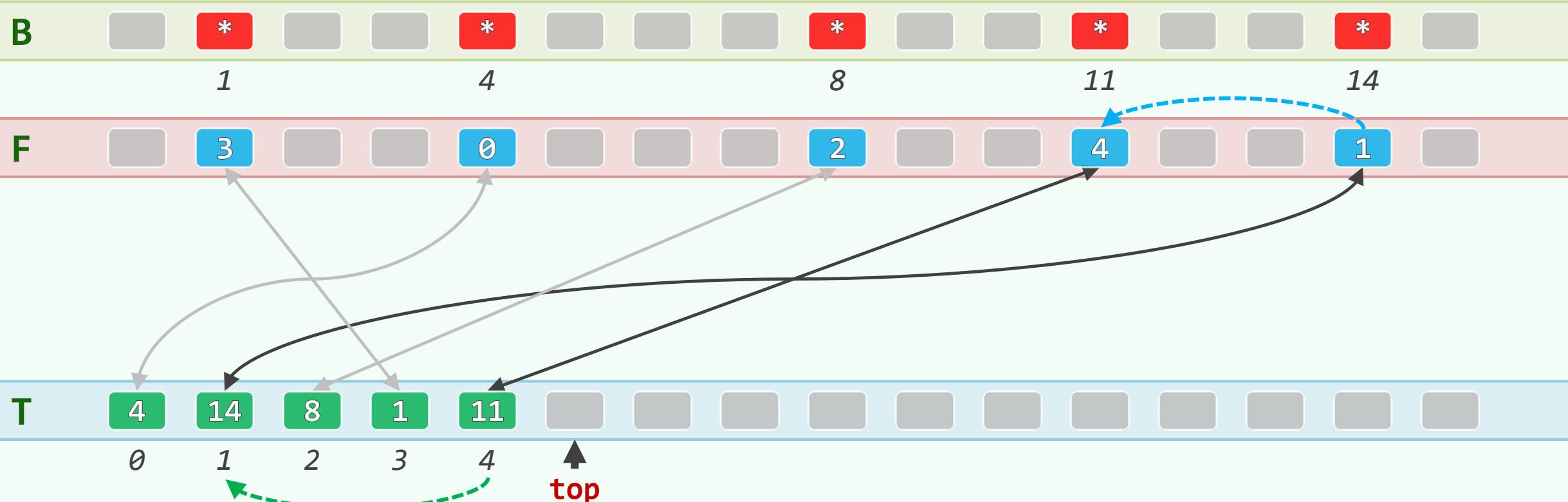
```
void Bitmap::clear( Rank k )  
{ if ( test( k ) && ( --top ) ) { F[T[top]] = F[k]; T[F[k]] = T[top]; } }
```



$\mathcal{O}(1)$ 删除: remove(14) . . .

```
void Bitmap::clear( Rank k )
```

```
{ if ( test( k ) && ( --top ) ) { F[T[top]] = F[k]; T[F[k]] = T[top]; } }
```



$O(1)$ 删除: ... remove(14)

```
void Bitmap::clear( Rank k )
```

```
{ if ( test( k ) && ( --top ) ) { F[T[top]] = F[k]; T[F[k]] = T[top]; } }
```

